计 算 机 科 学 丛 书

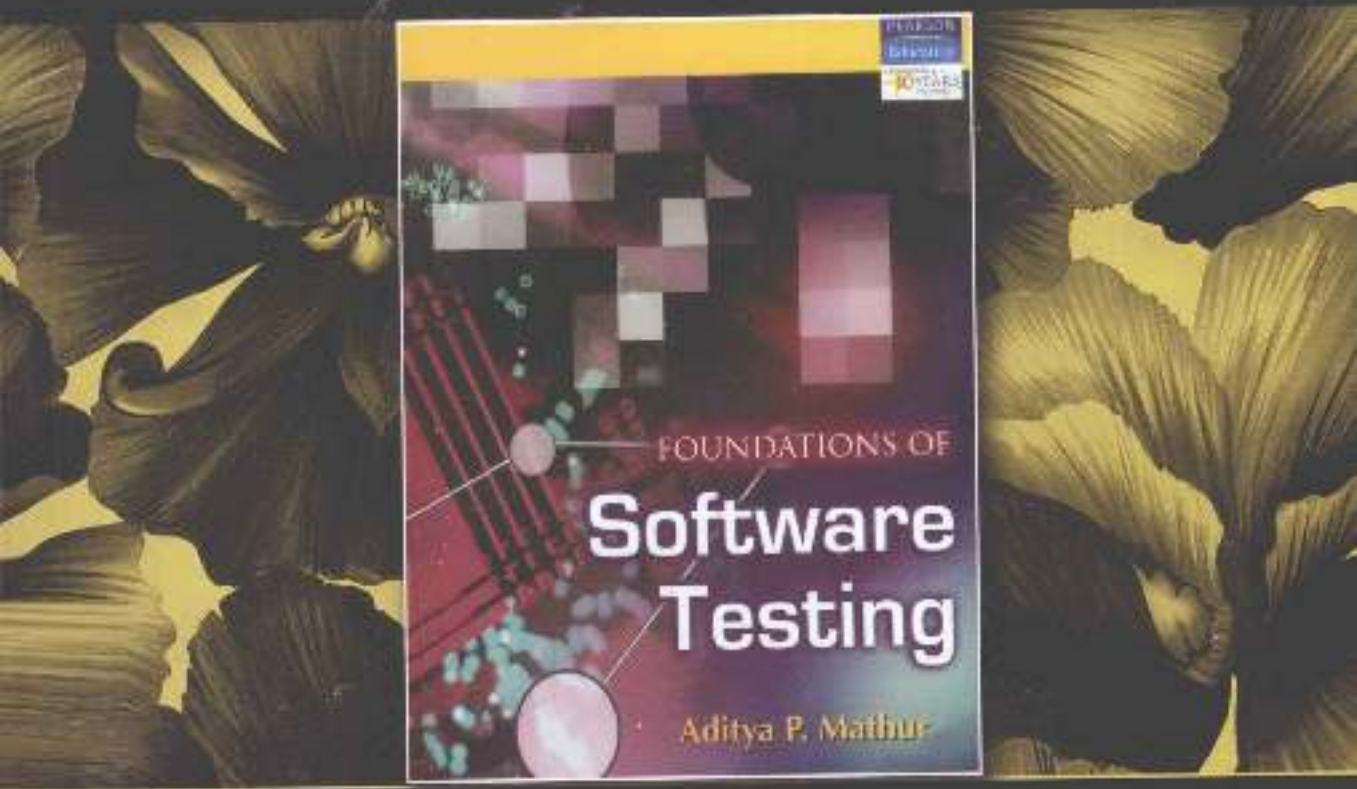
PEARSON

软件测试基础教程

(美) Aditya P. Mathur 著
普渡大学

王峰 郭长国 陈振华 等译　　王峰 宗建建 施寅生 校

Foundations of Software Testing



机械工业出版社
China Machine Press

软件测试基础教程

Foundations of Software Testing

本书以清晰易懂的方式、大量的实例和插图，描述了各种测试技术，使本书易学易用，非常方便学生理解和掌握书中的原理和技术。总之，这是软件测试领域一本非常出色的教材。

—— Ashish Kundu，普度大学

作为讲授“软件测试和验证”课程的教师，我曾长期调查寻找适合我的测试课程的教材，直到我看到了这本书。它内容全面、实例丰富、图文并茂、习题安排合理，参考文献和章末讨论栏于读者进一步提高，并配有组织良好的PPT教学课件。因此，我认为本书是最好的软件测试教材之一。

—— Abdesham En-nouaary教授，康考迪亚大学

本书基于实例讲述不同规模软件项目中的测试生成、选择、最小化和增强方面的最佳工程实践。全书还覆盖了基于数据流的测试充分性和基于变异的测试充分性，这些是可用的最有效的测试充分性准则。本书精选了由全世界数百位测试研究人员和实践人员发明和总结的测试知识及技术，采用通俗易懂的表述方式，使读者更容易理解和掌握。

测试生成、选择、优先排序和评估是测试过程中所有技术活动的基础。在此基础上合理部署各项组件，才能有效地测试不同类型的软件应用，包括面向对象系统、Web服务、图形用户接口、嵌入式系统以及与安全、性能和可靠性有关的各种属性。本书采用大量的实例和习题，循序渐进地介绍各种测试技术（包括有限状态模型、组合设计和回归测试的最小化等）。

作者简介



Aditya P. Mathur 普渡大学计算机系主任、教授，印度BITS Pilani大学计算机系创始人之一。他是一位成果颇丰的学者，在国家期刊和会议上发表了100多篇论文。他的重要学术成果包括多语言计算机、软件测试的俄和效应、软件控制论、软件可靠性估算的新技术等。



影印版
书号：978-7-111-24732-6
定价：49.00元

客服热线：(010) 88378991, 88361066
购书热线：(010) 68326294, 88379649, 68995259
投稿热线：(010) 88379604
读者信箱：hzjsj@hzbook.com

华章网站 http://www.hzbook.com

网上购书：www.china-pub.com

PEARSON
www.pearsonhighered.com

ISBN 978-7-111-35188-7

9 787111 351887

定价：75.00元

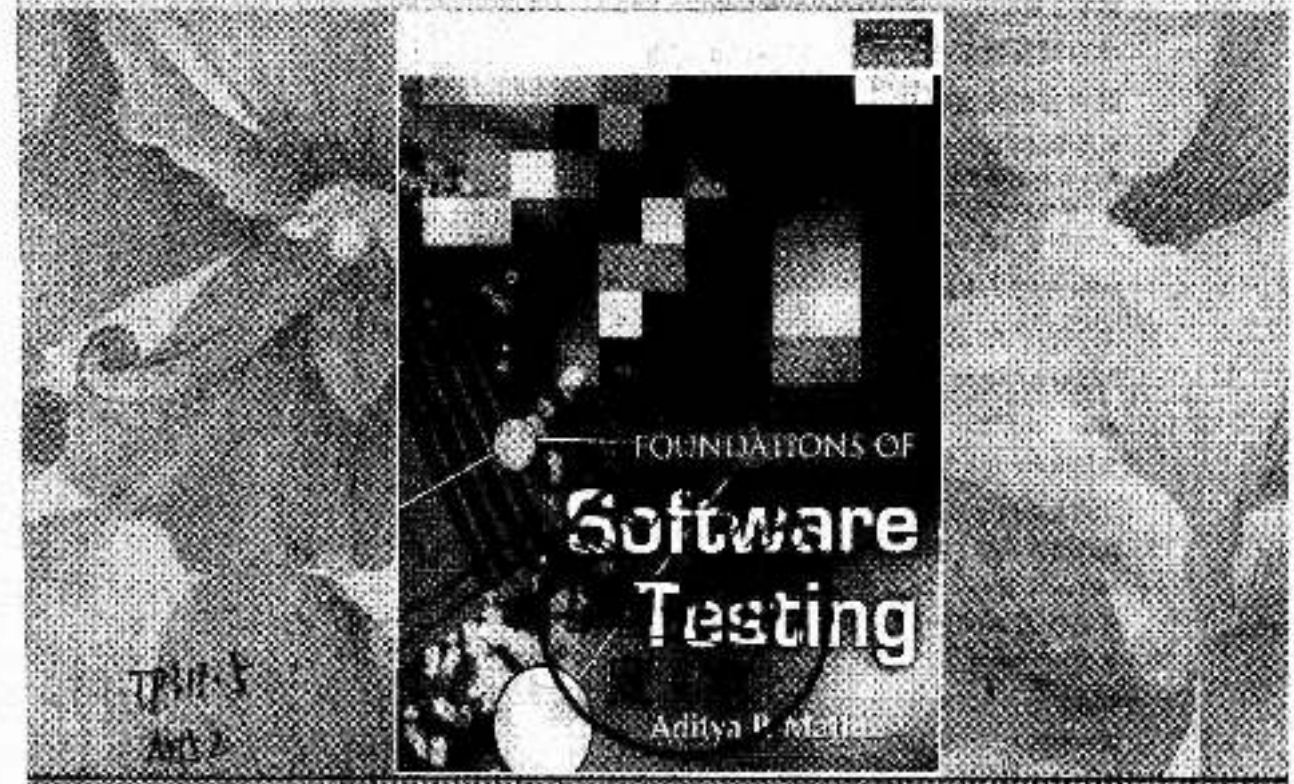
计 算 机 科 学 丛 书

软件测试基础教程

(美) Aditya P. Mathur 普渡大学 著

王峰 郭长国 陈振华 等译 王峰 宗建建 施寅生 校

Foundations of Software Testing



机械工业出版社
China Machine Press

本书全面介绍了软件测试的相关理论、测试方法、测试生成技术等内容。全书分为二个部分：第一部分基础备知识，介绍软件测试技术的相关术语等基础知识；第二部分介绍软件测试的生成技术，不仅包括基本的等价类划分、边界值分析，因果图、谓词测试等技术，还涵盖了具有奇状态模型自动生成测试的技术、基于组合设计的测试生成技术，以及用于回归测试中测试选择、优先级排序、最小化的一些基本技术；第三部分介绍软件测试中最重要又广泛适用的理论，即通过测试充分性的度量来加强测试，包括基于控制流、数据流的代码覆盖标准，以及最有效的基于程序变异的测试充分性度量标准。每章的结尾都有参考文献并释和练习题，与此读者深入体会软件测试的过程，并熟练掌握测试生成的方法。

本书适合作为计算机、软件工程及相关专业软件测试课程的教材，也可作为软件测试技术人员的参考书。

Authorized translation from the English language edition, entitled *Foundations of Software Testing* (ISBN 978-81-317-0795-1) by Aditya P. Mathur, published by Dorling Kindersley (India) Pvt. Ltd., publishing as Pearson Education, Copyright © 2008 by Dorling Kindersley (India) Pvt. Ltd.

All rights reserved. No part of this book may be reproduced or transmitted in any form or by any means, electronic or mechanical, including photocopying, recording or by any information storage retrieval system, without permission from Pearson Education, Inc.

Chinese edition published by Pearson Education Asia Ltd. and China Machine Press Copyright © 2011.

This edition is manufactured in the People's Republic of China, and is authorized for sale and distribution in the People's Republic of China exclusively (except Taiwan, Hong Kong SAR and Macau SAR).

版权所有，未经出版人事先书面许可，本书出版物的任何部分不得以任何方式或途径复制或传播，包括但不限于复印、录制、录音，或通过任何数据库、信息或可检索的系统。

版权© 2011 由 Pearson Education Asia Ltd. 与机械工业出版社所有。

此版仅限于中华人民共和国境内（不包括中国香港特别行政区、澳门特别行政区和中国台湾地区）销售发行。

封底无防伪标均为盗版

版权所有，侵权必究

本书法律顾问 北京市展达律师事务所

本书版权登记号：图字：01-2009-1732

图书在版编目（CIP）数据

软件测试基础教程/（美）马瑟（Mathur, A. P.）著；王峰，郭长国，陈振华等译. —北京：机械工业出版社，2011.8

（计算机科学丛书）

书名原文：Foundations of Software Testing

ISBN 978-7-111-35188-7

Ⅰ. 欧… Ⅱ. ①马… ②王… ③郭… ④陈… Ⅲ. 软件—测试—教材 Ⅳ. TP 311.5

中国版本图书馆 CIP 数据核字（2011）第 137150 号

机械工业出版社（北京市西城区百万庄大街 23 号 邮政编码 100037）

责任编辑：白 宇

北京诚信伟业印刷有限公司印刷

2011 年 8 月第 1 版第 1 次印刷

185mm × 260mm · 25 印张

标准书号：ISBN 978-7-111-35188-7

定价：75.00 元

凡购本书，如有缺页、倒页、脱页，由本社发行部调换

客服热线：（010）88378991；88361066

购书热线：（010）68326294；88379649；68995259

投稿热线：（010）88379604

读者信箱：hzjsj@hzbook.com

文艺复兴以降，源远流长的科学精神和逐步形成的学术规范，使西方国家在自然科学的各个领域取得了垄断性的优势；也正是这样的传统，使美国在信息技术发展的六十多年间名家辈出、独领风骚。在商业化的进程中，美国的产业界与教育界越来越紧密地结合，计算机学科中的许多泰山北斗同时身处科研和教学的最前线，由此而产生的经典科学著作，不仅奠定了研究的范畴，还揭示了学术的源变，既遵循学术规范，又自有学者个性，其价值并不会因年月的流逝而减退。

近年，在全球信息化大潮的推动下，我国的计算机产业发展迅猛，对专业人才的需求日益迫切。这对计算机教育界和出版界都既是机遇，也是挑战；而专业教材的建设在教育战略上显得举足轻重。在我国信息技术发展时间较短的现状下，美国等发达国家在其计算机科学发展的几十年间积淀和发展的经典教材仍有许多值得借鉴之处。因此，引进一批国外优秀计算机教材将对我国计算机教育事业的发展起到积极的推动作用，也是与世界接轨、建设真正的世界一流大学的必主之路。

机械工业出版社华章公司较早意识到“出版要为教育服务”。自 1998 年开始，我们就将工作重点放在了遴选、移译国外优秀教材上。经过多年的不懈努力，我们与 Pearson，McGraw-Hill，Elsevier，MIT，John Wiley & Sons，Cengage 等世界著名出版公司建立了良好的合作关系，从他们现有的数百种教材中甄选出 Andrew S. Tanenbaum，Bjarne Stroustrup，Brain W. Kernighan，Dennis Ritchie，Jim Gray，Afred V. Aho，John E. Hopcroft，Jeffrey D. Ullman，Abraham Silberschatz，William Stallings，Donald E. Knuth，John L. Hennessy，Larry L. Peterson 等大师名家的一批经典作品，以“计算机科学丛书”为总称出版，供读者学习、研究及珍藏。大理石纹理的封面，也正体现了这套丛书的品位和格调。

“计算机科学丛书”的出版工作得到了国内外学者的鼎力襄助，国内的专家不仅提供了中肯的选题指导，还不辞劳苦地担任了翻译和审校的工作；而原书的作者也相当关注其作品在中国的传播，有的还专程为其书的中译本作序。迄今，“计算机科学丛书”已经出版了近两百个品种，这些书籍在读者中树立了良好的口碑，并被许多高校采用为正式教材和参考书籍。其影印版“经典原版书库”作为姊妹篇也被越来越多实施双语教学的学校所采用。

权威的作者、经典的教材，一流的译者，严格的审校、精细的编辑，这些因素使我们的图书有了质量的保证。随着计算机科学与技术专业学科建设的不断完善和教材改革的逐渐深化，教育界对国外计算机教材的需求和应用都将步入一个新的阶段，我们的目标是尽善尽美，而反馈的意见正是我们达到这一终极目标的重要帮助。华章公司欢迎老师和读者对我们的工作提出建议或给予指正，我们的联系方法如下：

华章网站：www.hzbook.com
电子邮件：hzjsj@hzbook.com
联系电话：（010）88379604
联系地址：北京市西城区百万庄南街 1 号
邮政编码：100037

华章教育
华章科技图书出版中心

译者序

Foundations of Software Testing

本书的翻译、审校工作基本结束，三年半来一直压在心头的石头终于可以落地了。

2007 年 12 月 24 日下午，我应温莉芳编审、姚蕾编辑之约，前往机械工业出版社华章公司讨论本书的翻译工作。首次浏览原版书目录，感觉又是一本难得的好书，很是兴奋，当时就答应下来。

2008 年元旦过后，开始组建翻译小组并进行分工。由我本人负责第一部分、陈振华负责第二部分、郭长国负责第三部分，并由我负责全书的审校和统稿。翻译工作自当年春节后正式开始。

陈振华于 2008 年 4 月初提交了第 2 章 2.4 节之前各节的译稿。但天有不测风云，就在我返回他修改稿之后不久，陈振华因公出差不幸在湖北省襄樊市发生特大车祸，严重受伤，后辗转襄樊、北京、天津多家医院，身体每况愈下，自 2008 年 9 月底昏迷以后到现在尚未苏醒过来。原由他负责的第二部分翻译工作改由郭长国和我共同承担。在本书即将出版之际，我们衷心祝愿陈振华能够早日苏醒过来，最终康复。

本书翻译工作异常艰辛。第一，没有时间，所有的翻译工作皆在业余时间完成。因本职工作太忙，很少有空余时间，下班之后也没多少精力再去翻译。但既然答应承担翻译任务，心里就放不下。因此，很多次外出开会、出差，甚至在“5.12”地震之后回灾区老家，我都在行囊里背着原版书和电脑。我也明知在外时不可能翻译，只是出于对翻译任务的背负，以求得心里的安慰。由于没有整块的时间翻译，很多内容是“炒夹生饭”，刚一读懂就放下，过几天甚至一两个月再来，反反复复。第 7 章个别小节内容审校不下五次。第二，原版书排版质量太差。初步统计，原版书中明显错误不下 200 处。为了保证图书质量，我们花费了很多时间纠正原版书中出现的错误，尤其是一些出现在算法和数学公式中的错误，必须推导验证才能排除。特别是第 3 章，我们根据自己对算法的理解，增补了大量测试用例。翻译早期，我就原书第 2 章的错误与作者 Aditya P. Mathur 教授交流过，他全部接受，称我们的纠错工作为 excellent。

关于本书的内容，读者一看目录就清楚了。需要强调的是，这是一本到目前为止我本人读过的关于测试技术的最全面、最深入的书。我以前曾翻译过两本关于软件测试的书，Cem Kaner 的 *Testing Computer Software* 第 2 版和 Glenford J. Myers 的 *The Art of Software Testing* 第 2 版，前者偏重测试技术管理，后者就是一本测试普及小册子。我也常去北京的新华书店，细读有关软件测试的图书，包括翻译书和原创书，估计不下 30 种。我可以负责任地讲，尽管不敢夸口说本书是关于测试技术最好的书，但只要你读过本书之后，很多其他的书真的没必要看了。虽然看完书中的内容之后不可能马上就学会软件测试，但这些知识却是作为一个软件测试（甚至是软件）从业人员必须掌握的。等价类划分、边界值分析、因果图分析、有穷状态机、组合设计、程序切片、控制流、数据流、程序变异等，我们在软件工程课程中都能学到这些知识，但如何应用于软件测试，还是本书第一次系统地做了介绍。尤其是其后面所列的 500 多篇参考文献，几乎囊括了到 2006 年所有有价值的软件测试文献，对从事软件测试研究的人员来说，如获至宝。

本书由王峰、郭长国、陈振华翻译。其中王峰主要负责前言、致谢、第 1 章、第 2 章 2.5 节以后各节、第 3 章、封底；郭长国负责第 4～7 章；陈振华负责第 2 章 2.4 节之前各节。王

王峰、宗建建、施寅生审校，其中宗建建负责第5章第一、第二次审校；施寅生负责第4章第一次审校；王峰负责第2章、第4章第二次、第5章第三次，第6章、第7章审校。郭长国校读了前言、致谢、第1～4章和第6章，施寅生校读了第7章7.10.7节以后各节。此外，参加翻译工作的还有赵志强、郑彦兴、李海龙、齐璇、齐韶、苏晓艳、喻琳、农双辉、房友园、谷天阳、刘宇、包阳、李冬红、杨广华、战茅、张伟靖，全书由王峰统稿。

虽然我们尽力纠正原版中的错误，但书中可能仍然存在疏漏与错误，诚恳地希望各位读者批评指正。

王　峰

2011年6月17日晚于北京

本书翻译工作得到国家863计划课题2009AA01Z146的资助，特此感谢。

欢迎您阅读《软件测试基础教程》！希望本书对您有所帮助！

正如其名，本书将向您讲述什么是软件测试。

对于那些准备从事 IT 行业的学生来说，选择一门软件测试方面的课程是很重要的。这门课程应该为学生提供一个获取他们职业生涯中永远有用的知识的机会，这也是很重要的，因为他们的工作将涉及大量的软件应用系统、软件产品以及不断变化的外部环境。

本书旨在介绍软件测试的知识，是该领域比较合适的教材。本书浓缩了全世界数以百计测试研究人员、一线测试人员的经验，并以易理解的方式呈现给读者。

软件测试所有技术活动的基础，在于测试生成、选择、优先排序以及评价。合理应用这些基本技术，可以测试不同的软件应用系统，以及各种质量特性。应用系统涉及面向对象系统、Web 服务软件、图形用户界面（GUI）、嵌入式系统等，而软件质量特性包括安全性、可靠性、性能、可维护性等。

随着软件日益渗透到我们日常生活的方方面面，软件测试的重要性就愈加明显。不幸的是，现在只有少数几所大学有资格开设软件测试课程，而他们还在努力地为课程选择教材。所以，我希望本书有助于科研院所开展软件测试教学，对于那些已开设该门课程的院校，将不再为寻找一本合适的教材而苦恼了，或者不再简单地依赖于一些研究性出版物了。

通过与商用软件开发单位中的测试人员和项目经理接触，我发现，虽然软件测试被认为是一项重要的工作，但软件测试人员经常抱怨与系统开发人员和设计人员相比他们没有得到应有的重视。我相信，提高软件测试的技术水平，将有利于开展高水平的软件测试工作，保证生产出高质量的软件，同时，也会给软件测试这种职业带来正面效应。我希望，一个学生即使掌握本书中知识的一半也能树立起他对软件测试作为一门学科应有的信心，就像编译原理、数据库、算法、计算机网络等成熟学科一样。

本书的读者对象

很自然，有人会问：这本书是面向哪个层次的读者？根据我和一些使用过本书初稿的教师的经验，本书最适合高年级本科生和低年级研究生，虽然本书的表述风格是以学院或综合性大学在校学生为读者对象，但我相信它对一线测试人员和测试研究人员同样也是有用的。如果有耐心的话，一线测试人员会发现这本书提供了丰富的技术资源供他们学习，并能够应用到开发和测试工作中；测试研究人员很可能会发现本书是很好的参考资料。

本书涵盖的内容

软件测试涉及很多活动。从大的方面看，这些活动很多一样，但从小的方面看，它们却大相径庭。例如，大多数软件开发环境都能进行测试，但是对操作系统的测试与对小的计算器的测试却大不一样——一个是开放式系统，一个是嵌入式系统，需要采用不同的测试执行方式。

软件测试活动中相似性和差异同时存在，这为作者以及教师出了个难题。一本书或者一门

课程是应该专注于具体的软件开发环境以及它们完成不同测试活动的方式，还是应该专注于具体的测试技术而对环境轻描淡写？任何一种做法都会招来批评，并且会让学生要么与测试应用环境脱节，要么完全不了解测试理论。

通过精心选择、组织书中的材料，我成功地解决了这个难题。本书分为三部分，主要讲述各种测试技术的基础理论。第一部分通过实例来介绍在不同的软件开发组织中软件测试过程的差别。第二部分介绍用预期的程序行为模型生成测试的技术。第三部分介绍测试充分性的度量与增强技术。

本书的组织

本书由三部分组成。

第一部分涵盖与测试相关的概念和预备知识。第1章，也是本部分唯一的一章，介绍软件测试中普遍涉及的术语和基本概念。一些采用该书早期初稿作为本科教材的教师通常在前两周或三周内讲完本章的内容。

第二部分涵盖不同的测试生成技术。第2章介绍广泛适用于几乎所有软件应用系统的最基本的测试生成技术，包括等价类划分、边界值分析、因果图、谓词测试等。第3章介绍从有穷状态模型自动生成测试的技术，包括W、Wp以及UIO（Unique Input－Output）方法。有穷状态模型大量应用于诸如面向对象测试、安全性测试、GUI测试。第4章介绍基于组合设计的测试生成技术。一旦软件版本升级或进行广泛维护时，回归测试是所有软件开发过程的一个组成部分。第5章介绍用于回归测试中测试选择、优先级排序、最小化的一些基本技术。

第三部分涵盖软件测试中既重要又广泛适用的理论和技术，即通过测试充分性的度量来加强测试。第6章介绍了多种基于控制流、数据流的代码覆盖标准，以及如何将它们应用于实际测试工作。第7章介绍最有效的基于程序变异的测试充分性度量标准。尽管几乎每一个软件开发组织都有一些测试充分性度量方法，但是通过掌握本部分的知识，将实能帮您把测试充分性度量与增强技术提升到一个新的高度，从而可以明显地提高软件的可靠性。

一线测试人员常常抱怨，许多白盒测试的充分性标准在集成测试和系统测试时是不可用的，这种抱怨在大多数时候是正确的。本书讨论了一些最有效的测试充分性评价标准如何才能够、也应该应用于除单元测试之外的测试。当然，我的建议是以用商用工具进行测试充分性评价为前提的。

本书每一章的结尾都有详细的参考文献注释。在引用与该章内容相关的文献时，我努力做到尽可能全面、综合。希望教师和学生会发现每章的参考文献注释那一节有益于他们了解本书之外更丰富的知识。

本书未涵盖的内容

软件测试包含大量相关、交织的活动。一些活动是技术性的，一些是管理性的，而另一些活动只是些观察。技术性活动包括单元测试、子系统测试、集成测试、系统测试、回归测试中测试用例和测试预期结果的设计。管理性活动包括人员计划、成本预算和报告。计划活动包括测试计划、质量评估和人员分配。最好将如人员分配之类的计划活动划分为管理性的，而另一些计划活动，如测试计划，是与测试用例设计等技术性活动交织在一起的。

一些测试活动是与具体的产品相关的。例如，对设备驱动器的测试常常需要开发设备模拟器，而设备模拟器包括：测试心脏起搏器时用的心脏模拟器、测试I/O驱动器时用的USB端

口类似卷、测试飞机升空噪音控制软件时用的飞机升空噪音模拟器。这些活动对测试的有效性和自动化极其重要，因而常常需要做大量的开发工作。例如，开发一个设备模拟器并对其进行测试，这既是开发活动，又是测试活动。本书中描述的测试生成和评价技术适用于每一个与具体产品相关的测试活动。当然，这些测试活动只是通过实例来说明的，并不作详细描述，我的建议是，学生最好通过工业部门资助的实践项目来学习这些知识。

给教师的建议

软件测试课程涵盖的主题有很多种，我尽量使本书涵盖大部分最重要的主题。表1、表2分别给出了完全基于本书的本科生、研究生测试课程教学大纲。

表1 典型的本科生软件测试课程

教学周	教学内容	本书章节
第1周	课程目标与目的，实习项目安排，测试术语和概念	第1章
第2周	测试过程与管理	第1章
第3周	软件错误、软件故障、软件失效	第1章
第4周	近界值分析，等价类划分，判定表	第2章
第5、6周	基于谓词的测试生成	第2章
第7周	项目中期汇报 复习，期中考试	
第8周	测试充分性：控制流	第6章
第9周	测试充分性：数据流	第6章
第10、11周	测试充分性：程序变异	第7章
第12、13、14周	特殊专题，如面向对象测试、安全性测试	另一卷
第15、16周	复习，项目总结汇报	
第17周	期末考试	

表2 典型的研究生软件测试课程

教学周	教学内容	本书章节
第1周	课程目标与目的，测试术语和概念	第1章
第2周	测试过程与管理 软件错误、软件故障、软件失效	第1章
第3周	近界值分析，等价类划分，判定表	第2章
第4周	基于谓词的测试生成	第2章
第5、6周	根据有穷状态模型设计测试	第3章
第7、8周	组合设计 复习，期中考试	第4章
第9周	测试充分性：控制流	第6章
第10周	测试充分性：数据流	第6章
第11、12周	测试充分性：程序变异	第7章
第13、14周	特殊专题，如实时系统测试和安全性测试	另一卷
第15、16周	复习，研究工作汇报	
第17周	期末考试	

典型的本科生软件测试课程

我们计划一学期的本科生软件测试课程为3个学分，每周2次课，每次课50分钟，总共有17周的时间用于上课、考试和项目汇报。这门课程每周有2小时的实习，要求学生3～4人组成一个小组共同完成一个实习项目，最后提交一份研究报告和一个测试工具原型。每两周对学生进行一次测验，需在4～6小时之内完成。

表3是推荐的一个评价计划。精心设计的测验是本课程的重要内容。每次测验向学生提供一个采用测试工具完成测试任务的机会。例如，某个测验的目的可能就是让学生了解或熟悉测试执行工具JUnit或Web服务性能测试工具JMeter。教师可以根据前面完成的教学内容来设计测验内容。在学校的测试实验室中，有大量的商用和开源测试工具供学生使用。

表3　推荐的本科生、研究生软件测试课程评价要素

学生类别	评价要素	权　重	持续时间
本科生	期中考试	15分	90分钟
	期末考试	25分	120分钟
	课堂回答问题	10分	短时间
	测验	10分	10次测验
	实习项目	40分	一学期
研究生	期中考试	20分	90分钟
	期末考试	30分	120分钟
	测验	10分	5次测验
	研究/实习项目	40分	一学期

典型的研究生软件测试课程

我们计划一学期的研究生软件测试课程为3个学分。学生学习这门课时不必先修上面介绍的本科阶段的软件测试课程。除了考试之外，还要求学生阅读最新的研究材料并作读书报告，通过不定期的测验来使学生掌握测试工具。

测试工具

有大量的商用、免费或开源工具可供使用。表4列出了一小部分这样的工具。

表4　本科生、研究生软件测试课程中典型的测试工具

目　的	工　具	来　源
组合设计	AETG	
代码覆盖度量	TestManager™	JUnit CodeTest Suda
缺陷跟踪	Bugzilla	FogBugz
GUI测试	WebCoder	HoUnit
变异测试	muJava	Proteum
性能测试	Performance Tester	JMeter

与时俱进

我希望本书能够随着时间的推移不断地完善。本书涵盖技术的任何进展，任何新出现的测试技术都将出现在本书的后续版本中。由我本人发现的或由读者指出的任何错误都将得到纠正。鼓励读者访问以下网站，以便获取有关本书的最新信息：

www. pearsoned. co. in/adityapmathur

虽然本书涵盖了软件测试的重要知识，但由于篇幅的限制，仍有一些先进技术未被包含进来。我计划再编写一本书，涵盖这些先进的测试技术，供那些想了解更多软件测试知识的学生以及业界的专业人士使用。

现金奖励

以前，我对仔细阅读本书并指出书中错误的学生进行现金奖励。现在，仍然采用这种方法，力求不断提高本书的质量。

致谢

在本书的写作过程中，很多人给予了重要帮助。对于那些在书中本应列出而未列出的人名，我在此深表歉意，虽然这种遗漏纯属偶然。

首先感谢 Rich DeMillo，是他将我引入软件测试这个领域，并资助了我早期的研究工作。Rich 指定的文献对我获取软件测试知识、增强对软件测试的理解很有帮助。衷心感谢 Bob Horgan，是他影响了并支持着我对软件测试、软件可靠性以及代码覆盖重要性之间关系的理解。Bob 向我免费提供了测试工具 χSuds 的早期和后期版本。我一直认为 χSuds 是到目前为止可用的、最好的测试充分性评价与增强工具。诚挚地感谢 Ronnie Martin，是他花费了大量时间修改我的技术报告。

热情地感谢 Donald Knuth 以及他的团队，他们向我提供了 TEX 中错误的详细信息，并与我共享了 TEX 的早期版本。感谢 Hiralal Agrawal 耐心地回答我关于动态切片的问题。感谢 Farokh Bastani、Fevzi Belli、Jim Berger、蔡开元、Ram Chillarege、Sid Dalal、Raymond DeCarlo、Marcio Delamaro、Phyllis Frankl、Arif Ghafoor、Amrit Goel、Dick Hamlet、Mats Heimdahl、Michael A. Hennell、Bill Howden、Ashish Jain、Pankaj Jalote、Rick Karcich、Bogdan Korel、Richard Lipton、Yashwant Malaiya、José Maldonado、Sunanda Mitra、John Musa、Jeff Offutt、Tom Ostrand、Amit Paradkar、Alberto Pasquini、Ray Paul、C. V. Ramamoorthy、Vernon Rego、Nozer Singpurwalla、Mary Lou Soffa、Rajesh Subramanian、Kishor Trivedi、JefferyVoas、Mladen Vouk、Elaine Weyuker、Lee White 和 Martin Woodward，与他们的讨论及其提供的建设性意见改正了我许多关于软件测试和可靠性（甚至日常生活）原本错误、愚蠢的想法。

感谢 Jim Mapel、Marc Loce 以及其他几位在 Boston Scientific 公司（其前身是 Guidant 公司）工作的工程师，通过他们，我接触到了为确保心脏医疗设备高度可靠的复杂测试过程。感谢 Klaus Diacono、Mario Garzia、Abdelsalam Heddaya、Jawad Khaki、Nat Ganapathy、Adam Shapiro、Peter Shier、Robin Smith、Amitabh Srivastava 以及许多在微软 Widows 可靠性和设备驱动器团队的工程师，通过他们，我了解了微软为确保向全球成千上万用户提供高可靠的操作系统而进行

的详细复杂的测试过程以及采用到的工具。

感谢本书的匿名审阅者所付出的辛苦劳动以及提出的有益建议。感谢 Muhammad Naeem Ayyas、Abdeslam En – Nouaary、Joao Cangussu 和 Eric Wong，他们修改过本书的早期书稿以及用于本科生和研究生教学的相关材料。课堂上老师和学生的反馈意见对本书的修改起了重要作用。

感谢 Emine Gokce Aydal、Christine Ayers、Jordan Fleming、Nwokedi Idika、K. Jayaram、Yuanlu Jiang、Ashish Kundu、Yu Lei、Jung-Chi Liu、Shan Lu、Ammar Masood、Kevin McCarthy、Roman Joel Pacheco、Tu Peng、Van Phan、James Roberts、Chetak Sirsat、Kevin Smith、Travis Steel、Yunlin Xu、Il-Chul Yoon、Hitoshi Yamauchi 和 Brandon Wurst，他们仔细阅读了本书早期书稿的有关章节，发现并纠正了其中的错误。我不会忘记 David Boardman、João Cangussu、Mei-Hwa Chen、Byoungju Choi、Praerit Garg、Sudipto Ghosh、Neelam Gupta、Vivek Khandelwal、Edward Krauser、Saileshwar Krishnamurthy、Tsanchi Li、Pietro Michielan、Scott Miller、Manuela Schiona、Baskar Sridharan 和 Brandon Wurst 与我在软件测试研究中的耐心合作。

感谢 T. S. K. V. Iyer 教授，他总是不停地问我本书的写作是否完成，这成为了我写完本书的巨大动力。衷心感谢 Raymond Miller、Nancy Griffith、Bill Griffith 和 Prunas Zande 在我刚到一个新国家时给予的热情欢迎和帮助。感谢 John Rice 和 Elias Houstis 在实验设施和设备方面提供的帮助，很怀念与他们在一起的精彩共事岁月。感谢 Susanne Hambrusch 和 Ahmed Sameh 帮我在普渡大学开设软件工程和软件测试课程。感谢普渡大学计算机系的教职员工帮我安装用于本科生和研究生教学的实验设备和软件。感谢 Patricia Minnicar 的辛勤劳动，是她及时拷贝本书以便学生使用。

衷心感谢 S. Venkateswaran 教授、L. K. Maheshwari 教授以及位于 Pilani 的 BITS 计算机系的教职员工，他们在我学术访问期间为我营造了友好融洽的工作环境。感谢我亲爱的朋友 Mohan Lal 及其家人多年来给我提供的帮助，尤其是我在 Pilani 期间，在那里我完成了本书的部分章节。感谢 BITS 招待所（VFAST）的全体成员，他们的热情和友好对本书的质量产生了积极影响。

感谢 Hanna Lena Kovenock 为本书封面设计所作的贡献，她花了大量时间反复设计本书封面的卡通图案，描述了动物世界中的 "chair development" 团队。Hanna 是个伟大的艺术家，能得到她的帮助，我很荣幸。

感谢我的朋友 Ranjit Gulrajani、Pandi Narasimhan 以及他们的家人多年来给我的精神支持。

感谢我的父母和我的兄弟姐妹，他们坚定的爱和支持才是完成本书写作的根本。感谢我的孩子 Gitanjali、Ravishankar 和女婿 Abhishek Gangwal，他们总是问 "什么时候这本书才能印刷啊？"

感谢我的科利狗 Raja 和 Shaan，它们陪我度过了宝贵的休息时光。

最后，但是最重要的，我要将最衷心的感谢献给我的爱妻 Jyoti Iyer Mathur，感谢她对我无以撼动的爱和支持。

Aditya P. Mathur

目 录

Foundations of Software Testing

出版者的话

译者序

前 言

第一部分 预备知识

第1章 软件测试的基本知识 …… 2

1.1 人、错误和测试 …… 2
1.1.1 错误、故障和失效 …… 3
1.1.2 测试自动化 …… 3
1.1.3 开发人员与测试人员是两种角色 …… 4
1.2 软件质量 …… 5
1.2.1 软件质量特性 …… 5
1.2.2 软件可靠性 …… 5
1.3 需求、运行结果和正确性 …… 6
1.3.1 输入域与软件正确性 …… 7
1.3.2 有效输入与无效输入 …… 7
1.4 正确性与可靠性 …… 8
1.4.1 正确性 …… 8
1.4.2 可靠性 …… 9
1.4.3 软件使用与软件剖面 …… 9
1.5 测试与调试 …… 10
1.5.1 制订测试计划 …… 11
1.5.2 构造测试数据 …… 11
1.5.3 运行被测软件 …… 12
1.5.4 检查被测软件的行为 …… 12
1.5.5 评价被测软件运行结果的正确性 …… 14
1.5.6 测试预言的构造 …… 15
1.6 测试度量 …… 16
1.6.1 组织级度量 …… 17
1.6.2 项目级度量 …… 17
1.6.3 过程级度量 …… 17
1.6.4 产品级度量：通用度量 …… 18
1.6.5 产品级度量：面向对象软件 …… 19
1.6.6 进度跟踪与趋势 …… 19
1.6.7 静态度量与动态度量 …… 20
1.6.8 可测试性 …… 20
1.7 软件测试与硬件测试 …… 20
1.8 测试与验证 …… 22
1.9 缺陷管理 …… 22
1.10 执行历史 …… 23
1.11 测试生成策略 …… 24
1.12 静态测试 …… 25
1.12.1 走查 …… 26
1.12.2 审查 …… 26
1.12.3 在静态测试中使用静态代码分析工具 …… 26
1.12.4 软件复杂性与静态测试 …… 27
1.13 基于模型的测试与模型检测 …… 27
1.14 控制流图 …… 28
1.14.1 基本块 …… 29
1.14.2 流图的定义与图形表示 …… 30
1.14.3 路径 …… 31
1.15 决定者与后决定者 …… 34
1.16 程序依赖图 …… 35
1.16.1 数据依赖性 …… 35
1.16.2 控制依赖性 …… 36
1.17 字符串、语言与正则表达式 …… 37
1.18 测试的类型 …… 38
1.18.1 分类因子 C_1：测试生成的依据 …… 39
1.18.2 分类因子 C_2：软件生命周期阶段 …… 40
1.18.3 分类因子 C_3：目标

向的测试 …… 41
1.18.4 分类因子 C_4：被测软件制品 …… 43
1.18.5 分类因子 C_5：测试过程模型 …… 44
1.19 饱和效应 …… 46
1.19.1 可靠度与真实可靠性 … 47
1.19.2 饱和区间 …… 47
1.19.3 可靠度的错觉 …… 48
1.19.4 降低饱和点 …… 48
1.19.5 对测试过程的影响 …… 48
小结 …… 49
参考文献注释 …… 49
练习 …… 52

第二部分 测试生成

第2章 基于需求的测试生成 …… 56
2.1 引言 …… 56
2.2 测试用例选择问题 …… 57
2.3 等价类划分 …… 58
2.3.1 缺陷发现 …… 59
2.3.2 关系与等价类划分 …… 60
2.3.3 变量的等价类 …… 62
2.3.4 一元化分与多元化分 …… 65
2.3.5 等价类划分的完整过程 …… 66
2.3.6 基于等价类的测试用例设计 …… 69
2.3.7 GUI 设计与等价类 …… 71
2.4 边界值分析 …… 73
2.5 类别划分法 …… 76
2.6 因果图分析 …… 81
2.6.1 因果图中的基本符号 …… 82
2.6.2 创建因果图 …… 84
2.6.3 从因果图生成判定表 …… 86
2.6.4 避免组合爆炸的启发式方法 …… 90
2.6.5 从判定表生成测试用例 …… 92
2.7 基于谓词的测试生成 …… 92
2.7.1 谓词和布尔表达式 …… 92
2.7.2 谓词测试中的故障模型 …… 94
2.7.3 谓词约束 …… 95
2.7.4 谓词测试准则 …… 96
2.7.5 生成 BOR，BRO 和 BRE 充分性测试用例 …… 97
2.7.6 因果图与谓词测试 …… 108
2.7.7 故障传播 …… 108
2.7.8 谓词测试实践 …… 110
小结 …… 112
参考文献注释 …… 112
练习 …… 114

第3章 基于有穷状态模型的测试生成 …… 119
3.1 软件设计与测试 …… 119
3.2 有穷状态机 …… 120
3.2.1 用输入序列激活 FSM … 122
3.2.2 转换函数和输出函数的表格表示 …… 123
3.2.3 FSM 的特征 …… 123
3.3 符合性测试 …… 125
3.3.1 步骤输入 …… 126
3.3.2 测试的实现 …… 127
3.4 故障模型 …… 127
3.4.1 FSM 的变体 …… 129
3.4.2 故障覆盖率 …… 130
3.5 特征集 …… 131
3.5.1 从等价划分的构造 …… 132
3.5.2 特征集的构造 …… 134
3.5.3 等价集 …… 135
3.6 W 方法 …… 136
3.6.1 假设 …… 136
3.6.2 最大状态数 …… 136
3.6.3 转换覆盖集的计算 …… 136
3.6.4 构造集合 Z …… 137
3.6.5 导出测试集 …… 138
3.6.6 采用 W 方法测试 …… 139
3.6.7 错误检测过程 …… 141
3.7 部分 W 方法 …… 142

3.7.1 采用 m=n 的 Wp 方法测试 …… 142
3.7.2 采用 m>n 的 Wp 方法测试 …… 144
3.8 UIO 序方法 …… 148
3.8.1 概述 …… 148
3.8.2 UIO 序 …… 149
3.8.3 核心行为与非核心行为 …… 150
3.8.4 生成 UIO 序 …… 151
3.8.5 区分标记 …… 160
3.8.6 测试生成 …… 162
3.8.7 测试优化 …… 163
3.8.8 故障检测 …… 164
3.9 自动机理论与基于模型的技术 …… 166
3.9.1 几种经典方法 …… 168
3.9.2 自动机理论方法的比较 …… 169
小结 …… 169
参考文献注释 …… 170
练习 …… 171

第 4 章 基于组合设计的测试生成技术 …… 175

4.1 组合设计 …… 175
4.1.1 测试配置和测试集 …… 175
4.1.2 输入空间与配置空间建模 …… 176
4.2 组合测试设计过程 …… 179
4.3 故障模型 …… 180
4.4 拉丁方阵 …… 182
4.5 相互正交的拉丁方阵 …… 183
4.6 对偶设计：一值参数 …… 184
4.7 对偶设计：多值参数 …… 188
4.8 正交矩阵 …… 191
4.9 覆盖矩阵与混合取值覆盖矩阵 …… 196
4.9.1 覆盖矩阵 …… 196
4.9.2 混合取值覆盖矩阵 …… 197
4.10 强度大于 2 的矩阵 …… 198
4.11 生成覆盖矩阵 …… 198
小结 …… 204
参考文献注释 …… 204
练习 …… 206

第 5 章 回归测试的选择、最小化和优先级排序 …… 209

5.1 什么是回归测试 …… 209
5.2 回归测试过程 …… 210
5.2.1 测试重确认、选择、最小化和优先级排序 …… 210
5.2.2 测试准备 …… 211
5.2.3 测试排序 …… 211
5.2.4 测试执行 …… 212
5.2.5 输出比较 …… 213
5.3 回归测试选择问题 …… 213
5.4 回归测试选择方法集 …… 214
5.4.1 全测试策略 …… 214
5.4.2 随机选择测试 …… 214
5.4.3 选择遍历修改测试用例 …… 214
5.4.4 测试最小化 …… 214
5.4.5 测试优先级排序 …… 215
5.5 利用执行轨迹进行回归测试的选择 …… 215
5.5.1 获取执行轨迹 …… 216
5.5.2 选择回归测试用例 …… 217
5.5.3 处理函数调用 …… 220
5.5.4 处理声明中的变化 …… 220
5.6 利用动态切片进行回归测试的选择 …… 222
5.6.1 动态切片 …… 223
5.6.2 计算动态切片 …… 223
5.6.3 选择测试用例 …… 225
5.6.4 潜在依赖 …… 225
5.6.5 计算相关切片 …… 228
5.6.6 语句的添加和删除 …… 228
5.6.7 标识切片变更 …… 229
5.6.8 简化的动态依赖图 …… 229
5.7 测试选择算法的可扩展性 …… 230
5.8 测试最小化 …… 232

5.8.1 集合覆盖问题 …… 232
5.8.2 测试最小化过程 …… 233
5.9 测试优先级排序 …… 234
5.10 回归测试工具 …… 237
小结 …… 238
参考文献注释 …… 238
练习 …… 242

第三部分 测试充分性评价与测试增强

第6章 基于控制流和数据流的测试充分性评价 …… 248

6.1 测试充分性基础 …… 248
6.1.1 什么是测试充分性 …… 248
6.1.2 测试充分性的度量 …… 249
6.1.3 通过度量充分性来增强测试 …… 250
6.1.4 无效性和测试充分性 …… 252
6.1.5 错误检测和测试增强 …… 254
6.1.6 单次和多次执行 …… 255
6.2 基于控制流的测试充分性准则 …… 256
6.2.1 语句覆盖和块覆盖 …… 256
6.2.2 条件和判定 …… 258
6.2.3 判定覆盖 …… 259
6.2.4 条件覆盖 …… 260
6.2.5 条件/判定覆盖 …… 262
6.2.6 多重条件覆盖 …… 263
6.2.7 线性代码序列和跳转覆盖 …… 265
6.2.8 改进的条件/判定覆盖 …… 267
6.2.9 复合条件的 MC/DC 充分测试 …… 269
6.2.10 MC/DC 覆盖的定义 …… 272
6.2.11 最小 MC/DC 测试 …… 276
6.2.12 错误检测和 MC/DC 充分性 …… 276
6.2.13 短路计算和无效性 …… 278
6.2.14 测试集对需求的追踪 …… 279
6.3 数据流概念 …… 280
6.3.1 定义和使用 …… 281
6.3.2 c-use 和 p-use …… 282
6.3.3 全局和局部的定义与使用 …… 282
6.3.4 数据流图 …… 282
6.3.5 def-clear 路径 …… 284
6.3.6 def-use 对 …… 285
6.3.7 def-use 链 …… 286
6.3.8 优化 …… 286
6.3.9 数据上下文和有序的数据上下文 …… 287
6.4 基于数据流的测试充分性准则 …… 289
6.4.1 c-use 覆盖 …… 289
6.4.2 p-use 覆盖 …… 290
6.4.3 all-use 覆盖 …… 291
6.4.4 k-dr 链覆盖 …… 292
6.4.5 使用 k-dr 链覆盖 …… 293
6.4.6 无效的 c-use 和 p-use …… 293
6.4.7 上下文覆盖 …… 294
6.5 控制流与数据流 …… 296
6.6 包含关系 …… 297
6.7 结构性测试与功能性测试 …… 298
6.8 覆盖度量的可量测性 …… 299
小结 …… 300
参考文献注释 …… 300
练习 …… 305

第7章 基于程序变异的测试充分性评价 …… 310

7.1 导引 …… 310
7.2 变异和变体 …… 310
7.2.1 一阶变体与高阶变体 …… 311
7.2.2 变体的语法与语义 …… 312
7.2.3 强变异和弱变异 …… 314
7.2.4 为什么要变异 …… 315
7.3 用变异技术进行测试评价 …… 316
7.3.1 测试充分性评价的步骤 …… 316

7.3.2 测试充分性评价的替代过程 …… 321
7.3.3 被区分的变体与被杀掉的变体 …… 322
7.3.4 区分变体的条件 …… 322
7.4 变异算子 …… 323
7.4.1 算子集 …… 324
7.4.2 变异算子的语言依赖性 …… 325
7.5 变异算子的设计 …… 326
7.5.1 评判变异算子优良的准则 …… 326
7.5.2 指导准则 …… 327
7.6 变异测试的基本原则 …… 327
7.6.1 称职程序员假设 …… 327
7.6.2 耦合效应 …… 328
7.7 等价变体 …… 328
7.8 通过变异进行错误检测 …… 329
7.9 变体的类别 …… 331
7.10 C 语言的变异算子 …… 331
7.10.1 什么没有被变异 …… 331
7.10.2 线性化 …… 332
7.10.3 执行序列 …… 334
7.10.4 执行序列的影响 …… 336
7.10.5 全局标识符集和局部标识符集 …… 336
7.10.6 全局引用集与局部引用集 …… 336
7.10.7 程序常量变异 …… 339
7.10.8 运算符变异 …… 340
7.10.9 语句变异 …… 344
7.10.10 程序变量变异 …… 354
7.11 Java 语言变异算子 …… 357
7.11.1 传统变异算子 …… 358
7.11.2 继承 …… 359
7.11.3 多态与动态绑定 …… 361
7.11.4 方法重载 …… 362
7.11.5 Java 特有的变异算子 … 363
7.12 综合比较：Fortran 77，C 与 Java 变异算子 …… 364
7.13 变异测试工具 …… 366
7.14 低成本变异测试 …… 366
7.14.1 划分变异函数的优先级 …… 367
7.14.2 选择使用部分变异算子 …… 367
小结 …… 368
参考文献注释 …… 369
练习 …… 377

第一部分
Foundations of Software Testing

预备知识

软件测试涉及大量的概念，一些是数学的，一些是非数学的。本书的第一部分介绍软件测试中一些广泛使用的基本概念。

第1章定义并介绍一个测试人员应该熟悉的基本术语和数学理论。

有的读者也许会发现，本书描述的处理错误的方式与众不同，它是一种基于语法的编码错误分类方法。虽然软件中的故障可以追溯到软件开发生命周期中的某些阶段，但最终还是代码没有满足用户需求而暴露出故障。因此，对于我们来说，理解系统分析人员、设计人员、编码人员所犯的错误是如何反映到用户最终得到的代码中就无关紧要了。

第1章
Foundations of Software Testing

软件测试的基本知识

本章作为一个导引，其目的在于让读者熟悉与软件测试相关的基本概念，建立起全书的框架。在本书后续章节中将要详细阐述的问题，首先在这里被提了出来。读完这章之后，读者就能够在软件测试和软件质量方面提出一些有意义的问题。

1.1 人、错误和测试

错误是我们日常生活的一部分，人们在思考、行动以及其行动产生的产品中都可能犯错。错误几乎无处不在。人们可能在生活、工作的任何方面犯错，如在观察、演讲、疾病诊断、外科手术、驾驶、体育运动、情感等方面犯错，同样，也能在软件开发方面犯错。表1-1列出了一些错误的例子。人们犯错造成的后果却千差万别——发音不准这样的错误可以忽略不计，其结果可能只是带来一个善意的微笑；而另一些错误可能带来一场灾难，如操作人员没有发现压力仓的安全阀门一直开着，这将引起严重的辐射泄露。

表1-1 人们犯错的常见例子

领域	错误
倾听	讲的是：He has a garage for repairing *foreign* cars 听到的是：He has a garage for repairing *falling* cars
医学	不正确地使用抗生素
音乐演奏	演奏曰不正确的音调
数据分析	采用不正确的算法进行矩阵变换
观察	操作员没有发现压力仓的安全阀门一直开着
软件开发	错误的操作符：≠；正确的操作符：> 错误的标识符：new_line；正确的标识符：next_line 错误的表达式：$a \wedge (b \vee c)$；正确的表达式：$(a \wedge b) \vee c$ 错误的数据转换：从64位浮点数到16位整数的转换（因为这种转换是不允许的，会产生软件异常）
演讲	实际说的是：*Maple mutant*；想说的是：*Maple walnut* 实际说的是：We need a new *refrigerator*；想说的是：We need a new *washing machine*
体育运动	网球比赛中裁判员不正确的判决
写作	实际写出来的是：What kind of pans did you use? 想写的是：What kind of pants did you use?

为了判断人们在思考、行动以及其行动产生的产品中是否存在错误，我们依赖于测试。测试的主要目的在于判断人们的想法、行动以及产品是否是所期望的，即是否满足要求。对想法的测试旨在判断一个概念或方法能否令人信服地被理解。对行动的测试旨在检查完成行动的技巧能否掌握。对产品的测试旨在检查产品能否如期望的那样工作。请注意，在程序设计过程中会引入语法和语义错误。假设最先进的编译器能够检查出全部语法错误，那么对软件的测试将

主要集中于语义错误，即故障，它们能引起被测软件不正确地工作。

例1.1 教师安排一次测试，以检查学生掌握所学内容的程度。阿琼教练还行一次测试，看球员发球怎么样。软件开发人员测试新开发的程序，看它能否如预期的那样运行。在以上任意一种情形中，测试人员都有一个意图，即判断人们的想法、行动或产品是否是所期望的。出现偏差的原因，可能是由于存在错误。

例1.2 出现偏差的原因，也可能不是由于存在错误。假设某测试人员要测试一个整数排序程序，该程序能根据需要按降序或升序排列输入的整数序列。我们假设测试人员想检查该程序能否按升序排列输入的整数序列。为此，他输入一个整数序列，但选择了按降序排列。我们假设该程序是正确的，其输出是一个按降序排列的整数序列。

通过对程序输出序列的检查，测试人员判定该排序程序有错误。之所以发生这种情况，是由于测试人员的失误或错误，导致了他对程序（产品）的错误判断或质疑。

1.1.1 错误、故障和失效

对术语“错误”（error），没有严格而又普遍被接受的定义。图1-1是对术语“错误”、“故障”、“失效”含义的一种解释。程序员编写程序，在这个过程中，他无意或有意地犯一个错误（error）。故障（fault）是一个或多个错误的表现。当执行程序中那段有故障的代码时，就会引起失效（failure），导致程序出现不正确的状态，影响程序的输出结果。程序员可能错误地理解了需求，从而编写出了不正确的（有故障的）代码，一旦执行起来，程序表现出的行为可能就与期望的行为不一致，这就是失效。目前，人们普遍采用术语bug或“缺陷”（defect）来描述程序源代码中导致失效的那部分不正确的代码。本书中常把“错误”（error）和“故障”（fault）作为同义词使用，而故障常常与“缺陷”（defect）有关。

请注意图1-1中“可观察的行为”与“观察到的行为”的区别。这个区别是很重要的，因为人们正是通过观察到的行为才判断出程序失败了。当然，就像前面解释的那样，由于这样或那样的原因，这个结论可能不正确。

1.1.2 测试自动化

对大型复杂软件、嵌入式软件的测试是一个劳动密集型的工作。为了保证对应用程序某部分的修改不会引起先前正确的代码出现故障，常常需要执行数以千计的测试。执行大数量的测试是劳神费力的，还容易出错。所以，对测试自动化存在巨大的需求。

大多数软件开发组织已经把与测试相关的工作自动化了，如回归测试、图形用户界面（GUI）测试、I/O设备驱动器测试。不幸的是，测试自动化的过程不是通用的。例如，对心脏起搏器等嵌入式设备的自动回归测试过程，与对连接PC机USB端口的I/O设备驱动器的自动化测试过程相比，大不一样。正因为自动化测试缺乏通用性，致使开发了许多内部的专用自动化测试工具。

尽管如此，还是确实存在对通用的自动化测试工具的需求，即使这类工具也许不能应用于所有的测试环境，但对于大多数测试环境还是适用的。例如，用于GUI测试的EggPlant、Marathon、Pounder；用于性能或负载测试的eLoadExpert、DBMonster、JMeter、Diesseltest、WAPT、LoadRunner、Grinder；用于回归测试的Echelon、TestTube、WinRunner、XTest。虽然存在大量各种各样的自动化测试工具，但大型软件开发组织还是因为特殊的测试需求而开发了自己的自动化测试工具。

AETG是一个自动化测试生成工具，适用于大量应用软件。它采用了将在第4章讨论的组

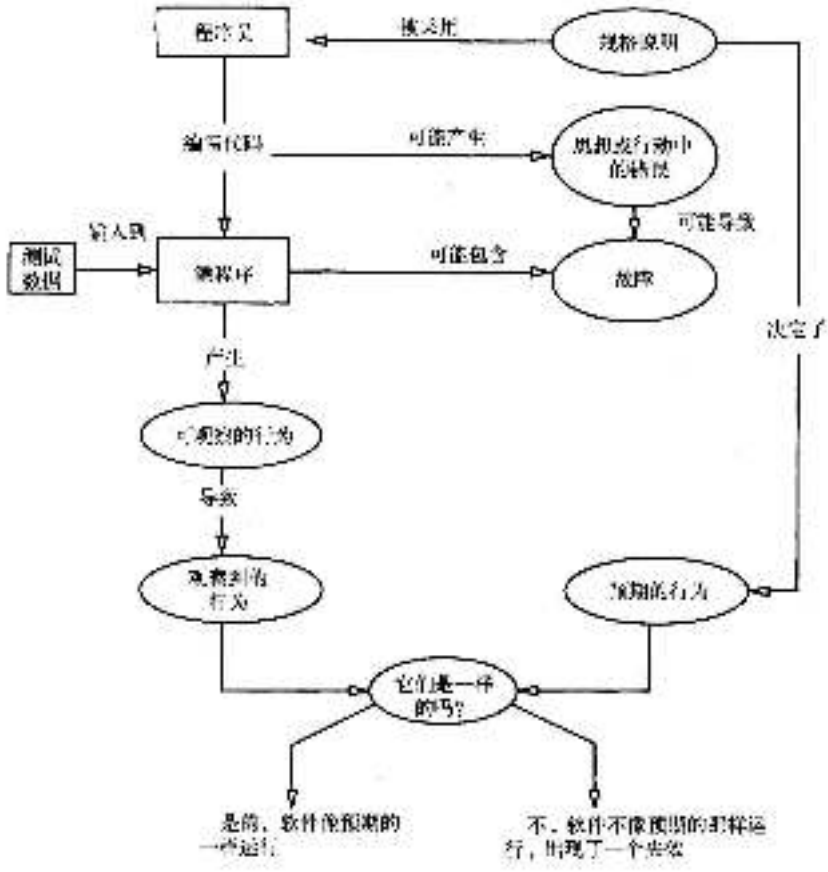


图 1-1 程序设计和测试过程中的错误、故障和失效

合设计技术。随机测试常用来评估软件产品针对特定事件的可靠性。例如，可以通过随机产生的测试用例来判断软件崩溃或死循环的频率。DART 是一个自动提取软件接口并生成随机测试用例的工具。虽然这些测试工具在一定场合适用，但它们仍然依赖于所使用的程序设计语言以及软件接口的特点。所以，许多软件开发组织开发了自己的随机测试工具。

1.1.3 开发人员与测试人员是两种角色

根据软件工程的思想，开发人员写代码，测试人员测代码。而我们认为，开发人员与测试人员是两类既有区别又相互补充的角色。这样，同一个人既可以是开发人员，也可以是测试人员。很难想象某个人只做过开发工作而没有做过测试工作，反之亦然。事实上，假设一个人在不同的时间承担开发人员和测试人员这两种角色是合理的。

当然，在一个开发组织当中，某个人的主要工作是测试，因此，这个人就承担了测试人员的角色；同样，某个人的主要工作是设计软件和编写代码，那么，这个人就承担了开发人员的角色。

本书所指的测试人员（tester），主要是指专门测试软件的那类人。这种人可能是个开发人员，测试其亲自编写的某段代码；也可能是个测试人员，测试整个软件。本书所指的程序员（programmer），主要是指从事软件开发的那类人，并且常常承担测试人员的角色，至少是临时性的。这也隐含说明，本书的内容不仅对主要作为测试人员的那部分人有用，而且对主要作为

开发人员的那部分人也有用。

1.2　软件质量

我们都想要高质量的软件。对于软件质量也存在许多种定义。同样，针对具体用户来说，某个质量特性可能比其他质量特性更重要。在任何情况下，软件质量都是多维的，并且软件质量是可度量的。现在来看看软件质量是如何定义的。

1.2.1　软件质量特性

软件质量的度量方法有多种，它们可进一步划分为静态质量特性和动态质量特性。静态质量特性是指实际的代码和相关文档；动态质量特性是指软件在使用中表现出来的行为。

静态质量特性包括结构化的、可维护的、可测的代码以及正确而又完整的文档。你也许听到过这样的抱怨："某软件很好、我喜欢它的功能，但它的用户手册太烂！"在这种情况中，用户手册影响了整个产品的质量。假如你是个软件维护工程师，并被分派了一个软件纠错性维护任务，在你对软件进行修改之前，很可能需要了解那部分代码。这就涉及与软件文档、代码易理解性、代码结构相关的质量特性。一段没有文档说明的代码是很难理解的，因此也很难修改。进一步地讲，结构化很差的代码也是很难修改和测试的。

动态质量特性包括软件可靠性、正确性、完整性、一致性、易用性和性能。

可靠性指软件无失效地运行的概率。

正确性指一个软件的正确操作，并且通常与一些软件文档相关。例如，对测试人员来说，正确性往往针对需求规格说明而言；而对软件使用者来说，正确性往往针对用户手册而言。

完整性指全部得到软件需求规格说明或用户手册中所有功能的可能性。一个不完整的软件是没有完全实现所有规定功能的软件。当然，我们常常在一个软件的每个新版本中发现一些新增功能，但这并不意味着由于其下一版本具备一些新功能就认为该版本的软件是不完整的。完整性是相对于某个功能集合来定义的，这个集合本身又是某个更大功能集合的子集，而这个更大的功能集合是软件将来某个版本要实现的。很容易得出这样的结论——一个正确软件，它的每一部分相对于其功能集合来说也是完整的。

一致性指软件对常规惯例和假设的遵循程度。例如，用户界面中的所有按钮遵从统一的颜色编码规定。当数据库应用软件显示一个人的生日日期时，可能会出现一个不一致的反例。生日日期以各种各样的格式显示出来，完全依赖于用到的数据库功能，丝毫不管用户偏好的日期格式。

易用性指使用软件的难易程度。这本身又是一个研究领域，有大量的技术可用于易用性测试。心理学在易用性测试设计中扮演着重要角色。易用性测试也包括出港在用户完成的产品测试。开发组织可以邀请一部分挑选过的潜在用户来测试新产品，用户依次测试产品的易用性、功能、性能、安全性和保密性。这样，用户就充当了测试的重要资源，而开发组织中的开发人员和测试人员也许都没想到。易用性测试有时也被称作以用户为中心的测试。

性能指软件完成规定任务所花费的时间。性能是一个非功能性需求，常常被描述为"软件在一台运算速度为 Y、内存为 $Z \times 10^3$ 字节的机器上，以每秒完成 X 个事务处理单位的速度运行"。例如，一个编译系统的性能需求可能会用编译一组数值计算程序所需的最少平均时间来描述。

1.2.2　软件可靠性

人们总是希望软件在每次使用时都能正确运行，然而这很难达到。现在使用的大多数软件

都存在缺陷，一旦遇到某些输入组合，这些缺陷就会引起软件故障。所以，“程序完全正确”是一个理想目标，只适用于大多数科研和教学程序。

既然大多数软件都有缺陷，那么，人们自然想知道，一个具体的软件多长时间会失效一次？借助于软件可靠性能够回答这个问题，但准确性常常令人怀疑。关于软件可靠性的定义有许多种，下面是常用的两个定义。

ANSI/IEEE 729 –1983：可靠性

软件可靠性是指软件在给定时间间隔内和给定条件下无故障运行的概率。

定义中所指的概率依赖于程序输入的分布情况，这种输入分布常常被称作操作剖面（operational profile）。根据这个定义，软件的可靠性会因操作剖面的不同而不同。这意味着，某个用户可能会说“这个软件很糟糕”，而另一个用户却说这个软件很好。下面是软件可靠性的另一个定义。

可靠性

软件可靠性是指软件在预期的环境下无故障运行的概率。

这个定义与“谁用软件以及如何用软件”无关。实际上，这个定义只与软件功能的正确性相关。由于没有操作剖面的定义，整个输入域被认为是均匀分布的。环境指软件运行所需的硬件和软件要素，包括硬件设备、操作系统以及其他必需的应用程序。

以上两个定义各有千秋。第一个要求了解用户的操作剖面，而操作剖面又是很难或不可能准确评估的。如果能够建立起针对某类用户的操作剖面，就能准确计算出软件针对该类用户的可靠性。第二个定义很具有吸引力，因为只需要用单个数值来表示软件的可靠性，而这个数值适用于所有用户。然而，这种评估是很难达到的。

1.3 需求、运行结果和正确性

设计软件的目的是为了满足需求。需求定义了软件预期完成的功能。一旦软件开发完毕，也就只有软件需求才能决定软件的预期运行结果。当然，在开发过程中，需求与最初相比可能发生了很大变化，但不管怎样变，软件的预期运行结果是由测试人员在测试中对软件需求的理解决定的。

例1.3 下面给出两个需求，每个针对不同的软件。

需求1：编写一个程序，输入两个整数，输出其中的最大者。

需求2：编写一个程序，输入一个整数序列，输出排序后的整数序列。

假设程序max是根据需求1开发出来的。当输入为13和19时，很容易得出预期的结果为19。现在假设测试人员想知道输入程序的两个整数能否排成一行，然后接一个回车键；或者排成两行，每行后面接一个回车键。上面表述的需求回答不了这个问题，即说明需求1是不完整的。

例1.3中的需求2具有二义性。从需求中无法得知输出的整数序列是按升序还是按降序排列。假设程序sort是根据需求2开发出来的，那么，sort的运行结果将依赖于程序员在开发sort时所作的决定。

测试人员经常面临不完整和/或有二义性的需求。在这种情况下，测试人员可以借助不同的方法提炼出被测软件究竟要干些什么。如前文所说的程序max，要想知道两个整数是如何输进去的，一个办法是实际检查程序源代码；另一个办法是问问max的开发人员，在其考虑输

人方式时究竟是如何决策的；还有一个办法，就是用不同的输入方式测试 max，看它究竟接受哪一种。

不管需求是什么样的，测试都需要判定被测软件的预期运行结果，将实际得到的运行结果与预期运行结果进行比对，来判断被测软件是否运行正常。

1.3.1 输入域与软件正确性

如果一个软件对所有可能的测试输入都能如预期的一样运行，则被认为是正确的。通常情况下，由于所有可能的输入太多，不可能对每一个输入都进行测试。例如，假设在一台字长范围为 -32768 ~ 32767 的机器上测试上文所述的程序 max。为了测试 max 对所有可能整数的运行情况，需要对它输入范围在 -32768 ~ 32767 内的所有整数对，将对 max 执行 2^{32} 次。假设用于测试的机器执行一次完整的测试（即输入整数对、执行 max、判断输出是否正确）需要 1ms（10^{-3}s）的话，完成所有可能的测试将花费 4.2e8。

对软件所有可能的输入都进行的测试又称作穷举测试。

测试人员常常需要确定所有可能的输入究竟包含些什么。要确定所有可能的输入，首先就是检查软件需求。假如需求是完整的、无二义性的，就有可能确定所有可能输入的集合。在举例说明确定过程之前，先给出一个定义。

输入域

对软件 P 的所有可能输入的集合就称作 P 的输入域，或输入空间。

例 1.4 根据例 1.3 中的需求 1，我们发现程序 max 的输入域是所有整数对的集合。其中整数对中的每个整数的取值范围为 -32768 ~ 32767。

例 1.5 根据例 1.3 中的需求 2，不可能确定程序 sort 的输入域。假设需求 2 被修改成：

编写一个程序，输入一个整数序列，输出按升序或降序排序后的该整数序列。输出的序列是按升序排列还是按降序排列由一个输入选择参数决定，当参数为 "A" 时，按升序排列，当参数为 "D" 时，按降序排列。在向程序输入数据时，首先输入选择参数，然后再输入待排序的整数序列，整数序列以句号表示结束。

根据以上修改后的需求 2，程序 sort 的输入域就是一个二元偶的集合。每个二元偶的第一个元素是个字符，第二个元素是个以句号为结束标志的整数序列，该序列可以为空。例如，以下是 sort 输入域中的 3 个元素：

```
< A - 3 15 12 55 . >
< D 23 70 . >
< A . >
```

第一个元素包含一个由 4 个整数组成的序列，要求按升序排列；第二个元素包含一个由 2 个整数组成的序列，要求按降序排列；第三个元素包含的整数序列为空，要求按升序排列。

现在给出软件正确性的定义。

软件正确性

如果软件针对其输入域中的每个元素都如期望的那样运行，则称该软件是正确的。

1.3.2 有效输入与无效输入

在上面的例子中，输入域是从软件需求中导出来的。然而，由于需求的不完备，测试人员往往不得不花很大努力才能确定软件的输入域。为了说明这一点，考虑例 1.5 中修改过的需求

2。需求提示我们选择参数可以是"A"或"D"，但没有指出"假如用户输入的是不同字符时该怎么运行"。在实用 sort 时，用户有可能输入"A"和"D"之外的字符，它们都被认为是对 sort 的无效输入。sort 的需求没有定义当碰到无效输入时软件该怎么运行。

确定软件的无效输入集合，并针对这些无效输入对软件进行测试，是软件测试内容的重要组成部分。即使需求没有定义软件面对无效输入时该怎么运行，开发人员肯定以某种方式进行了处理。针对无效输入对软件进行测试，极有可能发现软件当中存在的错误。

例 1.6 测试程序 sort，输入为 <E 7 19. >，例 1.5 中的需求并没有定义 sort 在面对以上输入时该怎么运行。现在假设，面对以上输入，程序 sort 的运行进入一个死循环，既不要求用户输入任何东西，对用户的任何输入操作也不反应。这种运行结果说明，sort 中可能存在错误。

以上讨论可以扩展到对整数序列的排序。程序 sort 的需求没有定义当输入的不是整数而是诸如"?"的字符时程序该如何运行。当然，有人会说，程序应当提示用户这种输入是无效的。但是，这种对 sort 的预想运行结果必须进行测试。由此，建议对 sort 的输入域进行修改。

例 1.7 考虑到程序 sort 既要接收有效输入又要接收无效输入，需对由例 1.5 导出的 sort 输入域进行修改。修改后的输入域是一个二元偶的集合。每个二元偶的第一个元素是个 ASCII 字符，作为选择参数，是由用户输入的；第二个元素是个以句号为结束标志的整数序列，序列中可以夹杂着无效字符。这样，如下就是修改过的输入域中的元素例子：

```
< A 7 19 . >
< D 7 9F 19 . >
```

在例 1.7 中，假设可以对程序 sort 输入无效字符。然而，情况并不总是这样。例如，正如例 1.5 中修改过的需求 2 定义的那样，对程序 sort 的输入总是保证是正确的。在这种情况下，如果测试人员相信输入总是有保证的话，输入域就没必要扩展到无效输入。

当对软件的输入不能保证总是正确的时候，通常将输入域划分成两个子域。一个子域由有效输入组成，另一个子域由无效输入组成。测试人员通过选取两个子域里的输入对软件进行测试。这就是我们常说的等价类划分方法。

1.4 正确性与可靠性

1.4.1 正确性

尽管追求软件的正确性是个良好的愿望，但并不是软件测试的目标。通过测试来证明软件的正确性意味着将对软件输入域中所有可能的输入进行测试，而这在大多数现实环境中是不可能完成的。因此，正确性是通过对程序的数学证明建立起来的。数学证明采用软件需求的正式规格说明和软件源代码来证明"软件如预期的一样运行"成立或不成立。虽然数学证明很精确，也会因人的因素而出错。即使证明是由机器来完成的，也会因为需求规格说明的简化以及在没有完全自动化的过程中出现的错误而得出不正确的结论。

虽然软件正确性想说明软件是无错误的，但是测试的目的是发现软件中存在的错误。因此，即使完全的测试也不能说明一个软件是无错误的。随着测试的步步深入，可能会发现软件中的错误，通过纠正软件的错误，提高了软件无故障运行的机会和概率。但是，测试、诊断、纠错、调试、验证过程共同增强了我们对被测软件正确运行的信心。

例 1.8 本例将说明为何当错误纠正后软件出现故障的概率仍然不变。考虑如下程序，输入两个整数 x 和 y，根据条件 $x < y$ 是否成立打印出 $f(x, y)$ 或 $g(x, y)$：

```
integer x, y
input x, y
if(x < y) ← 条件应当是x<>y
  {print f(x, y)}
else
  {print g(x, y)}
```

上面的程序用到两个函数f和g，这两个函数在这里没有定义。假设一旦$x=y$时，函数f将产生不正确的结果；并且，当$x=y$时，$f(x, y) \neq g(x, y)$。当输入两个相等的整数时，该程序出现故障，因为调用的是g，而不是f。将该程序中的判定条件$x < y$改为$x \neq y$，可以纠正这个错误。但是，当再次输入两个相等的整数时，该程序仍然出现故障。后一个故障是由f中的错误引起的。只有当f中的错误纠正了，并且程序其他代码都是正确的时候，该程序才能运行正常。

1.4.2 可靠性

软件失效的可能性通常用术语"可靠性"来描述。考虑前文中可靠性的第二个定义："软件的可靠性是指软件针对从输入域中随机选取的输入能成功运行的概率。"

通过比较软件的正确性和可靠性，可以得出：正确性是二元度量的，其结果为正确或不正确；而可靠性是连续度量的，其结果为从0到1之间的某一个值。一个软件要么是正确的，要么是不正确的，而它的可靠性则可能是从0到1之间的任意一个值。直观地讲，当软件中的某个错误被纠正后，其可靠性应当比以前更高了。但是，就像上面例子说明的那样，该结论并不总是成立的。下面的例子说明如何用一个简单的方法计算软件可靠性。

例1.9 考虑程序P，输入两个整数。该程序的输入域为所有整数二元偶的集合。现在假设，程序P在实际使用中只可以输入3对整数，它们是：

$$\{<(0, 0) \quad (-1, 1) \quad (1, -1)>\}$$

上面的3个整数二元偶是程序P输入域的子集。是从有关P实际使用的知识中导出的，不只是单纯从P的需求中导出的。

另外假设，在实际使用中，以上3个整数二元偶是以相等的概率出现的。假如已经知道程序P只对3个二元偶输入当中的第一个失效，那么，程序P运行正确的频率为2/3。这个数值是对程序P成功运行的概率的估计，因此，它就是程序P的可靠性。

1.4.3 软件使用与操作剖面

根据上文中的定义，软件可靠性与其如何使用相关。这样，在例1.9中，如果永远不会对程序P输入(0, 0)，那么，限定后的输入域为$\{<(-1, 1)(1, -1)>\}$，程序P的可靠性为1。由此，我们给出操作剖面的定义如下。

> **操作剖面**
>
> 软件剖面是对软件使用方式的数值描述

根据以上定义，同一个软件因其用户的不同而有多个操作剖面。

例1.10 考虑程序sort，只允许有两类输入序列。一类输入序列只包含数字，另一类包含字母数字串。

sort的一种操作剖面定义如下：

操作剖面 1

输入序列	概率
只包含数字的输入序列	0.9
包含字母数字串的输入序列	0.1

sort 的另一种操作剖面定义如下：

操作剖面 2

输入序列	概率
只包含数字的输入序列	0.1
包含字母数字串的输入序列	0.9

上面定义的两个操作剖面说明 sort1 的使用方式截然不同。在第一种情形下，输入序列大部分是只包含数字的序列；在第二种情形下，输入序列大部分是包含字母数字串的序列。

1.5 测试与调试

测试是一个判断软件是否如预期那样运行的过程。在测试过程中，可能会发现被测软件当中存在错误。当测试发现了错误，这个确定错误原因以及纠正错误的过程称作调试。如图 1-2 所示，往往在一个循环周期中，测试与调试是两个相关联的活动。

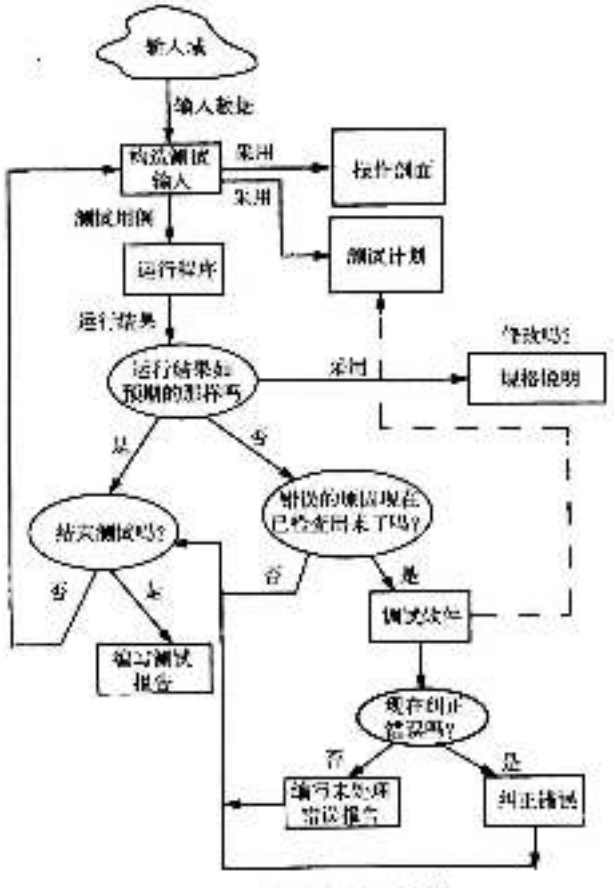


图 1-2 一个测试和调试周期

1.5.1 制订测试计划

一个测试过程常常是在测试计划指导下进行的。当测试一个相当小的程序时，测试计划通常都不正规或只在测试人员头脑中，甚至根本就没有。图1-3给出了针对程序sort的测试计划样例。

图1-3中的测试计划样例常常被进一步扩展，比如增加测试方法、评价测试用例充分性的方法、判断程序是否失效的方法等。

针对sort的测试计划

测试程序sort，以满足例1.5中的需求。特别地，要达到下面的要求：

1. 对程序sort至少执行两个输入序列，一个以"A"为选择参数，一个以"D"为选择参数。
2. 对程序sort执行一个空的输入序列。
3. 以错误的输入测试程序sort的健壮性，如输入"R"作为选择参数。
4. 将程序sort的所有错误都以"软件问题报告单"的形式记录在一个文件中。

图1-3 针对程序sort的测试计划样例

1.5.2 构造测试数据

一个测试用例主要由测试输入和预期输出构成。测试输入又主要是测试数据。测试数据通常是一组值的集合，每个值对应一个输入变量。一个测试集是由0个或多个测试用例构成的集合。测试数据是测试集中的一个可选要素。"对被测软件的一次执行"的含义相当丰富，我们将在下文中详细阐述。

测试人员可借助软件需求和测试计划来构造测试数据。对被测软件的测试，可以在全部测试用例设计完之后执行，也可边设计边执行。当被测软件的规模相当小时，测试人员常常先设计一些测试用例，接着用这些用例进行测试，根据获得的测试结果，决定是否继续构造新的测试用例或进入调试阶段。

例1.11 以下测试用例是根据图1-3中的测试计划为程序sort设计的：

测试用例1 测试数据：<"A"12 -29 32.>
预期结果：-29 12 32

测试用例2 测试数据：<"D"12 -29 32.>
预期结果：32 12 -29

测试用例3 测试数据：<"A".>
预期结果：没有输入按升序排列的数据。

测试用例4 测试数据：<"D".>
预期结果：没有输入按降序排列的数据。

测试用例5 测试数据：<"R"3 17.>
预期结果：无效的选择参数；有效的选择参数应是"A"或"D"。

测试用例6 测试数据：<"A"□ 17.>
预期结果：无效的数字。

测试用例1和测试用例2是针对测试计划的第1条设计出的；测试用例3和测试用例4是针对测试计划的第2条设计出的。注意，我们针对测试计划的第2条设计了两个测试用例，虽然计划中只要求一个测试用例。另外，例1.5中程序sort的需求并没有规定当输入序列为空

时 sort 应输出什么，因此，我们在确定针对空序列排序的预期结果时没有给出具体的值。测试用例 5 和测试用例 6 是针对测试计划的第 3 条设计出的。

正如上例所见，测试人员可以设计出不同的测试集来达到测试计划的要求。本书的第三部分将回答诸如“哪一个测试集是最好的”、“特定的测试集是充分的吗”等问题。

1.5.3 运行被测软件

运行被测软件是测试中的一个重要步骤。在这一步骤中，运行程序 sort 有点像平常的练习。然而，对于大型复杂的软件系统可不是这样。例如，运行一个在电话网中控制数字交换机的软件，测试人员首先要按照严格的规程将软件安装到交换机上，然后再按照别的规程对软件输入测试用例。显然，软件运行的实际复杂性依赖于软件本身。

为了便于运行被测软件，测试人员常常需要搭建一个测试床（test harness）。该测试床初始化所有的全局变量，输入测试用例，并运行被测软件。软件产生的输出被存到一个文件中，以便测试人员随后分析。下面的例子介绍一个简单的测试床。

例 1.12 如图 1-4 中的测试床所示，输入一个序列以检查它的正确性，并命名为 sort。使用 print_sequence 过程输出由 sort 返回的 sorted_sequence 排序序列。测试用例假设可以在测试池文件中得到，在某些情况下，测试可以在测试床的内部生成。

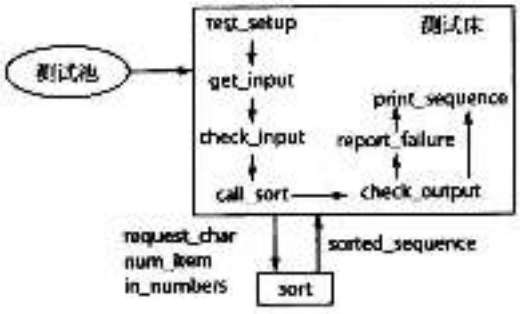


图 1-4 一个用于测试 sort 程序的简单测试床

在准备该测试床时，假设：

(a) sort 被设计成一个过程；

(b) 过程 get_input 将选择参数、待排序的整数序列读取到变量 request_char、num_item、in_numbers 中；

(c) 在调用 sort 之前先由过程 check_input 对输入进行检查。

在本例中，首先调用过程 test_setup 建立起一个测试，包括识别和打开包含测试用例的文件。过程 check_output 充当测试预言（oracle），评判被测软件的运行结果是否正确。在 sort 输出不正确时，调用过程 report_failure。软件错误只是以提示信息的形式显示在屏幕上，或者直接保存到软件问题报告单中（未在图 1-4 中说明）。过程 print_sequence 用于打印 sort 排序过的整数序列。由过程 print_sequence 产生的结果也可直接输入到一个文件中，以供随后检查。

1.5.4 指定被测软件的行为

有多种方式用来定义和指定软件行为的方式有很多种，其中最简单的方法，就是用自然语言如英语来指定软件的行为，但这比以严格形式定义的行为更易引起二义性。在此，我们解释如何

用软件状态来定义软件行为，以及如何用状态转换图（或简称状态图）来指定软件的行为。

软件的一个状态，是指软件当中所有变量当前值的集合以及下一步将要执行的语句的指称。对软件状态的一种记录方式，就是将软件当中所有变量的当前值收集起来放入一个叫作状态向量的向量中。对软件在任一时刻执行控制的指称，可以用一个与下一步将要执行的程序语句相关的标识符给出。例如，对于用汇编语言编写的程序，控制的位置可以用程序计数器的值精确定义出来。

软件当中的每一个变量，都对应状态向量中的一个元素。显然，对于大型软件，比如Unix操作系统，状态向量可能具有数千个元素。程序语句的执行引起软件从一个状态转换到下一个状态。软件状态的转换序列被称作软件行为。

例1.13 考虑一个程序，输入两个整数到变量X和Y，比较它们的值，将其中的较大者赋值为Z，在屏幕上显示Z的值，然后退出。程序P1.1说明了该程序的概要。该程序的状态向量由4个元素组成，第一个元素是语句标识符，指出执行控制当前所在位置，后面的3个元素分别对应变量X，Y，Z的值。

程序 P1.1

```
1 integer X, Y, Z;
2 input (X, Y);
3 if (X < Y)
4  {Z=Y;}
5 else
6  {Z=X;}
7 endif
8 output (Z);
9 end
```

设状态向量的一个元素u，表示一个未定义的值。符号$s_i \rightarrow s_j$表示“软件从状态s_i转换到s_j”。软件之所以从状态s_i转换到状态s_j，是因为执行了标识符为状态s_i的第一个元素的语句。程序max可能经历的一个状态转换序列为：

[2 u u u] → [3 3 15 u] → [4 3 15 15] → [5 3 15 15] →

[8 3 15 15] → [9 3 15 15]

在其执行的起点，软件处于初始状态。一个（正确的）软件一般结束于其终止状态。所有的其他状态都称作中间状态。在例1.13中，初始状态为[2 u u u]，终止状态为[9 3 15 15]，其他4个状态为中间状态。

软件的行为可以被抽象为一个状态序列。对于每个软件，需要观察一个或多个状态，以便判断软件是否按其需求规定的那样运行。对某些软件，测试人员只需关心终止状态，而对另一些软件，测试人员则需观察一系列的状态，也许还需要观察更为复杂的状态模式。

例1.14 对于程序max（程序P1.1），只需终止状态就足以判断程序是否找出两个整数中的最大者。如果输入max的整数是3和15，那么正确的终止状态就是[9 3 15 15]。事实上，只是状态向量的最后一个元素，即15，才是测试人员关心的。

例1.15 考虑一个菜单驱动的程序myapp。图1-5说明了该程序的菜单条。它允许用户在屏幕菜单条显示的菜单项列表上移动并点击鼠标，出现下拉菜单，并在屏幕上显示出一个选项列表。该程序的菜单条上有个菜单项为File，当File被下拉时，几个选项中有个选项为Open。通过移动鼠标光标，选中选项Open时，其背加亮显示。当释放鼠标时，表明选择过程结束，这时，一个显示当前目录下文件名称的窗口应当弹出来。

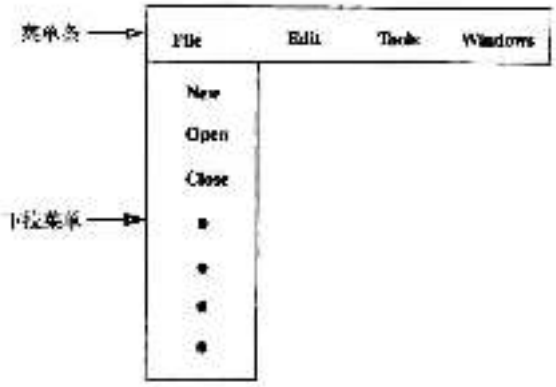


图 1-5 启动程序 myapp 时显示 4 个菜单项的菜单条

图 1-6 描述了当执行上述用户操作时希望 myapp 进入的状态序列。当程序启动时，进入初始状态，这时，程序显示此菜单条并等待用户选择一个菜单项。该状态图用一个状态转换序列说明 myapp 的预期行为。如图 1-6 所示，myapp 在执行完操作序列 t_0，t_1，t_2，t_3 后，从状态 s_0 迁移到 s_3。为了测试 myapp，测试人员可以应用该状态图中标出的操作序列，并观察程序是否进入了预期的状态。

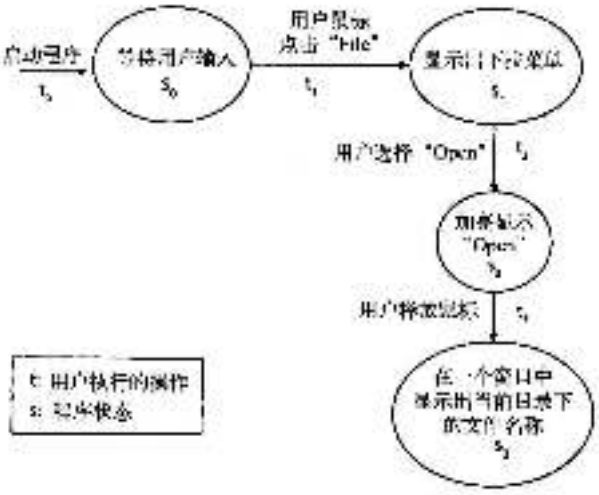


图 1-6 程序 myapp 的一个状态序列，说明当用户选择 File 菜单项下的 Open 选项时程序的预期行为

从图 1-6 可以得出，状态序列图可以用来定义软件的行为需求。正是这个需求规格说明，在测试阶段可以用来判断被测软件是否满足要求。

1.5.5 评价被测软件运行结果的正确性

软件测试的一个重要步骤，就是测试人员判断观察到的被测软件运行结果是否正确。这个步骤又可进一步分为两个小步骤。第一，观察并记录被测软件的运行结果。第二，分析观察到的被测软件运行结果，判断其是否正确。对于小型程序，如例 1.3 中的程序 max，这些步骤都不难，但对于大型分布式软件系统，这些步骤就特别复杂。由一个被称作测试预言（oracle）

的工具来完成判断被测软件运行结果正确性的工作。图1-7说明了被测软件与测试预言之间的关系。



图1-7 被测软件与测试预言之间的关系。测试预言给出的结论可能是Yes或No,或更为复杂,比如是对为何测试预言发现观察到的运行结果与预期结果一致或不一致的解释

测试人员常常充当测试预言的角色,此时称作"人工测试预言"(human oracle)。例如,为了验证一个计算矩阵相乘程序的正确性,测试人员可能会输入两个2×2矩阵,然后检查程序输出的结果是否与手工演算的结果一致。另外一个例子,考虑对一个文本处理程序的检查,人工测试预言可能需要肉眼检查显示器屏幕,确认当处理某段文本时斜体命令是否工作正常。

通过人工来检查软件运行结果有一些缺点。第一,容易出错,因为人工测试预言在分析时可能会犯错误。第二,人工分析的速度可能比软件计算结果的速度慢。第三,可能只对简单的输入/输出(I/O)操作进行了检查。然而,不管这些缺点如何,人工判断常常是最有效的判断。

测试预言可以是专门设计的程序工具,用来检查别的程序的运行结果。例如,可以采用矩阵相乘程序来检查矩阵求逆程序的正确性。假设给定矩阵A,矩阵求逆程序计算出其逆矩阵为B。可以用矩阵相乘程序来检查在一定条件下$A \times B = I$是否成立。另一个例子,检查程序sort输出的有效性。假设程序sort按升序排列输入的数据,测试预言需检查程序sort的输出是否真正是按升序排列的。

采用程序工具来充当测试预言,在速度、准确度、容易度上都有很多优点,可以检查复杂的计算。正如上文所述,采用矩阵相乘程序来充当矩阵求逆程序的测试预言,相比人工测试预言,可以更快、更准确地检查更大规模矩阵求逆程序的正确性。

1.5.6 测试预言的构造

构造自动的测试预言时,比如检查矩阵求逆程序或程序sort的测试预言,需要确定I/O关系。对矩阵求逆程序和程序sort来说,这种I/O关系相当简单,可以用数学公式或上文介绍的算法精确表达出来。另外,当根据有穷状态机(FSM)或状态图等模型来生成测试时,输入和输出都是明确的,这就使得在生成测试时就能构造出测试预言。当然,在通常情况下,自动测试预言的构造是个复杂的工程。下面的例子说明一种用于构造测试预言的方法。

例1.18 考虑一个家庭影院管理软件HVideo。该软件有两种使用模式:影碟登记和影碟搜索。在影碟登记模式下,软件显示一个窗口,用户在窗口中输入一张DVD的信息,例如片名、故事梗概和存档日期等,用户一旦输入完这些信息,点击Enter按钮,该张DVD的信

息将增加到数据库中。在影碟搜索模式下，软件显示一个窗口，用户在窗口中输入欲查 DVD 的属性信息以及搜索条件，如“找出所有片名包含 Kagan 的 DVD”。作为结果，软件将返回数据库中所有片名包含 Kagan 的 DVD，或者显示一条适当的信息，提示数据库中没有满足条件的 DVD。

为了测试 HVideo，我们需要设计一个测试预言来判断 HVideo 是否在两种模式下都工作正常。另外，还需设计一个输入数据生成器。如图 1-8 所示，输入数据生成器为 HVideo 提供输入。

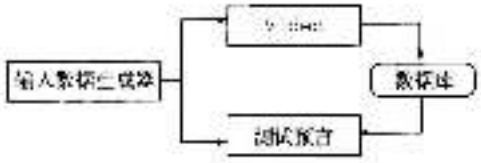


图 1-8 输入数据生成器、HVideo 和测试预言之间的关系

要测试 HVideo 的影碟登记功能，输入数据生成器产生一个影碟登记请求，该登记请求由操作码和即将输入的数据组成，操作码为 Data Entry，数据包括片名、故事梗概和存档日期。在 Enter 操作执行完成后，HVideo 将控制权返回给输入数据生成器。输入数据生成器启动测试预言，判断 HVideo 是否正确地对给定的输入数据进行了登记。测试预言利用输入数据来检查新输入数据库中的信息是否确实被正确地输入了，并向输入数据生成器返回一个“通过”或“未通过”消息。

为了测试 HVideo 的影碟搜索功能，输入数据生成器首先需产生一个影碟搜索请求。与登记请求一样，搜索请求由操作码和搜索数据组成。当点击 Enter 按钮后，搜索输入被传给 HVideo，HVideo 执行搜索并将搜索结果返回给输入数据生成器。输入数据生成器将这些结果传给测试预言，由后者来判断搜索结果的正确性。测试预言至少可以采用两种方法来检查搜索结果的正确性。第一，测试预言亲自搜索数据库，如果搜索结果与 HVideo 的搜索结果一样，则说明 HVideo 的搜索结果是正确的，否则不正确。第二，测试预言实际保留输入过的数据，一旦给出特定的搜索串，测试预言就能找到 HVideo 的预期搜索结果。

1.6 测试度量

本讲“度量”反映的是一个测量标准。在软件测试中，存在大量的度量。图 1-9 是本节中将主要讨论的各种度量的一个分类。可以在组织、过程、项目、产品等级别对测试进行度量。每一级别的度量都有对计划、跟踪、控制的测量值。



图 1-9 软件测试中采用的度量及其之间的关系

无论在何种级别上进行测试度量，都可从四个重要方面来设计度量，即进度、质量、资源、规模。与进度相关的度量用于测量不同活动的实际完成时间，并与其计划完成的时间进行比较；与质量相关的度量用于测量产品或过程的质量；与资源相关的度量用于测量人力、材料、货币成本等；与规模相关的度量用于测量不同对象的大小，比如源代码、测试用例数量等。

1.6.1 组织级度量

组织级的度量有利于整体项目规划和管理。这类度量部分来源于汇聚多个跨项目的细密度量。例如，产品发布后发现的故障数量，被一个组织开发和销售的一组产品平均下来，就是在组织一级层面对产品质量的度量。

通过对固定时间间隔（如季度）以及特定时间区间（如从2008年2月18日起的50天）内发布的所有产品进行度量，可以说明该组织的质量走势。例如，可以说“面向某行业（如办公软件）的所有产品在上市3个月内发现的故障数量已从原来的每千行代码（KLOC）0.2个降到0.04个”。其他一些组织级度量还包括每千行代码的测试成本、测试进度逾期量、完成系统测试的时间等。

组织级度量使高层管理人员能够把握组织的长处，并指出组织在测试中的弱项。因此，这些度量有利于高层管理人员设置新的目标并为此分配必要的资源。

例1.17 某公司的所有软件项目的平均故障密度是每千行代码1.73个故障。公司高层发现，为了投标得到下一个软件项目，他们得证明公司软件项目的平均故障密度能够降到每千行代码0.1个故障。这就设置了一个新的目标。

在从现在到投标过程给定的时间，公司管理层需要做可行性分析，确定该目标是否能够实现。如果初步的分析证明目标能够实现，就得制订一个详细计划并付诸实施。例如，公司管理层可能会决定培训员工使用新的工具，以及用复杂的静态分析技术来防止和检测故障。

1.6.2 项目级度量

项目级的度量与具体项目相关，如I/O设备测试项目、编译系统测试项目。这些度量对跟踪、控制具体的测试项目非常有用。测试工作实际完成率就是一个项目级的度量。测试工作量可以用人月来度量。例如，在测试项目的启动阶段，项目经理要估计整个项目的工作量。在实际的测试工作进行之前，完成率是零，但随着时间的推移，这个比率逐渐增大。跟踪测试工作实际完成率，有助于测试项目经理分配测试资源。

另一个项目级的度量就是测试的成功率。在项目进行中的任何时候，都可利用它来估计还需多少时间才能完成测试。

1.6.3 过程级度量

每个测试项目都采用了一些测试过程。“大爆炸”（big-bang）方法就是一个过程，往往用于规模相当小的单人测试项目。除此之外，还存在几个系统严密的过程。过程级度量的目的，在于评价这些过程的好处。

当一个过程包含多个阶段时，比如单元测试、集成测试和系统测试，可以统计每个阶段发现的缺陷数目。大家都知道，缺陷发现得越晚，纠正的成本也就越高。因此，根据其发现的阶段对缺陷进行适当分类的过程级度量有利于评价过程本身的质量。

例1.18 在一个软件项目统计中发现，15%的缺陷是由客户发现的，55%的缺陷是在产

品发布前的系统测试阶段发现的，22%的缺陷是在集成测试阶段发现的，剩下的是在单元测试阶段发现的。在系统测试阶段发现的缺陷占这么大的比例，说明集成测试和单元测试可能存在不足。另外，管理层可能也想降低客户发现缺陷所占的比例。

1.6.4 产品级度量：通用度量

产品级度量与具体的产品相关，如某种编程语言的编译系统。在做一些涉及产品质量的决定时（如“这个产品能够向用户发布了吗”），可以用到这些度量。

存在大量与产品复杂性相关的度量。在这里，介绍两种复杂性度量：圈复杂度和 Halstead 度量。

圈复杂度是 Thomas McCabe 在 1976 年基于程序控制流提出的。假设程序 P 的控制流程图（CFG）G 包含 N 个结点、E 条边、p 是 G 中的强连通分支数，则圈复杂度 $V(G)$ 计算如下：

$$V(G) = E - N + 2p$$

注意，程序 P 可能包含多个子程序。计算公式 $V(G)$ 中的 p 只计算了从主程序可以到达的那些子程序。$V(G)$ 就是控制流图 G 的复杂度，而 G 代表了从主程序可以到达的那个子程序。另外，$V(G)$ 并不是整个程序的复杂度，实际上，它只是程序 P 中对应 G 的那个子程序的复杂度（参见练习 1.13）。$V(G)$ 的值越大，说明程序的复杂性越高，程序就比 $V(G)$ 值小的更难理解和测试。建议 $V(G)$ 的值不要超过 5。

现在著名的 Halstead 复杂性度量是由 Maurice Halstead 教授在其专著《Elements of Software Science》中首次提出的。表 1-2 列出了部分有关软件科学的度量。采用软件规模（S）和功耗/工作量（Effort，记为 E，指开发一个软件所需的人/努力——译者注），利用下面提出的估计公式，估算在软件开发活动中出现的缺陷数量（B）：

$$B = 7.6E^{0.667}S^{0.333}$$

表 1-2 Halstead 关于程序复杂性和工作量的度量

度　量	符　号	定　义
操作符个数	n_1	程序中操作符的个数
操作数个数	n_2	程序中操作数的个数
不同操作符个数	n_1	程序中不同操作符的个数
不同操作数个数	n_2	程序中不同操作数的个数
程序词汇量	n	$n_1 + n_2$
程序规模	N	$N_1 + N_2$
程序体积	V	$N \times \log_2 n$
难度	D	$2/n_1 \times n_2/N_2$
工作量	E	$D \times V$

为了验证 Halstead 软件科学度量，业界进行了广泛的试验性研究。采用上述估计公式的一个好处在于，它有利于管理层规划测试资源。例如，如果 B 的值较大，要在规定的期限内结束测试过程，就得多分配点测试人员和测试资源。然而，现在的程序设计语言，比如 Java 和 C++，并不完全适合于 Halstead 复杂性度量。面人们往往使用下文将要介绍的针对面向对象语言专门设计的度量（也可参考练习 1.14）。

1.6.5 产品级度量：面向对象软件

已经有大量的试验性研究旨在揭示产品复杂性与产品质量之间的相互依赖关系。表1-3列举了针对面向对象及其他应用软件的产品度量示例。产品可靠性是一种质量度量，与产品在特定操作剖面下失效的概率相关。正如在第1.4.2节中解释的那样，软件产品的可靠性真正度量了引发软件失效的测试输入生成的概率。假如针对特定的操作剖面并且在给定的条件下，该概率为0，那么可以说该软件是完全可靠的，尽管其中还可能存在错误。当然，可以定义其他的度量来评估软件的可靠性。表1-3中列出了其他一些基于缺陷的度量。

表1-3 产品度量示例

度　量	含　义
可靠性	软件在给定的条件下针对特定操作剖面失效的概率
缺陷密度	每千行代码（KLOC）的缺陷数
缺陷严重程度	根据其严重性对缺陷的划分
测试覆盖度	可测项所占的比例，如最基本块，也是对测试充分性或测试好处（goodness of tests）的一个度量
圈复杂度	度量一个程序基于CFG的复杂性
每个类的加权方法	$\sum_{i=1}^{n} c_i$，c_i是被测类中方法i的复杂度
类耦合	与特定类耦合的类的数量
响应集	当向对象O发送一消息，能够直接或间接激发的所有方法的集合
直接子类数	在类层次中，一个类的直接子类数量

表1-3中针对面向对象软件的度量是由Shyam R. Chidamber和Chris F. Kemerer最早提出的[81]。这些度量测量了程序或设计的复杂度，并且与软件测试有直接的关联。因为，为达到给定的缺陷密度，测试设计复杂度高的软件很可能比测试设计复杂度低的软件付出的精力更多。

1.6.6 进度跟踪与趋势

度量常常用于跟踪过程的进度，这就要求按固定时间间隔进行测试测量，这种测量的结果往往会提供一种趋势。例如，假设一个浏览器已经完成编码、单元测试和组件集成测试，现正处于系统测试阶段。测试人员可以统计累积发现的缺陷，并绘出一条累积缺陷数目随时间变化的曲线。随着时间的推移，这条曲线是逐渐上升的，最后达到一个饱和状态，说明产品质量趋于稳定。图1-10中的曲线说明，随着时间的推移，累积发现缺陷的数目是变化的。

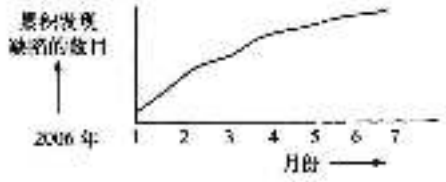


图1-10 某软件项目的连续7个月累积发现缺陷的数目变化情况

1.6.7 静态度量与动态度量

静态度量的计算不需要执行软件。应用系统中可测项的数目就是一种静态度量。动态度量需要执行软件。例如，测试集实际覆盖的可测项的数目就是一种动态度量。

静态度量和动态度量可以应用于组织级和项目级度量。例如，一个项目涉及的平均测试人数是一个静态度量。而已发现但尚未纠正的缺陷数量可当作是个动态度量，因为它只有在完成代码修改且产品重新测试之后才能准确计算出来。

1.6.8 可测试性

根据 IEEE 的定义，可测试性是“系统或组件有助于建立测试准则，执行测试以便判断这些准则是否满足的程度”。对产品可测试性的度量方式可以分为静态和动态两类。软件复杂度是一种静态可测试性度量，软件越复杂，其可测试性越低，即完成测试需花费的精力越多。动态可测试性度量包含各种基于代码的覆盖准则，例如对一个程序，如果很难为其设计出满足语句覆盖准则的测试用例，那么相对于易设计测试用例的程序来说，该程序的可测试性就要低一些。

高可测试性是个理想目标，要达到此目标，最好事先就弄清楚需要测什么以及如何测。因此，建议在需求分析阶段就确定需要测哪些特性以及如何测。这些信息可在设计阶段进行修正，并传递到编码阶段。可测试性要求可以通过向一个类中增加部分代码来实现。在更复杂的情况下，单是为了满足可测试性要求，除了软件具备特殊的功能外，还需要专门的硬件和探测器。

例 1.19 考虑程序 E，它用于控制电梯的操作，必须通过大量的测试，也必须经受得住测试人员对其进行的大量测试。其中一个测试是检查电梯升降马达以及制动系统是否工作正常。当然，测试人员可以在硬件全部到位后才做这个测试，但是，由于硬件与软件并行开发，测试人员只能采用模拟器来代替升降马达和制动系统。

为了提高 E 的可测试性，测试人员必须得设计一个组件，让它与升降马达和制动系统模拟器进行通信，并显示出被模拟的硬件设备的状态。这个组件还得允许测试人员能够输入诸如“启动马达”等命令。

对 E 的另一个测试要求就是它得允许测试人员验证不同的调度算法。这个问题可以通过向 E 增加一个组件来解决，该组件向测试人员提供一个调度算法及其是否实现的选择面板，测试人员选择一个已实现的算法，观察电梯对不同输入的响应动作。这种测试还要求一个随机输入产生器，并能显示出产生的输入、电梯的响应动作（参考练习 1.15）。

可测试性涉及硬件设计和软件设计。在硬件设计中，可测试性的含义是存在测试手段来检测针对成品中某种故障模型的所有故障，因此，可测试性的目的在于验证成品的正确性。而软件可测试性的关注点在于验证软件设计和实现。

1.7 软件测试与硬件测试

在用于测试软件和硬件的技术之间，既存在相似，也存在差异。很显然，软件系统不会发生磨损，不会随着时间的推移而变老、退化，当初软件中的任何缺陷依然存在，但不会产生新的缺陷，除非对软件系统进行了变更。而硬件却不是这样，如 VLSI 芯片，也许随着时间的推移，会因一个当初在芯片制造和测试时并不存在的缺陷而发生故障。

与软件不同，硬件缺陷主要在制造阶段或后期产生，由此引出了应用于硬件设计的内置自检（Built-In Self Test，BIST）技术。这种技术很少用于软件设计和编码。当 BIST 用于软件时，只能检查出软件最后一次变更时存在的缺陷。注意，软件当中的内部监控机制不同于 BIST，后者是为使一个器件正常工作而进行的实际测试。

故障模型 硬件测试人员基于故障模型来设计测试。例如，采用连续（stuck－at）故障模型，测试人员可以用一组测试输入模式来检测一个逻辑门是否像预期那样功能正常。检测出来的故障一般都是制造缺陷，或是随着时间推移因器件衰退而产生的。软件测试人员设计测试的目的在于验证软件的正确功能，有时这种测试并无统一的故障模型。例如，为了测试某个应用软件中是否存在内存泄漏，测试人员需将压力测试和代码审查结合起来做，因为有多种缺陷会导致内存泄漏。

硬件测试人员采用了大量的故障模型，涉及不同的抽象层次。例如，在较低层次，有晶体管级的故障；在较高层次，有逻辑门级、电路级、功能级的故障模型。即使存在故障模型，软件测试人员在设计测试时也可以选择是否使用故障模型。第 7 章描述的程序变异测试便是一种基于软件故障模型的技术。其他用于测试设计的技术，如条件测试（condition testing）、基于有穷状态模型的测试以及基于组合设计的测试（分别在本书第 2、3、4 章中讨论），也都是基于明确定义的故障模型。用于本书第二部分几章中描述的自动测试设计的技术，也是基于精确的故障模型。

测试域（test domain） 硬件测试与软件测试的一个主要差别在于测试域。对 VLSI 芯片的测试，往往采用位模式（bit pattern）的方式；对组合电路，比如多路信号转换器，有限数量的位模式就能保证检测出所有电路级的故障；对采用触发器的串联电路，测试用例可以是一连串的位模式，从电路的一个状态转换到另一个状态，而测试集就是这些测试用例的一个集合。而对软件的测试，测试的输入域不同于硬件测试，即使是个简单的程序，其输入域可能都是元组（tuple）的无限集合，每个元组包含一个或多个数据类型，如整数和实数。

例 1.20 考虑一个简单的双输入 NAND（与非）门，如图 1-11a 所示。可以采用连续（stuck－at）故障模型，在逻辑门的输入和输出中定义多个故障。图 1-11b 说明在双输入 NAND 门的输入 A 中有一个连续 1 故障（缩写为 s－a－1）。正确的 NAND 门和有故障的 NAND 门的真值表如下：

正确的 NAND 门			有故障的 NAND 门		
A	B	O	A	B	O
0	0	1	0 (1)	0	1
0	1	1	0 (1)	1	0
1	0	1	1 (1)	0	1
1	1	0	1 (1)	1	0



a) 一个双输入的 NAND 门　　b) 双输入 NAND 门的输入 A 有一个 s－a－1 故障

图 1-11

当输入任何向量 v_i（$A=0$，$B=1$）时，输出为 0，而正确的输出应该是 1。这样，v_i 就检测出 NAND 门的输入 A 中有一个 $s-a-1$ 故障。当然，在 NAND 门可能还有多个连续故障。练习 1.16 要求判断双输入 NAND 门中有多个连续故障时是否还能被检测出来。

测试覆盖率 实际上，不可能对一个大型软件（比如一个操作系统）进行完全测试，也不可能对一个复杂的集成电路进行完全测试，比如一个 32 位或 64 位微处理器。这就导致了"可接受的测试覆盖率"的说法。在 VLSI 测试中，这种"可接受的测试覆盖率"通过实际覆盖故障数与理论故障数的比率来度量，而理论故障数是根据特定的故障模型估计出来的。

硬件测试中的这种故障覆盖率思想同样适用于采用程序变异的软件测试。根据特定的故障模型，向程序注入一定数量的故障后，程序就会产生变异。一个测试集的有效性或充分性是通过实际覆盖变异所占的比例来度量的。第 7 章将详细描述这种技术。

1.8 测试与验证

程序验证旨在通过表现程序不含有错误而证明程序的正确性。这与软件测试很不相同。软件测试旨在暴露程序中存在的错误。也就是说，程序验证旨在证明一个程序对所有满足条件的可能输入都运行正常，而软件测试旨在证明一个程序是可靠的，因为并没有严重的错误被发现了。

我们最好将验证与测试看成是两个互补的技术。在实际工作中，人们不太愿意用程序验证，而更青睐于测试。但是，在开发安全攸关的应用系统时，比如信用卡或核反应堆控制程序，通常还是使用程序验证技术来证明系统关键部分的正确性。显然不必验证整个系统。无论程序验证多么严格，人们还是一如既往地采用软件测试来获取对应用系统的信心。

软件测试并非一个完美的过程。尽管进行了一系列成功的测试，软件当中可能仍然包含错误。但是，测试过程确实直接影响着我们对被测软件正确性的信心。当一个应用系统通过了一系列精心设计、严格执行的测试后，我们对被测软件正确性的信心总会增加的。

程序验证看起来是个完美的过程，因为它保证验证程序是没有错误的。但是，仔细观察验证过程之后发现，验证仍然有其弱点。首先，参与验证的人员可能在验证过程中出错；其次，有可能对输入条件作错误的假设；还有，在考虑与被验程序交互的组件时，有可能作错误的假设，等等。因此，无论是程序验证还是软件测试，都不是证明程序正确性的完美技术。

常常有人说，程序是个数学对象，应该用理论证明的数学技术来进行验证。虽然可以把程序当作是个数学对象，但是我们必须意识到程序当中以及程序所在环境当中存在的巨大复杂性。正是这种复杂性妨碍了对程序的形式证明，如 AT&T 的 5ESS 交换机软件、微软不同版本的 Windows 操作系统以及其他复杂得惊人的软件。当然，我们都知道这些软件是有缺陷的，但这并不妨碍它们是可用的并为用户创造价值的产品。

1.9 缺陷管理

在许多软件开发组织中，缺陷管理都是开发和测试过程的组成部分。缺陷管理包括：缺陷预防、缺陷发现、缺陷记录与报告、缺陷分类、缺陷纠正、缺陷预测等。

缺陷预防是通过大量的规程和工具来完成的。例如，良好的编码技术、单元测试计划、代码审查都是缺陷预防过程的重要手段。

缺陷发现，就是根据动态测试与静态测试中观察和发现的失效，识别出引起失效的缺陷。在发现缺陷的过程中，常常还包括调试被测试的代码。

要对已发现的缺陷进行分类，并记录在一个数据库中。缺陷分类对制定缺陷处理措施很重要。例如，被分类为高严重程度的缺陷，很可能比低严重程度的缺陷优先得到开发人员的注意。目前，存在大量缺陷分类模式，正交缺陷分类（Orthogonal Defect Classification，ODC）就是其中一种。缺陷分类有助于组织机构统计缺陷信息，如缺陷类型、发生频率、在产品周期中的阶段、涉及的文档等。这些统计数据随后传递给组织的过程改进小组，由他们进行分析，识别出开发过程中需要改进的地方，并向高层管理者推荐合适的改进方案。

每一个缺陷一旦被记录下来，都被标以“open”状态，指出其需要纠正。开发组织会分配一个或多个开发人员来纠正这个缺陷。首先，仔细分析缺陷，判断是否需要纠正；然后，实施纠正，测试纠正效果；最后，将缺陷状态标为“closed”，表明它已被纠正了。没有必要在软件发布前将每个发现的缺陷都纠正完，只有那些严重影响公司商业目标（包括质量目标）的缺陷才必须在软件发布前解决掉，其他缺陷可视具体情况在以后解决。

缺陷预测是缺陷管理的另一个重要方面。开发组织常常进行源代码分析，预测软件在进入测试阶段前还有多少缺陷。尽管这种早期的预测并不准确，但还是常常用于统筹测试资源和规划软件发布日期。在测试过程中，通常运用先进的统计技术来预测缺陷的数量。由于可用的缺陷数据越来越多以及采用复杂的数学模型，后期的预测比早期的预测更准确一些。可以根据缺陷数据（包括发现时间、缺陷类型等）来预测剩余的缺陷数量。再次注意，尽管这些信息不准确，但在制订项目计划时仍然需要使用它们。

目前，存在一些用于记录缺陷，管理缺陷信息的工具，比如开源工具 Bugzilla、商用工具 FogBugs。它们都提供缺陷管理功能，包括缺陷记录、分类、跟踪等。还有一些计算软件复杂性度量的工具通过代码复杂性来预测缺陷数量。

1.10 执行历史

一个程序的执行历史，又称作执行轨迹，是在一次执行中收集到的程序各方面信息的有序集合。一个执行片段是执行轨迹中一个可执行的子序列。用于表示执行轨迹的方法有好几种。例如，一种可能的表示就是一个顺序，针对特定的输入，软件的功能是按照这个顺序执行的；另一种表示也是一个顺序，而这个顺序是程序块执行的顺序。这样，针对一个测试输入，就可以构造出程序的多种执行轨迹。对一个用面向对象语言（如 Java）写的程序，其执行轨迹还可以表示成对象以及所访问方法的一个序列。

例 1.21 考虑程序 P1.2 及如图 1-16 所示的控制流图（CFG）。我们感兴趣的是，当对程序 P1.2 执行测试 t_1：$<x=2, y=3>$ 时，其基本块的执行顺序。通过直接检查图 1-16，发现针对测试 t_1，程序基本块的执行顺序是 1，3，4，5，6，5，6，5，6，7，9。这个顺序就表示了程序 P1.2 针对测试 t_1 的一个执行轨迹。针对另一个测试 t_2：$<x=1, y=0>$，程序 P1.2 的执行轨迹为 1，3，4，5，7，9。

程序的执行历史还可包含程序中各变量的值。显然，执行历史中的信息越多，所需的存储空间就越大。执行历史应该包含哪些、不包含哪些信息，依赖于执行历史的用途以及可用的存储空间。如果用于调试程序，执行历史应当包括基本块的执行顺序以及程序中一个或多个变量的值；如果用于回归测试中选择测试用例子集，只需包含一个子程序调用顺序或基本块执行顺序即可；如果用于性能分析，只需包含一个能含子程序执行顺序的轨迹即可，该轨迹用来计算每个子程序的执行次数，以便评价其对整个程序执行时间的影响。

一个从程序执行的起点开始、到结束为止记录下来的完整的执行历史，表示了程序中的一

条执行路径。但是，在某些情况下，比如调试，人们关注的只是部分执行历史，即只在一条完整执行路径中的某一段或某几段，记录了诸如基本块或变量值等程序要素的信息。例如，这种执行路径片段，可能从控制进入某个感兴趣的函数开始，到控制退出该函数为止。

1.11 测试生成策略

在软件测试活动中，一个重要任务就是设计测试用例。通过对被测软件执行测试用例，来判断软件是否满足需求。本书第二部分（测试生成）将详细回答“如何设计测试用例”的问题。在这里，我们只提供一个对不同测试设计策略的概览。

任何方式的测试设计都要使用一个原始依据。在最不形式化的测试方法中，原始依据存在于测试人员的心里，他们根据掌握的需求知识来设计测试。某些组织常常直接采用源自作为原始依据的需求文档，交叉采用形式化的和非形式化的方法来设计测试。在一些测试过程中，需求文档是开发用于测试设计的形式化模型的原始依据。

图 1-12 总结了几个测试设计策略。图中最上面一行描述了直接应用于需求文档的技术。这些技术也许是非形式化的技术，即没有采用严格的或形式化的方法就将值赋予了输入变量；也可能是先识别出输入变量，找出变量之间的相互关系，再采用形式化的技术进行测试设计，比如随机测试、因果图。第 2 章将介绍几种这样的技术。

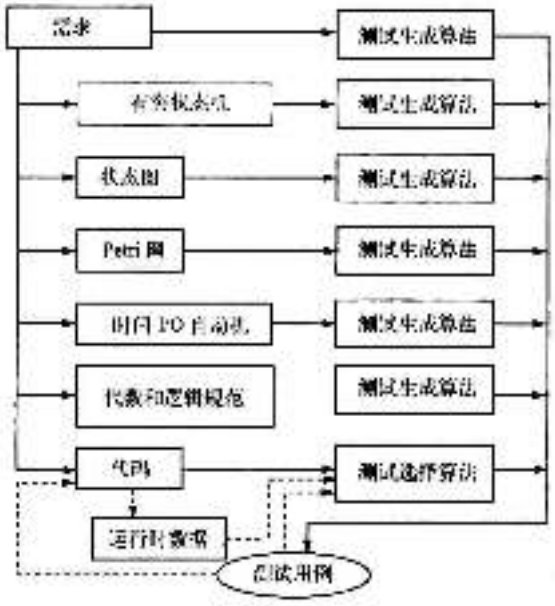


图 1-12 需求、模型与测试生成算法

另一些策略属于基于模型的测试生成（model - based test generation）技术。这些策略要求采用形式化的标记符号来模拟部分需求，这样得到的一个模型又称作这部分需求的规范，将该规范作为原始依据，就能设计出测试来。FSM、状态图、Petri 网以及时间 I/O 自动机就是一些著名的、广泛使用的形式化标记符号，用来模拟林林总总的需求。这些标记符号属于图形符号类，尽管也存在相应的文本标记符号。此外还存在另外几种标记符号，比如统一建模语言（UML）中的顺序图和活动图，也被用来模拟某些需求。

基于谓词逻辑的语言以及代数语言，也被用来以形式化的方式表达某些需求。每一个这样

的符号化工具都有其长处和不足。在通常情况下，对于大型应用程序，人们常常采用多个工具来表示需求、设计测试。本书的第3章将介绍采用FSM、状态图以及时间I/O自动机进行测试设计的算法。

另外，还存在直接从代码生成测试的技术。这类技术属于基于代码的测试生成（code-based test generation）技术。当根据测试充分性准则增强现有的测试设计时，这些技术相当有用。例如，假设已用状态图方法对程序P进行了测试，在所有的测试用例都成功执行之后，人们发现P的某些分支并没有被覆盖，也就是说，某些条件从未被判断为真或假，这时，人们可以采用基于代码的测试生成技术来设计新的测试用例，或者修正现有的测试用例，以便产生新的测试集来使上述条件被判断为真或假（如果这种判断可行的话）。本书后面的第三部分将介绍两种这样的技术，一种基于程序变异，一种基于控制流覆盖。

基于代码的测试生成技术也同样可用于回归测试，因为常常有必要压缩回归测试的测试集规模或优化回归测试顺序。基于代码的回归测试采用4个输入：

1）将要被回归测试的程序P'；

2）因变更而导出P'的原始程序P；

3）现存的针对程序P的测试集T；

4）当针对程序P执行测试集T时得到的某些运行时信息。

这些运行时信息包括诸如语句覆盖、分支覆盖等。根据这些信息，回归测试生成算法从测试集T中选择测试用例，必须是对P'中已变更的部分或受P变更影响的那部分程序执行选出的测试用例。新产生的测试集通常是T的子集。为达到回归测试目的而压缩测试集规模的技术将在第5章中描述。

1.12 静态测试

静态测试的最大特点，就是不需要执行被测软件就能完成。这是与动态测试相对而言，后者需要执行一次或多次被测软件。静态测试能够以相当低的代价发现软件当中的缺陷，包括需求文档以及其他与软件相关文档中的二义性和错误。当动态测试成本高昂时，尤其实用。当然，静态测试与动态测试是互补的，通常各组织更倾注于动态测试，而不太重视静态测试，这种做法并不特别好。

静态测试最好由未参加代码编写的个人或小组来完成。图1-13简要说明了静态测试的一个过程示例。静态测试小组能够接触到需求文档、源程序代码以及诸如设计文档、用户手册等所有相关文档。静态测试小组还能够使用一个或多个静态测试工具。静态测试工具以源程序代码作为输入，产生大量的在测试过程中有用的数据。

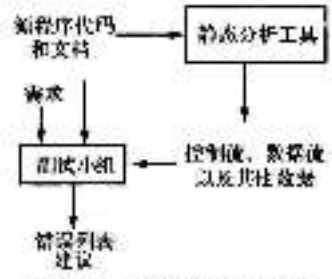


图1-13 静态测试的要素

1.12.1 走查

走查与审查是静态测试的重要组成部分。走查是个非正式的过程，检查所有与源程序代码相关的文档。例如，需求文档是通过一个称作需求走查的过程来检查的；源程序代码是通过代码走查（也称同行代码评审）来检查的。

在开始走查之前需要有一个走查计划，计划要得到走查小组中所有成员的同意。被查文档的每一个部分，比如源代码模型，都要根据事先明确规定的目标进行检查。走查要生成详细的报告，列出涉及被查文档的相关信息。

在需求走查中，走查小组必须检查需求文档，确保需求满足用户的要求，并且没有模棱两可和不一致的部分。对需求的检查，还可增强走查小组对“究竟希望软件系统干什么”的理解。功能性需求和非功能性需求都要进行检查。需求走查要生成详细的报告，列出涉及需求文档的相关信息。

1.12.2 审查

相比走查，审查是个更加正规的过程。技术语常常与代码联系在一起。多家组织认为，正规的代码审查是一种以比采用动态测试更低成本提高代码质量的手段。已有多家组织声称，由于采用代码审查，极大地提高了生产率和软件质量。

代码审查通常由一个小组来完成，审查小组按照审查计划开展工作。审查计划包含以下要素：

1）审查目的；

2）被审查的工作产品，包括源程序代码以及需要审查的相关文档；

3）审查小组组成、角色、职责；

4）审查进度；

5）数据采集表格，审查小组用来记录发现的缺陷、编码规则违背情况、各项审查工作所花时间等。

审查小组的成员分为协调人员、阅读人员、记录人员、编程人员等角色。协调人员负责整个审查过程并领导整个审查工作。由阅读人员来阅读源代码，可能要借助于代码浏览器以及大屏幕显示器，以便全组人员都能方便地看到代码。记录人员记录所有发现的错误以及讨论过的问题。编程人员是被审查代码的实际开发者，其在审查中的主要职责就是帮助其他成员理解代码。审查过程必须是友好而非对立的，这一点非常重要。本书参考文献中列出的一些专著和论文详细描述了代码审查过程的方方面面。

1.12.3 在静态测试中使用静态代码分析工具

在代码审查过程中很可能会提出各式各样与代码行为相关的问题。考虑下面的例子：代码阅读人员问“变量 accel 在模块 updateAccel 第 42 行被引用，但在哪里定义的呢”，编程人员也许会回答“accel 是在模块 computeAccel 中定义的”。当然，静态分析工具可能会给出一个完整的列表，详细列出模块名以及变量在何处定义和引用的行号。这种具备良好用户界面的工具能够简单回答上述问题。

静态代码分析工具能够提供控制流和数据流信息。表示成 CFG 的控制流信息，有助于审查小组判断不同条件下控制的流向。CFG 附带上数据流信息便构成数据流图。例如，可以对 CFG 的每一个结点附加上变量定义及引用列表。这些信息对审查小组理解代码以及

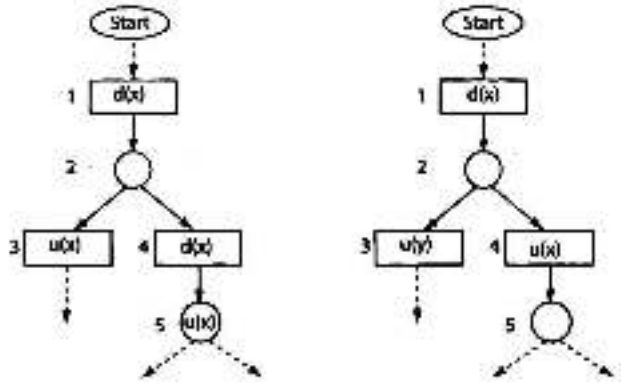
发现可能的缺陷非常有用。注意，一个静态分析工具本身就能发现一些与数据流相关的缺陷。

目前，已存在一些商用和开源静态分析工具。IBM Rational 的 Purify 以及 Klockwork 公司的 Klockwork 是两个针对 C 和 Java 程序的商用静态分析工具。LAPSE（Lightweight Analysis for Program Security in Eeplise）是针对 Java 程序的开源分析工具。

例 1.22 考虑图 1-14 中的两个 CFG。图中的每一个结点都附加上了数据流信息。在图 1-14a 中，变量 x 在基本块 1 中定义，在后面的基本块 3 和基本块 4 中引用。然而，CFG 清楚地显示，x 在基本块 1 中的定义在基本块 3 中被引用了，但并没有在基本块 5 中被引用。事实上，x 在基本块 1 中的定义，由于其在基本块 4 中被再次定义而被覆盖了。

在基本块 5 中引用 x 的重新定义是否正确？这要看对应于 CFG 的代码段完成的实际功能是什么。事实上，在基本块 5 中引用 x 的重新定义很可能出错。借助于需求文档以及从分析工具中得到的静态信息，审查小组必须能够回答这些问题。

在图 1-14b 中，变量 y 在基本块 3 中被引用。如果 y 在从 Start 到基本块 3 的路径中未被定义，那么就存在一个数据流错误，因为变量在定义之前被引用了。静态分析工具能够检查出这样的错误类。



a) 可能含有一个数据流错误的 CFG　　b) 含有一个数据流错误的 CFG

图 1-14　附有了数据流信息的部分 CFG。$d(x)$ 和 $u(x)$ 分别表示变量 x 在一个基本块中的定义和引用

1.12.4 软件复杂性与静态测试

通常，静态测试小组需要决定哪些模块应优先检查。这个决策过程需要一些参数，其中的一个就是模块复杂性。越复杂的模块，越有可能存在更多的错误，因此应赋予比低复杂性的模块更高的优先级。

静态分析工具常常采用 1.6 节中介绍的一种或多种复杂性度量来计算模块复杂性。这种模块复杂性可以用作判断哪些模块优先检查的参数。当然，在排列模块的优先顺序时，模块在软件中完成功能的重要性胜过模块复杂性。

1.13 基于模型的测试与模型检测

所谓基于模型的测试，是指对软件行为进行建模以及根据软件的形式化模型设计测试的活动。模型检测是指，用来验证软件特定模型中的一个或多个特性的一类技术。

图 1-15 说明了模型检测的过程。模型通常是有限状态的，是从一些原始材料中提取出来的。这些原始材料可能是需求文档，在某些情况下还是软件源代码本身。有穷状态模型中的每一个状态的前面都有一个或多个前置特性条件，当软件处于该状态时，这些特性必须满足。例如像 $x<0$ 一样简单的条件，要求变量 x 在该状态必须是个负数；也可能涉及更复杂的特性条件，比如定时、同步。

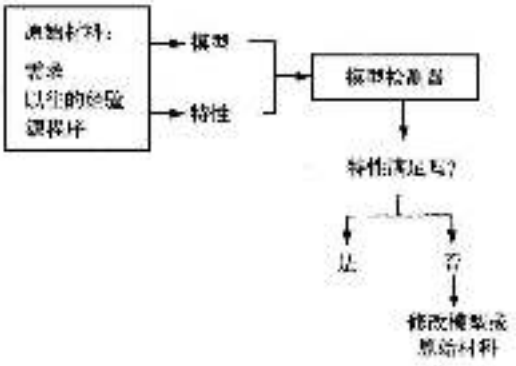


图 1-15 模型检测的要素

将单个或多个期望的特性条件编码到一个形式化的规约语言中。通常用时态逻辑来描述这些特性。时态逻辑是一种形式化地规约时间特性的语言。然后，将模型与期望的特性输入到模型检测器中。模型检测器将验证指定的模型是否满足给定的特性。

对每一个特性，模型检测器可能得出以下三种答案之一：特性满足、特性不满足、不能确定。针对第二种情况，模型检测器将会提供反例说明为何特性不满足。如果模型检测器在达到迭代次数上限时仍不能终止，就可能会引起第三种情形出现。

在几乎所有的情况下，模型都是实际系统需求的一个简化版本。模型检测器的一个正面判定结论，并不是说该特性在所有的情况下都是满足的。因此，需要进行测试。尽管模型检测器给出了正面的判定结论，还是有必要用测试来确定：至少在一些给定的情况下，软件确实满足该特性。

虽然模型检测和基于模型的测试两者都用到模型，但模型检测用局部特性增强了的有穷状态模型，这些局部特性在个别状态必须满足。局部特性又被称作原子命题（atomic proposition），而增强的模型称作 Kripke 结构。

概括地讲，模型检测是一个有力的、与基于模型测试互补的技术。两者都不能保证一个应用系统在所有输入条件下都满足某个特性。然而，两者都能给出有用的信息，便于测试人员发现一些不易发现的错误。

1.14 控制流图

CFG 描述了程序中的控制流。CFG 帮助测试人员在分析程序时从控制流的角度理解程序的行为。对于相当小的程序，比如不超过 50 行语句，用手工方式构造出 CFG 并不太难。然而，随着程序规模的扩大，构造 CFG 的难度也在增大，因此，有必要采用工具。

CFG 又被称作流图（flow graph）或程序图（program graph）。但是，不要将 CFG 与 1.16 节中介绍的程序依赖图（Program Dependence Graph，PDG）相混淆。在本节，我们将介绍完善

什么是CFG，以及如何从一个程序构造其CFG。

1.14.1 基本块

假设P是一个用过程式程序设计语言（可能是高级语言如C或Java，也可能是80×86汇编语言）写的程序。P的基本块（或简称块），就是一个连续的语句序列，只有一个入口点和一个出口点。因此，一个基本块具有唯一的入口点和出口点，这些入口点、出口点就是基本块的第一条语句和最后一条语句。程序的控制总是从基本块的入口点进入，从出口点退出。除了其出口点之外，程序不可能在基本块的其他任意点退出或中止。当基本块只包含一条语句时，入口点与出口点重合。

例1.23 下面的程序输入两个整数x和y，输出x^y。程序总共有17条语句，包括begin语句和end语句。程序的执行从第一行开始，然后到第2行、第3行、第4行、第5行，第5行语句是个if语句。由于第5行语句是一个判断语句，程序的控制可能走到两条分支中的某一条，即第6行或第8行。因此，从第1行开始、到第5行结束的语句序列就构成了一个基本块，其唯一的入口点在第1行，出口点在第5行。

程序 P1.2

```
 1 begin
 2   int x, y, power;
 3   float z;
 4   input (x, y);
 5   if (y<0)
 6     power=-y;
 7   else
 8     power=y;
 9   z=1;
10   while (power!=0){
11     z=z*x;
12   power=power-1;
13   }
14   if (y<0)
15     z=1/z;
16   output(z);
17 end
```

下表列出了程序P1.2中的所有基本块。

基本块	行号	入口点	出口点
1	2, 3, 4, 5	1	5
2	6	6	6
3	8	8	8
4	9	9	9
5	10	10	10
6	11, 12	11	12
7	14	14	14
8	15	15	15
9	16	16	16

程序 P1.2 总共包含 9 个基本块，依次编以序号 1 至 9。注意，为何第 10 行的 while 语句单独构成一个基本块？另外也注意，我们在列表中省略了第 7 行和第 13 行，因为它们是语法标志符，还有 begin 和 end 也被省略掉了。

注意，某些程序分析工具把单条过程调用语句当作一个单独的基本块。假如我们也这么做的话，就得把程序 P1.2 中的 input 和 output 语句当作两个独立的基本块。考虑下面从程序 P1.2 中的抽取出的程序片段：

```
1 begin
2    int x, y, power;
3    float z;
4    input (x, y);
5    if(y<0)
```

在例 1.23 中，从第 1 行到第 5 行语句构成了一个基本块。上述语句序列包含对 input 函数的一个调用。假如函数调用要区别对待的话，上述语句序列就包含 3 个基本块，第一个基本块是从第 1 行到第 3 行语句，第二个是第 4 行语句，第三个是第 5 行语句。

函数调用本身常常被当作基本块，因为它们会造成控制程序从当前执行的函数转移到别的地方，从而可能引起程序的非正常终止。在控制流图的分析中，除非特别说明，否则都视函数调用与其他顺序语句一样，其执行不会引起程序的中止。

1.14.2 流图的定义与图形表示

我们给流图 G 定义两个集合，一个是结点的有限集合 N，另一个是有向边的有限集合 E。E 中的边 (i, j)，用一条从 i 指向 j 的箭头表示，连接 N 中的结点 n_i 和 n_j。常常用 $G=(N, E)$ 表示流图 G，其结点集合为 N，边集合为 E。Start 和 End 是 N 中的两个特殊结点，同时也是两个著名的结点。N 中的其他结点都能从 Start 出发到达，同样，N 中任何一个结点都有一条终止于 End 的路径。结点 Start 没有输入边，结点 End 没有输出边。

在程序 P 的流图中，常常用结点表示基本块，用边表示基本块之间的控制流。同时，对基本块和结点进行标识，基本块 b_i 对应结点 n_i。连接基本块 b_i 和 b_j 的边 (i, j)，意味着控制可能从基本块 b_i 转移到基本块 b_j。有时，我们采用这样的流图，其中结点与 P 中的语句是一一对应关系。

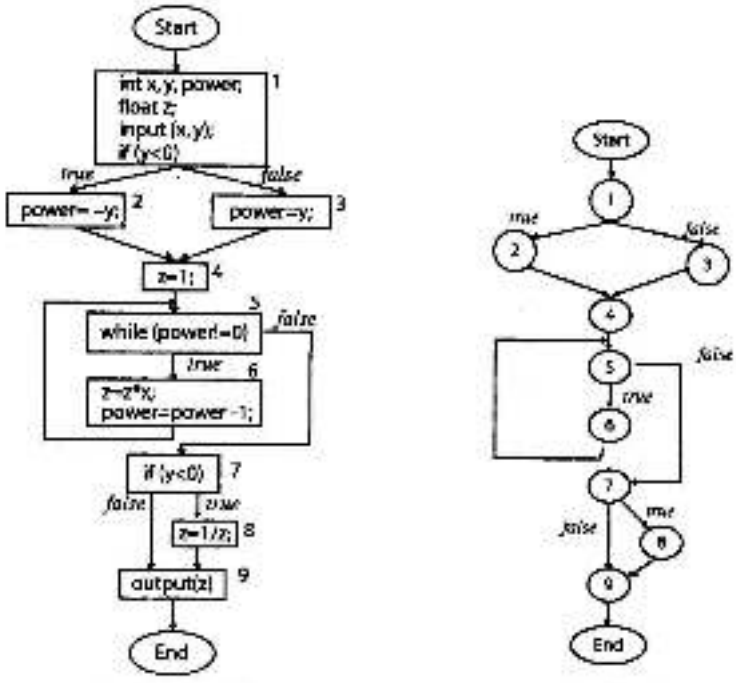
在对程序控制行为的分析中常常采用流图的图形表示形式。每一个结点用一个符号表示，通常是个椭圆框或矩形框。这些框被标以相应的基本块序号，框之间用代表边缘的线条相连，箭头用来指示控制流的方向。结束于判断语句的基本块被引出两条边标以 true 和 false，分别指出当条件为 true、false 时应选择的路径。

例 1.24 程序 P1.2 的流图定义如下：

$N=$ {Start, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, End}

$E=$ {(Start, 1), (1, 2), (1, 3), (2, 4), (3, 4), (4, 5),
(5, 6), (6, 5), (5, 7), (7, 8), (7, 9), (9, End)}

图 1-16a 描述了该流图。基本块序号位于相应框的紧右边或右上方。如图 1-16b 所示，假如我们只对程序基本块之间的控制流感兴趣，而不关心其内容的话，可以将基本块的内容省去，用圆圈代表结点。



a) 显示基本块中的语句　　b) 省去基本块中的语句

图1-16　程序P1.2的控制流图

1.14.3　路径

考虑流图 $G=(N, E)$。一个 $k(k>0)$ 条边的序列 $(e_1, e_2, \cdots, e_k)$ 表示流图中一条长度为 k 的路径。如果下列条件成立的话：假设 n_1, n_2, n_3, n_4 是 N 中的结点，对任何 $i(0<i<k)$，如果 $e_i=(n_1, n_2)$ 且 $e_{i+1}=(n_3, n_4)$，则 $n_2=n_3$。

这样，边序列 $((1, 3), (3, 4), (4, 5))$ 是图1-16所示流图中的一条路径，但 $((1, 3), (3, 5), (6, 8))$ 不是一条有效路径。为简洁起见，将路径表示成一个基本块序列。例如，在图1-16中，基本块序列 $(1, 3, 4, 5)$ 等同于边序列 $((1, 3), (3, 4), (4, 5))$。

对任何 $n, m \in N$，如果存在一条从 n 到 m 的路径，则称 m 是 n 的后继，n 是 m 的前驱。另外，如果 $n \neq m$，则 n 是 m 的真前驱，m 是 n 的真后继。如果存在 $(n, m) \in E$，则称 m 是 n 的直接后继，n 是 m 的直接前驱。结点 n 的直接后继集合和直接前驱集合分别表示为 $succ(n)$，$prod(n)$。结点 Start 没有前驱，End 没有后继。

流图中一条路径，如果其首结点是 Start，尾结点是 End，则认为其是完整的。程序 P 的流图中的一条路径 p，如果至少存在一个测试用例，当其被输入程序 P 时能够遍历 p，则称 p 是可达的；如果不存在这样的测试用例，则称 p 是不可达的。程序 P 中的特定路径 p 是否可达，通常是个不可解问题，也就是说，不可能写一个算法，对任意一个程序以及程序中的一条路径作为输入，能够正确判断出针对该程序这条路径是否可达。

假设路径 $p=(n_1, n_2, \cdots, n_t)$，$s=(i_1, i_2, \cdots, i_n)$，如果对于 $1 \leqslant j \leqslant t$ 和 $j+n-1 \leqslant t$，$i_1=n_j$，$i_2=n_{j+1}$，$\cdots$，$i_n=n_{j+n-1}$，则称 s 是 p 的一个子集。在这种情况下，我们也说，s 以及每个结点 i_k $(1 \leqslant k \leqslant n)$ 包含于 p，连接结点 n_m 和 n_{m+1} $(1 \leqslant m \leqslant t-1)$ 的边 (n_m, n_{m+1}) 包含于 p。

例1.25　在图1-16中，下面两条路径分别是长度为10和9的完整可达路径。路径用基本

块序号、Start 结点、End 结点表示。图 1-17 描述了前两条路径，其中用粗线边描述完整路径，用虚线表示一个子路径。

p_1 = (Start, 1, 2, 4, 5, 6, 5, 7, 8, 9, End)

p_2 = (Start, 1, 3, 4, 5, 6, 5, 7, 9, End)

下面两条长度为 4 和 5 的路径是非完整的。其中 p_3 在图 1-17 中用虚线表示。

p_3 = (5, 7, 8, 9)

p_4 = (6, 5, 7, 9, End)

下面两条长度为 11 和 8 的路径是完整的，但不可达。

p_5 = (Start, 1, 3, 4, 5, 6, 5, 7, 8, 9, End)

p_6 = (Start, 1, 2, 4, 5, 7, 9, End)

最后，下面两条路径是无效的，因为它们不满足前述的顺序条件。

p_7 = (Start, 1, 2, 4, 8, 9, End)

p_8 = (Start, 1, 2, 4, 7, 9, End)

在图 1-17 中，结点 2、3 是结点 1 的直接后继，结点 6，7 是结点 5 的直接后继，结点 8，9 是结点 7 的直接后继，结点 6，7，8，9，End 是结点 5 的后继

$succ(5) = \{6, 7\}$

$pred(5) = \{4\}$

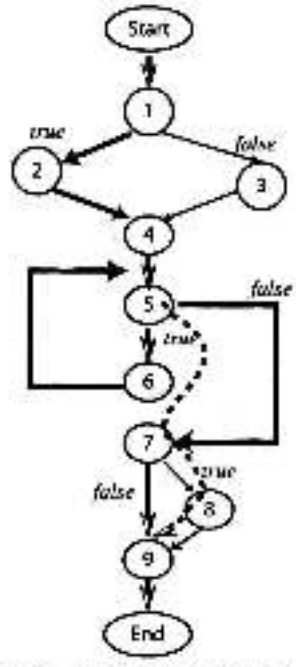


图 1-17 程序 P1.2 的控制流图

注意，由于存在循环，一个结点可以是其自身的前驱和后继。

一个程序可能有若干条不同的路径。一个没有条件语句的程序，只包含一条从 Start 开始、到 End 结束的路径。然而，程序中每增加一个条件语句，至少增加一条不同的路径。根据其位置的不同，条件语句可能引起路径数目达指数级增长。

例 1.28 考虑包含下列语句序列的程序，其中只有一条语句是条件语句。该程序有两条不同的路径，一条当 C_1 为 true 时被遍历，另一条当 C_1 为 false 时被遍历。

```
begin
  S1;
  S2;
  :
  if (C1) {...}
  :
  Sn;
end
```

我们对上面的程序进行修改，增加另一个 if 语句。修改后的程序如下所示，它有 4 条路径，对应条件 C_1 与 C_2 的 4 个不同组合。

```
begin
  S1;
  S2;
  :
  if (C1) {...}
  :
```

```
  if (C2) {...}
  S3;
end
```

注意，由于增加 if 语句造成路径数量指数级地增大。然而，假如一个新增的条件语句只是放在一个 if 语句的作用域内，整体路径数量只是增加 1，如下列程序的情形，其只有 3 条不同的路径。

```
begin
  S1;
  S2;
  ⋮
  if (C1) {
  ⋮
  if (C2) {...}
  ⋮
  }
  ⋮
  S3;
end
```

循环的存在将极大地增加路径的数量。每遍历一次循环体，就相当于给程序增加了一个条件语句，路径数量也就至少增加 1。有时，循环的执行次数依赖于输入的数据，在程序执行之前无法确定。这也是确定程序中路径数目困难的另一个原因。当然，可以根据一些对输入数据的假设来计算路径数目的上限。

例 1.27 程序 P1.3 输入一整数序列，计算其乘积。布尔变量 done 控制相乘的整数的数量。程序的流图如图 1-18 所示。

程序 P1.3

```
1 begin
2    int num, product, power;
3    bool done;
4    product=1;
5    input(done);
6    while (!done){
7      input(num);
8      product=product * num;
9      input(done);
10   }
11   output(product);
12 end
```

如图 1-18 所示，程序 P1.3 包含 4 个基本块以及 1 个条件语句，条件语句控制着循环 while 的循环体。(Start, 1, 2, 4, End) 是当 done 为 true 时首次检查循环条件所经过的路径。当只处理一次 num 值时，经过的路径是

(Start, 1, 2, 3, 2, 4, End)

当计算两次输入的乘数的乘积时，经过的路径是

(Start, 1, 2, 3, 2, 3, 2, 4, End)

注意，经历路径的长度随着遍历循环体次数的增加而增加，而且程序中不同路径的数量，与将要相乘的输入序列的长度的数量一致。这样，当输入序列为空时，其长度为 0，经过的路

径的长度是4；当输入序列的长度为1（只输入一次整数）时，经过的路径的长度是6；当输入序列的长度为2（输入两次整数）时，经过的路径的长度是8；以此类推。

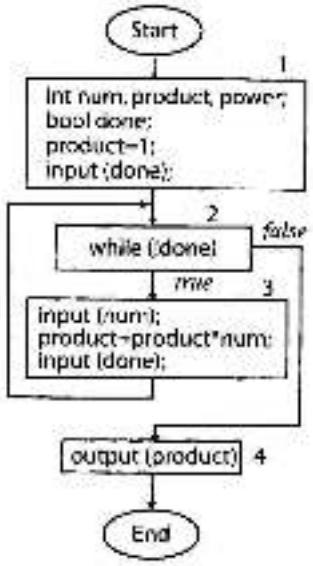


图1-18 程序P1.3的控制流图，序号1～4代表程序1.3中的4个基本块

1.15 决定者与后决定者

假设$G=(N, E)$是程序P的CFG。记住，G有两个特殊的结点，标记为Start和End。定义"决定者"（dominator）和"后决定者"（postdominator）为N上的两个关系，它们在测试中能发挥作用，特别是在构造测试充分性评价工具（参见第6章）和回归测试工具（参见第5章）的时候。

关于N中的结点n，m，如果n存在于每一条从Start到m的路径中，则称n决定m，记为$dom\ (n, m)$。类似地，如果n存在于每一条从m到End的路径中，则称n后决定m，记为$pdom\ (n, m)$。当$n \neq m$时，称这些关系为严格的"决定者"和"后决定者"关系，$dom\ (n)$和$pdom\ (n)$分别表示结点n的"决定者"和"后决定者"。

对任意n，$m \in N$，若n是某条从Start到m路径上m的最后一个"决定者"，则称n是m的直接"决定者"，记为$idom\ (n, m)$。除Start之外的每一个结点，都有唯一一个直接"决定者"。由于同它们来构造"决定者"树，直接"决定者"很有用。从G中导出的"决定者"树，简明地表示了"决定者"关系。

对任意n，$m \in N$，若n是某条从m到End路径上m的第一个"后决定者"，则称n是m的直接"后决定者"，记为$ipdom\ (n, m)$。除End之外的每一个结点，都有唯一一个直接"后决定者"。利用直接"后决定者"，可以构造"后决定者"树，以便表示G中结点之间的"后决定者"关系。

例1.28 考虑图1-18中的流图。该流图包含6个结点，包括Start和End。其"决定者"树、"后决定者"树分别如图1-19a、b所示。比如，在"决定者"树中，用一条有向边连接一个直接"决定者"和由它决定的结点。这样，在该关系中，有

$idom\ (1, 2)$

idom (4, End)

同样，从“后决定者”树中，可得

ipdom (4, 2)

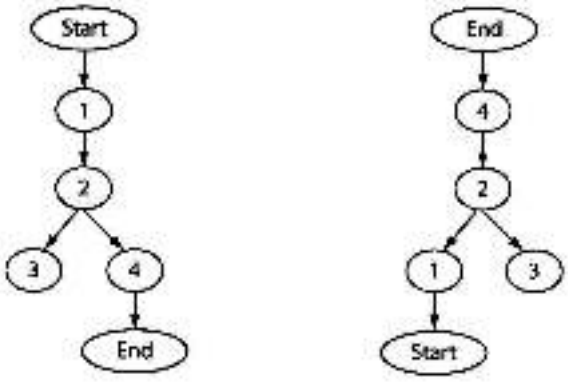
ipdom (2, 4)

给定“决定者”和“后决定者”树之后，很容易导出每一个的“决定者”集和“后决定者”集。比如，结点4的“决定者”集表示为

dom (4)

dom (4) = {2, 1, Start}

dom (4) 是这样导出的：首先获得结点4的直接“决定者”2，然后是结点2的直接“决定者”1，最后是结点1的直接“决定者”Start。同样，我们可以导出结点2的“后决定者”集 {4, End}。



a) 从图1-18中流图导出的“决定者”树　　b) 从图1-18中流图导出的“后决定者”树

图 1-19

1.16 程序依赖图

程序 P 的程序依赖图（Program Dependence Graph，PDG）表现了程序 P 中各语句之间的不同依赖关系。为了进行测试，考虑数据依赖性和控制依赖性。这两种依赖性都是针对程序中的数据和断言而定义的。下面，介绍如何从程序导出数据依赖性和控制依赖性，以及它们的PDG表示形式。首先介绍如何为不带过程的程序构造PDG，然后介绍为带过程的程序构造PDG的方法。

1.16.1 数据依赖性

程序中的语句展示了大量的依赖关系。例如，考虑程序P1.3，可以说第8行语句依赖于第4行语句，因为第8行语句可能要用到第4行语句定义的变量 product 的值。这种形式的依赖被称作数据依赖。

数据依赖性可用数据依赖图（DDG）的形式表示出来。构造DDG时，程序 P 的每一条语句在DDG中都有唯一的一个结点对应；如果说明语句没有对变量进行初始化，则被省略掉。DDG中的每一个结点就像在CFG中一样，都用语句的文本或相应的语句行号进行标注。

要用到两种类型的结点：判断结点，用一个谓词进行标注，如 if 或 while 语句中的条

件：数据结点，用一个赋值、输入或输出语句进行标注。从结点 n_2 到 n_1 的有向弧表示结点 n_2 数据依赖于 n_1。这种数据依赖也称作流依赖。数据依赖性的定义如下：

数据依赖性

假设 D 是包含结点 n_1 和 n_2 的 DDG，如果下面两个条件同时成立，则称结点 n_2 数据依赖于 n_1：

(a) 变量 v 在 n_1 处定义、在 n_2 处引用；

(b) 存在一条从 n_1 到 n_2 的非空路径，不包含任何重定义 v 的结点。

例 1.29 考虑程序 P1.3，其 DDG 如图 1-20 所示。该图描述了 7 个结点，数据依赖性是通过有向边展示出来的。比如，结点 8 数据依赖于结点 4、结点 7 以及其自身，因为变量 product 在结点 8 处被引用，而在结点 4、结点 8 处被定义；变量 num 在结点 8 处被引用，而在结点 7 处被定义。同样，对应输出语句的结点 11，数据依赖于结点 4 和结点 8，因为变量 product 在结点 11 处被引用，而在结点 4、结点 8 处被定义。

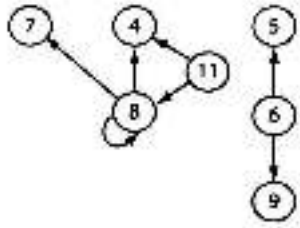


图 1-20 程序 P1.3 的 DDG。图中的结点编号对应程序中的语句行号，说明性的语句被省略了

注意，判断结点 6 数据依赖于结点 5 和结点 9，因为变量 done 在结点 6 处被引用，而在结点 5、结点 9 处通过输入语句被定义。在图中，我们省略了第 2、第 3 行的说明语句，因为被说明的变量在引用之前通过输入语句进行了定义。为了完整起见，数据依赖图可以增加与这两条说明语句对应的结点，并且增加到达这些结点的依赖边（参见练习 1.17）。

1.16.2 控制依赖性

另一种依赖性称作控制依赖。例如，程序 P1.2 中的语句 12 依赖于语句 10 的判断结果，因为根据语句 10 判断的输出结果，程序控制可能或不可能到达语句 12。注意，语句 9 并不依赖于语句 5 的判断，因为无论语句 5 判断的结果怎样，程序控制都会到达语句 9。

与数据依赖性一样，控制依赖性也可用控制依赖图（CDG）的形式表示出来。每一条程序语句对应 CDG 中唯一的一个结点；当结点 n_2 控制依赖于 n_1 时，存在一条从结点 n_2 到 n_1 的有向弧。控制依赖性的定义如下：

控制依赖性

假设 C 是包含结点 n_1 和 n_2 的 CDG，n_1 是一个判断结点，如果下面两个条件之一成立，则称结点 n_2 控制依赖于 n_1：

(a) 至少存在一条从 n_1 到程序出口的路径，该路径包含 n_2；

(b) 至少存在一条从 n_1 到程序出口的路径，该路径不包含 n_2。

例 1.30 图 1-21 表示了程序 P1.3 的 CDG，图中用虚线表示控制依赖关系。如图所示，

结点7、结点8、结点9控制依赖于结点6，因为存在从结点6到以上各结点的路径，同时也存在一条从结点6到程序出口而又不包含该结点的路径。注意，图中剩下的结点没有一个控制依赖于结点6（该例中唯一的一个判断结点）；结点11并不控制依赖于结点6，因为任何从结点6到程序出口的路径都包含结点11。

既然现在已经了解了数据依赖性和控制依赖性，就可以将PDG表示成两种依赖性的组合。每一条程序语句对应于PDG中的一个结点，结点之间用有向弧相连，表示数据依赖和控制依赖。可以将PDG当作是两个子图的组合：数据依赖子图与控制依赖子图。

例1.31 图1-22表示了程序P1.3的PDG，该图是通过合并图1-20和图1-21中的图形得到的（参见练习1.18）。

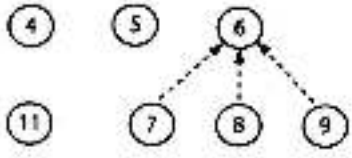


图1-21 程序P1.3的CDG

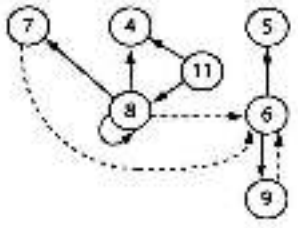


图1-22 程序P1.3的PDG

1.17 字符串、语言与正则表达式

字符串在测试中具有重要作用。就像我们将要在3.2节中看到的那样，字符串是有穷状态机（FSM）的输入，因此也是程序的实现，这样，字符串也就是测试输入。若干个字符串集合起来，就形成了一个语言。例如，所有包含0和1的字符串的集合，就是一个二进制语言。在本节中，我们对字符串和语言进行简要概述。

一个符号的集合被称作字母集。用大写字母如X，Y来表示字符集。尽管字符集可以是无限的，但我们只关心有限字符集。例如，$X=\{0, 1\}$是包含2个符号（0和1）的字符集；另一个字符集

$$Y=\{\text{dog, cat, horse, lion}\}$$

是包含4个符号（dog、cat、horse和lion）的字符集。

字符集X上的一个字符串，是字符集X中零个或多个符号的组合序列。例如，0110是字符集$\{0, 1\}$上的一个字符串；dog cat dog dog lion是字符集

$$\{\text{dog, cat, horse, lion}\}$$

的一个字符串。用小写字母如p、q、r来表示字符串。一个字符串的长度，是该字符串包含的字符的总个数。对字符串s，用$|s|$表示其长度。这样，

$|1011|=4$

$|\text{dog cat dog}|=3$

长度为0的字符串，也被称作空字符串，用ε表示。

设s_1，s_2是字符集X上的两个字符串，用$s_1 \cdot s_2$表示连接（concatenation）运算。例如，给定字符集$X=\{0, 1\}$以及X上的两个字符串011和101，那么$011 \cdot 101 = 011101$。很容易得知，$|s_1 \cdot s_2| = |s_1| + |s_2|$。还有，对任何字符串$s$，有$s \cdot \varepsilon = s$，$\varepsilon \cdot s = s$。

字符集X上的一个字符串集合L，称作一个语言。语言可以是有穷或无穷的。给定语言L_1，L_2，用$L_1 \cdot L_2$表示其连接运算：

$$L = L_1 \cdot L_2 = \{x \cdot y \mid x \in L_1, y \in L_2\}$$

下列集合是二进制字符集 $\{0, 1\}$ 上的有穷语言：

- $\varnothing$：空集。
- $\{\varepsilon\}$：只包含空字符串的语言。
- $\{00, 11, 0101\}$：包含3个字符串的语言。

正则表达式是对字符串集合进行紧凑表示的常用手段。例如，正则表达式 $(01)^*$ 代表了一个字符串集合，包括空字符串，字符串01以及所有通过将01与其自身进行一次或多次连接运算得到的字符串。注意，正则表达式 $(01)^*$ 代表了一个无限的字符串集合。正则表达式的正式定义如下：

正则表达式

给定一个有限字符集 X，下列是 X 上的正则表达式：

- 如果 $a \in X$，则 a 是一个正则表达式，代表了集合 $\{a\}$。
- 设 r_1，r_2 是字符集 X 上分别代表了集合 L_1，L_2 的两个正则表达式，那么，$r_1 \cdot r_2$ 是正则表达式，代表了集合 $L_1 \cdot L_2$。
- 如果 r 是代表了集合 L 的正则表达式，那么 r^* 是一个正则表达式，代表了通过一次或多次将 L 与 L 进行连接运算而得到的集合，记为 L^*。同样，r^* 称作 r 的 *Kleene* 闭包，也是一个正则表达式，代表了集合 $\{\varepsilon\} \cup L^*$。
- 如果 r_1，r_2 是分别代表了集合 L_1，L_2 的两个正则表达式，那么，$r_1 \mid r_2$ 也是正则表达式，代表了集合 $L_1 \cup L_2$。

正则表达式在表示有限和无限测试序列时非常有用。例如，假如一个程序接收一个0和1的序列，并将0变为1，将1变为0，那么 0^*、$(10)^*$、$010 \mid 100$ 是一些可能的测试输入集合。正如第3章描述的那样，正则表达式在定义FSM的所有可能的输入集合时也是非常有用的，FSM使机器从一个状态转到另一个状态。

1.18 测试的类型

你们单位采用的是什么类型的测试？对这个问题的回答常常包含一系列的术语，比如黑盒测试、可靠性测试、单元测试等。确实存在大量的术语用来描述一种或多种类型的测试，我们将所有这些术语抽象为 X 测试。本节提出测试技术的一个分类框架，通过赋予 X 测试中的 X 具体含义，采用这个框架对大量测试技术进行分类。

该框架包含5个分类因子，用于对属于动态测试范畴的测试技术进行分类。属于静态测试范畴的技术已在1.12节讨论过了。动态测试要求执行被测软件。静态测试包含用于代码审查和程序分析的技术。

每个分类因子都是一个从特征集合到测试技术集合的映射。特征包括测试设计的依据、确定测试目标的问题、生命周期阶段或者软件制品。下面是5个分类因子，其标识分别为 $C_1 \sim C_5$：

C_1：测试设计的依据。

C_2：测试所在的软件生命周期阶段。

C_3：具体测试活动的目标。

C_4：被测软件制品的特点。

C_2：测试过程。

表1-4～表1-8通过定义映射的方式分别列出了各个分类因子，并且还提供了一些适当的例子。虽然每个分类因子都定义了一个映射，映射之间还是存在层次关系的。例如，几乎在所有目标导向的测试中都会用到黑盒测试。从表中可显看出，每个映射都不必是一对一的。例如，结对测试可以用于为整个系统或单个组件设计测试。

属于映射 C_i 的测试技术比其他映射更加适用。映射 C_i 中的每一种技术都可以用来满足 C_2 中的测试目标，同样也可以用来测试 C_3 中的软件对象。例如，可以在任何属于 C_1 的目标导向测试中，采用结对测试这种手段来设计测试。下面就让我们来详细讨论每个分类因子。

1.18.1 分类因子 C_1：测试生成的依据

黑盒测试 测试设计是测试之本，它与测试的关系就如同地球与太阳的关系一样。目前存在大量的设计测试的方法，表1-4列出了其中一些。在没有被测软件源代码的情况下，根据非形式化或形式化定义的需求文档设计测试，这种形式的测试一般被称作黑盒测试。如果需求文档是非形式化定义的，可以采用 ad hoc 技术或试探法，比如等价类划分和边界值分析。

表1-4 软件测试技术的分类

分类因子 C_1：测试设计的依据		
软件制品	测试技术	例 子
需求文档（非形式化的）	黑盒测试	ad hoc 测试；边界值分析；类型划分；分类树；因果图；等价类划分；划分测试；判定测试；随机测试；语法测试；等等
源代码	白盒测试	充分性评价；模型测试；数据流测试；域测试；变异测试；路径测试；结构测试；测试优化；等等
需求文档与源代码	黑盒测试与白盒测试	
形式化模型：图形化规范或数学规范	基于模型或基于规范的测试	状态图测试；PSM 测试；结对测试；语法测试；等等
组件接口	接口测试	变异测试；结对测试；等等

基于模型或基于规范的测试 当需求被形式化定义以后，可以应用基于模型或基于规范的测试，例如，通过采用一种或多种数学或图形记号，比如Z、状态图、事件顺序图，根据形式规范设计测试。这也是黑盒测试的一种形式。正如表1-4中所列出的那样，存在大量的技术用于黑盒和基于模型的测试设计。本书第二部分将要介绍几种这样的技术。

白盒测试 白盒测试是指在测试活动中利用源代码进行测试用例的设计和评价。很少或几乎不可能孤立地采用白盒测试技术，因为一个测试用例包含测试输入和预期结果，测试人员必须利用需求文档来设计测试用例，在测试设计过程中，源代码作为一个额外的软件制品被采用。即使这样，还会存在只从源代码设计测试、从需求文档设计相应的预期结果的技术，例如采用工具设计测试用例来区分被测软件的所有变异情况，或用来强制被测软件执行某条给定的路径。在任何时候，只要有人声称他们采用的是白盒测试，就有充分的理由相信他们实际上采用的是白盒与黑盒结合的某些测试技术。

源代码可以直接或间接用于测试设计。在直接方式下，通过工具或测试人员来检查源代码，比如重点检查某条路径是否被覆盖，设计测试用例来覆盖该路径。在间接方式下，根据一些基于代码的覆盖准则，对用黑盒技术设计的测试用例进行评价，通过分析代码的哪些部分是可达的，然后设计额外的测试用例来覆盖那些未覆盖的代码部分。控制流、数据流、变异测试

技术可以用来进行直接和间接的基于代码的测试设计。

接口测试 测试用例通常是采用组件的接口生成的。

当然，接口本身也是组件需求的一部分，因此这种形式的测试是一种黑盒测试。然而，由于对接口的关注导致我们将接口测试当作一个单独测试类项，如结对测试、接口变异等技术均用来从一个组件的接口规范中生成测试用例。在结对测试中，每个测试输入的值集合都是从组件的需求规范中获取的。在接口变异测试中，接口本身（如用 C 语言写的函数、用 IDL 写的 CORBA 组件）也用来提取执行接口变异测试所需的信息。虽然结对测试是个不折不扣的黑盒测试技术，但接口变异却是个白盒测试技术，尽管其关注的焦点在于被测组件与接口相关的那些要素。

不要将 ad hoc 测试与随机测试相混淆。在 ad hoc 测试中，测试人员通过需求规范设计测试，但没有采用系统化的方法；而随机测试采用系统化的方法来设计测试。采用随机测试生成测试用例，要求首先对输入空间进行建模，然后从输入空间中随机地选取采样数据。

概括起来，黑盒测试与白盒测试是两个最基本的测试技术，它们形成了软件测试的基础。而测试生成与评价技术（TGAT）则是软件测试基础之基础。所有余下的由 $C_1 - C_n$ 分类测试技术要么属于黑盒测试范畴，要么属于白盒测试范畴。

1.18.2 分类因子 C_2：软件生命周期阶段

在软件的整个生命周期中都会开展测试活动。产生的每一个软件制品常常都要进行测试，只是严格程度和采用的技术不同。通常根据测试所处生命周期的阶段对测试进行分类。表 1-5 列举了根据测试的阶段不同而得到的各种不同的测试类型。

表 1-5 软件测试技术的分类

分类因子 C_2：软件生命周期阶段	
软件生命周期阶段	测试技术
编码	单元测试
集成	集成测试
系统集成	系统测试
维护	回归测试
后续系统、软发布	β测试

程序员在早期编码阶段编写代码，在与其他系统组件集成之前，他们需要测试自己的代码。这种类型的测试被称作单元测试。当部分程序单元集成在一起，就形成一个大的组件或一个子系统，程序员需要对子系统进行集成测试。最后，当整个系统建成后，对它的测试称作系统测试。

上面提到的测试阶段，在时间和关注重点上有所不同。在单元测试中，程序员关注的是开发的单元或小的组件，测试的目的是确保单元能够独立地正确工作。在集成测试阶段，测试的目的是确保一组组件能够如期望的那样工作；在此阶段，常常发现一些集成错误。系统测试的目的在于确保系统具备所有期望的功能，并且能够按照其需求规范要求的那样工作。注意，在单元测试期间设计的测试很可能不能用于集成和系统测试。同样，集成测试阶段设计的测试也可能不能用于系统测试。

通常，会在一个软件正式上市销售前，请一个仔细挑选过的用户群进行测试，这种形式的测试被称作β测试。对于按合同交付的软件，在做出最终决定是否购买/部署该软件之前，签约客户会进行验收测试。

软件用户报告的错误，常常导致额外的测试和调试。由于相比整个软件而言，通常对软件所做的修改是非常小的，这样，就没有必要对整个系统进行测试。在这种情况下，通常进行回归测试。回归测试的目的在于确保修改后的系统能够按照其需求规范正确运行。当然，回归测试可以只执行整个系统测试用例集的一个子集。挑选的回归测试用例包括用于测试被修改代码的用例，以及测试其他可能受修改影响的代码的用例。

值得注意的是，一旦要对代码进行测试，表1-4中列举的所有黑盒与白盒测试技术都可应用于软件的各个生命周期阶段。例如，你可以采用结对测试技术来生成集成测试用例，也可以在回归测试中采用任何白盒测试技术，比如测试评价与增强技术。

1.18.3 分类因子 C_3：目标导向的测试

目标导向的测试向软件测试领域引入了大量的术语。表1-6列举了实际工作中常用的测试目标，以及相应的测试技术的名称。

表1-6 软件测试技术的分类

分类因子 C_3：目标导向的测试		
目 标	测试技术	例 子
检验公布的功能	功能测试	
检查安全保密性	安全保密性测试	
执行无效输入	鲁棒性测试	
评价脆弱性	脆弱性测试	渗透测试
检查GUI中的错误	GUI测试	捕获/回放 事件顺序图 完整的交互序列
检验操作的正确性	操作测试	事务流
评价可靠性	可靠性测试	
检验入侵防御	入侵检测	
检验系统性能	性能测试	压力测试
检验客户可接受度	验收测试	
检验业务兼容性	兼容性测试	接口测试、安装测试
检验外设兼容性	外设配置测试	
检验外国语言兼容性	外国语言测试	

存在着各种各样的测试目标。当然，发现软件当中隐藏的错误是测试的主要目标，但目标导向的测试却旨在寻找特殊类型的错误。例如，脆弱性测试的目的在于检测软件是否存在漏洞，以防止未经授权的用户能够由此入侵到被测系统中来。假设某个组织已经建立了安全保密制度，并采取了安全保密措施，渗透测试可以评价这些制度和措施的效果如何。当然，用于测试设计和评价的黑盒测试与白盒测试技术，都可应用于渗透测试。然而，在许多组织内部，渗透测试以及其他形式的安全保密性测试仍然很随意。

鲁棒性测试 所谓鲁棒性测试是指测试一个软件针对未期望输入的健壮性。它不同于功能测试，因为鲁棒性测试用例是从有效（或期望）输入空间之外设计的，而在功能测试中，测试用例是从有效输入空间导出的。

举一个鲁棒性测试的例子——假设要求某个软件针对所有 $x \geq 0$ 的值执行某项功能，然而，并没有规定当 $x<0$ 时软件应该怎么做。在这种情况下，鲁棒性测试应该要求针对 $x<0$ 的情形对该软件进行测试。由于需求没有规定软件在有效输入空间外的行为，这里就需要对究竟什么是鲁棒性测试有一个清晰的理解。在有些软件中，鲁棒性可能只是意味着软件显示一个错误信息并退出，而在其他情况下，鲁棒性可能意味着软件要控制飞机实现安全着陆。

压力测试 在进行压力测试时，测试人员要检查软件在所施加压力下的行为。例如，借助于压力测试，可以检查数据存储缓冲区的溢出处理情况；通过向其施加大数据量和各种各样的请求，可以对 Web 应用软件进行测试。这里，测试的目的在于发现被测软件在所给压力情况下能否继续运行正确。

需要针对每个软件定制确定其压力数据。例如，可以通过向其发送超大数量的请求来对 Web 服务进行压力测试，此种测试的目的在于检查软件能否继续运行正确并以预期的速度提供服务。因此，压力测试就是要检查被测软件是否满足其功能需求，而且在压力情况下还满足其性能要求。

性能测试 术语“性能测试”是指对软件按照预期的性能要求进行专门的测试。例如，可能会检查一个编译器是否满足规定的性能要求，比如每秒编译的代码行数。

通常，性能要求都是针对特定硬件和软件配置而提出的。例如，可能会要求某个软件在特定的基于 Intel CPU 和专门 OS 的机器上每分钟处理 1000 条账单事务。

负载测试 术语“负载测试”是指对软件正载一个或多个操作，以判断被测软件在不同的负载条件下能否按要求的那样继续运行。例如，可能会对一个数据库服务器加载来自大量模拟用户的请求。虽然服务器在只有一两个用户使用时工作正常，但当用户数量超过一定阈值时失效的方式却五花八门。

在负载测试中，可以判断一个软件能否充分地处理异常情况。例如，一个应用程序可能维护着一个动态分配的缓冲区来存储用户 ID，缓冲区的大小随着并发用户的增加而增加可能会出现这样的情况，即不能再向缓冲区增加额外内存空间了。在这种情况下，一个设计不好或编码错误的应用程序就有可能崩溃。然而，一个精心设计并编码正确的应用程序将能恰当地处理这种内存溢出（out of memory）异常，比如通过一条致歉信息告知负载过高。

从某种意义上说，负载测试是另一种形式的压力测试。然而，负载测试可用来说明被测软件的性能及其行为的正确性。当测试目标是检查针对负载条件下的功能需求，被测软件是否运行正确时，负载测试就是某种形式的压力测试。当测试目标是评价在给定条件下软件执行某些操作的时间时，负载测试就是某种形式的性能测试。

负载测试也是某种形式的鲁棒性测试，主要测试未明确规定的需求。例如，可能没有准确地规定有关软件能够处理的最大用户数以及当用户数超过某个阈值时软件该做什么的需求。在这种情况下，负载测试允许测试人员来判断这个阈值，被测软件一旦超过这个阈值就陷入崩溃状态。

术语重叠 注意，在以上测试术语中存在重叠现象。例如，脆弱性测试就是安全保密性测试的一种形式；还有针对业务目标的兼容性测试也许也包含脆弱性测试，这种重叠在测试术语中大量存在。

再次注意，正规的测试生成与测试充分性评价技术同等适用于所有形式的目标导向的测试。表 1-6 中几乎每个“例子”栏都没有内容，原因在于表 1-4 中列出的测试生成与评价技术（TGAT）同样适用于目标导向的测试。在技术上承认“当无正规的测试生成技术可用时，采用 ad hoc 测试”是正确的。

1.18.4 分类因子 C_4：被测软件制品

测试人员常常说"我采用的是 X 测试"，其中 X 代表的是被测软件制品。表 1-7 列出了部分以被测软件制品命名的测试技术。例如在设计阶段，人们可能会用 SDL 记号描述一个设计，该设计在提交编码之前应该进行测试，这种形式的测试被称作设计测试。另一个例子，人们可能阅读过有关 OO 测试的论文和书籍，OO 测试是指测试用 OO 语言（如 C++ 或 Java）写的软件，目前，存在各种各样的属于黑盒和白盒测试范畴的测试生成与充分性评价技术可用于对 OO 软件的测试。

表 1-7 软件测试技术的分类

分类因子 C_4：被测软件制品	
被测软件制品的特征	测 试 技 术
应用程序集成	组件测试
批处理	等价类划分、基于有穷状态机的测试以及本书中讨论的大多数其他测试生成技术
客户/服务器	C/S 测试
编译器	编译器测试
设计	设计测试
编码	编码测试
数据库系统	事务流测试
OO 软件	OO 测试
操作系统	OS 测试
实时软件	实时测试
需求	需求测试
Web 服务	Web 服务测试

值得注意的是，针对特定的软件，有专门的黑盒和白盒测试技术可用。例如，在实时软件的测试设计中，可采用基于时间自动机和基于 Petri 网的测试生成技术。

批处理软件向测试提出了一个特殊的挑战。单位的工资管理软件、院校的学生记录管理软件是两个批处理软件的例子。通常，这些批处理软件对大量记录（比如员工记录、学生记录）执行重复的、同样的操作。采用等价类划分以及第 2 章介绍的其他基于需求的测试生成技术时，首先必须保证每一条记录被准确地处理；其次，必须测试系统在满载负载下的性能，系统的负载可以采用负载测试得到。在测试批处理软件时，有一点很重要，就是要考虑用来检查测试脚本执行结果的测试预言（oracle）。测试预言可以是测试脚本本身的一部分，例如，在执行完一个旨在改变数据库状态的操作之后，测试预言可能会去查询数据库的内容。

有时，软件并不是批处理软件，但是一系列的测试需批处理地执行。一个嵌入式软件，比如心脏起搏器，对它的测试需要开发一个测试集并以批处理的方式执行。通常，测试机构需开发专门的工具用来批处理地执行测试集，例如，测试用例可以被编进测试脚本中，工具以测试脚本为输入，对被测软件流动测试。在这种情况下，工具必须具有中断、挂起、恢复测试，以及检查测试状态、规划批处理测试的功能。IBM 的 WebSphere Studio 就是一个这样的工具，它可用于批处理软件的开发和测试，而这些批处理软件是在 J2EE 环境中构造的。

1.18.5 分类因子 C_5：测试过程模型

软件测试能够以多种方式集成到软件生命周期中，这就导致了表 1-8 中所列的不同的测试过程模型，下面将讨论这些模型。

表 1-8 软件测试技术的分类

分类因子 C_5：测试过程模型	
测试过程	属 性
瀑布测试模型	通常在临近开发过程结束时进行测试
V 测试模型	在开发过程的每一个阶段明确定义了测试活动
螺旋测试	应用于软件增量的测试，为演化软件开发而提出的，每一个软件增量都是一个软件原型，最后形成提交给用户的软件
敏捷测试	应用于敏捷软件开发方法学，如极限编程（XP）
测试驱动的开发	将需求定义为测试用例

瀑布测试模型 瀑布模型是最早也是最少使用的软件生命周期模型之一。图 1-23 展示了基于瀑布模型开发过程中的不同阶段。尽管对每个阶段产生的制品的验证与确认是一个基本的测试活动，但静态测试和动态测试活动直到临近开发过程结束时才出现。更进一步，因为瀑布模型要求遵循一个严格的顺序过程，缺陷引入的阶段越早，发现的阶段越晚，纠正缺陷的成本越高。在采用瀑布模型时，很少有迭代或增量开发。

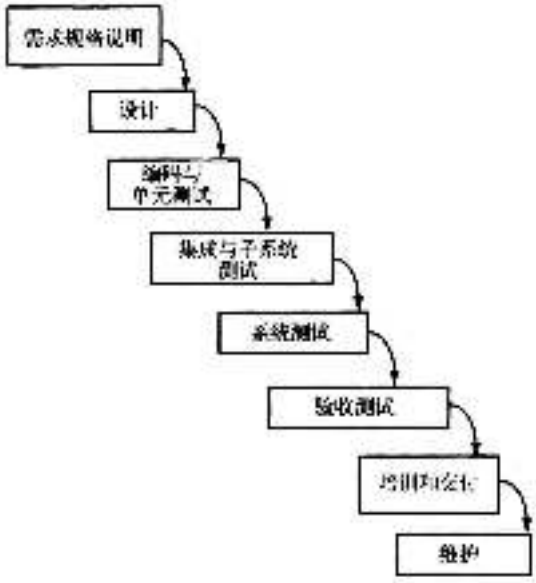


图 1-23 瀑布测试模型

箭头表示被测软件制品从某阶段“流”到下一阶段。例如，设计文档是编码阶段的输入。这种“水往低处流”的瀑布性质，就是该模型名称的由来。

V 测试模型 如图 1-24 所示，V 模型清晰定义了与开发过程各阶段相关联的测试活动。这些测试活动从开发过程之初开始，一直持续到开发过程结束，测试活动与开发活动并行进

行。注意，V模型包含的开发阶段与瀑布模型相同，主要区别在于图形布局以及对测试活动的明确定义。另外值得注意的一点是，一旦得到需求，就可开展设计测试。

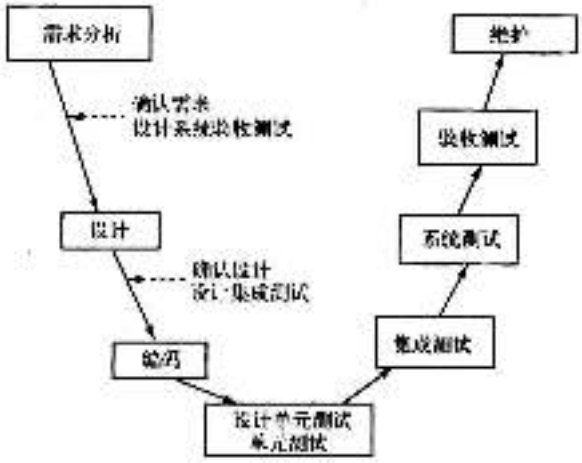


图 1-24 V 测试模型

螺旋测试 不要将术语螺旋测试与螺旋模型相混淆，尽管两者相似，因为两者都能可视化表示成螺旋活动图（如图 1-25 所示）。螺旋模型是个通用的开发模型，可以衍生出瀑布模型、V 模型、增量开发模型等过程模型。虽然测试在螺旋模型中是个关键活动，但螺旋测试指的是一个测试策略，该策略可应用于任何增量式的软件开发过程，特别是从原型系统演化为最终应用系统的情况。在螺旋测试中，测试活动的复杂程度随着原型系统演化阶段的增加而增加。

在螺旋测试的早期阶段，采用原型系统来评估最终的应用软件应该怎样演化，人们关注的焦点在于测试策划，即如何在项目的后续阶段开展测试。基于更加准确的需求规范，后续的迭代对原型系统进行进一步的完善。随着测试策划的深入，逐渐进行单元和集成测试。在最后阶段，需求已定义好之后，测试人员关注的是系统测试和验收测试。注意，本书中描述的所有测试生成技术都适用于螺旋测试。从图 1-25 可以发现，测试活动的成本（纵轴方向）随着后续迭代的增加而增加。



图 1-25 螺旋测试的可视化表示。测试活动随着时间和原型系统变化而演化，在最后的迭代中，软件可以进行系统测试和验收测试

敏捷测试 到现在为止，敏捷测试过程尚未完全定义清楚。一种定义方法就是，除了常规的测试阶段（如测试策划、测试设计和测试执行）之外，再定义敏捷测试应该涉及的东西。

敏捷测试推广下列思想：

1）从需求分析阶段开始就在整个项目开发中包括与测试相关的活动；

2）与客户密切合作，让他们以测试的方式定义需求；

3）测试人员与开发人员相互协作，而不是对手；

4）经常测试，小量测试。

目前存在各种各样的测试过程模型，本书中描述的测试生成与评价技术适用于所有的测试过程。当然，关注测试过程是任何软件开发过程管理的重要方面。

下面的例子说明如何将不同类型的测试技术应用于同一段软件的测试，可以很容易地根据上面介绍的一个或多个分类因子对所用到的技术进行分类。

例 1.32 考虑测试一种 Web 服务软件 W。W 的主要功能是将给定温度值从一种量纲转换为另一种量纲，比如从华氏温度转换为摄氏温度。不管用的是何种测试生成技术，我们将对 W 的测试当作 Web 服务测试，这种分法是采用了分类因子 C_4 描述的测试类型。

下面，考察可以用来测试 W 的各种测试生成技术。

首先，假设测试人员 A 通过提供样例输入并检查输出来测试 W，生成测试输入时未采用具体的方法。根据分类因子 C_1，我们说 A 进行了黑盒测试，并采用 ad hoc 或试探法来生成测试数据。根据分类因子 C_2，我们说 A 对 W 进行了单元测试，不妨假设 W 是某大型软件的一个单元。假定 W 通过 GUI 与用户交互，我们可以根据分类因子 C_3，说 A 进行了 GUI 测试。

现在假设另一位测试人员 B 用 Z 语言为 W 编写了一套形式化规范，并根据该规范来生成、使用测试用例。在这种情况下，根据分类因子 C_1，我们说测试人员 B 进行了黑盒测试，并采用一套基于规范的算法来生成测试数据。

假设还有一位聪明的测试人员 C，他采用 W 的形式规范来生成测试，然后测试 W，并采用某个代码覆盖准则来评价代码覆盖率。假设 C 发现代码覆盖率不到 100%，即采用形式规范生成的测试用例，W 中有部分代码未被覆盖，没有被测试到。为了测试 W 中的未覆盖部分，C 然后设计并运行了附加的测试用例。我们说，C 进行了黑盒和白盒两类测试，采用了基于规范的测试生成技术，为了满足某些基于控制流的代码覆盖准则，增强了所设计的测试。

最后，假设测试人员 D 将 W 当作某大型软件的一个组件来测试。测试人员 D 没有接触 W 的源代码，因此只采用 W 的接口以及接口变异来设计测试。根据分类因子 C_1，我们说测试人员 D 进行了黑盒测试，并用接口变异来生成测试用例（参见练习 1.20）。

从上面的例子中很明显地看到，简单地采用一种分类因子来描述测试技术，并不能提供关于执行的测试细节的足够信息。为了描述应用于任何软件对象的一套测试技术，必须清晰描述下列因素：

- 所采用的测试生成方法；所生成的测试用例数量；执行的测试用例数量；失败的测试用例数量；通过的测试用例数量。
- 所采用的测试充分性评价准则；以定量方式描述的测试评价结果。
- 测试增强：基于输出充分性评价而设计的额外测试用例数量；执行的额外测试用例数量；发现的额外失效数量。

注意，必须将测试生成、充分性评价以及测试增强当作是一组集成的测试活动。正是这些活动的复杂性以及对活动的执行，构成了最终提交软件的质量的一个重要决定因素。

1.19 饱和效应

饱和效应是对在复杂软件系统测试中观察到的一种现象的抽象。为了理解这个概念，我们

参考一下图 1-26。图的横轴代表付出的测试努力随着时间而增加。例如，测试努力可以通过执行的测试用例数或所有测试和调试阶段的工作量来度量。图的纵轴代表被测软件的真实可靠性（用实线表示）以及对其正确操作的信赖度（用虚线表示）。注意，被测软件随着不断付出的测试努力而质量越来越好，因为发现的错误得到了纠正。

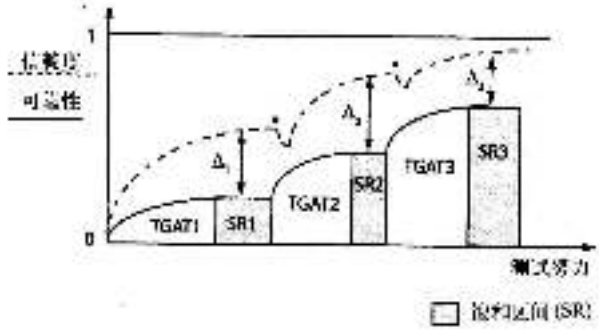


图 1-26　从复杂软件系统测试中观察到的饱和效应。× 号表示由于失效数量的突然增加而形成的信赖度下降点，TGAT 代表测试生成与评价技术

图的纵轴也可标注为累积失效数量，是随着测试努力的增加，在一段时间内观察到的数量。每纠正一个错误，常常就消除了一个或多个失效的原因。然而，随着测试努力的增加，可能会发现新的失效，从而引起累积失效数量的增加，尽管在图中它是饱和的。

1.19.1　信赖度与真实可靠性

图 1-26 中的信赖度是指测试经理对被测软件真实可靠性的信赖程度。通过采用恰当统计模型获得的可靠性估计，可以用来作为信赖度的度量。图 1-26 中的可靠性指的是被测软件在预期条件下无失效操作的概率。真实的可靠性不同于估计的可靠性，因为后者是用某个统计模型获得的软件可靠性的一个估计。0 代表可能的最低信赖度，1 代表可能的最高信赖度；同样，0 代表可能的最低真实可靠性，1 代表可能的最高真实可靠性。

1.19.2　饱和区间

现在假设软件 A 处于系统测试阶段。测试小组需要生成测试用例，并将其封装到适当的脚本中，建立测试环境，对 A 实施测试。我们假设测试用例是用适当的测试生成方法生成的（在图 1-26 中称作 TGAT1），并且每一个测试用例要么通过要么失败。如果决定软件 A 在没有解决其失效原因之前是不能提交给客户的话，每一个失效都要进行分析和纠正，这个工作也许由开发小组来完成。只要发现失效，其纠正时间的早晚并不影响我们的讨论。

对于测试中所采用的操作剖面而言，软件 A 的真实可靠性随着错误的改正而增加。当然，真实可靠性也可能降低，因为改正一个错误有可能引入新的另外的错误——我们在讨论中忽略了这种情形。如果用测试、调试、纠错的组合来度量测试努力，那么如图 1-26 所示，真实可靠性逐渐增长，最后达到饱和状态，即停止了增长。这样，不管生成了多少测试用例，在给定的用 TGAT1 生成的测试集的情况下，当花费了一定数量的测试努力之后，真实可靠性停止了增长。这种真实可靠性的饱和现象在图 1-26 中用阴影区域表示为 SR1。在 SR1 中，真实可靠性不变，虽然测试努力还在增长。

在饱和区间，没有新的缺陷被发现、被纠正。这样，假设软件 A 包含了在饱和区间无法检测出来的错误，那么饱和区间就是无效测试努力的代表。

1.19.3 信赖度的错觉

发现并纠正先前未发现的缺陷，也许能够增强我们对软件 A 的可靠性的信赖度，也能增强 A 的真实可靠性。然而，在饱和区间中，由于所花费的测试努力并没有暴露出新的缺陷，软件 A 的真实可靠性一直没变，尽管因为没有发现失效，我们对 A 的信赖度有可能反而增加了。虽然在某些情况下，这种信赖度的增加是可以验证的，但在其他情况下，这是信赖度的一种错觉。

这种信赖度的错觉是由于没有发现新的缺陷引起的，而未发现新缺陷反过来又是由于用 TGAT1 生成的测试用例不能以与先前执行方式明显不同的方式测试 A 造成的。这样，在饱和区间，测试的是软件的稳定状态，也许还反复测试，但缺陷却在其他状态中。

图 1-26 中的 Δ_1 是对真实可靠性与测试经理对 A 正确性的信赖度之间偏差的度量。显然可能会建议，在给定信赖度估计以及真实可靠性的情况下，可以估计出 Δ_1，但在实际工作中，由于信赖度本身的模糊性，很难实现这种估计。因此，必须寻找一种定量度量方法来代替人的信赖度。

1.19.4 降低偏差 Δ

经验研究说明，任何单个测试生成方法都有其局限性，因为产生的测试集不可能检测出软件中的所有缺陷。软件越复杂，用任何特定方法生成的测试要检测出所有的缺陷就越不可能。这也是为什么测试人员在测试设计时可能采用或必须采用多种技术的一个主要原因。

现在假设，在测试生成时采用某种黑盒测试生成技术，例如，就像第 3 章描述的那样，可以采用有穷状态模型表示软件 A 的预期行为，并从该模型生成测试。我们将这种方法表示为 TGAT1，将生成的测试集表示为 T_1。

假设在执行完 T_1 之后，要检查究竟 A 中有多少代码被执行到了，有几种途径可以完成这种检查，假设选择基于控制流的准则，比如第 6 章介绍的修正的条件/判定覆盖（MC/DC）准则。很有可能，T_1 针对 MC/DC 准则是不充分的。这样，增强 T_1，形成 T_2。T_2 针对 MC/DC 准则是充分的，且 $T_1 \subset T_2$。我们将第二种测试生成方法称作 TGAT2。

基于从充分性评价中得到的反馈，对测试进行增强，形成的新测试 T_2 保证至少将软件 A 推到一些新状态，这些状态是采用 T_1 进行测试时从未覆盖到的。这就引起一种可能，即检测出可能蕴含在新覆盖状态中的缺陷。当针对 A 执行 T_2 中的测试用例时出现了失效，图 1-26 中的信赖度就有一个跌落，而 A 的真实可靠性却在增长，当然，要假设引起失效的缺陷已被清除并且没有引入新的缺陷。然而，A 的真实可靠性不久又再次进入饱和区间，这次称作 SR2。

通过采用别的、或许更强的测试充分性准则，上述测试增强过程还可重复地进行。在图 1-26 中，这个新的测试生成与评价技术被称作 TGAT3，增强后形成的测试集是 T_3，且 $T_2 \subset T_3$，我们再一次观察到信赖度有一个跌落，而真实可靠性却在增长，最后又进入了饱和区间，这次是 SR3。注意，并非每次采用充分性准则对测试集进行增强都会产生一个较大的测试集，很可能是 $T_1 = T_2$ 或 $T_2 = T_3$。然而，对于大型软件来说不太可能发生。

从理论上讲，上面描述的这种测试生成与增强过程可以无休止地进行下去，尤其是当输入空间是个天文数字时。然而在实际工作中，这个过程必须终止，否则软件发布不了。无论软件何时发布，只要 $\Delta > 0$，就意味着信赖度与真实可靠性可能非常接近了，但不可能相等。

1.19.5 对测试过程的影响

认识和理解饱和效应，对任何测试小组设计、实现测试过程都有益处。基于任何设计功能

测试的方法都可能会引出一个测试集，而这个测试集针对基于代码的覆盖准则来说是不充分的，因此，针对测试的着处进行评价很重要。

第6章和第7章讨论了各种不同的测试充分性度量方法。正是一些代码覆盖准则导致了图1-26中所示的饱和状态。例如，再怎么增加测试也不能覆盖到所有的条件。通过一个或多个基于代码的覆盖准则来改进测试，只可能有助于从一个饱和区间脱离出来。

随着软件规模的增大，测试充分性评价的难度也在增加，因此，测试充分性的评价需要逐步进行，并采用软件的体系架构，这一点很重要。第6章和第7章也讨论了测试评价这个方面的内容。

小结

本章描述了一些任何测试人员都会遇到的基本测试概念和术语。首先，简要介绍了软件错误以及测试的缘由；然后定义了输入域，也称作输入空间，输入域是测试任何软件都需要的测试用例的重要来源；在接下来的小节里，介绍了软件正确性、可靠性以及操作剖面。

软件测试要求对测试进行设计和规范描述。第1.5节在一定程度上详细介绍了这方面的内容，也对测试与调试之间的关系进行了解释，本节还介绍了IEEE关于测试定义的标准。

CFG代表了程序当中的控制流，这些流图在程序分析中找到了用武之地。许多测试工具出于分析的目的，将一个程序转化成CFG。第1.14节解释了何谓CFG以及如何构造CFG。

第1.11节解释了何谓基于模型的测试。愈来愈多的组织出于各种不同的原因采用基于模型的测试，其中的两个原因是获得高质量软件的愿望以及测试生成过程的自动化。本书第二部分的所有章节旨在介绍基于模型的测试。

第1.17节描述了一些概念和定义，它们是理解本书后续章节的基础。

第1.18节描述了一个用于对大量测试技术进行分类的框架。该分类框架也有利于理解什么是软件测试的基础——我们的观点是，测试生成、测试评价以及测试增强构成了软件测试的基础。这个基础就是本书的核心内容。希望本节的内容有助于你理解不同测试技术之间的关系以及各种测试技术在不同场景中的应用。

最后，第1.19节介绍了从大规模测试过程中获得的一个重要观察结果，即饱和效应。饱和效应有可能导致对软件可靠性的信赖错觉。因此，理解饱和效应及其对软件可靠性的影响以及克服其不足的方法很重要。

参考文献注释

早期工作 作为一种技术活动，软件测试与软件是同时出现的。程序与可编程计算机手挽手、肩并肩，从未分离，测试也是这样。较早开展计算机程序测试的人有Gill［169］、Miller和Maloney［329］。Gill提出了在EDSAC计算机上利用硬件特征来检查程序的方法。Miller和Maloney提出了一种系统化的程序分析和测试数据生成的方法。他们建议分支之间的所有交叉都必须测试，每个循环至少被遍历一次，并从程序中每个可能的入口点进入。这样，Miller和Maloney奠定了第6章讨论的面向路径测试充分性准则的基础。

图模型 Karp［253］提出利用图理论工具来表示程序，Miller和Maloney［329］对其稍作了修正。后来，其他一些研究人员提出测试技术和面向路径的测试完整性准则［175，233，383，405］。在构造CFG时所用到的概念可以在大多数编译原理书籍中见到，包括Aho等人

[16] 经典的"龙书"。

决定者与后决定者是几乎每一本编译原理教程中的标准概念。一个计算流图中决定者的简单算法出现在 Aho 等人的一本书[17]的第 671 页。Lengauer 和 Tarjan[286]开发了一个较快的算法，Appel[26]对其进行了详细解释。Buchsbaum 等人[60]实现了一个计算 CFG 中决定者的线性时间算法。注意，计算 CFG 中控制依赖性时所需的后决定者，可以通过对逆向流图应用决定者算法计算出来。

软件测试学科 软件测试是一门新兴的学科。Elmendorf 的关于软件测试的先驱性文献出现在 1969 年。Elmendorf 通过因果图引入了系统测试的概念[140]，这项技术被用于操作系统的测试。3 本早期的软件测试专著是由 Hetzel[216]、Miller、Howden[328]以及 Myers[340]编著的。许多的研究者定义过软件质量特性，如 Boehm、Brown、Lipow[53]，McCall、Richards、Walters[323]，Adrion、Barnstad 和 Cherniavsky[4]，Moreira、Araújo 和 Brito[333]以及其他一些人定义了软件需求的质量特性。

另一段与操作系统测试相关的早期工作出现在 Brinch Hansen 的论文[194]中，该论文描述了对多道程序系统的测试。在该论文中，Brinch Hansen 提出了测试 RC 4000 计算机的实验操作系统的测试方法和测试机制，以及测试用例、测试输出、增量测试的概念。有趣的是，被测程序是在测试机制确定之后编写的。Brinch Hansen 的工作似乎指出，Naur 早在 Cier Algol 编译器的测试中就采用了简单而又系统化的测试技术[347]。

术语 术语错误（error）、缺陷（defect）、故障（fault）和失效（failure）已在 ANSI/IEEE 软件工程术语标准[243]中进行了定义。ANSI/IEEE 软件测试文档标准[452]详细规定了测试规格说明和测试计划的编写格式。ANSI/IEEE Std 1008－1987[242]是关于单元测试的标准。在标准化之前，甚至目前在非正式的交流中，常常用术语"bug"代替了术语"错误"、"缺陷"、"故障"，或除了这些术语之外，还用 bug（参见文献[405]的图 1）。术语 bug，由来已久，但是在 1945 年海军少将 Grace Murray Hopper 博士在哈佛大学一个与飞蛾相关的事件中采用之后，才流行起来的。

大量的研究工作分析了程序员所犯的错误，包括语法和语义方面的文献[54，133，206，208，263，294，418，427，492，541]，某些研究工作将在本书第二卷中介绍。Hatton 所做的 T 实验[207]特别突出，因为这个大规模的研究工作涉及大约 500 万行用 Fortran 和 C 语言写的科学计算软件，并且还报告了很多故障和缺陷[207]。

测试生成 Howden 提出了一种生成测试数据的方法以及通过边界的测试完整性的思想——内部测试[233]。Goodenough 和 Gerhart 发表了一篇标志性的论文，为测试数据选择奠定了理论基础[174－176]，他们用可靠并有效的测试选择准则将测试完整性思想形式化。他们还分析了一个由 Naur 开发的公开的、已证明是正确的文本排版程序[348]。通过他们的分析，发现 Naur 的程序存在 7 个错误和问题，进一步证明：测试与验证是相互补充的活动，即证明程序正确并不一定意味着该程序实际上是正确的。极力推荐所有的测试人员阅读关于测试与正确性证明争论的文献[120，121，162，239，257]。

测试预言 构造测试预言是软件测试中一个重要而又困难的任务。目前已经有一些从软件规范构造测试预言的技术。Peters 和 Parnas 提出了一种从程序文档生成测试预言的方法[393]，而程序文档本身是形式化的，并且是用他们描述的 LD 关系产生的。Memon 和 Qing 提出了一种为事件驱动系统构造测试预言的技术。对于这种系统，一个测试用例包含了一系列的事件作为其输入[326]。McDonald 等人[324]论述了从用 Object－Z[451]写的形式规范生成 C++测试预言的工具支持。

在模型检测方面已开展了颇有意义的研究工作，虽然本书并未涉及模型检测，但还是存在一些优秀的专著和论文。Clarke 等人[92]撰写了一本关于模型检测的导论性书籍，并配以示例。Holzmann [222]撰写的一本专著描述了著名的 SPIN 模型。

我们在第 1.18 节中提到了一些测试技术。Beizer 的书是一本优秀的关于各种不同测试技术的汇编[35]。该书几乎涵盖了第 1.18 节中提到的每一种测试技术，只是详细程度与关注点不同罢了。Juristo 等人也提出一种测试技术分类方法[249]。他们提供 7 个不同的技术簇，每个簇包含一种或多种测试技术，例如，功能测试是一个簇，包含了等价类划分和边界值分析两种技术。除了提供测试技术的分类之外，Juristo 等人还对关于不同测试技术效率和复杂性的各种经验研究进行了调查。

软件度量 针对软件度量的定义和评价已进行了大量的研究工作。著名的圈复杂度就是 McCabe 提出来的[322]。Baker 和 Zweben 比较了各种不同的软件复杂性度量方法[27]。Conte 等人的一本精彩专著[104]详细介绍了 Halstead 的软件科学度量模型，并且带有示例。第 1.6.4 小节中用于估计软件开发中发现错误数量的公式是由 Schneider 提出的[436]。Halstead 的软件科学度量模型是有争论的[549]。Kavi 和 Jackson 报告了他们的研究工作[255]，该研究调查了说明语句对软件度量的影响结果。

Weyuker 提出了一套用于评价从程序句法结构导出的度量的属性[508]。Gustafson 和 Prasad 也研究了软件度量的属性[186]。Chidamber 和 Kemerer 提出了一套针对 OO 设计的复杂性度量准则，称作 CK 度量[81]。Voas 提出了一个动态测试复杂性度量准则，又称作暴露故障的能力，它以程序隐藏与语义变异相关故障的能力为基础[487]。语义变异是由于在软件执行中发生状态变化而产生的，该技术不同于第 7 章介绍的用来产生语法变异的技术。

Chidamber 等人也描述了 OO 度量的管理用途[80]。Darcy 和 Kemerer 总结了 CK 度量的一个子集在商业软件中的应用情况，他们还列出了一系列市场上能获得的工具，可用来收集 C++、Java、Visual Basic 的 OO 度量信息。现在，许多组织已在各种级别上广泛开展了度量工作。例如，Natwick 描述了 Harris 公司在 CMM（Capability Maturity Model®）环境下进行度量的情况[346]。

Xu 等人提出了一个在组织中进行基于 CMMI 的过程度量的过程模型[536]。Li 提供了一个关于产品度量的辅导材料[291]。Kan 等人描述了测试的内部过程度量[250]，他们的论文报告了在 IBM Rochester AS/400®软件开发实验室开展的测试的内部过程度量情况。Rosenberg 等人研究了需求、测试以及度量之间的关系[420]。

大量经验研究考察了度量的预测能力。Basili 等人研究了 OO 度量与软件质量之间的相互关系[32]。Nagappan 等人的论文报告了用测试内部过程度量进行早期软件质量评价的情况[342]。Li 和 Henry 研究了用 OO 度量预测维护工作量的能力[292]。

测试过程 本章提到了一些与软件测试过程相关的基本术语和概念。螺旋测试的概念是由 Davis 在基于原型技术的应用系统开发背景下提出的[109]。Manhart 和 Schneider 描述了敏捷过程和测试在 Daimler-Chrysler 的商业开发项目中的应用情况。存在大量的工具和过程用于缺陷管理。Chillarege 等人研究了正交缺陷分类法（Orthogonal Defect Classification，ODC），这是一种流行的缺陷分类方法。Krawczyk 和 Wiszniewski 研究了一种针对并发程序的缺陷分类模式[273]。Li 等人的论文报告了在 ABB 公司应用缺陷预测技术的经验[290]。Hall 比较了各种不同的缺陷评价模型[47]。Grossman 等人的论文报告了在 Web 开发环境中应用极限编程（XP）和敏捷开发的经验[183]。Müller 和 Padberg 研究了一种对 XP 项目实用的评价方法[335]。

可测试性 本章中关于可测试性的定义来源于 IEEE 的术语词汇表 [244]。一些研究工作提出了度量一个软件产品可测试性的方法。Voas 为进行可测试性分析定义了一个动态复杂性度量 [487]，并提供了一个可测试性评价工具 [488]。Voas 和 Miller 提供了一个与本章前面给出的稍有不同的可测试性定义 [489]。按照 Voas 和 Miller 的定义，“软件可测试性是指在随机测试中源代码显露现存缺陷的趋势”。根据这个定义，他们提出了改进软件开发过程的建议方法。Voas 和 Miller 还讨论了可测试性和验证 [490]。

Bieman 和 Yin 建议通过采用自动化的测试预言来改进可测试性 [46]。Yin 和 Bieman 证明了如何借助于断言（assertion）来改进可测试性 [540]。美国国家标准与技术研究院（NIST）的一份报告讨论了 OO 系统的可测试性 [351]。

针对硬件设计可测试性的定义与改进已经开展了大量的研究工作。Keiner 等人提出了对硬件设计的可测试性度量。Trischler 提供了一个关于可测试性设计（Design for Testability，DFT）与自动测试模式生成的概览 [477]。Raik 等人设计了一种计算可测试性度量的方法以及一个在可测试性指导下的测试模式生成模块 [403]。Ockunzzi 和 Papachristou 介绍了如何改进电路的可测试性，这些电路具备由诸如 if-then-else 以及循环结构蕴含的控制流行为 [356]。Vranken 等人讨论了可用于硬件和软件设计 DFT 的技术 [136]。

硬件测试 这是一个已经非常成熟的领域。大量的书籍涉及 VLSI 测试的原理与技术 [500，548]。Abraham 和 Fuchs 提供了一个关于 VLSI 故障模型的简明辅导材料 [2]。Agrawal 等人的研究工作解决了 VLSI 测试中的故障覆盖需求问题 [13]。

饱和效应 在文献 [227] 第 13 章中，Horgan 和 Mathur 对饱和效应进行了系统的表述。该描述是在分析了只基于被评操作剖面的可靠性评价理论的不足的背景下进行的。Ramamoorthy 等人从自动软件评价系统中也观察到类似的错误检测和失效饱和行为 [405]。

Schick 和 Wolverton 的论文报告了类似于图 1-26 的饱和区间，他们指出在那里新发现的错误数几乎降低至零，当开始一个新的测试阶段时，新发现的错误数量又增长起来 [435]。Wood 等人比较了代码阅读，采用等价类划分与边界值分析的功能测试、分支覆盖 [526]，得出“这些测试技术在相互组合使用时效果会更好”。一些经验研究也证明了饱和效应的存在 [372，373]。

练习

1.1 经常听到这样的说法：“不可能完全测试一个程序。”讨论这句话成立的上下文环境。在何种“完全测试”定义下，这句话成立？（注意，现在试试回答这个问题；在阅读完第 6 章之后，再回头来回答此问题。）

1.2 描述至少一个这样的场景：软件产品被感觉到的错误行为并非由产品中的错误引起的。

1.3 在一台每微秒（10^{-6} 秒）输入一对整数并执行完 max 的计算机上，完成对 max 的穷举测试需要多少年？

1.4 设计一个为笑话判断优秀、良好或较差等级的测试策略。你会提出什么策略？会将统计技术应用于笑话分类中吗？

1.5 评价例 1.9 中程序 P 的可靠性，假设：

(a) 输入二元偶 (0，0) 出现的概率为 0.6，其他两个二元偶出现的概率都是 0.2；

(b) 输入 (−1，1) 时程序 P 失效。

1.6 根据 ANSI/IEEE Std 729－1983，即使其包含多个缺陷，一个程序的可靠性有可能为 1.0 吗？解释原因。

1.7 假设例1.10中程序sort当输入为字母数字串时失效的概率是0.9，当输入为纯数字串时运行正确。计算sort针对例1.10中两种操作剖面的可靠性。

1.8 给出sort一种可能的编码，能够得出例1.6中的结果。

1.9 考虑一个Web站点，其允许访问者用任意搜索串在数据库中搜索相关内容。假设我们只关注该站点允许的3类操作：search、previous和next。为了激发search操作，需输入一个搜索串并点击Go按钮。当搜索结果显示出来时，Previous按钮和Next按钮就现出来，点击Previous按钮可移到搜索结果的前一页，点击Next按钮可移到搜索结果的后一页。描述测试预言如何判断该Web站点的3个功能都被正确实现了。该测试预言能够自动化吗？

1.10 (a) 当对第1.14.3小节中的程序P1.3（例1.27）执行包含N个整数的输入序列对，计算其被遍历路径的长度。

(b) 假设程序P1.3第8行语句被替换为：

```
if(num>0)product = product*num;
```

如果输入序列的长度可以是0、1和2，计算修改过后的程序P1.3中不同路径的数量。

(c) 对于长度为N的输入序列，计算修改后的程序P1.3遍历路径的最大长度。

1.11 为图1-16中的CFG、图1-27中的每个CFG构造决定者树和后决定者树。

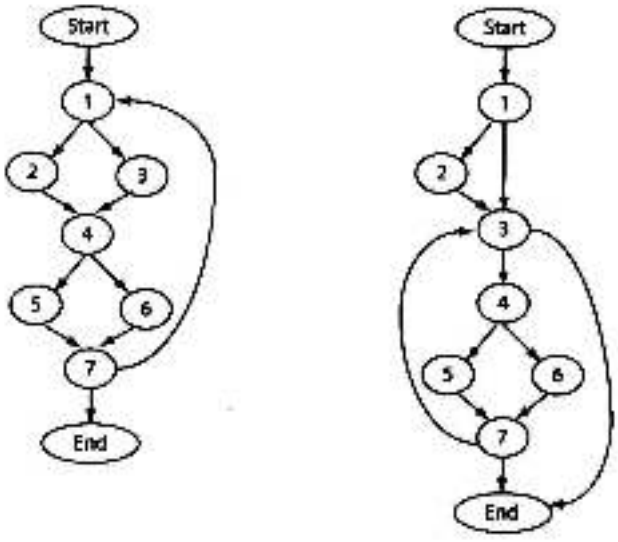


图1.27 练习1.11的CFG

1.12 设$pred(n)$是CFG $G=(N, E)$中结点n的所有直接前驱的集合。结点n的决定者集合可用下列等式进行计算：

$$Dom(Start) = \{Start\}$$

$$Dom(n) = \{n\} \cup \left\{ \bigcap_{p \in pred(n)} Dom(p) \right\}$$

采用这个等式，设计一个算法计算N中每个结点的决定者集合。（注意，已经存在一些计算CFG中决定者和后决定者的算法。努力设计自己的算法，然后用前面参考文献注释中的相关制品来研究所设计的算法。）

1.13 (a) 计算图1-16中CFG的圈复杂度。

(b) 证明：对于结构化程序的CFG，圈复杂度等于条件数加1。所谓结构化的程序，就是只采用

单个入口语句和单个出口语句的程序。在结构化的程序中不允许有 GOTO 语句。

1.14 针对程序 P1.2 和程序 P1.3，计算其 Halstead 软件科学度量。根据计算出的度量值，讨论两个程序的相对复杂性。当计算 Halstead 度量时，请注意：

(i) 程序中的每个符号，不包括分号（;）和大括号（{,}），要么被当作操作符，要么被当作操作数。

(ii) 说明关键字是操作符，被说明的变量是操作数。这样，诸如 if、else 的关键字以及函数调用都是操作符，传统的算术运算符和关系运算符如 <、+ 也是操作符。

1.15 考虑两个应用软件 A_1 和 A_2，假定这两个软件的可测试性是用静态复杂性文度量的，如圈复杂度。现在假设，A_1 和 A_2 的圈复杂度相同。构造一个例子说明，尽管其圈复杂度相同，A_1 和 A_2 的可测试性还是差别很大。（提示：考虑嵌入式应用软件。）

1.16 考虑如图 1-11a 所示的一个双输入 NAND（与非）门，其包含下列故障：

(i) 输入 A s-a-0 故障，输出 O s-a-1 故障；

(ii) 输入 A s-a-0 故障，输出 O s-a-0 故障；

(iii) 输入 A 和 B 都是 s-a-1 故障；

(iv) 输入 A 和 B 都是 s-a-0 故障；

(v) 输入 A s-a-1 故障，B s-a-0 故障。

针对以上列举的每一种情况，考虑是否都存在一个测试向量能够判断出该与非门是有故障的？

1.17 (a) 修改图 1-20 中的依赖图，增加对应于程序 P1.3 中第 2 行、第 3 行说明语句的结点以及相应的依赖边。

(b) 针对程序 P1.3，能否说明增加对这个说明语句的结点是多余的？

(c) 在何种条件下，向数据依赖图增加对应于说明语句的结点是有益的？

1.18 构造第 1.14.1 节中求和程序 P1.2 的 PDG。

1.19 为什么为测试系统组件设计的测试用例可能不适合于测试系统？

1.20 公司 X 所生产最新型的蒸汽锅炉而著名，其最新型号的燃气或燃油锅炉带有一个锅炉控制软件包，该软件包是个超高可靠的软件，精确控制锅炉的各个参数，如点火、燃烧等。该软件包有个用户友好的 GUI，帮助设置各种参数。仔细阅读下面的描述，指出所采用的测试技术。

与公司接触时，公司说整个软件包有部分需求是用状态图形式化地描述的，其余部分的需求是用 Z 语言描述的。几个测试小组分别负责测试软件包的各个组件。

GUI 测试小组的职责是确保 GUI 运行正确，并是用户友好的。状态图和 Z 规范是整个系统的测试依据。采用 MC/DC 基于控制流的覆盖准则来评价从这些规范生成的测试用例的充分性。为确保所有可能条件都被覆盖以及满足 MC/DC 准则，不断地增加新的测试用例。除了由形式化规范和图形规范生成的测试外，一个测试小组专门用组合设计文生成测试用例，向被测软件输入各种各样的参数组合。

在集成之前，软件包的各个组件已经单独进行了测试。对于每个组件，采用等价类划分、边界值分析等技术来设计测试。因果图也用于某些组件的测试。在进行系统测试时，借助了前面生成的测试用例。

1.21 列出一些支持级和效应存在的理由。

第二部分
Foundations of Software Testing

测试生成

设计测试输入和相应的预期输出，是任何测试机构最基本的技术活动之一。测试输入数据和相应的预期输出都被写入测试用例当中。测试用例的集合就是测试集。

目前，已存在大量的指南、技术和支撑工具用于生成测试用例。一方面，这些指南、技术包括诸如如何使用等价类划分、边界值分析方法；另一方面，又包括诸如从Z规范当中生成测试集的方法。另外，还存在只依赖于被测软件的源代码生成测试集并能满足某些代码覆盖准则的技术。

本书这部分将向读者介绍大量用于测试集生成的指南和技术。其中某些技术，如等价类划分，已经广泛应用于测试的各领域；而另一些技术，如从有穷自动机生成测试集，则会在测试的某些特殊领域发挥作用。

第2章
Foundations of Software Testing

基于需求的测试生成

本章主要介绍从非形式化或形式化定义的软件需求生成测试集的技术。这些技术，有的可以自动地执行，而大部分则需测试人员付出艰辛的劳动，特别是在测试大型软件时。本章所介绍的大部分测试技术属于黑盒测试，因为生成测试集时不需参考被测软件的源代码。

2.1 引言

软件需求是设计测试的基本出发点。在软件开发的初始阶段，软件需求（informal requirement）只存一个或几个人的大脑里。通过使用诸如 UML 用例图、顺序图、状态图等建模元素，可获得严格的需求（rigorous requirement）。更进一步，利用形式化需求规约语言如 Z、S、RSML，可将严格的软件需求规范进一步转换为形式化的需求（formal requirement）。

虽然完整的形式化需求规范是个有用的文档，但常常还是通过运用适当的建模机制来获取软件需求。例如，用 Petri 网及其变体来定义分布式系统中的同步和并发特性，用时间自动机（timed input automata）来定义实时系统中的同步约束关系，用有穷状态机（FSM）来描述协议中的状态转换。UML 作为一种高效的建模语言，将多种不同的建模元素集成在一个统一框架下，由这些建模元素来严密地、形式化地定义软件需求。

因而，需求规范可以是非正式的规范、严格的规范或形式化的规范，也可以是这三种形式的混合体。商用软件的需求规范通常是三者并存的方式。无论需求规范的形式化程度如何，对于测试人员或测试团队来说，其主要任务都是为整个应用软件设计完整、有效的测试。需求规范的形式化程度越高，则越有机会进行自动化测试。例如，可以将采用有穷状态机、时间自动机、Petri 网描述的需求规范直接输入测试用例生成软件，进而自动生成相应的测试用例。当然，如果使用基于软件的用例图去生成测试用例，还需要做大量的手工工作。

高层次的设计（high level design）通常也是软件需求规范的重要组成部分。例如，UML 中的高层顺序图、活动图可用来定义高层对象间的交互关系，也可以根据这些高层次的设计来生成测试用例。

本章将重点讨论根据非正式的需求规范和严格的需求规范来设计测试。这些需求规范是确定被测软件输入域的基本依据。

现在可用的多数测试生成方法，都是通过选取软件输入域的一个子集作为测试集来测试软件的。

图 2-1 列举了本章将要介绍的软件测试技术。通过该图，我们可以看到需求规范有三种表示形式：非正式的、严格的、形式化的。软件输入域可以从非正式的和严格的需求规范中提取出来，同时，输入域也是测试设计的依据。图中所列的各种方法，都能从通常庞大的软件输入域中选取相当少数量的有效测试用例作为测试集。

本章的后续内容将详细介绍图中所列的软件测试技术，这些技术都属于黑盒测试范畴。其

中的部分技术在有软件源代码时能得到增强，这种增强将在本书第三部分进行讨论。

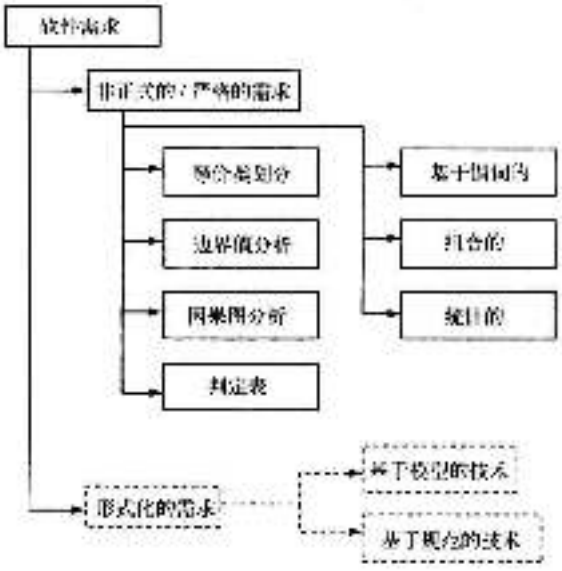


图 2-1 本章重点介绍基于非正式、严格定义需求的测试设计技术（图中的实线框），基于用图模型（Graphical Models）、逻辑语言等形式化定义的需求的测试设计技术（图中的虚线框）将在其他章节讨论

2.2 测试用例选择问题

设 D 为软件 p 的输入域，测试用例选择问题是指：选取测试用例的子集 T，以 T 中各元素为输入执行 p，执行过程中将发现 p 中的所有缺陷。一般来说，不存在构造这种测试用例集合的算法，但运用启发式方法以及基于模型方法所生成的测试用例集合，还是能够有效地暴露部分特定类型的缺陷。因此，测试用例选择问题的关键在于：如何构造测试用例集合 $T \subseteq D$，使得采用集合 T 能够尽可能多地发现软件 p 中存在的缺陷。正如下面将要介绍的那样，测试用例选择问题之所以困难，主要原因在于软件 p 的输入域规模大、复杂程度高。

软件输入域（input domain）是指软件在执行过程中可能接收的全部合法输入的集合。软件的合法输入集合是由软件需求决定的。在许多实际问题中，软件输入域的规模非常庞大，可能包含很多元素，同时也很复杂，这些元素可能又具有多种类型，如整数、字符串、实数、布尔型以及结构。

在一般情况下，软件输入域规模非常之大，这就使得测试人员无法使用全部可能的输入值对被测软件实施穷举测试（exhaustive testing）。所谓穷举测试就是指测试人员逐个地使用输入域中的所有元素对软件实施测试。输入域的复杂性增大了选择测试用例的难度。下面两个例子说明了输入域的庞大和繁杂。

例 2.1 考虑程序 P，其功能为将任意输入的整数序列按升序排列。假设程序 P 在整型取值区间为 $[-32768, 32767]$ 的计算机上运行，则所有由 $[-32768, 32767]$ 范围内的整数所构成的整数序列的集合就是程序 P 的输入域。

如果不限定输入序列的长度，则程序 P 的输入域是无限大的，根本不可能对其进行穷举

测试。如果对输入序列的长度加以限定，取为任意自然数 $N>1$，则 N 的取值将决定输入域的大小。用 S 表示输入域的大小，则有：

$$S=\sum_{i=1}^{N} v^i$$

其中，v 为输入序列中每个参数可能有多少种不同的取值，这里 $v=65536$。根据上面的公式可以看出，即便 N 的取值很小，对于这个简单的排序程序来说，其输入域也非常之大。更具体地说，当 $N=3$ 时，程序的输入空间就已大到无法对其实施穷举测试了。

例2.2 考虑工资管理系统中的子程序 P。P 以雇员记录作为输入，计算雇员的周薪。简单起见，假设雇员记录由以下字段组成，每个字段有相应的类型和约束：

ID: int;	ID 是长度为 3 的数字，范围是 001 - 999。
name: string;	name 是长度为 20 的字符串，字符串中的每个字符取自 26 个字母或空格。
rate: float;	rate 的取值范围为 5 ~ 10 美元/小时，以 0.25 美元的倍数递增。
hoursWorked: int;	hoursWorked 的取值范围为 0 ~ 60。

程序 P 的输入域中的元素即为由上面所列 4 个字段构成的一条记录。这个输入域是非常庞大而又复杂的。ID 字段共有 999 种可能的取值，name 字段的可能取值多达 27^{20} 个，rate 字段可能的取值有 21 个，hoursWorked 字段可能的取值为 61 个，最终可能形成的记录数为：

$$999\times 27^{20}\times 21\times 61\approx 5.24\times 10^{34}$$

不难看出，这一次形成的输入域非常之大，穷举测试无法进行。需要注意一下，name 字段可能的取值过多以及 4 个字段取值间的组合关系，是导致程序 P 输入域非常之大的主要因素。

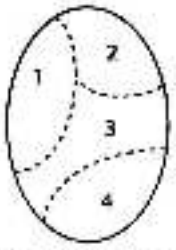
事实上，对于大多数有意义的软件来说，其输入域都将远大于上文给出的实例程序。更进一步地讲，在一些情况下，由于输入与时序之间存在约束关系，使得即使描述软件输入域都非常困难。这是软件测试过程中无法避免的问题。因此，各种测试用例选择方法应运而生，测试人员运用这些方法从软件输入域中选择一个尽可能小的子集，以便达到测试软件的目的。本书将介绍这些测试用例选择方法，同时也将指出每种方法的优点与不足。

2.3 等价类划分

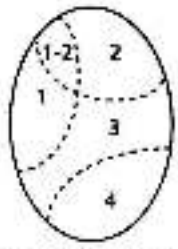
采用等价类划分方法进行测试设计，要求测试人员将输入域划分为数量尽可能少的若干子域，比如子域数量 $N>1$，如图 2-2a 所示，在划分中根据严格的数学定义，要求每个子域两两互不相交。图 2-2a 中的 4 个子域构成了输入域的一个划分，而图 2-2b 就不是对输入域的划分。图 2-2a 中的每个子域称为一个等价类。

等价类划分的原则：用同一等价类中的任意输入对软件进行测试，软件都输出相同的结果。在这样的前提条件下，测试人员只需从划分的每个等价类中选取一个输入作为测试用例，N 个这样的测试用例就构成了对该软件完整的测试用例集（test suite）。

当然，对同一个输入域进行等价类划分，其结果可能是不唯一的。因此，利用等价类划分方法产生的测试用例集也可能不同。即使两个测试人员划分的等价类相同，他们也可能选取出不同的测试用例集。这样得到的测试用例集的故障检测效率（fault detection effectiveness）取决于测试人员的测试设计经验，对软件需求的熟悉程度、是否获得软件源代码以及对源代码的熟悉程度。在大多数情况下，等价类划分方法往往都是几个最常用的测试设计技术之一。



a) 等价类之间两两互不相交，构成输入域的一个划分



b) 等价类不是两两互不相交的，因而未构成输入域的一个划分，其中区域1-2是子域1和子域2的相交部分，其包含的测试输入既属于子域1又属于子域2

图2-2 输入域被划分为4个等价类

2.3.1 缺陷定位

一个软件的全部输入的集合可以至少分为这样两个子集：其中一个包含所有正常和合法的输入，用 E 表示；另一个包含所有异常和非法的输入，用 U 表示。这两个集合，即 E 和 U，又分别可进一步划分为若干子集，以便软件针对不同的子集，其运行结果不一样。等价类划分方法就是要从这两个集合或其子集中选择适当的输入作为测试用例，以便发现软件中存在的导致其运行异常的缺陷。图2-3是对一个软件所有输入进行划分的样例。

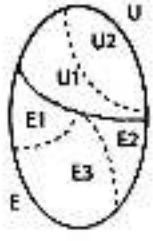


图2-3 输入集合被划分为两个区域：其中一个包含所有正常和合法的输入，用 E 表示；另一个包含所有异常和非法的输入，用 U 表示。E 和 U 又依据被测软件的期望运行结果进一步划分为若干个子区域。从每个子区域中选择一个输入作为测试用例，可以发现导致软件运行异常的缺陷

举例说明，假设软件 A 以一个表示人员年龄的整数作为输入。假设年龄的合法值应该在 [1, 120] 范围内，因此，输入集合可以被划分为正常输入集合 E，其取值范围为 [1, 120]；异常输入集合 U，其取值范围为除 [1, 120] 外的其余所有整数。

更进一步，假设该软件依据需求 R_1 处理所有取值在 [1, 61] 之间的输入，依据 R_2 处理所有取值在 [62, 120] 之间的输入。因此，根据软件的预期行为，可将集合 E 进一步划分为两个子集。同样，对于非法集合 U，软件以一种方式处理所有小于1的输入，而以另一种方式处理所有大于120的输入，进而 U 也划分为两个子集。

这样，软件 A 就有了两个包含正常输入和两个包含异常输入的4个输入区域，等价类划分方法就是通过从这4个输入区域中选择测试用例，力图发现软件 A 的缺陷。可以认为，在区间 [1, 61] 中任意选取一个输入作为测试用例就能够发现软件 A 中针对 R_1 的缺陷。同样，在区间 [62, 120] 中任意选取一个输入作为测试用例也能够发现软件 A 中针对 R_2 的缺陷。对于包含异常输入的那两个区间也是如此。

对软件 A 采用等价类划分方法生成的测试用例的效率，由测试发现缺陷与软件 A 中所有隐藏缺陷的比率来决定。正如软件测试中的任何测试设计技术一样，采用等价类划分选择出的测试用例的效率对大多数软件来说都小于 1。当然，通过后续章节的内容可以知道，清晰完整的需求规范以及细致严谨的测试用例选择策略，将有效提高等价类划分方法的效率。

2.3.2 关系与等价类划分

在集合论中，关系指的是一个 n 元组的集合。例如，方法 addList 计算并返回一个整数列表之和，因此，addList 就定义了一个二元关系。该关系中的任何一个二元组都是由一个整数列表与该列表各整数之和组成，如 ((1, 5), 6), ((-3, 14, 3), 14), (( ), 0) 等。addList 所对应的关系可以定义如下形式：

$$\texttt{addList}: \mathcal{L} \rightarrow \mathbb{Z}$$

其中，$\mathcal{L}$ 是包含所有整数列表的集合，$\mathbb{Z}$ 是整数集。由前面的例子我们可以认为，每个软件、程序或方法都定义了一个关系。事实上，只要定义域（即输入集合）和值域（即输出集合）定义正确的话，这个结论是成立的。

例如，假设方法 addList 存在一个缺陷，即当输入的整数列表为空时方法失效。在这种情况下，即使按照需求规范，方法 addList 定义了上一个关系 $\mathcal{L} \rightarrow \mathbb{Z}$，它也不能正常地运行。它实际定义的关系如下：

$$\texttt{addList}: \mathcal{L} \rightarrow \mathbb{Z} \cup \{error\}$$

在划分软件的输入域时，测试人员常常采用下面的关系：

$$R: I \rightarrow I,$$

其中，I 为输入域，R 为 I 上的关系，R 定义了一个等价类，该等价类是 I 的子集。下面的例子说明在输入域上定义 R 的几种方法。

例 2.3 方法 gPrice 以食品杂货店的食品名称作为输入，查询商品价格数据库并返回相应食品的单价。如果数据库中没有该食品，则返回错误信息：

Price information not available.

gPrice 的输入域由 string 类型的食品名称构成，如 Milk、Tomato、Yogurt、Cauliflower，当然还有很多别的食品。在这个例子中，假设还存在另一个方法来完成对价格数据库的访问。在 gPrice 的输入域上定义如下关系：

$$pFound : I \rightarrow I$$

关系 $pFound$ 将食品 i_1 与 i_2 关联起来，如果 gPrice 都为它们返回单价信息的话；$pFound$ 将食品 i_3 与 i_4 关联起来，只要 gPrice 都为它们返回错误提示信息。现在假设价格数据库为下表所示：

商品	单价
Milk	2.99
Tomato	0.99
Kellog Cornflakes	3.99

Milk、Tomato、Kellog Cornflakes 通过关系 $pFound$ 相互关联，输入 3 种食品中的任一个，gPrice 都能返回相应食品的单价。然而，输入 Cauliflower 或者其他在上面列表中不存在的食品名称时，gPrice 返回错误提示信息。任意构造的不是食品名称的字符串都属于 $pFound$ 所定义的另一个等价类。

数据库中的任意食品都可以作为等价类的代表元素。例如，Milk 可以作为等价类的代表，记为 [Milk]，而 Cauliflower 是另一个等价类的代表，记为 [Cauliflower]。

这样，关系 *pFound* 就定义出了等价类，分别是 *pF* 和 *pNF*。这两个等价类都是 qPrice 输入域 *I* 的子集。同时，二者形成了对输入域 *I* 的一个划分，有 $pF \cup pNF = I$ 和 $pF \cap pNF = \varnothing$。

在上面的例子中，程序的输入是一些离散值，如 Milk、Tomato。进一步，我们假设对于所有有效的输入值，qPrice 运行方式相同。在很多情况下，被测程序的运行方式依赖于具体的输入值，而这些输入值又分为若干类，其中大部分是有效的。下面的例子说明在这种情况下，可以通过定义多个关系来构造等价类。

例2.4 打印机自动测试软件 pTest 以打印机品牌和打印机型号作为输入，从测试脚本列表中选取相应的测试脚本，然后执行测试脚本，验证打印机的功能是否正常。我们的测试目的在于验证该软件中的脚本选择部分是否被正确实现。

pTest 的输入域 *I* 由表示打印机品牌、型号的字符串构成。若 pTest 以键盘输入文本的方式选取打印机，则那些虽不是打印机品牌或型号但能被 pTest 识别的字符串也都属于 *I*。若 pTest 以图形用户界面方式选取打印机，则下拉菜单中提供的所有字符串构成完整的输入域 *I*。

该软件根据输入的打印机类型来选择相应的测试脚本。简单起见，假设有3种类型的打印机：彩色喷墨打印机（*ci*）、彩色激光打印机（*cl*）、彩色多功能打印机（*cm*）。那么，如果输入为 HP Deskjet 6840，pTest 将选取测试彩色喷墨打印机的测试脚本。pTest 的输入域是包含所有可能输入字符串的集合，集合既包含有效打印机名称也包含无效打印机名称。有效打印机名称是指存在于数据库中、并能通过 pTest 软件返回与其对应的测试脚本的输入名称，而数据库中不存在的都是无效打印机名称。

在本例中，我们在 pTest 的输入域上定义以下4个关系。其中，前三个关系分别对应于3种不同种类的打印机，第四个关系对应输入为无效打印机名称的情况。

$$ci : I \to I$$
$$cl : I \to I$$
$$cm : I \to I$$
$$invP : I \to I$$

以上关系分别定义了一个等价类划分。例如，关系 *cl* 将所有彩色激光打印机划分为一个等价类，而将其他打印机划分为另一个等价类。这样，每个关系分别定义了两个等价类，4个关系共定义了8个等价类。也就是说，虽然每个关系都将 pTest 的输入域划分为两个等价类，但这8个等价类是有重叠的。注意，当 pTest 以图形用户界面方式提供打印机列表供选择时，关系 *invP* 为空。

可以更为简单地定义一个等价关系 *pClass*，根据 *ci*、*cl*、*cm*、*invP* 4个类别将 pTest 的输入域划分为4个等价类。

上面的例子说明，由于有等价类重叠，等价类并不总能构成对输入域的一个划分。在这种重叠情况下的测试设计将在下一节论述。

以上两个例子都描述了如何根据软件需求进行等价类划分。在有些情况下，测试人员能够同时获得软件需求和软件源代码，下面的例子将阐述基于软件需求和软件源代码进行等价类划分的相关内容。

例2.5 设 wordCount 方法以单词 *w* 和文件名 *f* 作为输入，返回单词 *w* 在文件 *f* 所包含的文本中的出现次数；如果文件名为 *f* 的文件不存在，则产生异常。利用前文所描述的等价类划分方法，可以获得如下等价类：

E1：包含所有二元组 (w, f)，其中 w 为字符串，f 为有效文件名。

E2：包含所有二元组 (w, f)，其中 w 为字符串，f 为无效文件名。

现在，假设测试人员能够见到 wordCount 的代码，部分伪代码如下：

程序 P2.1

```
1 begin
2   string w, f;
3   input (w, f);
4   if (¬ exists(f)) {raise exception; return(0)};
5   if (length(w)==0)return(0);
6   if (empty(f)) return(0);
7   return(getCount(w, f));
8 end
```

上面的代码包含3个 if 语句，共形成8条不同的路径。但是，由于每个 if 语句都有可能终止该程序，因此，实际上该程序只有6条可能的路径。定义一个关系 covers，该关系根据6条可能的路径，将 wordCount 的输入域划分为6个等价类，如下表所示：

等价类	w	f
E1	非空串	存在、非空文件
E2	非空串	不存在
E3	非空串	存在、空文件
E4	空串	存在，非空文件
E5	空串	不存在
E6	空串	存在，空文件

通过该程序可以知道，在没有任何代码的情况下等价类的数量是2，而当有部分程序源代码时，等价类的数量是6。当然，在没有获得程序源代码的情况下，有经验的软件测试人员往往也能够划分出6个甚至更多的等价类（参见练习2.6）。

在前面的每个例子中，都将重点集中在如何从输入导出等价关系进而获得等价类上。在某些情况下，也可以从程序输出导出等价类。例如，假设某程序输出一个整数，我们不禁会问"程序会输出0么？""程序输出的最大值是多少，最小值又是多少？"根据这两个问题，可以得到如下基于程序输出的等价类：

E1：输出值 o 为0

E2：输出值 o 为最大值

E3：输出值 o 为最小值

E4：所有其他输出值

得到输出等价类后，可进一步得到与之对应的输入等价类。对于上面给出的 E1 – E4 这4个等价类，可以分别形成与之对应的输入等价类。因此，当通过分析软件输入和软件需求无法获得输入域的等价类时，这种基于输出的分析方法将是行之有效的手段。

2.3.3 变量的等价类

表2-1和表2-2描述了对不同类型变量进行等价类划分的基本原则，假定表中的示例都是从软件需求导出的。在后续章节中，将采用这些原则对包含多个输入变量的软件输入域进行等价类划分。下面，讨论表2-1和表2-2中所列出的各项内容。

取值范围（range）取值范围可以通过显式和隐式两种方式定义。例如，速度 speed 的取

值范围可显式地定义为 [60, 90]，而面积 area 的取值范围则是隐式定义的。对于 speed，测试人员可以确定取值范围之外的输入值，而对于 area，虽然也可确定取值范围之外的输入值，但由于被测软件运行的软硬件系统对数据表示的限制，有可能使得测试人员无法输入这些取值范围之外的值。

表 2-1 取值范围（range）和字符串（string）变量的等价类划分原则

类别	等价类	示例	
		约束	等价类代表[①]
取值范围（range）	一个取值范围内的等价类；两个取值范围外的等价类	speed∈[60,90]	[[50]↓,[75]↑,[92]↓]
		area:float;	[[-1.0]↓,[15.52]↑]
		area≥0	
		age:int;	[[-3]↓,[55]↑,[132]↓]
		0≤age≤120	
		letter:char;	[[0]↑,[3]↓]
字符串（string）	至少分为一个包含所有合法字符串的类和一个包含所有非法字符串的类。合法性主字符串的长度及其他语义特性所决定	lname:string;	[[s]↓,[Sue]↑,[Sue2]↓,[Too Long a name]↓]
		vname:string;	[[s]↓,[shape]↑,[address1]↑,[Long variable]↓]

① 每个等价类后的符号：↓非法输入等价类的代表，↑合法输入等价类的代表。

age 的取值范围也是隐式定义的。例如，在工资管理系统中，age 表示雇员的年龄，因此测试人员可通过 age（年龄）的语义知识明确 age 的取值范围，在这种情况下，age 应当是大于 0 而小于等于 120 的。而对于 letter 的等价类，则应当是建立在假设 letter（字母）是 A～Z 的 26 个字母之一的基础之上。

在某些情况下，需要将软件的输入划分为若干个取值范围。例如，在社会安全保障系统中，针对不同的年龄（age）区间进行不同的处理，设有 4 个取值区间，分别为 [1, 60]，[61, 75]，[76, 90] 和 [91, 120]。在这种情况下，对于每个取值范围，都有该范围内、小于该范围最小值，大于该范围最大值的 3 个等价类。在本例中，我们获得 6 个等价类的代表：0(↓)、57(↑)、73(↑)、84(↑)、95(↑)和 121(↓)。与前文表述一致，↓表示非法输入等价类中的数值，↑表示合法输入等价类中的数值。

字符串（string）表中 lname 表示人名，vname 表示变量名，对于这类字符串的划分将使用其语义信息。我们假设人名为长度不超过 10 的非空字符串，并且只能由字母组成，数字和其他字符都是非法的。因此，空字符串 s 是一个非法等价类的非法取值，Sue2 和 Too Long a name 分别是另外两个非法等价类的非法取值，这 3 个非法取值分别对应于由不同语义约束所确定的 3 个不同的等价类。同样，对于 vname 也有合法和非法的取值，需要注意的是，address1 中包含一个数字，是 vname 的合法取值，Sue2 中也包含一个数字，却是 lname 的非法取值。

表2-2 枚举（enumeration）和数组（array）变量的等价类划分原则

类别	等价类	示例①	
		约束	等价类代表②
枚举（enumeration）	每个取值对应一个等价类	auto_color = red, blue, green up: boolean	{red}↑, {blue}↑, {green}↑ {true}↑, {false}↑
数组（array）	一个包含所有合法数组的等价类，一个空数组等价类，以及一个包含所有大于期望长度数组的等价类	Java array; int [] aName = new int [3]	{[ ]}↓, {[-10,23]}↑, {[-9,0,12,15]}↑

① 参见有不同项的解释。

② 每个等价类后的符号：↓非法输入等价类的代表，↑合法输入等价类的代表。

枚举（enumeration）表2-2的前几行给出了划分枚举型变量的原则。如果软件针对变量的不同取值表现出不同的行为，那么每个取值自身构成一个等价类，布尔变量就是这样的。但是，在某些情况下，也不尽然。例如，假设 auto_color 有3个不同的取值（如表2-2中所示），但只用于打印。在这种情况下，完全可以认为软件针对 auto_color 的不同取值都以同一种方式进行打印，只需选择其中一种取值进行测试即可。但如果认为软件针对 auto_color 的不同取值采取不同方式进行打印时，每个取值将属于不同的等价类。

针对枚举类型，比如对于某些特定的取值范围，有可能无法确定非法测试输入值。例如，布尔型输入变量 up 只接受 true 和 false 这两个合法值，其所有可能的等价类都将只包含合法值。

数组（array）数组是一组具有相同类型的元素的集合，数组长度及其类型都可作为等价类划分的依据。在表2-2所列的例子中，数组包含至少1个、最多3个元素。因此，空数组以及包含4个元素的数组都是非法输入。如果没有其他附加约束信息，则无须对数组中的元素加以限制；若还有其他约束，则需要增加相应的等价类。例如，若数组中元素的取值范围为[-3, 3]，则表2-2中所列的数组取值都是非法，而{2, 0, 3}则是合法输入等价类中的一个代表元素。

复合数据类型（compound data type）有时输入数据具有复合的类型。所谓复合数据类型是指包含两个或两个以上相互独立的属性的输入数据。例如，Java 中的数组，以及 C++ 中的记录或结构，都是复合类型。当对软件的一个组件模块（比如函数或对象）进行测试时，将使用这种输入类型。对这种复合数据类型的输入进行等价类划分时，需要考虑输入数据的每个属性的合法和非法取值。下面的例子将具体描述针对复合数据类型输入变量的等价类划分方法。

例2.6 学生信息管理系统 S，能对某大学的学生信息进行维护和处理，其数据以学生记录的形式存储在数据库中，每个学生对应一条记录。在进行处理以及重写回数据库之前，数据先读到变量当中。新学生的数据是通过鼠标和键盘操作输入进去的。

S 的一个功能组件为 *transcript*，当输入学生记录 R 和整数 N 时，*transcript* 将记录 R 所对应的学生成绩单打印 N 份。假设 R 的结构为：

程序 P2.2

```
1 struct R
2   {
3     string fName; //名
4     string lName; //姓
5     string cTitle [200]; //课程名称
6     char grades [200]; //课程成绩
7   }
```

结构 R 包含4个元素，其中前两个元素是简单类型，后两个数组元素是复合类型。确定 *transcript* 输入域的等价类的一般过程将在下一节详细论述。这里首先明确一点，即在对 *transcript* 的输入域进行等价类划分时，应先对结构 R 的每个元素进行等价类划分。划分按照表2-1、表2-2及相应的划分原则进行，然后将这些等价类加以组合，具体的组合过程将在下一节中进行论述（参见练习2.7）。

不论是一个对象还是一个软件，它们往往都只有多种输入，这样，测试输入将是一个取值集合，每次输入对应集合中的一个取值。生成测试用例时需要对对象或软件的输入域进行划分，而不是简单地对某一个输入变量进行划分。表2-1、表2-2中的划分原则有助于对单个变量的等价类划分。把依据这些划分原则得到的等价类加以组合，就可以形成对软件整个输入域的划分。

2.3.4 一元化分与多元化分

对软件输入域进行等价类划分有很多种方法。这里，将讨论两种最普通的等价类划分方法，并指出其各自的优缺点，后面的章节还将提供这两种方法的应用实例。我们将重点关注具有两个或两个以上输入变量的程序。

输入域划分方法之一是每次只考虑一个输入变量，这样，每个输入变量形成了对输入域的一个划分，我们称这种划分方式为一元等价类划分，简称一元化分。在这种情况下，针对每个变量的输入域存在一种关系 R；程序的输入域就是基于 R 进行划分的；有多少个变量，就形成多少种划分，每个划分包含两个或两个以上的等价类。

另一种输入域划分方法是将所有输入变量的笛卡儿积视为程序的输入域 I，并定义 I 上的关系 R。该方法只产生一个划分，划分包含若干个等价类。我们称这种划分方法为多元等价类划分，简称多元化分。

测试用例的选择通常使用一元化分，因为一元化分较为简便且可量测（scalability）。而多元化分所产生的等价类数量较大，有时非常庞大，人工管理大量等价类是极其困难的事。而且使用多元划分生成的等价类中有很多是没有用的，即从该等价类中选择的测试用例不能满足输入变量之间的约束关系。尽管如此，正如下一节将要介绍的那样，采用多元划分生成的等价类还是提供了更多的测试集。下面的例子说明一元划分和多元化分。

例2.7 假设某软件的输入为整型数据 x 和 y，其取值范围分别为 $3\leq x\leq 7$ 和 $5\leq y\leq 9$。对于一元化分，使用表2-1和表2-2中的原则对 x、y 进行划分，产生了6个等价类：

E1：$x<3$　　E2：$3\leq x\leq 7$　　E3：$x>7$

E4：$y<5$　　E5：$5\leq y\leq 9$　　E6：$y>9$

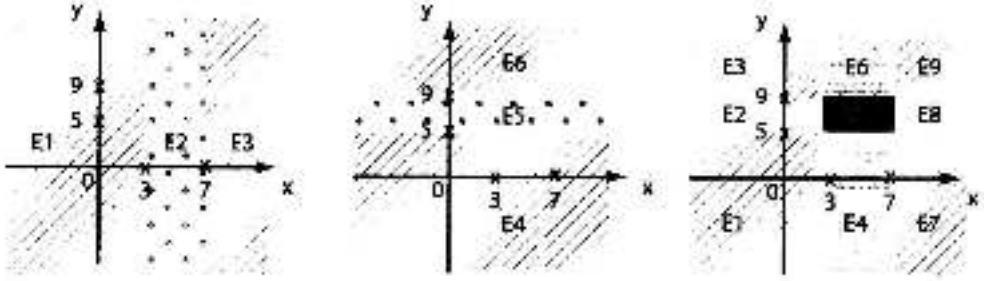
图2-4a、b表示了 x 和 y 各自的输入域划分。分别用 X、Y 表示变量 x、y 各自所有可能取值构成的集合，若将 X 和 Y 的笛卡儿积视为软件的输入域，则可得到下面的9个等价类（如图2-4c所示）：

E1：$x<3$，$y<5$　　E2：$x<3$，$5\leq y<9$　　E3：$x<3$，$y>9$

E4：$3\leq x\leq 7$，$y<5$　　E5：$3\leq x\leq 7$，$5\leq y\leq 9$　　E6：$3\leq x\leq 7$，$y>9$

E7：$x>7$，$y<5$　　E8：$x>7$，$5\leq y\leq 9$　　E9：$x>7$，$y>9$

从测试用例选择的角度看，两个一元化分可得到6个测试用例，每个用例对应于一个等价类；而使用多元化分则可得到9个测试用例。这两个测试用例集，哪个故障检测能力更强，取决于软件的具体类型。



a) 采用一元划分方法产生的x的等价类的图形表示　　b) 采用一元划分方法产生的y的等价类的图形表示　　c) 采用多元划分方法产生的测试输入或等价类的图形表示

图 2-4

采用多元化分方法得到的测试用例，往往比采用一元化方法得到的测试用例更能充分地测试被测软件。但是另一方面，采用多元化分方法产生的等价类数量会随输入变量个数的增加而成指数增长（参见练习2.8、2.9、2.10和2.11）。

2.3.5 等价类划分的完整过程

不论软件规模大小，都可采用基于等价类划分的方法选择测试用例。对于只涉及几个（如3～5个）变量的软件或对象，测试用例的选择可以用手工方式进行。但当软件或对象的规模大到拥有25个甚至更多输入变量时，以手工方式选择测试用例就会非常困难且容易出错。此时，建议使用相应的工具辅助完成测试用例的选择。

下面描述的步骤有助于根据软件需求产生等价类。其中，步骤2、步骤3既可以采用手工方式也可以用自动的方式完成。步骤1，“确定输入域”，一般只能以手工方式完成；除非软件需求是用形式化的需求规约语言（如Z语言）描述的，步骤1才可能以自动的方式完成。

步骤1　确定输入域　认真分析需求并确定所有输入、输出变量，以及变量类型和变量使用条件。环境变量，比如被测软件模块中的类变量，还有Unix、Windows以及其他操作系统的环境变量，都是输入变量。确定各个变量的取值集合，这些集合的笛卡儿积基本上就是被测软件的输入域。由步骤4中的内容可以知道，根据被测软件需求规格说明、设计说明中所规定的各种约束，可以对本步骤得到的输入域进行约简。

步骤2　等价类划分　将每个变量的取值集合划分为互不相交的子集，则每个子集对应一个等价类，所有等价类就构成了对输入域的一个划分。利用单个变量的取值进行输入域划分，是由软件的预期结果所决定的，即将软件以相同方式处理的输入取值分组在一起。这里所说的“相同方式”通常由测试人员决定，前面的例子说明了这种分组情况。

步骤3　组合等价类　这一步有时会被省略，即直接根据那些为单个变量定义的等价类选

择测试用例。但如果这样做的话，可能无法获得高效的测试用例。

使用上一小节描述的多元化分方法，可以将等价类组合起来。例如，假设程序 P 有两个输数类型的输入变量，分别记为 x 和 y；假设 x 的取值集合被划分为两个子集 X_1 和 X_2，y 的取值集合被划分为3个子集 Y_1、Y_2 和 Y_3，则集合 $\{X_1, X_2\}$ 与 $\{Y_1, Y_2, Y_3\}$ 的笛卡儿积就构成了程序 P 的包含6个元素的等价类集合 E，E 中的每个元素由 x 的一个等价类与 y 的一个等价类组合而成。

$$E = \{X_1 \times Y_1,\ X_1 \times Y_2,\ X_1 \times Y_3,\ X_2 \times Y_1,\ X_2 \times Y_2,\ X_2 \times Y_3\}$$

注意，该步骤将产生大量的等价类，数量大得难以管理，因此在实际应用中要尽量避免。2.2节，2.6节和第4章将讨论处理等价类数量爆炸的方法。

步骤4　确定不可测的等价类　有些输入数据组合在实际测试过程中是无法生成的，包含这种数据的等价类就是不可测等价类。产生不可测等价类的原因很多。举例来说，假设通过某软件的GUI对其进行测试，即数据只有通过GUI才能输入。GUI界面中只包含了所有有效的输入，不允许无效的输入。软件需求中也有一些约束，致使某些等价类不可测。

不可测数据指的是无法输入到被测软件中的那些输入数据组合。另外，由于GUI具有过滤无效输入组合的功能，致使某些数据组合也是不可测的。尽管某些等价类是完全不可测的，但是在大多数情况下，等价类中将同时包含不可测数据和可测数据。

在本步骤中，我们将删除 E 中包含不可测数据的等价类，使用约简后的等价类选择测试用例。值得注意的是，利用约简后的等价类选择的测试用例仍然有可能包含不可测数据。

例2.8　根据前文描述的等价类划分过程，对热水器温控软件划分等价类。温控软件的需求如下：

热水器控制系统简称BCS。BCS的温控软件简称CS，它提供若干选项。供操作员使用的控制选项C包括3个控制命令（*cmd*）：温度控制命令（temp）、系统关闭命令（shut）、请求取消命令（cancel）。命令temp要求操作员输入温度调节数值 *tempch*，其范围为 [-10, 10]，以5摄氏度递增，且温度调节数值不能为0。

当操作员选择了控制选项C时，BCS将对 V 进行检查，若 V 为GUI，则操作员通过GUI选择控制命令（*cmd*）之一执行；若 V 为file，则BCS通过一命令文件获取命令执行。

命令文件包含一条控制命令（*cmd*），当控制命令为temp时，则命令文件同时包含温度调节数值 *tempch*。变量 F 表示命令文件名，BCS中另一个特定模块负责 V 和 F 的取值的选取。

温控软件依据temp、shut命令，产生相应的控制信号并将其发送至热水器加热系统。

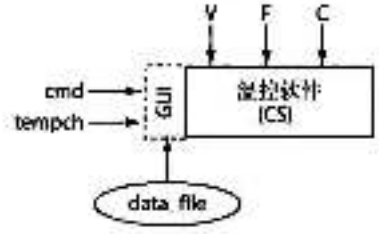


图2-5　温控软件的输入。V 和 F 是环境变量，V 用于确定命令（*cmd*）和温度调节数值（*tempch*）的输入方式，包括GUI方式或命令文件方式。F 指的是命令文件名

假设在仿真环境下对温控软件实施测试，测试人员充当系统操作员并通过GUI实现与CS的交互，GUI使得测试人员只能从需求规定的有限取值集合中进行选取。举例来说，*tempch* 的有效取值为-10、-5、5、10，将这4个值记为 *t_valid*，其余的所有值记为 *t_invalid*。图2-5

是 GUI、被测温控软件以及输入变量的示意图。

确定输入域 生成等价类的第一步是确定输入域，结合前文所述知道，这里确定的输入域很可能是温控软件真正输入域的超集。首先给出需求，确定输入变量、变量类型及其相应取值，如下表所示：

变量	种类	类型	取值
V	环境变量	枚举	{GUI, *file*}
F	环境变量	字符串	文件名
cmd	GUI 或文件方式输入	枚举	{*temp*, *cancel*, *shut*}
tempch	GUI 或文件方式输入	枚举	{−10, −5, 5, 10}

表中的每个变量定义了一个集合，由这 4 个集合的笛卡儿积构成的集合 S 如下：

$$S = V \times F \times cmd \times tempch$$

将 BCS 的输入域记为 I，I 包含 S。下面给出了既属于 I 又属于 S 的元组实例，其中下划线（_）表示无关值：

(GUI, _, *temp*, −5)

(GUI, _, *cancel*, _)

(*file*, *cmd_file*, *shut*, _)

下面的四元组属于 I 但不属于 S：

(*file*, *cmd_file*, *temp*, 0)

等价类划分 各变量所对应的等价类如下表所示。结合前文所述知道，对于枚举型变量，其每个取值都构成一个独立的等价类。

变量	等价类划分
V	{GUI}, {*file*}, {*undefined*}
F	{*f_valid*}, {*f_invalid*}
cmd	{*temp*}, {*cancel*}, {*shut*}, {*c_invalid*}
tempch	{−10}, {−5}, {5}, {10}, {*t_invalid*}

f_valid 表示有效文件名集合，*f_invalid* 表示无效文件名集合；*c_invalid* 表示文件 *F* 中定义的无效命令集合；*t_invalid* 表示文件 *F* 中定义的 *tempch* 取值范围外的数值集合；*undefined* 表示环境变量 *V* 未被定义。注意，*f_valid*, *f_invalid*, *c_invalid*, *t_invalid* 都是由若干具体数值构成的集合。唯独 *undefined* 仅表示 *V* 未被定义。

组合等价类 变量 *V*、*F*、*cmd*、*tempch* 代表的集合分别被划分成 3 个、2 个、4 个、5 个子集，因此这 4 个变量共形成 3×2×4×5 = 120 个等价类。其部分实例如下：

{(GUI, *f_valid*, *temp*, −10)}

{(GUI, *f_valid*, *temp*, *t_invalid*)}

{(*file*, *f_invalid*, *c_invalid*, 5)}

{(*undefined*, *f_valid*, *temp*, *t_invalid*)}

{(*file*, *f_valid*, *temp*, −10)}

{(*file*, *f_valid*, *temp*, −5)}

注意，上面列出的每个元都能代表温控软件的无限多组输入。例如，对于

{(GUI, *f_valid*, *temp*, −10)}

其中 *f_valid* 可以取任意有效的文件名，进而形成一个无限集合。随后我们将看到，等价类中的每个值都可作为温控软件潜在的测试输入。

删除不可测等价类：注意，只有当操作员选择 *temp* 命令（即 *cmd* 为 *temp*）时，才能实现对热水器的温度调节，因此符合下面模板的等价类都是不可测的：

$$|(V, F, |cancel| \cup |shut| \cup |t\_invalid|, |-10| \cup |-5| \cup |5| \cup |10| \cup t\_invalid)|$$

由于 *cmd* 和 *tempch* 之间存在这种"父-子"的关系，将有 3 × 2 × 3 × 5 = 90 个等价类成为不可测的。

接下来又知道，在 GUI 方式下，将无法输入非法温度调节值。这样，又有 2 个不可测的等价类产生了，如下所示：

$$|(\text{GUI}, f\_valid, temp, t\_invalid)|$$
$$|(\text{GUI}, f\_invalid, temp, t\_invalid)|$$

同样地，我们发现，当 *V* = *file* 且 *F* 是一个无效文件名时，则无需获取 *cmd* 和 *tempch* 的具体取值，此时，将有 5 个不可测的等价类产生，由如下模板表示：

$$|(file, f\_invalid, temp, |-10| \cup |-5| \cup |5| \cup |10| \cup t\_invalid)|$$

依此思路，还可以知道当 *V* 为 *undefined* 时，也不需要进一步获取 *cmd* 和 *tempch* 的具体取值，这样，将又产生 5 个不可测的等价类，相应的模板如下：

$$|(undefined, \_, temp, |-10| \cup |-5| \cup |5| \cup |10| \cup t\_invalid)|$$

其中，当 *V* 为 *undefined* 时，字符串 *F* 既可以是有效文件名也可以是无效文件名。

讨论至此，已经获得了共 90 + 2 + 5 + 5 = 102 个不可测的等价类，只剩下 18 个等价类是可测的。当然，这些不可测等价类的产生，是建立在这样一个假设之上的：在测试温控软件的过程中，某些输入组合是不可能实现的。如果这个假设不成立，那么所有 120 个等价类都可能是可测的。

这 18 个可测等价类可由下面 7 个模板表示，其中符号"_"表示在测试过程中需要输入但并不起任何实际作用的数据，"NA"表示由于软件 GUI 的限制，而无法实际输入的数据。

$\|(\text{GUI}, f\_valid, temp, t\_valid)\|$	4 个等价类
$\|(\text{GUI}, f\_invalid, temp, t\_valid)\|$	4 个等价类
$\|(\text{GUI}, \_, cancel, \text{NA})\|$	2 个等价类
$\|(file, f\_valid, temp, t\_valid \cup t\_invalid)\|$	5 个等价类
$\|(file, f\_valid, shut, \text{NA})\|$	1 个等价类
$\|(file, f\_invalid, \text{NA}, \text{NA})\|$	1 个等价类
$\|(undefined, \text{NA}, \text{NA}, \text{NA})\|$	1 个等价类

其中，有些输入元组包含无关值，例如，当 *V* = GUI 时，则不论 *F* 如何取值都不会对温控软件的行为产生影响。尽管如此，测试人员仍需谨慎对待这些无关值，下面的章节将讨论这一点。

2.3.6 基于等价类的测试用例设计

当获得划分输入域的等价类集合后，就可以直接设计测试用例了。但是，由于不可测输入和无关值数据的存在，增大了测试用例设计的难度。在最为普通的情况下，测试人员只是简单地从每个等价类中选取一个测试用例作为代表。例如，对于例 2.4 中的 *pCat* 关系，选择 4 个测试用例，每个用例分别属于不同的等价类。每个用例就是一个代表打印机品牌和型号的字符串，且分别属于 3 个有效等价类和 1 个无效等价类。下面给出从软件 *pTest* 的输入域中选取出

的4个测试用例集合的实例：

```
T = {HP cp1700,
     Canon Laser Shot LBP 3200,
     Epson Stylus Photo RX600,
     My Printer }
```

在使用测试用例集 T 对 *pTest* 进行测试时，假设：如果对于 T 中的所有打印机，*pTest* 都能正确选择到一个打印机测试脚本，那么，*pTest* 对数据库中的所有打印机都能正确选出相应的测试脚本。同样，对于例2.5中的6个等价类，生成测试用例集合 T，T 包含6个形如 (w, f) 的测试用例，其中 w 表示输入单词，f 表示文件名，具体如下：

```
T = {(Love, my-dict),
     (Hello, does-not-exist),
     (Bye, empty-file),
     (ε, my-dict),
     (ε, does-not-exist),
     (ε, empty-file) }
```

在上面的测试用例中，ε 表示空或 null 字符串，是指输入的单词为一个空串。*my-dict*、*does-not-exist*、*empty-file* 分别表示有效文件名（文件有内容）、无效文件名、有效空文件（文件无内容）。

对于例2.8中的热水器温控软件，由于存在不可测数据和无关值，使得测试用例的设计更为棘手，下面的例子说明如何选择热水器温控软件的测试用例。

例2.9 回想前面的内容，最初将热水器温控软件的输入域划分为120个等价类。一个简单的方法，就是直接从每个等价类中选择一个测试用例作为代表。但是，由于其中包括不可测等价类，这样将出现大量在实际测试中无法使用的测试用例，这就需要从只包含可测等价类的集合中去设计测试用例。表2-3列出了例2.8中所描述的18个等价类，以及由这18个等价类生成的测试用例，等价类分别使用 E1，E2，…，E18 标记。

在设计表2-3中的测试用例时，为温控软件中的无关值变量选择了任意取值。例如在 E9 中，F 是无关值变量，为了形成完整的测试数据，赋予 F 一个任意的有效文件名；同样，可以将 *tempch* 的取值随意置为10。

表2-3 用于热水器温控软件的测试用例

ID	等价类[①] (*V*, *F*, *cmd*, *tempch*)	测试用例[②] (*V*, *F*, *cmd*, *tempch*)
E1	{GUI, *f_valid*, temp, t_valid}	(GUI, a_file, temp, -10)
E2	{GUI, *f_valid*, temp, t_valid}	(GUI, a_file, temp, -5)
E3	{GUI, *f_valid*, temp, t_valid}	(GUI, a_file, temp, 5)
E4	{GUI, *f_valid*, temp, t_valid}	(GUI, a_file, temp, 10)
E5	{GUI, *f_invalid*, temp, t_valid}	(GUI, no_file, temp, -10)
E6	{GUI, *f_invalid*, temp, t_valid}	(GUI, no_file, temp, -5)
E7	{GUI, *f_invalid*, temp, t_valid}	(GUI, no_file, temp, 5)
E8	{GUI, *f_invalid*, temp, t_valid}	(GUI, no_file, temp, 10)
E9	{GUI, __, cancel, NA}	(GUI, a_file, cancel, -5)
E10	{GUI, __, cancel, NA}	(GUI, no_file, cancel, -5)

（续）

ID	等价类[①] ⟨V, F, cmd, tempch⟩	测试用例[②] (V, F, cmd, tempch)
Et1	⟨file, f_valid, temp, c_valid⟩	(file, a_file, temp, −10)
Et2	⟨file, f_valid, temp, c_valid⟩	(file, a_file, temp, −5)
Et3	⟨file, f_valid, temp, c_valid⟩	(file, a_file, temp, 5)
Et4	⟨file, f_valid, temp, c_valid⟩	(file, a_file, temp, 10)
Et5	⟨file, f_valid, temp, c_invalid⟩	(file, a_file, temp, −25)
Et6	⟨file, f_valid, temp, NA⟩	(file, a_file, shut, 10)
Et7	⟨file, f_invalid, NA, NA⟩	(file, no_file, shut, 10)
Et8	⟨undefined, _, NA, NA⟩	(undefined, no_file, shut, 10)

① _：无关值；NA：不允许的输入。

② a_file：有效文件名；no_file：无效文件名。

在处理等价类中的无关值时必须非常谨慎，依据软件需求可以确定某个变量是否为无关值。但是，一个未正确实现的软件可能实际使用了无关值变量的值；事实上，即使一个正确实现的软件，也有可能使用了无关值变量的值。之所以产生后一种情况，原因可能在于不正确或不清晰的需求。

在生成输入域等价类的步骤3中，建议采用所有输入变量的等价类的笛卡儿积，这样将产生大量的等价类。为了避免组合爆炸，方法之一就是使用一个很小的测试用例集合覆盖每个变量的所有等价类。比如，假设变量 V 的某个等价类为 E，如果测试输入包含了 E，则称该测试输入覆盖了等价类 E。因此，一个测试输入可以覆盖多个等价类，而每个等价类只属于一个输入变量。下面的例子说明该方法在热水器温控软件测试中的应用。

例2.10 在例2.8中为变量 V、F、*cmd*、*tempch* 分别生成了3个、2个、4个、5个等价类，总共只有14个等价类；相比之下，采用各等价类的笛卡儿积产生了120个等价类。注意，对于 *tempch*，有5个等价类而不是2个，因为 *tempch* 是枚举型变量。下面的测试集 T 包含5个测试用例，覆盖了所有的14个等价类。

```
T={(GUI, a_file, temp, −10), (GUI, no_file, temp, −5),
   (file, a_file, temp, 5), (file, a_file, cancel, 10),
   (undefined, a_file, shut, −10)
  }
```

可以验证，上面列出的测试用例覆盖了每个变量的所有等价类。这样的测试集规模很小，但却有很多缺陷。虽然该测试集覆盖了所有的单个等价类，但并没有考虑不同变量间的语义关系。例如，测试集中的最后一个测试用例，当环境变量 V 的取值 *undefined* 被正确处理时，就无法对 *shut* 命令进行验证。

例2.10中的测试集 T 还有很多不足。这个例子表明，测试人员在设计覆盖变量等价类的测试用例时，需要仔细考虑变量间的关系。事实上，很容易证明，表2.3中测试集的一个真子集就能覆盖所有变量的等价类，同时还能满足各变量间的关系（参见练习2.13）。

2.3.7 GUI设计与等价类

被测软件的整体设计对测试用例的选择有很大影响。在GUI出现之前，绝大多数软件是通过键盘以文本方式输入数据的；在更早的时候，则是使用穿孔卡片完成数据输入的。今天的大多数软件系统，无论是新开发的还是改版升级的，都拥有丰富的GUI，使用户与其交互较之

以前更方便、安全。因此，在设计测试用例时，需要考虑前端应用系统的 GUI 对输入数据的限制。

当对一个完全通过键盘获取输入的软件进行等价类划分时，需要考虑所有可能出现的错误输入数据。举例来说，假设软件 A 的需求对其输入变量 x 的约束为：x 仅为区间 [0，4] 中的整数值。有时，用户以为软件具备对错误输入的检测和处理能力，从而在不经意的情况下向 x 输入超出 [0，4] 范围的非法值，而实际上软件不具备这种能力，于是这样做的结果是导致软件失效。因此，在利用等价类划分进行测试用例选择时，至少需要对 x 的 3 个值进行测试，一个为正常范围内的值，另两个分别为区间两边外的值，即需要 x 的 3 个等价类。图 2-6a 说明了这种情况，图中输入域的“非法值”部分就是 x 在区间 [0，4] 两边外的值。

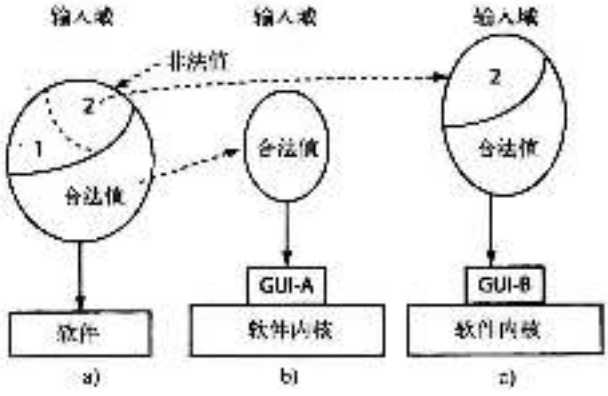


图 2-6 精心的 GUI 设计能实现对输入域的限制。在对软件输入域进行等价类划分时，需要充分考虑 GUI 在软件输入过程中所起的作用。如图中 b）和 c）所示，其中，GUI-A 能够阻止所有的变量接受非法输入；GUI-B 允许部分变量接受非法输入

假设软件 A 的所有数据输入都由前端 GUI 完成，同时还假设该 GUI 精确地向用户提供了 x 的 5 个正确取值选项。在此情况下，利用 x 的非法值对 A 进行测试是无法进行的，因为 A 只可能接收到 x 的正确取值，图 2-6b 说明了这种情形。

当然，测试人员可以将软件的 GUI 与软件内核分离出来，然后分别利用 x 的合法值和非法值对内核部分进行测试。但是，这种通过输入 x 的非法值而发现软件错误的意义并不大，因为正如开发人员所主张的那样，在实际中 GUI 会避免软件内核接收到这些非法输入。因此，在这种情况下，不需要定义包含输入变量非法值的等价类。

在有些情况下，GUI 要求用户在文本框中输入变量的值。此时，一定要使用变量的一个或多个非法值对软件进行测试。例如，在测试软件 A 时，建议测试人员至少对 x 的 3 个值进行测试，一个为正常范围内的值，另两个分别为区间 [0，4] 两边外的值。如果软件 A 针对 [0，4] 中的不同整数输入值运行结果不一样，则需要分别对 [0，4] 中的各个整数输入值进行测试，同时还要至少在区间 [0，4] 两边外各取一个值进行测试。当然，当软件 A 的 GUI 能够阻止用户输入非法值时，则在测试用例中没有必要包含变量的非法输入值。图 2-6c 说明了这种情况，非法值子集 1 不需要作为测试用例，而非法值子集 2 必须作为测试用例执行。

以上讨论形成这样的结论：设计测试用例时必须考虑 GUI 的具体实现。在有些情况下，测试设计受 GUI 设计所左右。例如，GUI 的设计过程可能要求 GUI 尽可能地只提供输入变量的合法值。当然，需要单独针对这些需求对 GUI 进行测试。前面介绍的热水器温控软件的例子

说明，如果GUI阻止了非法输入进入被测软件，测试用例的数量将被大地降低。

需要指出的是，热水器温控软件测试用例的生成过程是独立在GUI被正确实现并能阻止非法输入基础之上的。

2.4 边界值分析

经验告诉我们，程序员通常会在处理等价类边界或边界附近的取值时出错。例如，对于方法 M：当输入 x 满足条件 $x\leqslant 0$ 时，M 执行函数 f_1，否则执行函数 f_2。假设 M 被错误地实现为：当 $x<0$ 时执行函数 f_1，反之执行函数 f_2，显而易见，当使用 $x=0$ 对 M 进行测试时，就能发现该缺陷；但当采用根据等价类生成的测试用例 $\{-4, 7\}$ 时，则不会发现该缺陷。在这个例子中，$x=0$ 就是等价类 $x\leqslant 0$ 和 $x>0$ 的边界值。

边界值分析是一种有效的测试用例选择方法，可以发现位于等价类边界处的软件缺陷。等价类划分方法从等价类中选取测试用例，而边界值分析法从等价类边界或边界附近选取测试用例。当然，用这两种方法生成的测试用例可能有重叠。

通常在设计测试用例时，同时采用边界值分析和等价类划分两种方法。除了使用等价类确定边界外，还可以利用输入变量之间关系确定边界。一旦输入域确定下来，使用边界值分析生成测试用例的主要步骤如下：

步骤1 使用一元划分方法划分输入域。此时，有多少个输入变量就形成多少种划分。若采用多元化分方法，就只能形成输入域的一种划分。

步骤2 为每种划分确定边界。也可利用输入变量之间的特定关系确定边界。

步骤3 设计测试用例，确保每个边界值至少出现在一个测试输入数据中。

下面的例子说明由边界值分析方法生成测试用例的具体过程。

例2.11 本例将具体说明边界的概念，以及如何在边界上和边界附近选取测试用例。考虑函数 *findPrice*，简记为 *fP*，它有两个整型输入变量，分别为 *code* 和 *qty*，*code* 表示商品编码，*qty* 表示采购数量。*fP* 访问数据库，查询并显示 *code* 编码所对应的产品的单价、描述信息以及总的采购价格。当 *code* 和 *qty* 中任意一个为非法输入时，*fP* 显示一条错误提示信息并返回。现在为 *fP* 设计测试用例。

首先，为两个输入变量创建等价类。假设编码 *code* 的有效输入区间为 [99, 999]，采购数量 *qty* 的有效输入区间为 [1, 100]，得到如下等价类：

code 的等价类	E1：	小于99的取值
	E2：	有效区间取值
	E3：	大于999的取值
qty 的等价类	E4：	小于1的取值
	E5：	有效区间取值
	E6：	大于100的取值

图2-7说明了变量 *code* 和 *qty* 的等价类以及它们各自的边界。注意，*code* 和 *qty* 分别有两个边界。图中对每个变量都标记了6个点，两个边界值标记为“×”，其余四个边界附近值标记为“*”。

基于边界值分析技术选择测试用例时，要求测试用例要包含各个变量所有的边界值以及边界附近值。通常满足这种要求的测试集有很多。考虑下面的测试集：

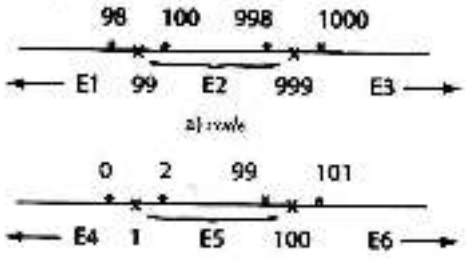


图 2-7 例 2.11 中变量的等价类与边界。图中分别给出了边界值和边界附近值，并分别以"×"、"*"标记

$$
\begin{aligned}
T = \{ & t_1 = (code = 98, qty = 0), \\
& t_2 = (code = 99, qty = 1), \\
& t_3 = (code = 100, qty = 2), \\
& t_4 = (code = 998, qty = 99), \\
& t_5 = (code = 999, qty = 100), \\
& t_6 = (code = 1000, qty = 101) \}
\end{aligned}
$$

上面的测试集包含了各变量的 6 种取值，*code* 和 *qty* 的非法值包含在同一个测试用例中。例如，t_1 和 t_6 同时包含了 *code* 和 *qty* 的非法值，执行这两个测试用例时，*fP* 将显示错误提示信息。测试用例 t_2、t_3、t_4、t_5 包含的是合法值。

虽然 *T* 是包含 *code* 和 *qty* 的所有边界值与边界附近值的最小测试集，但就缺陷检测能力来说，它并不是最好的。例如，考虑下面给出的函数 *fP* 的缺陷代码：

```
1   public void fP(int code, qty)
2   {
3     if (code<99 && code>999)
4      {display_error("Invalid code"); return;}
5     // 缺少对 qty 的有效性检查
6     // 下面开始处理 code 和 qty
      ⋮
7
8   }
```

当对包含上面代码段的 *fP* 执行测试用例 t_1、t_6 时，*fP* 将显示错误提示信息，即正确地发现输入给 *code* 的是非法值。但是，这两个测试用例都未发现程序中缺少对 *qty* 输入有效性的检查，其他测试用例也不能发现这个缺陷。通过对各输入变量的合法值和非法值分别进行测试，能增加发现这种代码缺失错误的可能性。

同样，也有可能是缺少对 *code* 输入有效性的检查，而对 *qty* 输入有效性的检查存在且正确。针对这两种可能性，使用下面 4 个测试用例代替 t_1、t_6。这 4 个测试用例也是通过边界值分析得到的：

$$
\begin{aligned}
t_7 &= (code = 98,\ qty = 45) \\
t_8 &= (code = 1000,\ qty = 45) \\
t_9 &= (code = 250,\ qty = 0) \\
t_{10} &= (code = 250,\ qty = 101)
\end{aligned}
$$

至此，由边界值分析所得到的 *fP* 的测试用例集包括 t_2，t_3，t_4，t_5，t_7，t_8，t_9，t_{10}。有理

由认为，那些同时包含两个输入变量边界值的测试用例有可能失效，因此，必须替换测试用例 t_2、t_6，以防止 code 和 qty 的边界值出现在同一个测试用例当中（参见练习 2.17）。

例 2.12 考虑方法 *textSearch*，其功能为在文本文件 *txt* 中查询非空字符串 *s*。在文件 *txt* 中，字符位置从 0 开始，0 代表 *txt* 中的第一个字符，1 代表第二个字符，以此类推。*txt* 和 *s* 均作为 *textSearch* 的输入参数。方法 *textSearch* 返回一个整数值 *x*：如果 $x \geq 0$，则指针 *p* 指向字符串 *s* 在文件 *txt* 中的起始位置；如果 $x < 0$，则表示在文件 *txt* 中没有查询到字符串 *s*。

采用边界值分析方法，首先对各输入变量构建等价类。在本例中，两个输入变量都是字符串，且对字符串的长度和内容没有限制。依据表 2-1、表 2-2 中的指导原则，得到 *s* 和 *txt* 的 4 个等价类如下：

s 的等价类　　E1：空串，E2：非空串。

txt 的等价类　　E3：空串，E4：非空串。

对于字符串变量，可以依据其长度和语义信息定义相应的边界。在本例中，*s* 和 *txt* 的长度的最小值为 0，由此，可以分别得到二者的下边界值，但无法确定二者的上边界值，因此，只能获得这两个变量的一个边界。可以看出，E1、E3 包含的正是这个边界。这样，基于输入变量等价类划分方法得到的测试用例，与基于边界值分析方法得到的测试用例是相同的。

现在对 *textSearch* 的输出空间进行等价类划分。我们得到 *x* 的两个等价类如下：

x 的等价类　　E5：$x < 0$，E6：$x \geq 0$。

要想获得属于 E5 的输出结果，则 *txt* 中一定不存在输入串 *s*。同样，要获得属于 E6 的输出结果，则 *txt* 中一定包含输入串 *s*。E5 和 E6 都是开放的区间，基于 E5、E6，我们只能得到一个边界 $x = 0$。使 *textSearch* 正确输出 $x = 0$ 的测试输入，必须满足以下两个条件：

(i) *s* 存在于 *txt* 中；

(ii) *s* 位于 *txt* 的起始位置。基于这两个限制条件，利用边界值分析将生成下面两个测试输入：

```
  s = "Laughter"
txt = "Laughter is good for the heart."
```

基于这 6 个等价类和 2 个边界值，得到 *textSearch* 的包含 4 个测试输入的测试集 *T*：

```
T = {t1:(s = "",
        txt = "Laughter is good for the heart."),
     t2:(s = "Laughter", txt = ""),
     t3:(s = "good for",
        txt = "Laughter is good for the heart."),
     t4:(s = "Laughter",
        txt = "Laughter is good for the heart.")}
```

可以很容易地验证，t_1 和 t_3 覆盖了等价类 E1，E2，E3，E4 和 E5，t_4 覆盖了 E6。注意，这 6 个等价类并未要求我们一定要产生 t_3。但是，基于输出等价类 E5、E6 的边界值分析，要求设计一个 *s* 位于 *txt* 起始位置的测试用例。因此，根据边界值分析的要求，t_4 是必须要的。

受 t_4 启发，增加另一个 *s* 位于 *txt* 结尾处的测试用例 t_5：

```
t5:(s = "heart.",
    txt = "Laughter is good for the heart.")
```

其实，上面的 6 个等价类以及它们的边界，没有哪一个直接要求产生测试用例 t_5 的。尽管如此，测试用例 t_4 和 t_5 可以验证当 *s* 位于 *txt* 的前后边界处时 *textSearch* 能否正确运行。

在使用 *s* 和 *txt* 确定了边界处的测试用例后，现在来讨论那些位于边界附近的测试输入。下面列出了 4 种这样的情况：

- s 起始于 txt 第二个字符。期望输出为：$p=1$。
- s 结束于 txt 倒数最后二个字符。期望输出为：$p=k$，k 为 s 在 txt 中的起始位置。
- s 的第二个字符位于 txt 的起始位置。期望输出为：$p=-1$。
- s 的倒数第二个字符位于 txt 的结束位置。期望输出为：$p=-1$。

增加下面的测试用例后，就能满足上面所列的 4 种情况：

```
t6:(s = "aughter",
  txt = "Laughter is good for the heart.")
t7:(s = "heart",
  txt = "Laughter is good for the heart.")
t8:(s = "gLaughter",
  txt = "Laughter is good for the heart.")
t9:(s = " heart.d",
  txt = "Laughter is good for the heart.")
```

至此，我们获得了 9 个测试用例，其中有 6 个是由边界值分析产生的。边界值、边界附近值如图 2-8 所示，边界值由标记①、②表示，边界附近值由③、④、⑤、⑥表示。

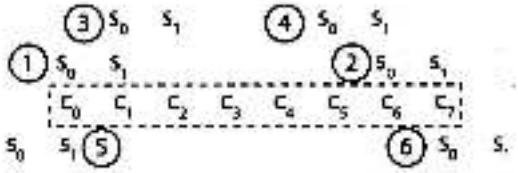


图 2-8 c_0 至 c_7 是 txt 中最左边从位置 0 开始的 8 个字符；s_0s_1 是输入的字符串 s。图中的标记①、②表示 s 位于 txt 两个边界点时的位置，而标记③、④、⑤、⑥分别表示 s 位于 txt 的 4 个边界附近点时的位置

接下来，测试人员需要做的是将 s、txt 的等价类组合起来，从而产生另外的测试用例。这样，将 *textSearch* 的输入域划分为 4 个等价类，如下所示：

$$E1\times E3,\ E1\times E4,\ E2\times E3,\ E2\times E4$$

测试用例 t_1，t_2，t_3 覆盖了除 E1 × E3 之外的 3 个等价类。为了覆盖 E1 × E3，需要下面的测试用例：

```
t10:(s = c, txt = c)
```

显然，对各输入变量的等价类进行组合后，增加了新的测试用例。当然，测试人员仅从 E1 或 E3 也能产生测试用例 t_{10}。但是，要实现对 E1 × E3 的覆盖，要求有测试用例 t_{10}，而对单个 E1 或 E3 的覆盖则可不需要 t_{10}。还要注意一点，当我们在设计一个能覆盖各输入变量的组合等价类的测试用例时，并不一定要求要有测试用例 t_{10}。

从下面的例子可以得出如下结论：

- 确定输入域的边界时需要仔细考虑各输入变量之间的关系，进而获得那些在输入、输出变量的等价类中并不明显的边界。
- 使用单个变量等价类的笛卡儿积所构成的输入域划分，将获得更多的测试用例。

2.5 类别划分法

类别划分法是一种从软件需求生成测试用例的系统化的方法。该方法同时包含手工和自动完成的步骤。这里，将逐一描述使用该方法时的各个步骤，并同步演示一个简单的应用实例。

类别划分法的主要步骤

类别划分法共包括8个步骤，如图2-9所示。类别划分法的本质就是测试人员把软件需求转换为相应的测试规范，其中，测试规范由对应于软件输入变量和环境对象的各种类别构成。

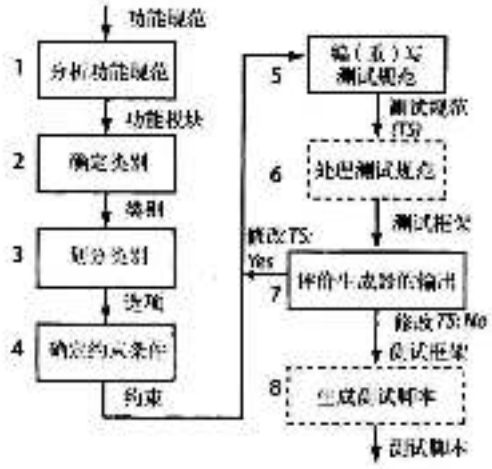


图2-9 用类别划分法进行测试的主要步骤。实线矩形框表示的是需由人工完成的任务，难以自动化；虚线矩形框表示的是可以自动完成的任务

每个类别被划分为若干个对应于软件输入变量、环境对象状态的一个或多个取值的选项(choice)。测试规范中同时也包含了各选项之间的约束关系，以便确保生成合理、有效的测试集。将编写好的测试规范输入测试框架生成器，就能获得相应的测试框架，根据测试框架可生成相应的测试脚本。测试框架就是一个由选项组成的集合，其中一个选项对应一个类别。测试框架也可看作是一个或多个测试用例的模板，将这些测试用例组合起来就形成一个或多个测试脚本。

为了详细阐述图2-9中所列的主要步骤，使用例2.11中的函数*findPrice*作为同步说明的实例。为了更有效地介绍类别划分法，将函数*findPrice*的原有功能规范扩展如下：

函数：*findPrice*

语法：*fP*(*code*, *quantity*, *weight*)

功能：*findPrice*有3个输入变量：*code*, *qty*, *weight*。*code*是由8个数字组成的商品编码，*qty*为采购商品的数量，*weight*为采购商品的重量。

函数*fP*访问数据库，查询并显示*code*编码所对应的产品的单价、描述信息以及总的采购价格。当*code*, *qty*, *weight*中任意一个为非法输入时，*fP*显示一条错误提示信息并返回。正如下表所指出的那样，*code*的最左边数字决定了*qty*和*weight*将被如何使用。*code*是表示商品类型的8位数字串，下表给出了*fP*中*code*最左边数字的解释。

最左边数字	解　　释
0	一般百货商品，如面包、杂志、肥皂等
2	重量相关商品，如肉、水果、蔬菜等
3	健康相关商品，如止痛药、急救绷带、止血棉等
5	优惠，折扣：左边第2位数字表示"元"，左边第3、第4位数字表示"分"
1, 6–9	未使用

参数 *qty* 和 *weight* 的使用依赖于 *code* 的最左边数字。当 *code* 的最左边数字为 0 或 3 时，*qty* 是表示采购商品数量的整数，此时 *weight* 无效。当 *code* 的最左边数字为 2 时，*weight* 为采购商品的重量，此时 *qty* 无效。当 *code* 的最左边数字为 5 时，*qty* 表示采购商品价格的折扣，此时 *weight* 也无效，*code* 的左边第 2 位数字表示“元”，第 3、4 位数字表示“分”。我们假设，忽略了 *code* 的最左数字为 1 或为 6 – 9 的情况。

步骤 1　分析功能规范

在该步骤中，测试人员要确定所有能够独立测试的功能模块。对于大的软件系统而言，功能模块可能对应于可独立测试的各个子系统，而子系统又可以进一步分为可独立测试的子模块。根据具体的测试对象来决定这种分解过程的终止时机。

例 2.13　在这个例子里，我们假设 *fP* 是某软件可独立测试的子模块。下面，将为 *fP* 生成测试用例。

步骤 2　确定类别

对各被测模块的功能规范进行分析，确定相应的输入，同时，还要确定环境中的对象（如文件）。

接着，确定各个参数和环境对象的特征。所谓特征就是一个类别，其中有些特征是明确定义的，而另外一些隐式特征需要通过对功能规范的仔细分析才能得到。

例 2.14　我们知道 *fP* 有 3 个输入参数，分别为 *code*、*qty*、*weight*。功能规范明确定义了这些输入参数的特征，如类型及相应的解释说明。注意，*qty* 和 *weight* 的取值与 *code* 的取值相关。虽然功能规范明确定义了各参数的类型，但并没有明确指出 *qty*、*weight* 的取值范围。

fP 所访问的数据库是一个环境对象。虽然功能规范中没有给出关于该对象的任何信息，但为了充分测试 *fP*，我们应当考虑数据项在数据库中和不在数据库中这两种情况。这样，针对 *fP*，得到的类别如下：

code	length（长度）、leftmost digit（最左边数字）、remaining digits（其余数字串）
qty	integer quantity（整数值）
weight	float quantity（浮点数值）
database	contents（内容）

注意，对于 *qty*、*weight*、*database* 都只确定了一个类别，在下一步骤中将主要讨论类别的划分。

步骤 3　类别划分

测试人员要根据每个类别中各个不同的情况，对功能模块进行测试。一种情况就是一个选项，每个类别将包含一个或多个情况。每个类别都至少可以被划分成两个子集，一个包含所有正确的取值，另一个包含所有错误的取值。

对于部署在网络环境中的软件，需要考虑各种网络失效的情况，还要仔细考虑其他各种情况，如数据库失效等。同时，测试人员需要充分考虑被测软件在实际使用过程中所有可能遇到的有效和无效的情况。

例 2.15　针对 *fP* 的不同输入变量、环境对象、类别、划分如下：

输入变量

code：
- length
  - valid　　（8 个数字）
  - invalid　　（少于或多于 8 个数字）

```
    leftmost digit
      0
      2
      3
      5
      其他
    remaining digits
      valid string
      invalid string          (如 0X59987Y)
  qty:
    integer quantity
      valid quantity
      invalid quantity        (如 0)
  weight:
    float quantity
      valid weight
      invalid weight          (如 0)
```

环境对象

```
  database:
    contents
      item exists             (数据项存在)
      item does not exist     (数据项不存在)
```

注意，如果 *IP* 部署在网络环境中，还需要考虑其他可能的一些情况，将此任务留给练习 2.18。

步骤 4　确定约束条件

对某功能模块的测试，包括对该模块各参数、环境对象所有选项的组合的测试。由于输入参数间必须满足某些约束关系，因此有一部分的选项组合是无法实现的。无论如何，在本步骤中将确定各选项间的约束关系。在步骤 6 中，测试用例生成器将依据这些约束关系只生成有效的测试框架。

约束关系可表示成属性列表或选择表达式。

属性列表的形式如下：

[property　P1, P2, ...]

其中 *property* 是关键字，P1，P2 等表示各属性的名称，可为每个选项分配一个属性。

选择表达式是属性列表中那些已定义属性的连接，其形式如下：

[if P1]

[if P1 and P2 and ...]

属性列表和选择表达式一般放在各选项的后面。当某选项后面的属性列表为 [error] 时，表示该选项是一个错误状态；如果属性列表为 [single]，则告知测试人员在步骤 6 中生成测试框架时，该选项不能与其他参数或环境对象的选项进行组合。

例 2.16　下面为例 2.15 中的部分选项分配了属性列表和选择表达式。其中注释行以 # 开头。

```
# Leftmost digit of code(code 的最左边数字)
    0                  [property 一般百货商品]
    2                  [property 重量相关商品]
# Remaining digits of code(code 的其余数字串)
    valid string       [single]
# Valid value of qty(qty 的合法值)
    valid quantity     [g 一般百货商品]
# Incorrect value of qty(qty 的非法值)
    invalid quantity   [error]
```

步骤5 编（重）写测试规范

为每个选项分配了属性列表和选择表达式后，测试人员就可以编写完整的测试规范了。测试规范的编写需要采用具有严格语法的测试规范语言（Test Specification Language，TSL）。

在步骤7中，测试人员对步骤6生成的测试框架进行评价。如果对测试框架不满意或发现存在冗余框架时，则可以多次重复执行步骤5。所谓冗余框架，就是由那些不切实际或在实际使用中不可能发生的选项组合而成的框架。在这种情况下，测试人员将重写测试规范，并再一次执行步骤6，重新生成测试框架。

例2.17 *fP* 的一个完整测试规范如下所示。其中，不包含对优惠折扣类别的处理（参见练习2.19）。我们采用的TSL语法与Ostrand和Balcer提出的TSL语法有些细微差别（参见参考文献注释）。

输入变量

```
code:
  length
    valid
    invalid                [error]
  leftmost digit
    0                      [property 一般百货商品]
    2                      [property 重量相关商品]
    3                      [property 健康相关商品]
    5                      [property 优惠商品]
  remaining digits
    valid string           [single]
    invalid string         [error]
qty:
  integer quantity
    valid quantity         [1 个一般百货商品]
    invalid quantity       [error]
weight:
  float quantity
    valid weight           [1 个一般百货商品]
    invalid weight         [error]
```

环境对象

```
database:
  error cases
    item exists
    item does not exist          [error]
```

步骤6 处理测试规范

步骤5中编写的TSL规范将由一个自动测试框架生成器进行处理，生成若干个测试框架。测试人员对测试框架进行分析，找出框架中那些以相同方式测试被测软件的冗余内容。在这种情况下，测试人员可以重写测试规范或直接删除出这些冗余内容。

例2.18 根据例2.17中的测试规范生成的测试框架实例如下：

```
Test case 2: (Key = 1, 2, 1, 0, 1, 1)
    length:              valid
    leftmost digit:      2
    remaining digits:    valid string
    qty:                 ignored
    weight:              2.19
    database:            item exists
```

测试用例的序号是用来标识测试用例的。测试框架中的Key指出了所使用的选项，0表示不选取对应的选项。因leftmost digit取2，对应的是重量相关商品，其价格是由重量而非数量决定的，因此将忽略qty的取值（注意这里所使用的术语有别于最初TSL中的术语）。

测试框架并不是测试用例。从测试框架能很容易地生成包含特定输入值和期望输出的测试用例。值得注意的是，测试框架还包含环境对象的相关信息，这将有利于在测试执行前对测试运行环境进行适当的配置。

测试框架是由各选项根据约束关系组合而成的，被标记为error或single的选项只能生成一个测试用例，而不能与其他选项进行组合。很容易看到，如果没有任何约束条件（选择表达式），从例2.17中的测试规范能生成128个测试框架。

步骤7 评价生成器的输出

在本步骤中，测试人员的主要任务是检查步骤6所生成的各测试框架中是否包含冗余用例以及是否缺少某些用例，进而转入步骤5（重写测试规范），并重新执行步骤6。

步骤8 生成测试脚本

从测试框架产生的测试用例要被组合成测试脚本。所谓测试脚本就是一组测试用例。通常将环境设置相同的测试用例编为同一组，这样可以有效提高测试驱动器执行测试用例的效率。

至此，类别划分法的各步骤就描述完了。正如读者可能已经观察到的一样，类别划分法基本上是综合了等价类划分和边界值分析的系统化方法。

编写测试规范时，要求测试小组认真研读软件需求规范、软件设计说明及其他软件文档，仔细观察被测软件。对于大的软件系统，测试规范的编写工作可以分配给测试小组的每一个成员。虽然类别划分法中大部分关键步骤都需要人工完成，但如能使用处理TSL规范的工具，将有效提高生成测试用例和编写文档的效率，同时也能减少测试用例中的错误。

2.6 因果图分析

前面介绍了两种基于等价类划分和边界值分析选择测试用例的技术，其中一个是基于输入

域的一元化分的，另一个是基于输入域的多元化分的。虽然采用多元化分能够产生大量的输入组合，但这种组合的数量可能是天文数字，同时，如例2.8所示，组合中包含大量不可测的数据，使测试用例的设计过程变得单调。

因果图，也称作依赖关系模型，主要用于描述软件输入条件（即“原因”）与软件输出结果（即“结果”）之间的依赖关系。因果图可以直观地表示各种依赖关系。在这里，因果图是输入与输出之间逻辑关系的图形化表现形式，这种逻辑关系也可以表示成布尔表达式。测试人员可以从因果图中选择不同的输入组合作为测试用例。生成测试用例时，使用特定的启发式方法可以有效解决测试用例数量的组合爆炸问题。

“原因”是指软件需求中能影响软件输出的任意输入条件。“结果”是指软件对某些输入条件的组合所做出的响应。这里的“结果”，可以是屏幕上显示的一条错误提示信息，也可以是弹出的一个新窗口，还可以是数据库的一次更新。但“结果”对软件用户并不总是可见的“输出”，事实上，它可能是软件当中的一个内部测试点，在测试过程中通过检测测试点来判断软件运行的中间结果是否正确。例如，内部测试点可能在函数的入口处，用于指示该函数已被激活。

举例来说，需求“仅当DF开关为ON时分发食物”，包含一个原因“DF开关为ON”和一个结果“分发食物”。该需求蕴含着原因“DF开关为ON”与结果“分发食物”之间的依赖关系。当然，其他需求可能还要求有另外的原因才能产生结果“分发食物”。下面给出了利用因果图方法生成测试用例的一般过程：

1）仔细研读软件需求规范，确定哪些是原因，哪些是结果，并为每个原因和结果赋予唯一的标识。注意，某些结果同时又是别的结果的原因。

2）用因果图描述原因与结果之间的依赖关系。

3）将因果图转换为一个有限入口的判定表，并简称为判定表。

4）根据判定表生成测试用例。

下面将具体描述因果图中采用的基本符号以及一些应用实例。

2.6.1 因果图中的基本符号

图2-10列举了因果图中的基本元素。由这些基本元素组合构成的因果图，能有效获取需求中所涉及的各种因果关系。对于图2-10中的4个基本元素，采用if - then结构描述，其语义如下，其中C、C_1、C_2、C_3表示原因，Ef表示结果。

C implies Ef:	if(C) then Ef;
not C implies Ef:	if ($\neg C$) then Ef;
Ef when C_1 and C_2 and C_3:	if(C_1 && C_2 && C_3) then Ef;
Ef when C_1 or C_2:	if(C_1 || C_2) then Ef;

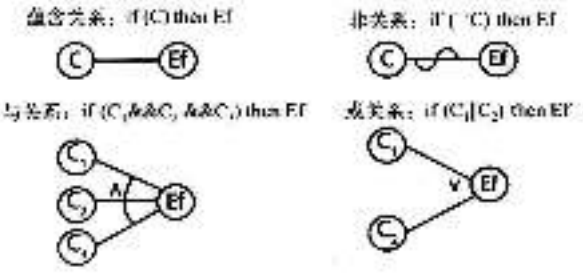


图2-10 因果图的基本元素：蕴含关系 *imply*、非关系 *not*（¬）、与关系 *and*（∧）、或关系 *or*（∨）。C、C_1、C_2、C_3表示原因，Ef表示结果。当存在三个或三个以上的原因时，要加上一条弧，如本图中的与关系 *and*

原因（即输入条件）之间往往存在约束关系。例如某库存控制系统，功能为跟踪库中产品的库存情况。对于每个产品，其库存属性可以设置为“正常”、“较低”、“空”三种取值。库存控制系统将依据该属性值的变化情况采取相应的措施。在确定软件需求中的“原因”时，库存属性的三种取值将形成三个不同的“原因”，如下所示：

C_1：库存正常

C_2：库存较低

C_3：库存为空

在任何情况下，C_1、C_2、C_3中最多只能有一个为真，对于三者之间的这种约束关系，在因果图中可使用“排异约束”（E）表示，如图 2-11 所示。另外，图 2-11 中还包含了其他三种约束：“包容约束”（I）、“要求约束”（R）、“唯一约束”（O）。当 C_1、C_2之间存在 I 约束时，表示 C_1、C_2之中至少有一个为真。当 C_1、C_2之间存在 R 约束时，表示若 C_1为真，则 C_2也必须为真。当 C_1、C_2之间存在 O 约束时，表示 C_1、C_2中有且仅有一个为真。

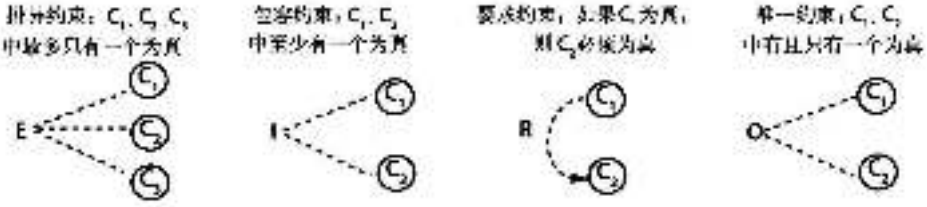


图 2-11 原因之间的约束关系 E、I、O、R

下表分别列出了在 E、I、R、O 约束下原因的取值情况。原因取值为 0 表示该输入条件为假，原因取值为 1 表示该输入条件为真。除约束 R 外，其他约束都是二元或二元以上的关系。约束 R 仅用于描述二元约束关系。

约束关系	关系的维数	可能的取值		
		C_1	C_2	C_3
$E(C_1, C_2, C_3)$	$n\geq 2$	0	0	0
		1	0	0
		0	1	0
		0	0	1
$I(C_1, C_2)$	$n\geq 2$	1	0	–
		0	1	–
		1	1	–
$R(C_1, C_2)$	$n=2$	1	1	–
		0	0	–
		0	1	–
$O(C_1, C_2, C_3)$	$n\geq 2$	1	0	0
		0	1	0
		0	0	1

原因之间存在约束关系，结果之间也同样存在着约束关系。因果图方法提供了结果之间的

"屏蔽约束"（M），如图2-12所示。考虑前面介绍的库存控制系统，其结果如下：

Ef_1：生成"发货清单"

Ef_2：生成"订单未完成"致歉信

当库存能够满足订单要求时，产生结果 Ef_1。当库存不能满足订单要求时，或者当订单被答应之后却又中止发送货物时，产生结果 Ef_2。因此，我们说 Ef_2 能 Ef_1 屏蔽了，即对同一订单不能同时出现两种结果。

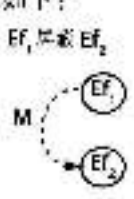


图2-12 结果之间的屏蔽约束 M

当一个原因为假或真时，我们称其处于"0状态"或"1状态"。同样，当一个结果发生（或不发生）时，我们称其处于"1状态"或"0状态"。

2.6.2 创建因果图

因果图分析的过程包含两个主要步骤。第一步，通过对软件需求的分析确定哪些是原因，哪些是结果，同时明确原因和结果的因果关系，以及原因之间、结果之间存在的约束关系，为每个原因和结果赋予唯一的标识，便于在因果图中引用。第二步，构造因果图，以表达这些从软件需求中提取出来的依赖关系。当原因、结果数量较大（通常指多于100个原因，或多于45个结果）时，采用增量方法比较合适。下面是一个具体的实例。

例2.19 考虑为一个基于GUI的计算机营销系统设计测试用例。某互联网公司经销计算机CPU、打印机（PR）、显示器（M）、内存（RAM）等电脑硬件。其销售订单配置中包含1至4件商品，如图2-13所示。系统的GUI包含4个分别用于显示CPU、打印机、显示器、内存选项的窗口和一个用于显示免费商品的窗口。

生成订单时，客户可以分别从三种CPU、两种打印机、三种显示器中进行选择。对于CPU、打印机、显示器，分别在不同的窗口中进行选取。简单起见，我们假设内存只在升级时使用，并且，每份订单中针对同类商品只能选择一种，比如CPU有三种，但在一份订单中只能选择一种。

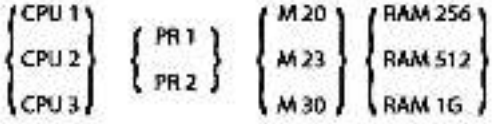


图2-13 某互联网公司销售的计算机系统配置

CPU：中央处理器单元；PR：打印机；M：显示器；RAM：内存

显示器M 20、M 23可以与任意一款CPU搭配销售，也可以单独销售。而显示器M 30只能与CPU 3一起销售。当客户购买CPU 2或CPU 3时，可免费获得PR 1；除M 30外的显示器和打印机都可以单独销售；当客户购买CPU 1时可免费将内存升级至256；当客户购买CPU 2或CPU 3时可免费将内存升级至512；当一起购买CPU 3和M 30时，可以获得1G内存的升级并免费得到PR 2。

当客户选择了一款CPU时，打印机和显示器窗口将发生相应的改变。同样，当显示器或打印机被选定时，其他的窗口也将发生相应的变化。因选择CPU而免费获得的打印机或内存将在"免费商品"窗口中显示。客户购买商品的总价格（含税）将在"价格"窗口中显示。不同的显示器选项也将对"免费商品"窗口产生影响。下表给出一些配置以及"免费商品"窗口中的一些内容。

可购买的商品	免费商品	价格（美元）
CPU 1	RAM 256	499
CPU 1、PR 1	RAM 256	628
CPU 2、PR 2、M 23	PR 1、RAM 512	2297
CPU 3、M 30	PR 2、RAM 1G	3548

因果图分析的第一步是仔细阅读需求，并列出原因与结果清单。在本例中，只考虑结果集合的一个子集，其余的结果留给大家练习。同时将说明测试人员如何使用增量策略生成测试用例。

通过对需求的仔细分析，我们得到如下原因，并使用 $C_1 - C_8$ 标识每个原因。下面列出的每一个原因代表某个特定的条件，其取值可以为真，也可以为假。例如，当购买 M 30 时，C_8 为真。

C_1：购买 CPU 1

C_2：购买 CPU 2

C_3：购买 CPU 3

C_4：购买 PR 1

C_5：购买 PR 2

C_6：购买 M 20

C_7：购买 M 23

C_8：购买 M 30

注意，当订购以上所列的任何商品时，GUI 将根据所选的 CPU 或其他商品调整显示可用的选项。例如，若 CPU 3 被选为欲购商品时，显示器选择窗口中将不包含 M 20 和 M 23 选项；同样，若 M 30 被选中，则 CPU 窗口中将不包含 CPU 1 和 CPU 2 选项。

接下来，要确定结果。本例中，软件将根据所选购的商品计算应付货款总额并显示免费商品的清单。因此，结果就是“免费商品”窗口和“价格”窗口中的内容。还有几个结果与 GUI 调整显示的选项有关，留给练习 2.21。

应付货款总额的计算与所选购的商品以及每件商品的单价相关。商品单价可从价格数据库中获取。价格计算与显示是原因，而显示总金额是结果。

简单起见，略去与价格相关的原因和结果。作为结果显示在“免费商品”窗口中的提示信息如下：

Ef_1：RAM 256

Ef_2：RAM 512 和 PR 1

Ef_3：RAM 1G 和 PR 2

Ef_4：无免费商品

既然明确了所有“原因”和“结果”以及它们之间的关系，就可以构造因果图了。图 2-14 给出了完整的因果图，描述了原因 $C_1 \sim C_8$ 与结果 $Ef_1 \sim Ef_4$ 之间的相互关系。

从图 2-14 的因果图中，可以看出：C_1、C_2、C_3 具有 E 约束关系，表示每个订单中只能选购一种 CPU；C_4 与 C_5 之间存在 R 约束关系，表示显示器 M 30 只能与 CPU 3 一同购买。这些原因与结果之间的关系用图 2-10 中的基本元素表示。

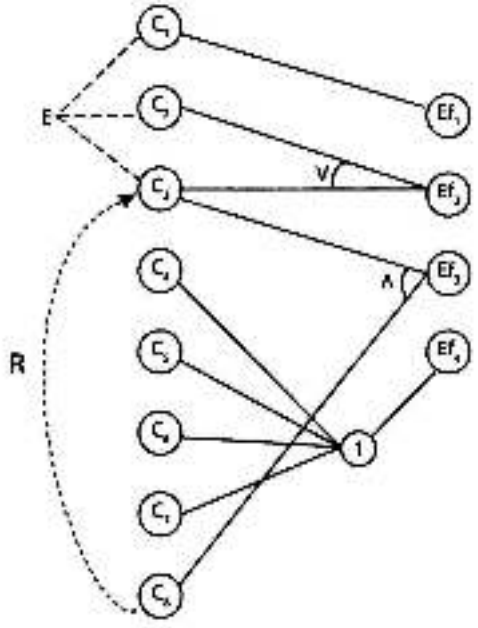


图 2-14 计算机营销系统的因果图。C_1、C_2、C_3分别表示选购 CPU 1、CPU 2、CPU 3；C_4、C_5分别表示选购 PR 1、PR 2；C_6、C_7、C_8分别表示选购 M 20、M 23、M 30

注意，图 2-12 中采用“1”标识的中间结点，虽然该结点在本例中并不是必需的，但当需要用多个运算符将条件组合起来才能得到结果时，这些中间结点非常有用，如$(C_1 \wedge C_2) \vee C_3$。同时还要注意到，当只选购打印机和显示器而不买 CPU 时，将不会获得任何免费商品（Ef_4）。

图 2-14 中原因与结果之间的因果关系可以用下面的布尔表达式表示：

$$Ef_1 = C_1$$
$$Ef_2 = C_2 \vee C_3$$
$$Ef_3 = C_3 \wedge C_8$$
$$Ef_4 = C_4 \vee C_5 \vee C_6 \vee C_7$$

2.6.3 从因果图生成判定表

现在，讨论如何从因果图生成判定表。判定表中的每一列表示一个输入值的组合，即一个测试用例。每个条件、结果在判定表中都有相对应的一行。因此，可以将判定表看作是一个$N \times M$的矩阵，其中，N表示条件与结果的个数之和，M表示测试用例数。

判定表中的元素究竟取值为 1 还是为 0，依赖于其对应的各条件为真或为假。对于某个结果，若取值为 1 或 0，则分别对应于该结果“出现”或“不出现”。下面给出从因果图（CEC）生成判定表（DT）的算法，记为 CEGDT。

从因果图生成判定表的算法 CEGDT

输入：包含原因C_1，C_2，…，C_p和结果Ef_1，Ef_2，…，Ef_q的因果图 CEG。

输出：包含$N = p + q$行和M列的判定表 DT，其中，M依赖于因果图中原因、结果之间的关系。

Begin of CEGDT

/*i为一个索引，表示下一个将被处理的结果。

next_dt_col：判定表中的下一个空列。

V_i：由1和0组成的长度为 $p+q$ 的向量。

V_i：$1 \leqslant j \leqslant p$，表示原因 C_j 的状态。

V_i：$p < l \leqslant p+q$，表示结果 Ef_{l-p} 是否发生。

*/

步骤1 将DT初始化为空判定表。

```
next_dt_col = 1
```

步骤2 for $i=1$ to q，执行如下步骤。

2.1 选取下一个将被处理的结果。

```
Let e = Ei;
```

2.2 求所有导致结果 e 发生的原因组合。

假设结果 e 发生。从 e 开始，对因果图进行回溯，确定导致结果 e 发生的条件 C_1，C_2，…，C_p 的组合。可以使用后面章节将要讨论的启发式方法，以避免测试用例数量发生组合爆炸。同时，确保原因组合能够满足各原因之间的约束关系。

设 V_1，V_2，…，V_m 为可能导致结果 e 发生的原因组合，因为已假设 e 发生，即 e 处于1状态，因此，至少有一个原因组合为真，即 $m \geqslant 1$。根据结果 Ef_{i-p} 针对 V_i 中的原因组合是否发生，置 $V_i(l)=1$ 或 $V_i(l)=0$，$p < l \leqslant p+q$。

2.3 构造判定表。

从 *next_dt_col* 开始，增加 V_1，V_2，…，V_m，作为判定表的后续列。

2.4 修正判定表中下一个可用的列。

```
Let next_dt_col = next_dt_col + m;
```

算法结束时，*next_dt_col* − 1 就是生成的测试用例数。

End of CEGDT

在生成测试用例的过程中，可以自动执行CEGDT。在步骤2.2中，测试人员需要利用启发式方法，以避免生成测试用例的数量发生组合爆炸。

在讨论启发式方法之前，先看一个简单的未在步骤2中采用启发式方法的CEGDT应用实例。

例2.20 考虑图2-15所示的因果图，其中包括4个原因：C_1、C_2、C_3、C_4；2个结果：Ef_1、Ef_2；3个中间结点，分别标记为1、2、3。

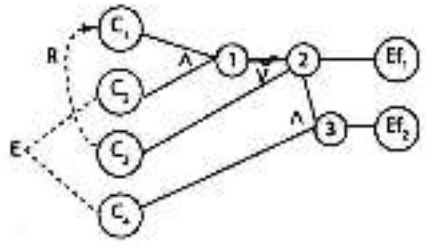


图2-15 用于说明算法CEGDT的因果图

接下来，根据CEGDT一步一步地生成判定表。

在步骤1中，将判定表初始化为一张空表，置 *next_dt_col* = 1。

接下来是步骤2，首先，取 $i=1$。

根据步骤2.1，$e=Ef_1$。

根据步骤2.2继续下去，从e开始回溯，确定导致结果e发生的所有原因组合。当中间结点2为1状态时，必将导致结果e发生。从中间结点2开始回溯，可以进一步发现，中间结点1和原因C_3的以下3种状态组合将导致e发生：(0，1)，(1，1)和(0，0)。

继续从中间结点1开始回溯，从而确定原因C_1、C_2对结点1的影响。导致中间结点1为1状态的C_1，C_2组合为(1，1)；导致中间结点1为0状态的C_1，C_2组合为(1，0)，(0，1)和(0，0)。将这些组合与前面导出的中间结点1与C_3的组合进行合并，可以得到如下7个导致结果e发生的C_1、C_2、C_3的原因组合：

C_1	C_2	C_3
1	0	1
0	1	1
0	0	1
1	1	1
1	0	0
0	1	0
0	0	0

根据，从图2-15中可以得知，C_3与C_2之间是R约束关系，即若C_3为1状态，则C_2也必须为1状态。该约束关系使上表中的第二、第三行组合不可能存在。因此，获得5个导致结果e发生的C_1、C_2、C_3的原因组合：

C_1	C_2	C_3
1	0	1
1	1	1
1	0	0
0	1	0
0	0	0

在上表后增加三列，分别代表C_4、Ef_1、Ef_2。将C_4列全置为0状态，并根据C_1、C_2、C_3、C_4的组合分别填上Ef_1、Ef_2的取值，这样，可获得如下5个向量。此时$m_1=5$，执行完CECDT的步骤2.2，且没有使用任何启发式方法。

	C_1	C_2	C_3	C_4	Ef_1	Ef_2
V_1	1	0	1	0	1	0
V_2	1	1	1	0	1	0
V_3	1	0	0	0	1	0
V_4	0	1	0	0	1	0
V_5	0	0	0	0	1	0

根据步骤2.3构造判定表，将以上5个向量转置，并从 $next\_dt\_col=1$ 开始依次增加到判定表中。步骤2.3结束后所得的判定表如下：

	1	2	3	4	5
C_1	1	1	1	0	0
C_2	0	1	0	1	0
C_3	1	1	0	0	0
C_4	0	0	0	0	0
Ef_1	1	1	1	1	1
Ef_2	0	0	0	0	0

根据步骤2.4修正判定表，置 $next\_dt\_col=next\_dt\_col+m_1=1+5=6$，$i=2$。

回到步骤2.1，此时 $e=Ef_2$。进行回溯，我们发现，当中间结点3为1状态时，必将导致结果 e 发生。从中间结点3开始回溯，可以进一步发现，中间结点2和原因 C_4 的组合（1，1）将导致结点3处于1状态。

前面得到了使中间结点2为1状态的 C_1、C_2、C_3 组合情况，将 C_4 与它们合并，得到导致结果 Ef_2 发生的原因组合如下：

C_1	C_2	C_3	C_4
1	0	1	1
1	1	1	1
1	0	0	1
0	1	0	1
0	0	0	1

从图2-15中我们得知，C_2 与 C_4 不能同时处于1状态。因此，将第二、第四行组合从表中删除。这样，得到下面3个组合：

C_1	C_2	C_3	C_4
1	0	1	1
1	0	0	1
0	0	0	1

在上表后增加两列，分别代表 Ef_1、Ef_2。根据 C_1、C_2、C_3、C_4 的组合分别填上 Ef_1、Ef_2 的取值。这样，可获得如下3个向量。此时 $m_2=3$，又执行完了CEGDT的步骤2.2，且没有使用任何启发式方法。

	C_1	C_2	C_3	C_4	Ef_1	Ef_2
V_1	1	0	1	1	1	1
V_2	1	0	0	1	1	1
V_3	0	0	0	1	1	1

根据步骤2.3构造判定表，将以上3个向量转置，并从 $next\_dt\_col=6$ 开始依次增加到判定表中。步骤2.3结束后所得的判定表如下：

	1	2	3	4	5	6	7	8
C_1	1	1	1	0	0	1	1	0
C_2	0	1	0	1	0	0	0	0
C_3	1	1	0	0	0	1	0	0
C_4	0	0	0	0	0	1	1	1
E_1	1	1	1	1	1	1	1	1
E_2	0	0	0	0	0	1	1	1

接下来，根据步骤2.4修正判定表。置 $next\_dt\_col=next\_dt\_col+m_2=6+3=9$，$i=3$。

由于此时步骤2的循环已终止，因此算法CEGDT结束了。这样，上面给出的判定表就是对图2-15中因果图生成判定表的算法（CEGDT）所得到的输出结果。

2.6.4 避免组合爆炸的启发式方法

对因果图进行测试，可以得到原因的组合，这些组合将某个中间结点或结果设置为1状态或0状态。这种使用"蛮劲"的方式将产生数量极为庞大的原因组合。在最坏的情况下，如果有 n 个原因与某个结果 e 相关，那么导致 e 为1状态的原因组合最多可达 2^n 个。

当根据原因组合生成测试用例时，n 取值较大时将导致测试用例的数量过大。可以采用较为简单的同"与"（∧）结点、"或"（∨）结点相关的启发式方法，避免这种组合爆炸情况。

当然，下面描述的启发式方法是建立在这样的假设基础之上的：某些类型的错误比其他类型的错误较少出现。这样，虽然采用启发式方法生成测试用例时很可能会极大地降低生成的测试用例数量，但是也会忽略掉一些原本能够检测出错误的测试用例。因此，在使用启发式方法时需格外小心，并且只有在采用其他方法产生的测试用例数量将大到无实际意义时才能使用该方法。

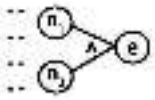
表2-4列举了4条启发式知识，分别标记为 H_1、H_2、H_3、H_4。表中最左边那栏表示的是因果图中的结点类型，中间那栏表示的是结果结点的期望状态，最右边那栏描述的是用于产生影响结果结点 e 的输入组合时的启发式知识。

为简单起见，只选取了两个输入结点 a_1、a_2 以及相应的结果结点 e，而在通常情况下，会有一个或多个结点与 e 相关。另外，每个结点 a_1、a_2 可以代表一个原因或者一个具有输入（用虚线表示）的中间结点，这些输入来自于其他原因或中间结点。下面的例子说明如何使用表2-4中的启发式。

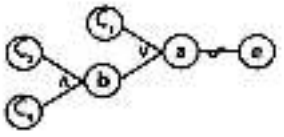
表2-4 从因果图生成输入组合时采用的启发式知识

结点类型	e 的期望值		输入组合
"或"（∨）结点	0	H_1	列举出有使 $a_1=a_2=0$ 成立的输入组合 注意，只有1种这样的组合
	1	H_2	列出除使 $a_1=a_2=0$ 成立之外的所有其他输入组合 注意，对于左图中"或"结点的输入 a_1、a_2，有3种组合：(0, 1)、(1, 0)、(1, 1)。一般地，对于一个具有 k 个输入的"或"结点 e，最多有 2^k-1 种这样的组合

（续）

结点类型	e的期望值		输入组合
"与"（∧）结点 	0	H_3	列举除使 $n_1=n_2=1$ 成立之外的所有其他输入组合 注意，对于左图中"与"结点的输入 n_1、n_2，有3种组合：(0, 0)，(0, 1)，(1, 0)。一般地，对于一个具有 k 个输入的"与"结果 e，最多有 2^k-1 种这样的组合
	1	H_4	列举所有使 $n_1=n_2=1$ 成立的输入组合 注意，只有1种这样的组合

例2.21 考虑图2-16所示的因果图。在通过回溯因果图生成必需的输入组合后，直接应用启发式知识生成输入组合。



假设要求结果结点 e 为1。

回溯图2-16中的因果图，要求中间结点 a 必须为0。

由于中间结点 a 是个"或"结点，如表2-4所示，根据启发式知识 H_2，列举所有使 $C_1=b=0$ 成立的输入组合。这样的组合只有1个，即 (0, 0)。

接着，分别考虑使 $C_1=0$ 和 $b=0$ 成立的输入组合。因为 C_1 不能再分，因此无启发式知识可用。中间结点 b 是个"与"结点，如表2-4所示，根据启发式知识 H_3，列举除使 $C_2=C_3=1$ 成立之外的所有输入组合，这样的组合有3个，即 (0, 0)，(0, 1)，(1, 0)。将 C_2、C_3 的这3个组合与 $C_1=0$ 合并，得到下面3个组合：

	C_1	C_2	C_3	对结点 a 的输入
1	0	0	0	$C_1=0$、$b=0$
2	0	0	1	
3	0	1	0	

至此，采用表2-4中的启发式知识生成输入组合的过程就结束了。

现在，讨论用于降低输入组合数量的启发式知识之间的关系。启发式知识 H_1 并没有减少任何输入组合。对于"或"结点来说，唯一使其结果 e 为0的输入组合就是所有输入皆为0。H_1 就建议列举这样的输入组合。H_2 建议列举除使 $n_1=n_2=0$ 成立之外的所有其他输入组合。为了理解 H_2 的基本原理，考虑如下程序：当条件 c_1 或 c_2 成立时输出一条错误提示信息。该程序的正确实现如下：

```
if (c1 ∨ c2) print("Error");
```

现在考虑下面的错误实现：

```
if (c1 ∨ ¬c2) print("Error");
```

当对布尔表达式进行短路计算（short circuit evaluation）时，采用使 c_1、c_2 皆为真的测试用例无法检测出上述程序的错误。但是，采用使 $c_1=0$、$c_2=1$ 的测试用例却能够检测出上述错误。因此，H_2 防止对"或"结点生成所有产生（$c_1=1$，$c_2=1$）输入组合的测试用例（参见练习2.23）。

同样，启发式知识 H_3 也防止了重复 n_1、n_2 的组合，这样可以省略大量测试用例。在这里有一个假设：结点 e 中的任何错误，都可通过覆盖 n_1、n_2 不同组合的测试用例检测出来。因此，没有必要让两个或多个测试用例包含同样的 n_1、n_2 组合。

最后，启发式知识 H_4 针对"与"结点就像 H_1 针对"或"结点一样。对于"与"结点来说，唯一使其结果 e 为1的输入组合就是所有输入皆为1。H_4 就建议列举这样的输入组合。

再一次强调，虽然上面讨论的启发式方法很可能会减少用因果图产生的测试用例的数量，但也可能会摒弃一些有用的测试用例。当然，在通常情况下或在开始执行测试之前，几乎不可能知道哪些被舍弃掉的测试用例哪些是有用的、哪些是真正没用的。

2.6.5 从判定表生成测试用例

从判定表生成测试用例就比较简单了。判定表的每一列至少生成一个测试用例。注意，当因果图中的一个条件可以用多个值满足时，一个组合就能生成多个测试用例。例如，考虑下面的原因：

$$C: x < 99$$

上面的条件 C 可以被多个值满足，如 $x=1$，$x=49$；同样，也有多个值不满足条件 C，如 $x=100$，$x=999$。这样，在从判定表的列生成测试用例时，测试人员可以选择输入变量的不同值。

虽然在确定输入变量值时有多种选择，只要它们满足判定表中的要求就行，但还是建议，所做的选择要使新生成的测试用例尽量与用别的方法（如边界值分析）生成的测试用例不一样。练习 2.25 要求用因果图方法设计出例 2.19 中基于 GUI 的计算机营销系统的一个测试集。

2.7 基于谓词的测试生成

本节将介绍测试集的一些生成技术，它们保证能检测出涉及规则编码的某些错误。作为测试集设计依据的那些规则，可能存在于软件需求里，也可能嵌入在被测软件中。

规则可以形式化地表示为谓词。例如，考虑软件需求"若打印机处于 ON 状态且具备打印纸，则发送要打印的文件"。这句话包含一个条件和一个动作。下面的谓词，记为 p_1，表示这句话的条件部分：

$$p_1: (printer\_status=ON) \wedge (printer\_tray = \neg empty)$$

谓词 p_1 包含两个由布尔运算符"∧"连接的关系表达式。两个关系表达式都使用了等于符号（=）。编程人员可能正确地为 p_1 编码，也可能没有正确编码，导致程序中存在缺陷。我们的目标是，根据谓词产生测试用例，从而可以确保在测试中发现某种类型的所有缺陷。这种用于验证谓词实现是否正确的测试称之为谓词测试。

在介绍谓词测试方法之前，先定义几个与谓词和布尔表达式相关的术语；然后讨论谓词测试方法所能发现的故障类型；接着介绍谓词约束；最后是谓词测试用例生成算法。

2.7.1 谓词和布尔表达式

设 *relop* 表示集合 {<，>，≤，≥，=，≠} 中的一个关系运算符。设 *bop* 表示集合 {∧，∨，⊕，⇒，⇔} 中的一个布尔运算符，其中∧，∨，⊕是二元布尔运算符，¬是一元布尔运算符。布尔变量的取值集合为 {true, false}，对于给定的布尔变量 a，$\neg a$ 和 $\bar{a}$ 都表示 a 的补。

关系表达式是指形如 e_1 *relop* e_2 的表达式，其中 e_1 和 e_2 取值为有限或无限集合 S。可将 S 中的元素进行排序，从而可以使用任意关系运算符对 e_1 和 e_2 进行比较。

一个条件可以表示成简单谓词或复合谓词。简单谓词就是一个布尔变量或关系表达式，其中变量可以取非。复合谓词可以是一简单谓词，或是由若干简单谓词或其补通过二元布尔运算符连接起来的一个表达式。谓词当中的圆括号表示布尔变量、关系表达式的组合。表 2-5 给出

了本小节定义的谓词或其包术语的示例。

表2-6 本节中定义术语的示例

术 语	示 例	注 释
简单谓词	p $q \wedge r$ $a+b<c$	p、q、r是布尔变量 a、b、c是整型变量
复合谓词	$\neg(a-b<c)$ $(a-b<c) \wedge \neg p$	圆括号用于对简单谓词的精确分组
布尔表达式	p、$\neg p$ $p \wedge q \vee r$	p、q、r、s是布尔变量
奇异布尔表达式	$p \wedge q \vee \neg r \wedge s$	
非奇异布尔表达式	$p \wedge q \vee \neg r \wedge p$	

布尔表达式是指用布尔运算符连接的一个或多个布尔变量所组成的表达式。换句话说，布尔表达式就是不包含任何关系表达式的谓词。在不影响上下文含义的前提下，可以省略运算符$\wedge$，用运算符$+$代替$\vee$。例如，可以将布尔表达式$p \wedge q \vee \neg r \wedge s$写为$pq+\bar{r}s$。

注意，项pq可以看作是布尔变量p与q之积；同样，rs是r与s之积。表达式$pq+\bar{r}s$指的是项pq与$\bar{r}s$的和，假设运算符的优先级顺序为从左至右，且“与”运算优先于“或”运算。

布尔表达式中的布尔变量或变量的非，都是该表达式的文字。例如，p、q、$\bar{r}$、p就是表达式$p \wedge q \vee \neg r \wedge p$的4个文字。

用布尔变量分别替换谓词p_r中的关系表达式，可以将谓词p_r转换为布尔表达式。例如，谓词$(a+b<c) \wedge (\neg d)$等价于布尔表达式$e_1 \wedge e_2$，其中$e_1=a+b<c$，$e_2=\neg d$。

当各变量在布尔表达式中只出现一次时，则称该布尔表达式为奇异的（singular）。考虑布尔表达式E，它包含k个不同的布尔表达式，分别记为e_1，e_2，…，e_k，则有以下等式：

$$E = e_1 bop\ e_2\ bop\ \ldots\ e_{k-1} bop\ e_k$$

对于任意$1 \leqslant (i,j) \leqslant k$，$i \neq j$，如果$e_i$、$e_j$没有任何相同的布尔变量，称它们为相互奇异的。称$e_i$是$E$的一个奇异组件，当且仅当$e_i$是奇异的并且$e_i$与$E$中另外$k-1$个组件（即$e_1$，$e_2$，…，$e_{i-1}$，$e_{i+1}$，…，$e_{k-1}$，$e_k$，$1 \leqslant i \leqslant k$）都是相互奇异的；我们称$e_i$是$E$的一个非奇异组件，当且仅当$e_i$本身是非奇异的并且$e_i$与$E$中另外$k-1$个组件都是相互奇异的。

当布尔表达式被表示为积项之和时，称之为析取范式，记为DNF；例如$pq+\bar{r}s$就是DNF表达式。当布尔表达式被表示为和项之积时，称之为合取范式，记为CNF；例如$(p+\bar{r})(p+s)(q-\bar{r})(q+s)$就是CNF表达式，其等价于$pq+\bar{r}s$。需要指出的是，任何布尔表达式CNF都可以转换为与之等价的DNF，反之亦然。

布尔表达式可以表示为抽象语法树，如图2-17所示。将谓词p_r的抽象语法树记为$AST(p_r)$，$AST(p_r)$的每个叶结点代表一个布尔变量或一个关系表达式；$AST(p_r)$的内部结点是布尔运算符，比如$\wedge$、$\vee$、$\veebar$、$\neg$，分别被称作AND结点、OR结点、XOR结点、NOT结点。

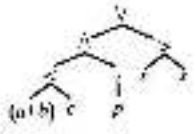


图2-17 复合谓词$(a+b<c) \wedge (\neg p) \vee (r>s)$的抽象语法树

2.7.2 谓词测试中的故障模型

本章论述的谓词测试，重点关注三类故障：布尔运算符故障、关系运算符故障、算术表达式故障。引起布尔运算符故障的原因在于：1）使用了错误的布尔运算符；2）漏用或误用非运算符；3）圆括号使用错误；4）布尔变量使用错误。当错误地使用关系运算符时将导致关系运算符故障。当算术表达式的结果值产生数量为 ε 的偏差时（off-by-ε）就会出现算术表达式故障。

给定谓词 p，和测试用例 t，用缩写 $p(t)$ 表示谓词 p，针对 t 所取的真值。例如，若 p，为 $a<b \wedge r>s$ 且 t 为 $\langle a=1, b=2, r=0, s=4\rangle$，则 $p(t)=$false。下面举例说明上述的各种故障。

布尔运算符故障 设软件需求规范要求当 $(a<b) \vee (c>d) \wedge e$ 为真时软件执行某动作。其中，a、b、c、d 为整型变量，e 为布尔变量。下面列出了该条件的 4 个错误编码，分别包含不同的布尔运算符故障：

$(a<b) \wedge (c>d) \wedge e$　　布尔运算符错误

$(a<b) \vee \neg(c>d) \wedge e$　　非运算符错误

$(a<b) \wedge (c>d) \vee e$　　布尔运算符错误

$(a<b) \vee (c>d) \wedge f$　　布尔变量错误（使用了 f，而不是 e）

注意，一个谓词可能包含单个或多个故障，上面的第三个谓词就包含了两个故障。

关系运算符故障 关系运算符故障示例如下。

$(a=b) \vee (c>d) \wedge e$　　关系运算符错误（使用了 $=$，而不是 $<$）

$(a=b) \vee (c \geqslant d) \wedge e$　　关系运算符错误（同时包含两个故障）

$(a=b) \vee (c>d) \vee e$　　关系运算符错误与布尔运算符错误

算术表达式故障 考虑三种算术表达式的 off-by-ε 故障，分别为：off-by-ε、off-by-ε^-、off-by-ε^+。为了理解三者之间的差别，考虑正确关系表达式 E_c，其形式为 $e_1\ relop_1\ e_2$；考虑错误的关系表达式 E_i，其形式为 $e_3\ relop_2\ e_4$；假设算术表达式 e_1、e_2、e_3、e_4 包含相同的变量集合。三种 off-by-ε 故障类型定义如下：

- E_i 包含 off-by-ε 故障，如果对于任何测试用例 $e_1=e_2$，有 $|e_3-e_4|=\varepsilon$。
- E_i 包含 off-by-ε^- 故障，如果对于任何测试用例 $e_1=e_2$，有 $|e_3-e_4| \geqslant \varepsilon$。
- E_i 包含 off-by-ε^+ 故障，如果对于任何测试用例 $e_1=e_2$，有 $|e_3-e_4|>\varepsilon$。

假设正确的谓词 E_c 为 $a<b+c$，其中 a、b 为整型变量。设 $\varepsilon=1$，则 E_i 的三种错误故障如下：

$a<b$　　假设 $c=1$，E_i 包含 off-by-1 故障，因为对于任何测试用例 $a=b+c$，有 $|a-b|=1$。

$a<b+1$　　假设 $c \geqslant 2$，E_i 包含 off-by-1$^-$ 故障，因为对于任何测试用例 $a=b+c$，有 $|a-(b+1)| \geqslant 1$。

$a<b-1$　　假设 $c>0$，E_i 包含 off-by-1$^+$ 故障，因为对于任何测试用例 $a=b+c$，有 $|a-(b+1)|>1$。

给定正确的谓词 p_c，谓词测试的目标就是产生测试集 T，使得测试集 T 中至少存在一个测试用例 $t \in T$，满足：谓词 p_c、p_i 的错误版本 p_i，针对测试用例 t 所得到的真值不同。据说，这种测试集可以确保能够发现上面介绍的所有类型的故障。

举例来说，假设 p_c：$a<b+c$；p_i：$a>b+c$。考虑测试集 $T=\{t_1, t_2\}$，其中

$$t_1:\ \langle a=0,\ b=0,\ c=0\rangle$$

$$t_2:\ \langle a=0,\ b=1,\ c=1\rangle$$

对于t_1，谓词p_c和p_1的真值均为 false，因此t_1无法发现p_1中的故障；对于t_2，谓词p_c真值为 true，而p_1真值为 false，因此t_2将发现p_1中的故障。

缺失/冗余布尔变量故障

在前面讨论的故障模型中，没有考虑另外两类故障，即缺失布尔变量故障和冗余布尔变量故障。

举个例子，考虑某过程控制系统，系统监测液体容器的压力P和温度T，并将结果传送给控制计算机。控制计算机中的紧急情况检测系统在条件$T>T_{max}$，$P>P_{max}$任一为真时发出告警。将该告警需求规范转换为谓词p_c：$T>T_{max} \vee P>P_{max}$。当p_c取值为真时，计算机发出告警，否则不告警。

将p_1写成布尔表达式形式$a+b$，其中$a=T>T_{max}$，$b=P>P_{max}$。

现在假设，编写控制软件时错误地将p_1编码为a，而不是$a+b$。显然p_1编码中存在故障，称该故障为缺失布尔变量故障。

同样假设，编写控制软件时错误地将p_1编码为$a+b+c$，其中c是一个布尔变量，它表示某个条件。显然p_1编码中存在另一类故障，称该故障为冗余布尔变量故障。

本章介绍的各种测试用例生成方法，都无法确保能够有效发现缺失/冗余布尔变量故障。第7章将介绍基于程序变异的测试用例生成方法，在某些条件下能够确保发现这些故障。

2.7.3 谓词约束

用 BR 表示符号集合 {t, f, <, =, >, $+\varepsilon$, $-\varepsilon$}。"BR" 是布尔和关系（Boolean and Relational）的缩写。集合 BR 中的元素称为 BR 符号。

一个 BR 符号定义了针对某个布尔变量或关系表达式的约束。例如，用符号 "$+\varepsilon$" 约束表达式E：$e_1<e_2$时，要满足该约束就要求E的某个测试用例确保$0<e_1-e_2\leq\varepsilon$。同样，符号 "$-\varepsilon$" 是对E的另一个约束，要满足该约束就要求E的某个测试用例确保$-\varepsilon\leq e_1-e_2<0$。

对于p_1中的变量，如果不存在满足约束C的输入取值，则称约束C对谓词p_1是无效的（infeasible）。例如，对谓词$a>b \wedge b>d$的约束（>，>），要求简单谓词$a>b$和$b>d$都为真。但是，如果$d>a$为真的话，则该约束无效。

例2.22 这里举一个简单的约束例子，考虑关系表达式E：$a<c+d$以及E上的约束C：（=）。当验证E的正确性时，约束C要求测试集至少包含一个测试用例$a=c+d$。这样，测试用例<$a=1$，$c=0$，$d=1$>满足E上的约束C。

另一个例子，考虑E上的约束C：（$+\varepsilon$），令$\varepsilon=1$。满足约束C的测试用例要求$0<a-(c+d)\leq 1$。因此，测试用例<$a=4$，$c=2$，$d=1$>满足E上的约束（$+\varepsilon$）。

同样，对于布尔表达式E：b，约束 "t" 要求测试用例将变量b取值为 true。

BR 符号 t 和 f 用于定义布尔变量和布尔表达式的约束；关系表达式上的约束可用 <、=、> 三个符号来定义。当关系表达式被当作简单布尔变量时，符号 t 和 f 也可用于定义关系表达式上的约束。例如，可将表达式p_1：$a<b$视作布尔变量z，此时，可以使用 t 和 f 约束p_1。

现在，定义对整个谓词的约束，该谓词由布尔变量、关系表达式通过布尔运算符连接而成。

设p_1为包含n（$n>0$）个 $\wedge$ 和 $\vee$ 运算符的谓词，p_1的谓词约束C是由$n+1$个 BR 符号组成的序列，其中每个 BR 符号分别对应于p_1中的某个布尔变量或关系表达式。为方便起见，将谓词约束简称为约束。

对于测试用例t，如果p_1的各组件都满足C中相应的约束，称测试用例t满足p_1上的约束

C。谓词 p_r 上的约束 C 可有效指导测试集的设计，为 p_r 中变量取值的选取提供了清晰的线索。

例 2.23 考虑谓词 p_r：$b \wedge r < s \vee u \geq v$。$p_r$ 一个可能的 BR 约束为 C：(t，=，>)。C 包含的 3 个约束分别对应于 p_r 的 3 个组件。约束 t 应用于 b，= 应用于 $r < s$，> 应用于 $u \geq v$。下面的测试用例满足 p_r 的约束 C：

```
<b = true, r = 1, s = 1, u = 1, v = 0>
```

满足约束 C 的测试用例还有很多，但是，下面的测试用例不满足 p_r 的约束 C：

```
<b = true, r = 1, s = 1, u = 1, v = 2>
```

由于 p_r 的最后一个组件是 $u \geq v$，致使 C 中最后一个约束不满足。

给定谓词 p_r 的约束 C，任意满足 C 的测试用例将使 p_r 取值为 true 或 false。用 $p_r(C)$ 表示 p_r 对所有满足约束 C 的测试用例的取值。将使得 $p_r(C)$ = true 的约束 C 称为"真"约束，而将使得 $p_r(C)$ = false 的约束 C 称为"假"约束。这样，就将约束集合 S 划分为两个子集 S^t 和 S^f，有 $S = S^t \cup S^f$。其中，对于任意 $C \in S^t$，有 $p_r(C)$ = true；对于任意 $C \in S^f$，有 $p_r(C)$ = false。

例 2.24 考虑谓词 p_r：$(a < b) \wedge (c > d)$ 以及 p_r 上的约束 C_1：(=，>)。所有满足约束 C_1 的测试用例都使 p_r 取值为 false，因此，约束 C_1 是"假"约束。考虑 p_r 的另一个约束 C_2：(<，+ε)，其中 $\varepsilon = 1$。所有满足约束 C_2 的测试用例都使 p_r 取值为 true，因此，约束 C_2 是"真"约束。此时，如果 $S = \{C_1, C_2\}$ 为 p_r 的约束集合，则有 $S^t = \{C_2\}$，$S^f = \{C_1\}$。

2.7.4 谓词测试准则

我们最关心的是如何从给定的谓词 p_r 生成测试集 T，使其满足：(a) T 是最小集合；(b) T 保证能够检测出 p_r 实现中存在的符合前文所述故障模型的所有故障。为了获得这样的测试集，定义了三个准则，通常称作 **BOR**、**BRO**、**BRE** 测试准则。名称 BOR、BRO、BRE 分别对应于布尔运算符、布尔和关系运算符、布尔和关系表达式。三个准则的形式化定义如下：

- 对于复合谓词 p_r，如果测试集 T 确保能够检测出 p_r 实现中存在的所有单/多布尔运算符故障，则 T 满足 BOR 测试准则，称 T 为 BOR 充分测试集，记为 T_{BOR}。
- 对于复合谓词 p_r，如果测试集 T 确保能够检测出 p_r 实现中存在的所有单/多布尔运算符及关系运算符故障，则 T 满足 BRO 测试准则，称 T 为 BRO 充分测试集，记为 T_{BRO}。
- 对于复合谓词 p_r，如果测试集 T 确保能够检测出 p_r 实现中存在的所有单/多布尔运算符、关系表达式以及算术表达式故障，则 T 满足 BRE 测试准则，称 T 为 BRE 充分测试集，记为 T_{BRE}。

注意，上文中的"单/多故障"[1]和"确保能够检测出"需要仔细描摹。

设 T_α 为从谓词 p_r 导出的测试集，其中 $\alpha \in \{\text{BOR}, \text{BRO}, \text{BRE}\}$。设 p_f 为通过向谓词 p_r 注入单/多故障而得到的另一谓词，注入的故障属于三种类型之一，即布尔运算符故障、关系运算符故障、算术表达式故障。若存在 $t \in T_\alpha$，使得 $p(t) \neq p_f(t)$，则称 T_α 确保能够检测出 p_f 中的故障。下面的例子说明一个 BOR 充分测试集示例及其故障检测效力。

例 2.25 考虑复合谓词 p_r：$a < b \wedge c > d$。设 S 为 p_r 上的约束集合

$$S = \{(t, t), (t, f), (f, t)\}$$

---

[1] 单故障是指只有一个错误，多故障是指包含多个相同或不同类型的错误。错误分为三种类型：布尔运算符故障、关系运算符故障、算术表达式故障。

下面的测试集 T 满足约束集合 S 以及 BOR 测试准则：

$T=\{$ t_1: < a = 1, b = 2, c = 1, d = 0 >; 满足 (t, t),
t_2: < a = 1, b = 2, c = 1, d = 2 >; 满足 (t, f),
t_3: < a = 1, b = 0, c = 1, d = 0 >; 满足 (f, t).
$\}$

由于 T 满足 BOR 测试准则，从而确保能够检测出 p_i 中存在的所有单/多布尔运算符故障。通过针对测试集 T，计算 p_i 及其经注入布尔运算符故障后得到的变体的真值，就能验证这一点。

表 2-6 列出了谓词 p_i 以及经注入单/多布尔运算符故障后得到的 7 个故障谓词。对于每个谓词，都使用 T 中的 3 个测试用例分别进行计算。注意，对于故障谓词，至少存在一个测试用例，使其取值与 p_i 取值不同。

表 2-6 例 2.25 中 BOR 充分测试集对单/多布尔运算符故障的检测能力
（故障谓词与谓词 p_i 的计算结果的差异用斜体标识）

		谓 词	t_1	t_2	t_3
		$a<b \wedge c>d$	true	false	false
单布尔运算符故障	1	$a<b \vee c>d$	true	*true*	true
	2	$a<b \wedge \neg c>d$	*false*	*true*	false
	3	$\neg a<b \wedge c>d$	*false*	false	*true*
多布尔运算符故障	4	$a<b \vee \neg c>d$	true	*true*	false
	5	$\neg a<b \vee c>d$	true	false	*true*
	6	$a<b \wedge\ c>d$	*false*	false	false
	7	$a<b \vee\ c>d$	true	*true*	*true*

很容易验证，如果从表 2-6 中删去任意一个测试用例，则至少存在一个故障谓词对于剩余的两个测试用例，其真值与谓词 p_i 的真值相同。例如，删去 t_2，则故障谓词 4 与谓词 p_i 对于测试用例 t_1、t_3 所得结果一致。因此，可以肯定，T 是谓词 p_i 的最小且满足 BOR 充分性的测试集。

练习 2.28 与上面的例子类似，要求验证所给的两个测试集分别是 BRO 充分的和 BRE 充分的。在下一节，将讨论生成 BOR、BRO、BRE 充分测试用例的算法。

2.7.5 生成 BOR、BRO 和 BRE 充分性测试用例

现在来描述用于谓词测试的测试约束生成的算法。实际使用的测试用例通常都是根据测试约束产生的。回想一个有效的（fensible）测试约束可被一个或多个测试用例满足。因此，在这里将重点讨论生成测试约束的算法，而不是具体的测试用例。满足测试约束的测试用例可以用手工或自动化的方式生成。我们从介绍针对具体谓词的 BOR 约束集合的生成方法开始。

首先，回顾关于集合笛卡儿积的两个定义。

有限集合 A 和 B 的笛卡儿积记为 $A\times B$，定义如下：

$$A\times B=\{(a,b)\mid a\in A, b\in B\}$$

为了能生成最小的测试约束集，还需要另一种集合积的计算方法。集合的 onto 积（其运算符记为⊗）定义如下：对于有限集合 A 和 B，$A\otimes B$ 为二元偶（u，v）构成的最小集合，其中 $u\in A$、$v\in B$，且 A 中的各个元素至少出现一次，B 中的各个元素也至少出现一次。根据该定义，当集合 A、B 包含两个或两个以上元素时，$A\otimes B$ 的计算结果不唯一。

例 2.26 设 $A=\{t, =, >\}$、$B=\{f, <\}$，根据上述集合笛卡儿积和集合 onto 积的定义，可得如下集合：

$A\times B=\{(t,f),(t,<),(=,f),(=,<),(>,f),(>,<)\}$

$A\otimes B=\{(t,f),(=,<),(>,<)\}$ 第一种可能

$A\otimes B=\{(t,<),(=,f),(>,<)\}$ 第二种可能

$A\otimes B=\{(t,f),(=,<),(>,f)\}$ 第三种可能

$A\otimes B=\{(t,<),(=,<),(>,f)\}$ 第四种可能

$A\otimes B=\{(t,<),(=,f),(>,f)\}$ 第五种可能

$A\otimes B=\{(t,f),(=,f),(>,<)\}$ 第六种可能

注意 这里给出了 $A\otimes B$ 的 6 个可能结果。在后面描述的算法中，当需计算 $A\otimes B$ 时，我们将选取其中的任意一个。

对于给定的谓词 p_i，生成其相应的 BOR、BRO、BRE 约束集时需要使用 p_i 的抽象语法树，即 $AST(p_i)$。根据前面的内容我们知道：(a) $AST(p_i)$ 的每个叶结点代表一个布尔变量或一个关系表达式；(b) $AST(p_i)$ 的内部结点是布尔运算符，比如 $\wedge$、$\vee$、$\veebar$、$\neg$，分别被称作 AND 结点、OR 结点、XOR 结点、NOT 结点。

下面，介绍四个根据谓词生成测试集的算法。前三个算法为只涉及奇异表达式的谓词生成 BOR、BRO、BRE 充分的测试集。最后一个算法称作 BOR-MI，为至少包含一个非奇异表达式的谓词生成测试集。练习 2.27 旨在探讨针对非奇异表达式应用前三种算法时会产生的问题。

1. 生成 BOR 约束集

给定谓词 p_i，$AST(p_i)$ 是 p_i 的抽象语法树。用字符 N，N_1，N_2，… 表示 $AST(p_i)$ 中不同的结点，S_N 表示结点 N 的约束集；正如前面讨论的那样，S_N^t、S_N^f 分别代表结点 N 的 "真" 约束集和 "假" 约束集，$S_N=S_N^t\cup S_N^f$。下面的算法用于生成 p_i 的 BOR 约束集（CSET）。

从谓词 p_i 的抽象语法树生成最小 BOR 约束集的算法 BOR-CSET

输入：谓词 p_i 的抽象语法树 $AST(p_i)$，p_i 只包含奇异表达式。

输出：谓词 p_i 的 BOR 约束集，放置在抽象语法树 $AST(p_i)$ 的根结点处。

Begin of BOR-CSET

步骤 1 标识 $AST(p_i)$ 每个叶结点 N 的约束集 S_N：$S_N=\{t, f\}$，$S_N^t=t$，$S_N^f=f$。

步骤 2 以自底向上的方式遍历 $AST(p_i)$ 的每个非叶结点（内部结点）。如果结点 N 是一个 AND 结点或 OR 结点，设 N_1、N_2 是其直接后继。如果结点 N 是一个 NOT 结点，设 N_1 是其直接后继。S_{N_1}、S_{N_2} 分别代表结点 N_1、N_2 的 BOR 约束集。对每个非叶结点 N，计算 S_N 如下：

2.1 N 是 OR 结点

$S_N^t=S_{N_1}^t\otimes S_{N_2}^t$；

$S_N^f=(S_{N_1}^f\times\{f_2\})\cup(\{f_1\}\times S_{N_2}^f)$，其中 f_1、f_2 分别是 $S_{N_1}^f$、$S_{N_2}^f$ 中的任一元素。

2.2 N 是 AND 结点

$S_N^t=S_{N_1}^t\otimes S_{N_2}^t$；

$S_N^f=(S_{N_1}^f\times\{t_2\})\cup(\{t_1\}\times S_{N_2}^f)$，其中 t_1、t_2 分别是 $S_{N_1}^t$、$S_{N_2}^t$ 中的任一元素。

2.3 N 是 NOT 结点

$S_N^t=S_{N_1}^f$；

$S_N^f=S_{N_1}^t$。

步骤3 $AST(p_i)$根结点的BOR约束集就是谓词p_i的BOR约束集。

End of BOR-CSET

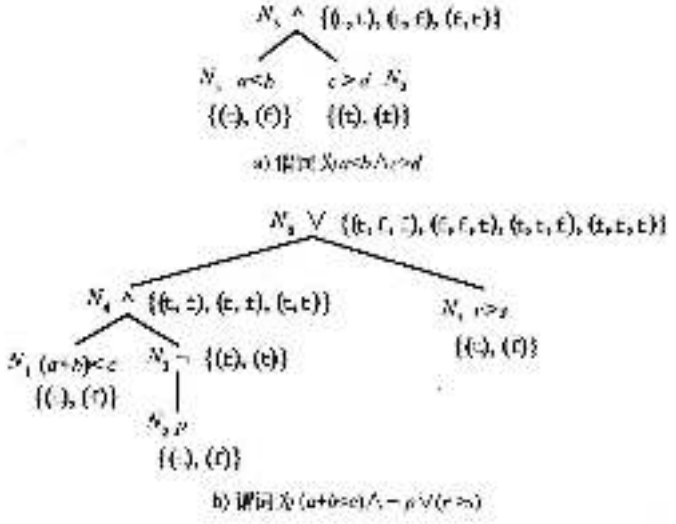


图2.18 谓词的BOR约束集。约束集放置在谓词抽象语法树的各结点旁；注意，本节中关于将约束集划分为"真"、"假"约束集的论述

例2.27 采用算法BOR-CSET生成例2.25中所用谓词p_1：$a<b \wedge c>d$的BOR约束集。p_1的抽象语法树$AST(p_1)$如图2.18a所示。

N_1、N_2是$AST(p_1)$的叶结点，它们的约束集如下：

$S^t_{N_1} = \{t\}$，$S^f_{N_1} = \{f\}$

$S^t_{N_2} = \{t\}$，$S^f_{N_2} = \{f\}$

自底向上遍历$AST(p_1)$，计算AND结点N_3的约束集：

$$S^t_{N_3} = S^t_{N_1} \otimes S^t_{N_2}$$
$$= \{t\} \otimes \{t\}$$
$$= \{|t, t|\}$$
$$S^f_{N_3} = (S^f_{N_1} \times \{t_2\}) \cup (\{t_1\} \times S^f_{N_2})$$
$$= (\{f\} \times \{t\}) \cup (\{t\} \times \{f\})$$
$$= \{(f, t), (t, f)\}$$

因此，得到$S_{N_3} = \{(t, \cdot), (f, t), (t, f)\}$，这就是谓词$p_1$的BOR约束集。在这里，形式化地描述了例2.25中约束集是如何计算出来的。

例2.28 采用算法BOR-CSET，计算谓词p_2：$(a+b<c) \wedge \neg p \vee (r>s)$的BOR约束集。$p_2$的计算比前面例子中的$p_1$要复杂一些，其抽象语法树$AST(p_2)$如图2.18b所示。注意，运算符∧的优先级高于∨，因此，p_2等价于谓词$((a+b<c) \wedge (\neg p)) \vee (r>s)$。

首先，我们标识叶结点N_1、N_2、N_5的BOR约束集如下：

$S^t_{N_1} = S^t_{N_2} = S^t_{N_5} = \{|t|\}$

$S^f_{N_1} = S^f_{N_2} = S^f_{N_5} = \{|f|\}$

然后，自底向上、广度优先地遍历$AST(p_2)$。应用NOT结点的规则，得到结点N_3的BOR约束集如下：

$$S^t_{N_1} = S^t_{N_2} = \{t\}$$
$$S^f_{N_1} = S^f_{N_2} = \{t\}$$

接着，应用 AND 结点的规则，得到结点 N_3 的 BOR 约束集如下：

$$\begin{aligned} S^t_{N_3} &= S^t_{N_1} \otimes S^t_{N_2} \\ &= \{t\} \otimes \{t\} \\ &= \{(t,t)\} \end{aligned}$$
$$\begin{aligned} S^f_{N_3} &= \left(S^f_{N_1} \times \{t_{N_2}\}\right) \cup \left(t_{N_1} \times S^f_{N_2}\right) \\ &= (\{t\} \times \{t\}) \cup (\{t\} \times \{t\}) \\ &= \{(t,t),(t,t)\} \end{aligned}$$
$$S_{N_3} = \{(t,t),(t,t),(t,t)\}$$

最后，利用 N_4、N_5 的 BOR 约束集，应用 OR 结点的规则，得到结点 N_6 的 BOR 约束集如下：

$$\begin{aligned} S^t_{N_6} &= S^t_{N_4} \otimes S^t_{N_5} \\ &= \{(t,t),(t,t)\} \otimes \{t\} \\ &= \{(t,t,t),(t,t,t)\} \end{aligned}$$
$$\begin{aligned} S^t_{N_6} &= \left(S^t_{N_4} \times \{f_{N_5}\}\right) \cup \left(t_{N_4} \times S^t_{N_5}\right) \\ &= (\{(t,t)\} \times \{f\}) \cup (\{(f,f)\} \times \{t\}) \\ &= \{(t,t,f),(f,f,t)\} \end{aligned}$$
$$S_{N_6} = \{(t,t,t),(f,f,t),(t,t,f),(f,f,f)\}$$

注意 对于 f_{N_5}，可以选择 (t, t) 或 (t, t)；此处，选择了 (t, t)。针对谓词 p_3，满足以上 4 个 BOR 约束的测试用例如表 2-7 所示。

练习 2.30 要求读者证明：表 2-7 中的测试集针对 BOR 测试准则是充分的。

表 2-7 满足例 2.28 中谓词 p_3 的 BOR 约束的测试用例

	a+b<c	p	r>s	测试用例
t_1	t	t	f	<a=1, b=1, c=3, p=false, r=1, s=2>
t_2	f	f	t	<a=1, b=1, c=1, p=false, r=1, s=0>
t_3	t	t	f	<a=1, b=1, c=3, p=true, r=1, s=1>
t_4	f	f	f	<a=1, b=1, c=0, p=false, r=0, s=0>

2. 生成 BRO 约束集

同样谓词 p_i 的 BRO 充分测试集确保能够检测出 p_i 实现中存在的所有单/多布尔运算符及关系运算符故障。关系表达式 e_1 *relop* e_2 的 BRO 约束集 $S = \{(>), (=), (<)\}$。如下所述，根据 *relop* 的不同，S 的“真”约束集、“假”约束集的划分结果也不一样：

```
relop为 >：S^t = {(>)}          S^f = {(=),(<)}
relop为 ≥：S^t = {(>),(=)}      S^f = {(<)}
relop为 =：S^t = {(=)}          S^f = {(<),(>)}
relop为 <：S^t = {(<)}          S^f = {(=),(>)}
relop为 ≤：S^t = {(<),(=)}      S^f = {(>)}
```

现在，修改前面介绍的用于生成谓词 BOR 约束集的算法 BOR-CSET，以生成最小 BRO 约束集。修改后的算法如下：

从谓词 p_i 的抽象语法树生成最小 BRO 约束集的算法 BRO-CSET

输入：谓词 p_i 的抽象语法树 $AST(p_i)$。p_i 只包含奇异表达式。

输出：谓词 p_r 的 BRO 约束集，放置在抽象语法树 $AST(p_r)$ 的根结点处。

Begin of BRO-CSET

步骤 1 标识 $AST(p_r)$ 每个叶结点 N 的约束集 S_N。对于代表布尔变量的叶结点，其 $S_N=\{\top, \bot\}$，$S_N^t=\top$，$S_N^f=\bot$；

对于代表关系表达式的叶结点，$S_N=\{(>),(=),(<)\}$。

步骤 2 以自底向上的方式遍历 $AST(p_r)$ 的每个非叶结点（内部结点）。如果结点 N 是一个 AND 结点或 OR 结点，设 N_1、N_2 是其直接后继。如果结点 N 是一个 NOT 结点，设 N_1 是其直接后继。S_{N_1}、S_{N_2} 分别代表结点 N_1、N_2 的 BRO 约束集。对每个非叶结点 N，计算 S_N 如下：

2.1 N 是 OR 结点：

$S_N^t=S_{N_1}^t \otimes S_{N_2}^t$；

$S_N^f=(S_{N_1}^f \times \{f_2\}) \cup (\{f_1\} \times S_{N_2}^f)$，其中 f_1、f_2 分别是 $S_{N_1}^f$、$S_{N_2}^f$ 中的任一元素。

2.2 N 是 AND 结点：

$S_N^f=S_{N_1}^f \otimes S_{N_2}^f$；

$S_N^t=(S_{N_1}^t \times \{t_2\}) \cup (\{t_1\} \times S_{N_2}^t)$，其中 t_1、t_2 分别是 $S_{N_1}^t$、$S_{N_2}^t$ 中的任一元素。

2.3 N 是 NOT 结点：

$S_N^t=S_{N_1}^f$；

$S_N^f=S_{N_1}^t$。

步骤 3 $AST(p_r)$ 根结点的 BRO 约束集就是谓词 p_r 的 BRO 约束集。

End of BRO-CSET

例 2.29 计算谓词 p_r：$(a+b<c) \wedge \neg p \vee (r>s)$ 的 BRO 约束集。p_r 的抽象语法树 $AST(p_r)$ 如图 2-19 所示，各结点已标识相应的 BRO 约束集。采用算法 BRO-CSET，看看这些 BRO 约束集是如何计算出来的。

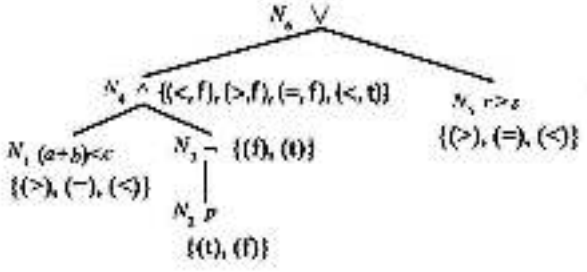


图 2-19 谓词 $(a+b<c) \wedge \neg p \vee (r>s)$ 的 BRO 约束集。约束集放置在谓词抽象语法树的各结点旁。注意，本节中关于将约束集划分为“真”、“假”约束集的论述

首先，根据各叶结点的类型标识其 BRO 约束集如下：

$S_{N_1}=\{(<)\}$，$S_{N_2}^t=\{(>),(=)\}$

$S_{N_2}^t=\{\top\}$，　$S_{N_2}^f=\{\bot\}$

$S_{N_5}^t=\{(>)\}$，$S_{N_5}^f=\{(<),(=)\}$

然后，自底向上、广度优先地遍历 $AST(p_r)$，从其直接后继结点的 BRO 约束集计算各非叶结点的 BRO 约束集如下：

$S_{N_3}^t=S_{N_3}^f=\{\bot\}$

$S_{N_4}^t=S_{N_4}^f=\{\top\}$

$$
\begin{aligned}
S_K^t &= S_K^c \otimes S_{f_K}^t \\
&= \{(<)\} \otimes \{f\} \\
&= \{(<,f)\} \\
S_{f_K}^t &= (S_K^t \times S_{f_K}^t) \cup (S_{f_K}^t \times S_{f_K}^t) \\
&= (\{(>),(=)\} \times \{f\}) \cup (\{(<)\} \times \{t\}) \\
&= \{(>,f),(=,f),(<,t)\} \\
S_K^f &= \{(<,f),(>,f),(=,f),(<,t)\} \\
S_K^f &= S_K^c \otimes S_{f_K}^f \\
&= \{(>,f),(=,f),(<,t)\} \otimes \{(=),(<)\} \\
&= \{(>,f,=),(=,f,<),(<,t,=)\} \\
S_K^c &= (S_K^c \times f_K) \cup (f_K \times S_{f_K}^c) \\
&= (\{(<,f)\} \times \{(=)\}) \cup (\{(>,f)\} \times \{(>)\}) \\
&= \{(<,f,=),(>,f,>)\} \\
S_K &= \{(>,f,=),(=,f,<),(<,t,=),(<,f,=),(>,f,>)\}
\end{aligned}
$$

针对谓词 p_r，满足以上5个BRO约束的测试用例如表2-8所示。练习2.31要求读者证明，表2-8中的测试集针对BRO测试准则是充分的。

表2-8 满足例2.28中谓词 p_r 的BRO约束的测试用例

	a+b<c	p	r>s	测试用例
t_1	>	f	=	<a=1, b=1, c=1, p=false, r=1, s=1>
t_2	=	f	<	<a=1, b=0, c=1, p=false, r=1, s=2>
t_3	<	t	=	<a=1, b=1, c=3, p=true, r=1, s=1>
t_4	<	f	=	<a=0, b=2, c=3, p=false, r=0, s=0>
t_5	>	f	>	<a=1, b=1, c=0, p=false, r=2, s=0>

3. 生成BRE约束集

现在，讨论如何生成BRE约束集。根据这些约束，可以设计出确保能够检测出谓词中存在的所有的布尔运算符故障、关系运算符故障、算术表达式故障或以上故障组合。布尔变量的BRE约束集仍然是 $\{t, f\}$，关系表达式 e_1 *relop* e_2 的BRE约束集

$$S = \{(+\varepsilon),(=),(-\varepsilon)\},\ \varepsilon > 0$$

如下所述，根据 *relop* 的不同，S 的“真”约束集、“假”约束集的划分结果也不一样：

relop 为 >：$S^t = \{(+\varepsilon)\}$　　$S^f = \{(=),(-\varepsilon)\}$

relop 为 ≥：$S^t = \{(+\varepsilon),(=)\}$　　$S^f = \{(-\varepsilon)\}$

relop 为 =：$S^t = \{(=)\}$　　$S^f = \{(+\varepsilon),(-\varepsilon)\}$

relop 为 <：$S^t = \{(-\varepsilon)\}$　　$S^f = \{(=),(+\varepsilon)\}$

relop 为 ≤：$S^t = \{(-\varepsilon),(=)\}$　　$S^f = \{(+\varepsilon)\}$

其中，约束 $(+\varepsilon)$ 表示满足条件 $0 < e_1 - e_2 \leq +\varepsilon$，约束 $(-\varepsilon)$ 表示满足条件 $-\varepsilon \leq e_1 - e_2 < 0$。

生成谓词最小BRE约束集的算法与前面介绍的算法BRO-CSET相似，只是叶结点约束集构造的方法不一样：

从谓词 p_r 的抽象语法树生成最小BRE约束集的算法BRE-CSET

输入：谓词 p_r 的抽象语法树 $AST(p_r)$，p_r 只包含简单表达式。

输出：谓词 p_r 的 BRE 约束集，放置在抽象语法树 $AST(p_r)$ 的根结点处。

Begin of BRE-CSET

步骤 1 标识 $AST(p_r)$ 每个叶结点 N 的约束集 S_N。对于代表布尔变量的叶结点，其 $S_N = \{t, f\}$，$S_N^t = t$，$S_N^f = f$；对于代表关系表达式的叶结点

$$S_N = \{(+\varepsilon), (=), (-\varepsilon)\}。$$

步骤 2 以自底向上的方式遍历 $AST(p_r)$ 的每个非叶结点（内部结点）。如果结点 N 是一个 AND 结点或 OR 结点，设 N_1、N_2 是其直接后继。如果结点 N 是一个 NOT 结点，设 N_1 是其直接后继。S_N、S_{N_1}、S_{N_2} 分别代表结点 N、N_1、N_2 的 BRE 约束集。对每个非叶结点 N，计算 S_N 如下：

2.1 N 是 OR 结点：

$S_N^t = S_{N_1}^t \otimes S_{N_2}^t$；

$S_N^f = (S_{N_1}^f \times \{f_1\}) \cup (\{f_1\} \times S_{N_2}^f)$，其中 f_1、f_2 分别是 $S_{N_1}^f$、$S_{N_2}^f$ 中的任一元素。

2.2 N 是 AND 结点：

$S_N^f = S_{N_1}^f \otimes S_{N_2}^f$；

$S_N^t = (S_{N_1}^t \times \{t_2\}) \cup (\{t_1\} \times S_{N_2}^t)$，其中 t_1、t_2 分别是 $S_{N_1}^t$、$S_{N_2}^t$ 中的任一元素。

2.3 N 是 NOT 结点：

$S_N^t = S_{N_1}^f$；

$S_N^f = S_{N_1}^t$。

步骤 3 $AST(p_r)$ 根结点的 BRE 约束集就是谓词 p_r 的 BRE 约束集。

End of BRO-CSET

例 2.30 考虑谓词 p_r：$(a+b<c) \wedge \neg p \vee (r>s)$。$p_r$ 的抽象语法树 $AST(p_r)$ 如图 2-20 所示，各结点已标识相应的 BRE 约束集。采用算法 BRE-CSET，看看这些 BRE 约束集是如何计算出来的。

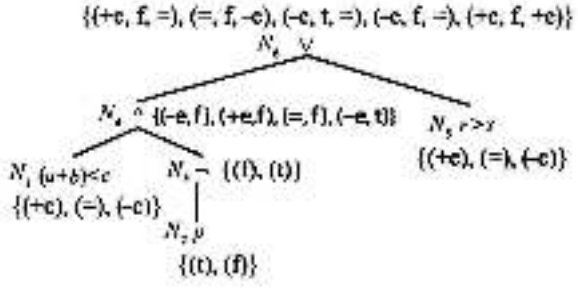


图 2-20 谓词 $(a+b<c) \wedge \neg p \vee (r>s)$ 的 BRE 约束集

首先，根据各叶结点的类型标识其 BRE 约束集如下：

$S_{N_1}^t = \{(-\varepsilon)\}$，$S_{N_1}^f = \{(+\varepsilon), (=)\}$

$S_{N_5}^t = \{t\}$，　$S_{N_5}^f = \{f\}$

$S_{N_7}^t = \{(+\varepsilon)\}$，$S_{N_7}^f = \{(-\varepsilon), (=)\}$

然后，自底向上、广度优先地遍历 $AST(p_r)$，从其直接后继结点的 BRE 约束集计算各非叶结点的 BRE 约束集如下：

$S_{N_2}^t = S_{N_7}^f = \{f\}$

$S_{N_2}^f = S_{N_7}^t = \{t\}$

$$
\begin{aligned}
S_a^t &= S_a^t \otimes S_{a_1}^t \\
&= \{(-\varepsilon)\} \otimes \{t\} \\
&= \{(-\varepsilon, t)\} \\
S_a^f &= (S_a^f \times S_{a_1}^t) \cup (S_a^t \times S_{a_1}^f) \\
&= \{(+\varepsilon), (=)\} \times \{t\}) \cup (\{(-\varepsilon)\} \times \{f\}) \\
&= \{(+\varepsilon, t), (=, t), (-\varepsilon, t)\} \\
S_a &= \{(-\varepsilon, t), (+\varepsilon, t), (=, f), (-\varepsilon, t)\} \\
S_b^t &= S_b^t \otimes S_{b_1}^t \\
&= \{(+\varepsilon, t), (=, t), (-\varepsilon, t)\} \otimes \{(=), (-\varepsilon)\} \\
&= \{(+\varepsilon, t, =), (=, t, -\varepsilon), (-\varepsilon, t, =)\} \\
S_b^f &= (S_b^t \times t_{b_1}) \cup (t_b \times S_{b_1}^t) \\
&= (\{(-\varepsilon, t)\} \times \{(=)\}) \cup (\{(+\varepsilon, f)\} \times \{(+\varepsilon)\}) \\
&= \{(-\varepsilon, t, =), (+\varepsilon, f, +\varepsilon)\} \\
S_{b_1} &= \{(+\varepsilon, f, =), (=, t, -\varepsilon), (-\varepsilon, t, =), (-\varepsilon, t, =), (+\varepsilon, t, +\varepsilon)\}
\end{aligned}
$$

针对谓词 p_1，满足以上 5 个 BRE 约束的测试用例如表 2-9 所示。对比图 2-19、图 2-20，注意图中结点的 BRO 约束集与 BRE 约束集的相似性。另外，表 2-8 与表 2-9 中的 $t_1 - t_4$ 是一样的，只有 t_5 不一样；表 2-8 中的 t_5 不能满足约束 $(+\varepsilon)$，因为 $\varepsilon = 1$。练习 2.34 要求读者比较用算法 BRO-CSET、BRE-CSET 导出的测试用例的差异。

表 2-9 满足例 2.30 中谓词 p_1 的 BRE 约束的测试用例（$\varepsilon = 1$）

	$a+B<c$	p	$r>s$	测试用例
t_1	$+\varepsilon$	f	=	<a=1, b=1, c=1, p=false, r=1, s=1>
t_2	$-$	f	ε	<a=1, b=0, c=1, p=false, r=1, s=2>
t_3	$-\varepsilon$	t	=	<a=1, b=1, c=3, p=true, r=1, s=1>
t_4	$-\varepsilon$	f	=	<a=0, b=2, c=3, p=false, r=0, s=0>
t_5	$+\varepsilon$	f	$+\varepsilon$	<a=1, b=1, c=1, p=false, r=2, s=0>

4. 生成非奇异表达式的 BOR 约束集

前面章节描述的算法 BOR-CSET、BRO-CSET、BRE-CSET 为只包含奇异表达式的谓词生成约束集，以便最后生成 BOR、BRO、BRE 充分的测试集。然而，当谓词包含非奇异表达式，在遍历谓词的抽象语法树过程中，合并结点的约束集时可能会引起冲突（参见练习 2.37）。如果对这些冲突处理得不好的话，导出的约束集不能确保能够检测出被测谓词中所有的布尔操作符故障。在本节中，将改进算法 BOR-CSET，以便能为包含非奇异表达式的谓词生成约束集。

根据第 2.7.1 节中的解释，在一个非奇异表达式中，某个布尔变量出现了多次。例如，下表列出了一些非奇异表达式及其析取范式。注意，省略了 AND 运算符，用 + 代替 OR 运算符，用上划线代表字母的补。

谓词 (p_1)	析取范式 (DNF)	p_1 中相互奇异的组件
$ab(\bar{b}+c)$	$ab\bar{b}+abc$	$a;\bar{b}(\bar{b}+c)$
$a(bc+\bar{b}d)$	$abc+a\bar{b}d$	$a_1(bc+\bar{b}d)$
$a(bc+\bar{b}+\bar{d}c)$	$abc+a\bar{b}+a\bar{d}c$	$a_1(bc+\bar{b}+\bar{d}c)$

注意，上表中相互奇异的组件并不完全是奇异组件。

修改后的从谓词 p_i 生成测试集的 BOR 策略采用了原来的 BOR-CSET 算法以及新增的一个 Meaning Impact 算法，简称 MI。在介绍 BOR-MI 算法之前，先介绍根据奇异或非奇异布尔表达式 p_i 设计测试集的 MI-CSET 算法。应用算法 MI-CSET 时，p_i 必须是析取范式 DNF；如果不是，先将 p_i 转化为 DNF，目前已有将布尔表达式转化为最小 DNF 的标准算法。

从可能包含非奇异表达式的谓词生成最小约束集的算法 MI-CSET

输入：以最小析构范式存在的布尔表达式 $E=e_1+e_2+\cdots+e_n$。表达式 E 包含 n 个积项，其中，积项 e_i 包含 l_i 个文字，$1\leqslant i\leqslant n$，$l_i>0$。

输出：表达式 E 的约束集 S_E，确保能够检测出 E 的实现中存在的缺失/冗余 NOT 运算符故障。

Begin of MI-CSET

步骤 1　针对每个积项 e_i（$1\leqslant i\leqslant n$），构造使 e_i 取值为真的约束集 T_{e_i}。

步骤 2　对所有 $1\leqslant i\leqslant n$ 置 $TS_{e_i}=T_{e_i}-\bigcup_{j=1,j\neq i}^{n}T_{e_j}$。注意，对任何 $1\leqslant i,j\leqslant n$（$i\neq j$），$TS_{e_i}\cap TS_{e_j}=\varnothing$。

步骤 3　构造 $S'_E=\{c_i\}$，其中 $1\leqslant i\leqslant n$，c_i 是 TS_{e_i} 中的任一元素，即从每个 TS_{e_i} 中只取一个元素。注意，对任何 $c\in S'_E$，$E(c)=\mathtt{true}$，即 S'_E 中的每个元素都使表达式 E 取值为真。

步骤 4　对于所有 $1\leqslant i\leqslant n$，设 $e_i=l_{i1}l_{i2}\cdots l_{i,j-1}l_{ij}l_{i,j+1}\cdots l_{il_i}$，即积项 e_i 包含 l_i 个文字，其中 l_{ij} 为 e_i 中的第 j 个文字；对于每个 $1\leqslant j\leqslant l_i$，置 $e'_{ij}=l_{i1}l_{i2}\cdots l_{i,j-1}\bar{l}_{ij}l_{i,j+1}\cdots l_{il_i}$，即将所有的积项 e_i 从左至右，逐次将其第 j 个文字取补。构造约束集 F_{ij}，使得对于任何 $c\in F_{ij}$，$e'_{ij}(c)=\mathtt{true}$，即 F_{ij} 中的每个元素都使积项 e'_{ij} 取值为真；同样，对于任何 $c\in F_{ij}$，$e_i(c)=\mathtt{false}$，即 F_{ij} 中的每个元素都使积项 e_i 取值为假。

步骤 5　置 $FS_{ij}=F_{ij}-\bigcup_{k=1}^{n}T_{e_k}$，注意，对任何 $c\in FS_{ij}$，$E(c)=\mathtt{false}$，即 FS_{ij} 中的每个元素都使表达式 E 取值为假。

步骤 6　构造 S''_E，使其规模最小，并且覆盖每个 FS_{ij} 至少一次。

步骤 7　构造表达式 E 的约束集 $S_E=S'_E\cup S''_E$。

End of MI-CSET

例 2.31　考虑表达式 $E=a(bc+\bar{b}d)$，其中 a、b、c、d 是布尔变量。注意，E 是非奇异的表达式，因为变量 b 出现了两次。设与 E 等价的析取范式为 $E=e_1+e_2$，其中，$e_1=abc$，$e_2=a\bar{b}d$。现在应用算法 MI-CSET 生成 S'_E、S''_E。

首先，构造 T_{e_1}、T_{e_2} 如下：

$T_{e_1}=\{(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f})\}$

$T_{e_2}=\{(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t})\}$

然后，构造 TS_{e_1}、TS_{e_2} 如下：

$TS_{e_1}=\{(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f})\}$

$TS_{e_2}=\{(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t})\}$

注意，$TS_{e_1}\cap TS_{e_2}=\varnothing$。

接着，从 TS_{e_1}、TS_{e_2} 中各选取一个元素组成一个覆盖 E 的每个积项并使 E 取值为真的最小约束集：

$S''_E=\{(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t})\}$

注意，S''_E 存在 4 种可能的取值。

再下来，构造约束集 F_{e_1}。对于 $e_1 = abc$，$e_2 = a\,bd$，由于 $l_1 = 3$，$l_2 = 3$，有

$$e_1^1 = \overline{a}bc,\ e_1^2 = a\,\overline{b}c,\ e_1^3 = ab\,\overline{c};\ e_2^1 = \overline{a}bd,\ e_2^2 = abd,\ e_2^3 = a\,\overline{b}\,d$$

因此，有：

$F_{e_1^1} = \{(\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f})\}$

$F_{e_1^2} = \{(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{f})\}$

$F_{e_1^3} = \{(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t}),(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{f})\}$

$F_{e_2^1} = \{(\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t})\}$

$F_{e_2^2} = \{(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t}),(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t})\}$

$F_{e_2^3} = \{(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{f}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{f})\}$

从上面6个约束集中删去任何属于 T_k（$1 \leqslant k \leqslant n$）的约束得到：

$FS_{e_1^1} = F_{e_1^1}$

$FS_{e_1^2} = \{(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{f})\}$

$FS_{e_1^3} = F_{e_1^3}$

$FS_{e_2^1} = F_{e_2^1}$

$FS_{e_2^2} = \{(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t})\}$

$FS_{e_2^3} = F_{e_2^3}$

接着，构造使表达式 E 取值为假的约束集。从上面6个约束集中选取约束集 S_E^f，使其规模最小并且覆盖所有的 FS_i：

$S_E^f = \{(\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{f})(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t}),(\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t})\}$

注意，(f, t, t, f) 覆盖 $FS_{e_1^1}$，(t, f, t, f) 覆盖了 $FS_{e_1^2}$和 $FS_{e_2^1}$，(t, t, f, t) 覆盖了 $FS_{e_1^3}$和 $FS_{e_2^2}$，(f, f, t, t) 覆盖 $FS_{e_2^3}$。

最后，采用算法 MI-CSET 产生的表达式 E 的约束集 S_E 总共包含6个约束：

$S_E = \{(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t}),(\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f}),(\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{f}),(\mathtt{t},\mathtt{t},\mathtt{f},\mathtt{t}),(\mathtt{f},\mathtt{f},\mathtt{t},\mathtt{t})\}$

现在，已经准备好了介绍从非奇异表达式生成最小约束集的算法 BOR-MI-CSET。下面的算法会用到前面介绍的算法 BOR-CSET 和 MI-CSET。

为包含非奇异表达式的谓词生成最小约束集的算法 BOR-MI-CSET

输入：布尔表达式 E。

输出：表达式 E 的约束集 S_E，确保能够检测出 E 的实现中存在的布尔运算符故障。

Begin of BOR-MI-CSET

步骤1　将表达式 E 划分为 n 个相互奇异的组件，$E = \{E_1, E_2, \ldots, E_n\}$。

步骤2　利用算法 BOR-CSET 为每个奇异组件生成 BOR 约束集。

步骤3　利用算法 MI-CSET 为每个非奇异组件生成 MI 约束集。

步骤4　利用算法 BOR-CSET 的步骤2，组合以上两步骤得到的约束集，形成表达式 E 的约束集。

End of BOR-MI-CSET

下面的例子用于说明算法 BOR-MI-CSET。

例2.32　同例2.31，考虑表达式 $E = a(bc + bd)$，其中 a、b、c、d 是布尔变量。注意，E 是非奇异的表达式，因为变量 b 出现了两次。应用算法 BOR-MI-CSET 来计算表达式 E 的约束集 S_E。

根据 BOR-MI-CSET 的步骤 1，将 E 划分为组件 e_1、e_2，其中，$e_1=a$，$e_2=(bc+\bar{b}d)$，e_1 是奇异表达式，而 e_2 则是非奇异表达式。

根据 BOR-MI-CSET 的步骤 2，采用算法 BOR-CSET 生成 e_1 的约束集如下：

$S_{e_1}^t=\{(t)\}$

$S_{e_1}^f=\{(f)\}$

下面，采用算法 MI-CSET 生成 e_2 的约束集。注意，e_2 是个析取范式，可以表示成 $e_2=u+v$，其中，$u=bc$，$v=\bar{b}d$。

根据 MI-CSET 的步骤 1，得到：

$T_u=\{(t,t,t),(t,t,f)\}$

$T_v=\{(f,t,t),(f,f,t)\}$

根据 MI-CSET 的步骤 2、步骤 3，得到：

$TS_u=T_u$

$TS_v=T_v$

$S_{e_2}^t=\{(t,t,f),(f,t,t)\}$

注意，$S_{e_2}^t$ 有多种取值选择，只需选择任意一种取值。

再下来，根据 MI-CSET 的步骤 4、步骤 5、步骤 6，构造 e_2 的“假”约束集 $S_{e_2}^f$，其中步骤 4、步骤 5 用到的求补子表达式为：$e_{2,u}=\bar{b}c$，$e_{2,v}=b\bar{c}$，$e_{1,u}=bd$，$e_{1,v}=\overline{bd}$。

$F_{1,1}=\{(f,t,t),(f,t,f)\}$

$F_{1,2}=\{(t,f,t),(t,f,f)\}$

$F_{2,1}=\{(t,t,t),(t,f,t)\}$

$F_{2,2}=\{(f,t,f),(f,f,f)\}$

$FS_{1,1}=\{(f,t,f)\}$

$FS_{1,2}=\{(t,f,t),(t,f,f)\}$

$FS_{2,1}=\{(t,f,t)\}$

$FS_{2,2}=\{(f,t,f),(f,f,f)\}$

$S_{e_2}^f=\{(f,t,f),(t,f,t)\}$

至此，将采用算法 BOR-MI-CSET 的步骤 1、步骤 2、步骤 3 产生的结果总结如下：

$S_{e_1}^t=\{(t)\}$　　利用算法 BOR-CSET 得到的结果

$S_{e_1}^f=\{(f)\}$　　利用算法 BOR-CSET 得到的结果

$S_{e_2}^t=\{(t,t,f),(f,t,t)\}$　利用算法 MI-CSET 得到的结果

$S_{e_2}^f=\{(f,t,f),(t,f,t)\}$　利用算法 MI-CSET 得到的结果

最后，根据算法 BOR-MI-CSET 的步骤 4，从子表达式 e_1、e_2 的约束集生成整个表达式 E 的 BOR 约束集 S_E 如下，此过程也如图 2-21 所示：

$S_E^t=S_{e_1}^t\otimes S_{e_2}^t$

$=\{(t,t,t,f),(t,f,t,t)\}$

$S_E^f=(S_{e_1}^f\times\{t_2\})\cup(\{t_1\}\times S_{e_2}^f)$

$=\{(f,t,t,f),(t,f,t,f),(t,t,f,t)\}$

$S_E=\{(t,t,t,f),(t,f,t,t),(f,t,t,f),(t,f,t,f),(t,t,f,t)\}$

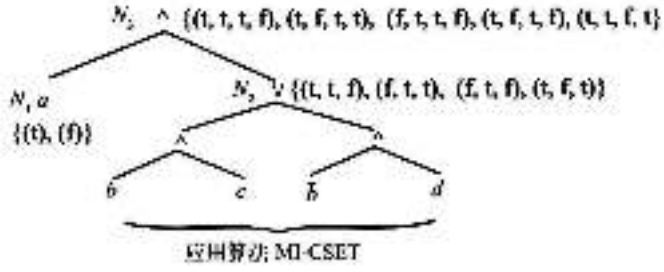


图 2-21 采用算法 BOR-MI-CSET 导出的谓词 $a(bc+\bar{b}d)$ 的约束集

注意，例 2.32 中采用算法 BOR-MI-CSET 导出的约束集 S_2 包含 5 个约束，而例 2.31 中采用算法 MI-CSET 生成的约束集则含有 6 个约束。在通常情况下，采用 BOR-MI-CSET 生成的约束集比用 MI-CSET 生成的小，且有更强的故障检测能力。练习 2.40、练习 2.41 有助于加深读者对 BOR-MI-CSET 及其生成测试集的故障检测效力的理解。

2.7.6 因果图与谓词测试

第 2.6 节中描述的因果图是一种需求建模和测试设计技术。因果关系是从软件需求规范当中提取出来的。在一个因果关系中，作为原因的那部分可以表示成谓词；作为结果的那部分用于构造测试预言，判断当相应原因成立时结果是否会出现。

为了测试代表因果图中原因的条件是否被正确实现，测试人员要么用第 2.6.3 节描述的判定表技术，要么用本节描述的四个算法之一设计测试集。

已有研究证明：用算法 BOR-CSET 生成的测试集比用算法 CEGDT 生成的测试集小得多；用算法 BOR-CSET 生成的测试集的故障检测效力比用算法 CEGDT 生成的测试集略差一点。

有两个理由可以认为，将因果图技术与本节介绍的谓词测试技术结合起来肯定会有更强的故障检测能力。首先，因果图是模拟软件需求的有效手段；其次，一旦因果图建立起来之后，可用本节介绍的四个基于谓词的测试设计算法中任意一个生成测试集。练习 2.42 有助于读者理解因果图与谓词测试组合起来是如何工作的。

2.7.7 故障传播

现在解释故障传播这个概念，它是本节描述的 4 个谓词测试设计算法的基础。设 p_i 是个谓词（不论是简单谓词还是复合谓词），p_c 是 p_i 的一个组件。抽象语法树上的每一个结点都是谓词的组件。例如，在图 2-17 中，谓词 p_1：$(a+b<c)\wedge\neg p\vee(r>s)$ 包含下面 6 个组件：

$$a+b<c,\ \wedge,\ \neg,\ p,\ \vee,\ r>s$$

设 p_i' 是 p_i 的错误实现。针对某些测试用例 t，如果 $p_i(t)\neq p_i'(t)$，说明 p_i 某个组件中的错误已经传播到了抽象语法树 $AST(p_i)$ 的根结点，该错误已影响到 p_i 的输出。同时，测试用例 t 也被称作 p_i 的错误/故障检测用例。

在谓词测试中，我们关心的是设计出至少一个测试用例 t，确保使 p_i 中的错误能够传播到抽象语法树 $AST(p_i)$ 的根结点，即 $p_i(t)\neq p_i'(t)$。BOR、BRO、BRE 充分的测试集能确保使前面章节提到的某些故障传播到谓词抽象语法树的根结点。下面的例子说明故障传播这个概念。

例 2.33 设 p_1：$(a+b<c)\wedge\neg p\vee(r>s)$；$p_1'$：$(a+b<c)\vee\neg p\vee(r>s)$ 是两个谓词，p_1' 是 p_1 的错误实现。由于错误地使用了运算符 $\vee$，p_1' 有一个布尔运算符故障。表 2-7 列出的 4 个

测试用例构成一个 BOR 充分测试集。

图 2-22a、b 说明表 2-7 中的测试用例 t_1 未能使 ∧ 运算符故障传播到 $AST(p_1)$ 的根结点，因此，$p_1(t_1)=p_1(t_1)$。但是，图 2-22c、d 说明表 2-7 中的测试用例 t_4 使 ∧ 运算符故障传播到 $AST(p_1)$ 的根结点，$p_1(t_4)\neq p_1(t_4)$。

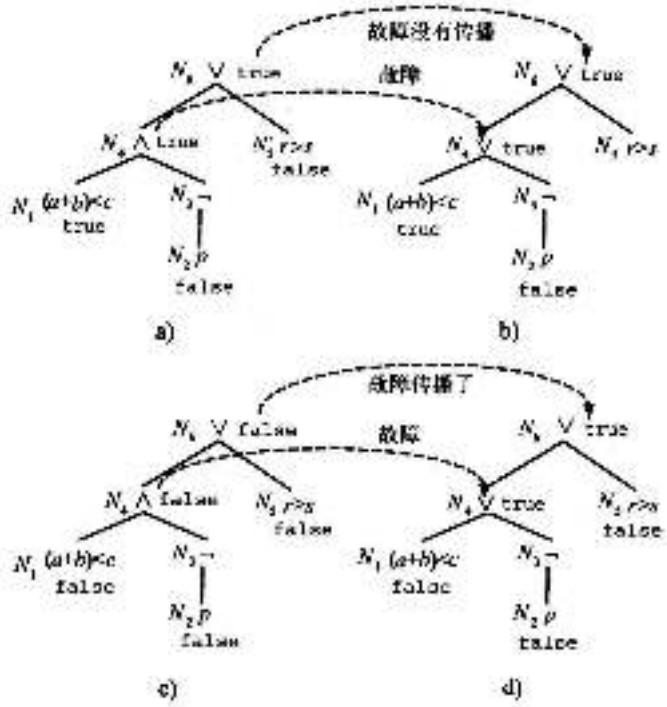


图 2-22 a)、b) 中的抽象语法树说明测试用例 t_1 未能使 ∧ 运算符故障得到传播；
c)、d) 中的抽象语法树说明测试用例 t_4 使 ∧ 运算符故障得到了传播

对于具体的包含 n 个 AND/OR 运算符和布尔变量的谓词 p_1，测试人员可以采用“蛮劲”方法生成一个包含 2^n 个测试用例的测试集。例如，谓词 $p_1:(a+b<c)\wedge\neg p\vee(r>s)$ 包含两个 AND/OR 运算符、一个布尔变量，因此，$n=3$。一个用“蛮劲”方式产生的测试集 T 将总共包含 8 个测试用例，以便满足下面的约束集 S：

$$S=\{(t,t,t),(t,t,f),(t,f,t),(t,f,f),(f,t,t),(f,t,f),(f,f,t),(f,f,f)\}$$

这 8 个约束将确保：针对 T 中的测试用例，p_1 的每个关系表达式和布尔变量都能取值为 true 和 false。显然，T 是 BOR、BRO、BRE 充分的。但是，T 不是最小的，因为，与 T 包含 8 个测试用例相比，例 2.30 中导出的 BRE 充分测试集只包含 5 个测试用例。

可以证明，对于包含 n 个 AND/OR 运算符的谓词 p_1，其最大 BOR 充分测试集的元素个数为 $n+2$，其最大 BRO、BRE 充分测试集的元素个数为 $2n+3$（参见练习 2.35）。

正如上文所指出的那样，BOR、BRO、BRE 充分测试集的规模随着谓词中 AND/OR 运算符和布尔变量个数的增加而呈线性增长。除了故障检测效力之外，这是本节介绍的测试设计算法的另一个优点；正是这个特点将它们与“蛮劲”方法和基于因果图的方法区分开来。

上面提到的线性性质，其产生的原因在于：(a) 采用谓词的抽象语法树，将约束从叶结点传播到根结点；(b) 在抽象语法树中自底向上传播约束时，采用集合的 onto 积（⊗）而不是

笛卡儿积（×）（参见练习 2.36）。

2.7.8 谓词测试实践

可以采用谓词测试技术分别从被测软件的需求规范、被测软件的代码中导出测试用例。因此，它可用于生成基于需求规范的测试和基于代码的测试。

1. 基于需求规范的谓词测试设计

通过对软件需求规范的分析，可以得到软件运行的各种具体条件。例如，分析了软件的需求规范后，可能会产生下面的条件列表及其相关任务：

条　件	任　务
C_1	$Task_1$
C_2	$Task_2$
⋮	⋮
C_n	$Task_n$

该列表可用于为被测软件生成测试集 T。注意，将每个条件表示成一个谓词。假设，上表中的对偶（条件，任务）是相互独立的，即每个任务只依赖于与它相对的那个条件。但是，当条件 C_2 依赖于 C_1，C_1 为真而 C_2 并不为真时，这个独立性假设就不成立。例如，两个相互依赖的条件 C_1：$a<b$；C_2：$a>b$，显然，如果 $Task_1$、$Task_2$ 分别只依赖于条件 C_1、C_2 的话，对于特定的输入，只能有一个任务被执行。

由于条件可以是复合的，任务可以同时进行，因此，上述独立性假设并不排除这样需求规范，即当某个条件为真时，同时执行两个任务；若执行某个任务，需要两个条件同时为真。可以将两个任务合并成一个任务，以便对应一个条件；同样，可以将两个条件合并成一个条件，对应于单个任务。

在进行测试设计时，测试人员可以选择一个适当的测试生成算法。针对不同的条件，采用不同的算法。例如，假设条件 C_2 被表示成一个非奇异的谓词，最好选择算法 BOR-MI-CSET。

一旦为谓词选定测试生成算法后，测试人员就可产生测试集。把这些测试集合在一起，就得到被测软件的一个综合测试集 T。另外，两个不同的条件有可能产生相同的测试集。

对被测软件执行 T 中的测试用例，就能确保检测出第 2.7.2 节中列出的那些故障，只要测试用例是从被错误实现的条件当中设计出来的。当然，这种保证只在某些条件下有效。下面的例子说明一个测试集也有失效的时候。

例 2.34 假设要测试软件 X。X 的需求规范要求：在条件 C_1：$a<b \wedge c>d$ 为真时执行任务 $Task_1$。例 2.27 已经导出了对 C_1 的测试用例，并保证能检测出 C_1 中的所有布尔运算符故障。

现在考虑软件 X 的一个实现，其结构如图 2-23 所示。语句 S_1 中对条件 C_1 的编码有错误，C_1 被错误地编码成 C_f：$a<b \vee c>d$。我们假设，语句 S_1 是任何测试输入都不能到达的。

假设因为在软件 X 中错误地增加了一条语句 S_2，而它本不应存在。语句 S_2 中的条件 $C=C_1 \wedge u$，u 是输入到软件 X 的一个布尔变量。假设：当测试软件 X 正确执行任务 $Task_1$ 时，u 的取值为 true。

下表中的前三行说明：针对用算法 BOR-CSET 导出的条件 C_1 的测试集，观察到的 X 的结果与其预期结果一致；但是，当用 $u=$ false 以及 BOR 约束 (1, 1) 进行测试时，错误就被检

测出来了。

测试用例		观察到的结果	预期的结果
u	$a<b \wedge c>d$		
true	(t, t)	执行了 $Task_1$	执行 $Task_1$
true	(t, f)	未执行 $Task_1$	不执行 $Task_1$
true	(f, t)	未执行 $Task_1$	不执行 $Task_1$
false	(t, t)	未执行 $Task_1$	执行 $Task_1$

这样，就找到一个实例：用算法 BOR-CSET 导出的测试用例未能检测出错误。当然，这个例子并不是要否定算法 BOR-CSET 的故障检测效力，只是想说明：软件当中的某些错误可能掩盖了别处的谓词实现错误。



图 2-23 软件 X 的一个错误实现

（说明：理论上确保能够检测出所有布尔运算符故障的谓词测试在某些条件下也会失效）

2. 基于代码的谓词测试设计

也可从软件代码中的条件语句中导出测试集，这样得到的测试集通常被称作白盒测试集。当执行白盒测试用例时，测试人员要确保控制流到达了程序的指定区域，即条件语句所在的区域。正如下面的例子将要说明的那样，这可能有些麻烦，因为要使控制流到达程序的指定区域还需要满足其他几个条件。

例 2.35 考虑下面的程序 P2.3，它用两个条件 r，e 来控制 3 个任务 $task_1$，$task_2$，$task_3$ 的执行。根据 r，e 的值，程序决定参数 a，b，c，d 的值。

假设采用算法 BOR-CSET 从谓词 $a<b$ && $c>d$ 生成 BOR 约束。如果 a，b，c，d 是程序的输入的话，满足这些约束非常容易。但是，恰恰在此例中，a，b，c，d 的值依赖于 r，e 的值，这样，要满足这些约束就需要判断 a，b，c，d 与 r，e 之间的关系。

更进一步讲，测试人员必须确保程序 P2.3 针对这些约束的测试用例将使程序到达包含该谓词的条件语句，即第 9 行语句。虽然对本例来说似乎较容易，但在实际测试工作中就未必是这样了。

程序 P2.3

```
1 begin
2   int a, b, c, d, r, e;
3   input (r, e);
4   getParam(r, e);
5   if(e < 0)
6   then
7     task1(a, b);
8   else
9     if(a < b&&c > d)
10    then
11      task2(C, D);
12    else
13      task3(c, d);
14 end
```

小结

本章介绍了两类测试生成技术。

等价类划分、边界值分析、因果图方法属于划分测试类技术。这是设计测试集最常用的做法。

本章引入了谓词测试的故障模型、BOR、BRO、BRE 等方法属于谓词测试类技术。

谓词测试技术比较先进，其在检测属于特定故障模型的故障时效力比较强。

参考文献注释

在软件测试出现时，就有了划分测试技术。在这里，主要关注等价类划分和边界值分析这两种划分测试技术。Myers [338 - 341] 和 Howden [236] 的著作和论文包含有对等价类划分、边界值分析的早期描述。

Richardson 和 Clarke 研究过软件需求规范和源代码对设计测试输入的支撑作用 [416]。他们提出并验证了一个通过域划分生成测试用例的算法，这些域是从软件需求规范和源代码中得到的。他们将划分分析用于程序证明，即证明程序与需求规范等价，还将划分分析用于测试用例的生成。Vagoun 和 Hevner 研究过在一个版本控制系统（RCS）软件的测试中采用输入域划分技术，而输入域是通过状态设计得到的 [485]。

Hamlet 和 Taylor 写过一篇令人震惊的文章 [191]，提出：划分测试并未增强信心，随机测试可能是个比较好的选择。几年之后，Ntafos 证明 [335]：均衡划分测试技术能确保划分测试的性能优于随机测试。Chen 和 Yu 对划分测试与随机测试之间的关系进行过仔细研究 [77, 78]。

Elmendorf 在测试操作系统时采用了因果图方法 [140]。Myers 详细介绍过该方法 [340]。Paradkar 正式提出采用因果图进行基于规范设计测试的思想 [385]。Tai、Paradkar、Su 和 Vouk 应用形式化的基于谓词的测试设计技术实现从因果图中生成测试集 [468]。Paradkar、Tai 和 Vouk 还提出采用因果图进行基于规范设计测试的思想 [391]。

语法测试（syntax testing）是指采用一个形式化的语法分析器来定义输入空间的测试技术。这种技术已被用于测试编译器，以及其他类型的软件，如排序软件。该领域的早期研究工作已

由一些专家完成并发表了论文。Sauder 介绍过 COBOL 程序的基于语法的测试数据生成器[434]。Purdom 描述了一个测试高级语言词法分析器的语句生成器[402]。Celentano 等人描述了如何将语句生成器用于编译器测试[72]。Bazzichi 和 Spadafora 也提出了一个用于编译器自动测试的基于语法的测试生成器[34]。Duncan 和 Hutchison 提出一种基于属性语法的方法，用于形式化地描述测试输入类和输出类[134]。软件规范常常用于设计各种各样的测试输入和预期输出，这样得到的测试集可以与驱动被测软件的测试驱动器、测试框架一起使用。

等价类划分是最早用于测试数据生成的技术之一，也被称作范围测试（range-testing）。Meyers 严密描述过该技术[340]。与此类似并更加形式化的技术被称作类别划分方法（category-partition method），是由 Ostrand 和 Balcer 提出的[379]。为了简明扼要地定义测试，他们提出一套形式化的符号系统。他们还采用版本与配置管理系统的一个组件进行过一个详细的案例研究。用测试规范语言（TSL）编写一个测试规范，输入到一个工具当中，工具采用等价类划分和边界值分析技术先生成测试框架，最后生成测试用例。用 TSL 编写的测试规范使于对软件规范实现覆盖，并可用于生成测试脚本和测试用例[28]。

Grochtmann 和 Grimm 提出了分类树方法，使于用域划分生成测试[181, 182]。Singh、Conrad 和 Sadeghipour 利用分类树方法从 Z 规范中生成测试集[447]。

划分测试策略已经得到学术界的广泛重视。Jeng 和 Weyuker 对划分测试策略进行了理论分析[247]。Gutjahr[187]和 Reid[412]研究了划分测试策略的故障检测效力。Amla 和 Ammann[20]、Stocks[460]以及其他一些学者用划分测试策略从 Z 规范生成测试集。Offutt 和 Irvine 提出采用类别划分方法测试 OO 软件[362]。

一些学者提出了针对布尔表达式和关系表达式的测试策略。Howden 提出测试关系运算符的方法，以至于针对关系表达式 E_1 *relop* E_2，要设计三个测试用例，其中 *relop* 是关系运算符，E_1、E_2是算术表达式[238]。Foster[150]和 Howden[238]也提出测试关系表达式 off-by-e 错误的方法。Foster[151]证明：对于一个包含 n 个布尔变量的谓词，所用的测试用例不会超过 2^n 个；而且，在任何情况下都不必进行穷举测试。

White 和 Cohen 采用域测试方法对关系表达式进行测试[515]，他们的策略是以关系表达式 E_1 *relop* E_2确定的边界为基础的。Padmanabhan 提出了一个分而治之的域测试方法[382]。

Tai[464]和 Su[469]完成了早期从布尔表达式和关系表达式生成测试集的形式化工作。BOR、BRO 技术都是由 Tai 提出的[466, 467]。Paradkar 和 Tai 的文献[389]，Paradkar 的文献[384]，Paradkar、Tai 和 Vouk 的文献[390]，Tai、Vouk、Paradkar 和 Lu 的文献[470]进一步发展了 BOR、BRO 技术，并开展了经验研究，以评价它们的故障检测效力。BRE 技术是由 Tai 提出的[465, 467]。

Meaning Impact（MI）技术，原名 Meaningful impact，是由 Weyuker、Gordia 和 Singh 提出的[512]。正如最初提出的那样，采用 MI 技术生成的测试集能够检测出由于 DNF 表达式中变量取补引入的故障。Paradkar 和 Tai 将 MI 扩展为 MI-MIN 技术，并将其与 BOR 结合起来[389]。Paradkar 和 Tai 的改进方法在测试集规模、故障检测能力方面对 MI 有所提高。Stanocloe 研究了谓词测试检测组合位移（associative shift）故障的能力[459]。

Chen 和 Lau[75]扩展了 Weyuker[512]等人提出的从布尔表达式生成测试集的方法。Chen 和 Lau 的方法分别称作 MUTP、MNFP 和 CUTPNFP，这些方法能保证检测出布尔表达式中的文字插入、引用故障，大多应用于非冗余布尔表达式，即不包含冗余文字的表达式。Chen、Lau 和 Yu 将 MUTP、MNFP 和 CUTPNFP 集成为 MUMCUT 方法，该架能够检测出布尔表达式中的 7 种故障[76]，他们的故障模型也比第 2.7.2 节中的故障模型详细得多。

练习

2.1 设 s 是由 N 个整数组成的序列，序列 s 中的每个整数可以取 v 个不同的值。证明：可能的序列数是 $\sum_{i=1}^{v} v^i$。

2.2 集合 S 上的等价关系 R 是自反的、对称的、传递的，同时，R 将 S 划分为等价类。证明：练习 2.3、2.4 中定义的每个关系都是等价关系。

2.3 为下列输入变量定义等价类：

(a) int pen_inventory; 表示签字笔的当前库存量。

(b) string planet_name; 表示行星的名字。

(c) operating system = {"OS X","Windows XP","Windows 2000","Unix","Linux", "Minu","VxWorks"}; 表示操作系统的名字。

(d) printer_class = set printer_name; 打印机名字的集合。
printer_class p;

(e) int name [1...10]; 一个最多包含 10 个整数的数组。

2.4 在例 2.4 中，现在假设增加一类打印机，比如 "Home and Home Office (hh)"。定义一个关系 *hh*，*hh* 将 *pTest* 的输入域划分为两个等价类。分析 *hh* 定义的等价类与例 2.4 中原来 4 个关系定义的 8 个等价类的承袭情况。

2.5 考虑如下关系：

cl: $I \longrightarrow$ {*yes*, *no*}

cl 将例 2.4 中 *pTest* 的输入域 I 映射到集合 {*yes*, *no*}：如果打印机是彩色激光打印机，则 *cl* 将打印机品牌和型号映射为 *yes*，否则映射为 *no*。*cl* 是等价关系吗？

2.6 (a) 在例 2.5 中，只要简单一检查，就能发现代码已经对相关等价类的情况进行了正确处理，为什么还要考虑等价类 E2 – E6？至少给出两个原因。(b) 在划分 wordCount 的输入域时，还应考虑其他等价类吗？

2.7 遵循表 2-1、表 2-2 中的指导原则，将例 2.6 中组件 *conscript* 的输入域划分成等价类。注意，组件 *conscript* 有两个输入变量：记录型变量 R 和整数型变量 N。

2.8 (a) 分别针对例 2.7 中用一元划分、多元划分方法产生的等价类划分，设计两个测试集 T_1、T_2，下列哪些关系成立：$T_1 = T_2$，$T_1 \subset T_2$，$T_1 \subseteq T_2$，$T_1 \supset T_2$，$T_1 \supseteq T_2$，$T_1 \neq T_2$？(b) 假设 T_1 是从用一元划分方法产生的等价类中设计出来的，T_2 是从用多元划分方法产生的等价类中设计出来的，上述 T_1 与 T_2 之间的 6 种关系哪些成立？

2.9 考虑软件 *App*，它有两个输入变量，分别是 *name* 和 *age*，其中，*name* 是至多包含 20 个字母字符的非空字符串，*age* 是整数型变量，$0 \leq age \leq 120$。当输入给 *name* 的字符串的长度超过 20 时，*App* 截取前 20 个字符作为 *name* 的值；如果输入的是一个空字符串，则 *App* 显示一条错误提示信息。当输入给 *age* 的值不在规定范围中时，*App* 显示一条错误提示信息。

(a) 采用一元划分方法划分 *App* 的输入域；(b) 采用多元划分方法划分 App 的输入域。(c) 分别用 (a)、(b) 中产生的等价类设计 *App* 的测试集。

2.10 假设某软件有 m 个输入变量，每个输入变量都将其输入空间划分为 n 个等价类。如果采用多元划分方法，会将输入域划分成多少个等价类？

2.11 某软件有两个输入变量，分别是 x 和 y，其中，$x \leq y$，$-5 \leq y \leq 4$。(a) 分别用一元划分和多元划分方法，对该软件的输入域进行划分。(b) 根据 (a) 中产生的划分设计测试集。

2.12 在例 2.8 中，开始时计算的等价类数目是 120。之所以这样，是因为没有考虑 *cmd* 与 *tempch* 之间的 "父 – 子" 约束关系。如果考虑了这种约束关系，在对输入域进行等价类划分的初始阶段，能

得到多少个等价类?

2.13 (a) 尽你所能，找出例2.10中测试集 T 的缺陷。

(b) 设计一个测试集，使其覆盖例2.8中4个输入变量的所有等价类，同时还要维持变量之间的语义关系。

(c) 针对测试集规模、错误检测效力，将(b)中设计的测试集与表2-3中的测试集进行比较。如果你认为自己设计的测试集的错误检测能力不如表2-3中测试集的话，请举出热水器温控软件的一个错误例子，你的测试集很可能检测不出该错误，而表2-3中的测试集很可能会检测出来。

2.14 一个对象 *compute*，以整数 x 作为输入，要求：当 $x\leq 0$ 时，*compute* 发送一消息给对象 O_1；当 $x>0$ 时，*compute* 发送一消息给另一对象 O_2。但是，由于 *compute* 中存在一个错误，使得：当 $x<0$ 时，*compute* 发送一消息给对象 O_1；当 $x\geq 0$ 时，*compute* 发送一消息给对象 O_2。请问，在什么条件下，测试输入 $x=0$ 不能检测出 *compute* 中的这个错误?

2.15 针对例2.12中的每一个 $t\in T$，构造 *textSearch* 的一个错误例子，保证该错误只有通过测试用例 t 才能检测出来。提示：避免简单的例子。

2.16 一个函数 *cC* 有3个输入变量：*from*、*to*、*amount*。变量 *from* 和 *to* 都是字符串，代表一个国家的名称，*amount* 是浮点类型。函数 *cC* 将 *from* 国家 *amount* 单位的货币转换为 *to* 国家的等值货币。下面是一个在2004年7月26日的例子：

输入：*from* = "USA"，*to* = "Japan"，*amount* = 100；

返回值：11012.0。

(a) 采用等价类划分和边界值分析方法导出函数 *cC* 的一个测试集。

(b) 假设一个GUI封装了 *cC*，允许用户通过国家名称"调色板"选项选择 *from*，*to* 的值，在一个文本框中输入要转换的货币数量，然后点击按钮"Convert"。有了GUI，是否改变了在(a)中导出的测试集?若改变了，为什么?若没有，为什么?

你可能发现 *cC* 的需求规范许多方面都不完整。在设计测试用例时，建议解决软件需求规范中的二义性问题，利用常识完善需求规范，并/或与设计、开发团队的人员讨论这些问题。

2.17 扩展例2.11中的边界值分析。

(a) 构造一个在 *fP* 中包含边界错误的例子，而这个错误用例2.11中的测试用例很可能检测不出来，除非换掉测试用例 t_3、t_4，以便对 *code*、*qty* 边界值计算的检查由不同的测试用例完成。

(b) 用适当的测试集替换测试用例 t_3、t_4，以便测试 *fP* 时，对 *code*、*qty* 边界的测试由不同的测试用例完成。

2.18 在例2.15中，假设将函数 *fP* 用于超市付款台的收银机中。收银机与中央数据库相连，*fP* 访问数据库，获取每件商品的各种属性，如名称、单价。在这样网络化的环境中使用 *fP*，会增加环境对象吗?还需考虑到别的类别和划分吗?

2.19 在例2.17中，编写的测试规范不包含对优惠折扣类别的处理，给定第2.5.1小节中的软件规范，修改例2.17中的测试规范，以便生成的测试用例能够正确测试优惠折扣类别。

2.20 一个基于Internet可操作的自动化的流程自动售货机（以下简称iDFD），由两个独立的自动售货机组成：食物自动售货机（以下简称FD）和水自动售货机（WD）。每个售货机由一个独立的定时器控制，定时器的默认设置为8小时，也可以设为不同的时间段。每当一个定时器中断，iDFD根据判断的结果，即食物售货机还是水售货机发出的中断，然后送出食物或水。每次送出的食物或水的数量是固定的。

iDFD有两组指示器，每个自动售货机一组：每组指示器包含3个同样的指示器，分别标识为"*Okey*"、"*Low*"、"*Empty*"。每次送出食物或水之后，iDFD都将检查食物和水的存量并及时变更指示器：

iDFD通过一条安全线路连到Internet。iDFD需要授权用户来设置或修改定时器、判断食物箱中食物的数量以及水箱中水的瓶数。当买售出食物或水而使相应的指示器变为"*Low*"或"*Empty*"

时，iDFD 的授权用户会收到一封 E-mail。

iDFD 由一个嵌入式设备处理器和一个控制软件控制。控制软件完成上述所有功能。

试着用以下三步设计测试的输入，以测试控制软件：

(a) 标识所有的原因和结果。

(b) 画出因果图，将 (a) 中找到的原因和结果联系起来。

(c) 将 (b) 中画出的因果图转化为判定表。

(d) 从 (c) 中的判定表生成测试用例。

在执行上述各步骤时，需要排除 iDFD 需求中的二义性。同时，考虑将售货自动售货机与水自动售货机的测试输入区分开。

2.21 在例 2.19 中，我们忽略了客户选择对 GUI 变化产生的影响。例如，当客户选择 CPU 3 时，显示器窗口中的内容从显示所有三个显示器变到只显示 M 30 一个显示器。

(a) 标识例 2.19 中所有这种与 GUI 相关的结果。

(b) 画出因果图，将例 2.19 中的原因与 (a) 中标识的结果联系起来。

(c) 将 (b) 中画出的因果图转化为判定表。

(d) 用 (c) 中的判定表生成测试用例。

2.22 考虑图 2-24 中的 4 个因果图。

(a) 针对图中的每个因果图，不使用表 2-4 中的启发式知识，生成使结果 E_f 处于 1 状态的输入条件（原因）组合。

(b) 现在利用表 2-4 中的启发式知识，减少 (a) 中生成的输入条件组合的数量。针对每个因果图，各删除了多少个输入条件组合？

(c) 假如还有别的输入条件组合也能满足 (b) 中生成的输入条件组合是唯一的并且数量也是最小的吗？

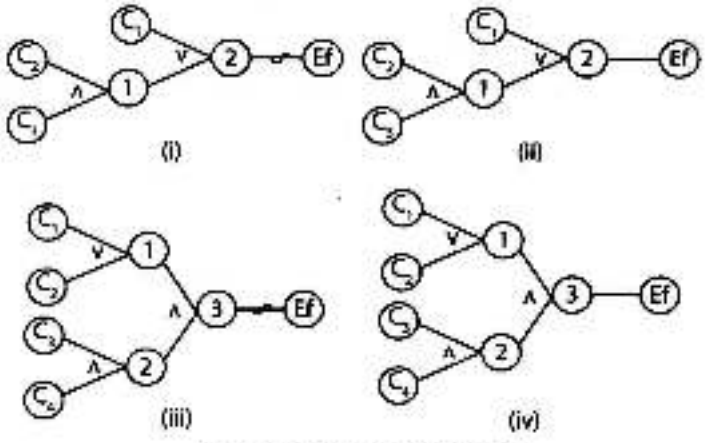


图 2-24 练习 2.22 中的因果图

2.23 构造一个实现示例 I，说明应用表 2-4 中的启发式知识 H_4 将会遗漏至少一个本能检测出 I 中错误的测试用例。

2.24 考虑表 2-4 中启发式知识 H_1、H_4 的下面修改版本：

H_1：列举出任一种使 $a_1 = a_2 = 0$ 成立的输入组合。

H_4：列举出所有使 $a_1 = a_2 = 1$ 成立的输入组合。

讨论为什么以上启发式知识不合理（或合理）。

2.25 针对例 2.19：

(a) 采用第 2.6.3 节中的算法 CEGDT 构造一个判定表。在构造判定表时使用表 2-4 中的启发式

复以。

(b) 从判定表生成一个测试集。

2.26 针对例2.20，利用表2-4中的启发式知识，减少判定表中的组合。给定下列原因，生成一个测试集：

C_1：用户选择"Save As"

C_2：用户选择"Open"

C_3：用户从相关窗口中输入一个大于99的整数

C_4：用户从一列表中选择一个选项"High"或"Medium"

2.27 考虑关系表达式 E_1：$2\times r<s+t$，其中，r、s、t 是浮点变量。构造 E_1 的3个故障版本，使其分别包含 udf-by-ε，udf-by-ε^+，udf-by-ε^+ 故障，注意，选择适当的 ε 值。

2.28 考虑条件 C：$(a+1>b)\wedge(c=d)$，其中，a、b、c、d 都是类型相近的变量。

(a) 设 $S_1=\{(>,-),(>,>),(>,<),(=,=),(<,=)\}$ 是 C 上的约束集。参照例2.25，构造一个测试集 T_1，使得 T_1 满足 S_1，并证明 T_1 是 BRO 充分的。

(b) 考虑 C 上的约束集合 $S_2=\{(+\varepsilon,=),(=,-\varepsilon),(-\varepsilon,=),(+\varepsilon,+\varepsilon)\}$。构造一个测试集 T_2，使得 T_2 满足 S_2。假设 $\varepsilon=1$，T_2 是 BRE 充分的吗？

2.29 设 $A=\{(<,=),(>,<)\}$，$B=\{(1,=),(1,>),(1,<)\}$ 是两个约束集合，计算 $A\times B$ 和 $A\otimes B$。

2.30 考虑例2.28中的谓词 p_2：$(a+b<c)\wedge\neg p\vee(r>s)$。证明：任何通过向 p_2 导入一个或多个单/多布尔运算符故障而得到的谓词 p_2'，表2-7的4个测试用例中至少有一个测试用例针对 p_2' 的真值与针对 p_2 的不同。

2.31 考虑例2.29中的谓词 p_1：$(a+b<c)\wedge\neg p\vee(r>s)$。证明：任何通过向 p_1 导入一个或多个单/多布尔运算符、关系运算符故障而得到的谓词 p_1'，表2-8的5个测试用例中至少有一个测试用例针对 p_1' 的真值与针对 p_1 的不同。

2.32 针对谓词 p_1：$(a+b<c)\wedge\neg p\vee(r>s)$，表2-8中 BRO 充分的测试集 T_{BRO} 比表2-7中 BOR 充分的测试集 T_{BOR} 多一个测试用例。

(a) 是否能从 p_1 导出一个故障谓词 p_1'，使得 T_{BRO} 能将 p_1、p_1' 区分开，而 T_{BOR} 却区分不开。

(b) 是否能从 p_1 导出一个故障谓词 p_1'，使得 T_{BOR} 能将 p_1、p_1' 区分开，而 T_{BRO} 却区分不开。

考虑的故障模型只限于第2.7.2小节描述的故障模型。

2.33 构造一个谓词 p_1 及其 BRO 充分的测试集 T_{BRO}，BRE 充分的测试集 T_{BRE}。请问，当 ε 取何值时，测试集 T_{BRE} 与 T_{BRO} 的故障检测能力相同。

2.34 (a) 证明：从 BRO 约束集可以方便地导出 BRE 约束集，只需作简单地分别将约束 $(>)$、$(<)$ 替换成约束 $(+\varepsilon)$、$(-\varepsilon)$ 即可，约束 $(=)$ 保持不变。

(b) 解释：为什么一个 BRO 充分的测试集不一定是 BRE 充分的。

(c) 一个 BRE 充分的测试集总是 BRO 充分或 BOR 充分的吗？

(d) 一个 BRO 充分的测试集总是 BOR 充分的吗？

2.35 设谓词 p_i 最多包含 n 个 AND 或 OR 运算符，证明：

$$|T_{BOR}|\leq n+2,\ |T_{BRO}|\leq 2n-3,\ |T_{BRE}|\leq 2n+2$$

2.36 在自底向上遍历谓词抽象语法树生成约束集时，算法 BOR-CSET、BRO-CSET 和 BRE-CSET 都用到了集合的 cross 积（⊗），证明：如果不用⊗，而用笛卡儿积（×）运算，产生的约束集的规模会更大一些。

2.37 当对某个包含一个或多个非布尔表达式的谓词应用算法 BOR-CSET、BRO-CSET 或 BRE-CSET 时，会出现什么问题？提示：假设谓词为 p_1：$(a+b)(bc)$，选用上面任意一个算法，回答此问题。

2.38 采用算法 BOR-CSET 设计谓词 p_1：$a+b$ 的测试用例集。

(a) 设计的测试用例集能确保检测出 p_1 实现中的缺失布尔变量故障吗？比如，因缺失布尔变量故

单，谓词 p_1 变为 a。

(b) 设计的测试用例集能确保检测出 p_1 实现中的冗余布尔变量故障吗？比如，因冗余布尔变量故障，谓词 p_1 变为 $a+b+c$，c 是冗余变量。

2.39 证明，在算法 MI-CSET 中：

(a) 对所有 $1 \le i \le n$，$S_{c_i} \neq \emptyset$。

(b) 对于 p_1 中的不同积项 c_i，FS_{c_i} 可能并非互不相交，且可能为空。

2.40 采用例 2.32 中导出的约束集 S_E 证明：从 S_E 得到的测试用集，针对谓词 E：$a(bc+\bar{b}d)$ 的下列错误实现，至少有一个测试用例使其真值与 E 不同。

(i) $a(bc+bd)$	缺失 NOT 运算符
(ii) $a(\bar{b}c+\bar{b}d)$	不正确的 NOT 运算符
(iii) $a+(bc+bd)$	不正确的 OR 运算符
(iv) $a+(bc\,bd)$	不正确的 AND 运算符
(v) $a+(\bar{b}c+\bar{b}d)$	不正确的 OR 和 NOT 运算符

2.41 (a) 采用算法 BOR-MI-CSET，导出下面谓词 p_1 的约束集：

$$(a<b)\wedge(((r>s)\wedge u)\vee(a\geqslant b)\vee((c<d)\vee(f=g))\wedge(v\wedge w))$$

其中，a，b，c，d，f，g，r，s 是整型变量；u，v，w 是布尔变量。

(b) 采用 (a) 中导出的约束集，构造谓词 p_1 的测试集 T。

(c) 验证测试集 T 能将 p_1 的下面错误实现与 p_1 区分开来：

(i) $(a<b)\wedge(\neg(r>s)\wedge u)\vee(a\geqslant b)\vee((c<d)\vee(f=g))\wedge(v\wedge w))$ 不正确的 NOT 运算符

(ii) $(a<b)\wedge(((r>s)\wedge u)\vee(a\geqslant b)\wedge((c<d)\vee(f=g))\wedge(v\wedge w))$ 不正确的 AND 运算符

(iii) $(a<b)\vee(((r>s)\vee u)\vee(a\geqslant b)\vee((c<d)\vee(f=g))\wedge(v\wedge w))$ 两个不正确的 OR 运算符

(iv) $(a<b)\vee(((r>s)\wedge u)\vee(a\geqslant b)\vee((c<d)\vee(f=g))\wedge(v\wedge w))$ 不正确的 OR 和 NOT 运算符

2.42 考虑如图 2-25 所示的因果图，它表示了几个原因与结果 E 之间的关系。

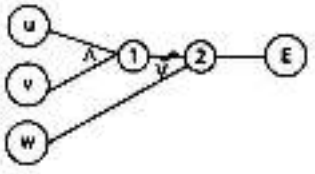


图 2-25 练习 2.42 中的因果图。a，b，c，d 是整型变量；u：$a<b$；v：$c>d$；w 是布尔变量

(a) 采用第 2.6.3 节中描述的算法 CECDT 生成一个测试集 T_{CEC}，用于测试 E 的实现。

(b) 利用图 2-25 所示的因果图，构造一个布尔表达式 p_1，选择算法 BOR-CSET、BRO-CSET、BRE-CSET、BOR-MI-CSET 之一，为 p_1 设计一个测试集 T_{p_1}。提示：假设在关系表达式中存在错误，作为原因，它会影响到结果；根据导出的约束集生成测试集 T_{p_1}。

(c) 假设 u 被错误地实现成 $a<b+1$。测试集 T_{CEC} 包含能检测出该错误的测试用例吗？测试集 T_{p_1} 呢？

基于有穷状态模型的测试生成

本章主要介绍从软件设计的有穷状态模型中生成测试数据的技术。论述了1个故障模型和3种测试生成技术，分别为：W方法、HO-串方法和Wp方法。

3.1 软件设计与测试

大多数软件系统的开发都包括一个设计阶段。在设计阶段，需求规范是对被开发软件进行设计的基础。设计说明本身可用一种或多种符号来表示，FSM是本章所采用的设计符号。

一个简化的软件开发过程如图3-1所示。在理想情况下，软件分析与设计是需求获取之后的一个步骤。设计步骤的最终结果是产生一个设计说明，它表示了高层软件体系结构和低层软件组件之间的交互关系。设计说明通常采用各种各样的符号来表示，比如那些包含在UML设计语言中的符号。例如，采用UML状态图来表示应用程序中实时部分的设计，采用UML顺序图来说明各种软件组件之间的交互关系。

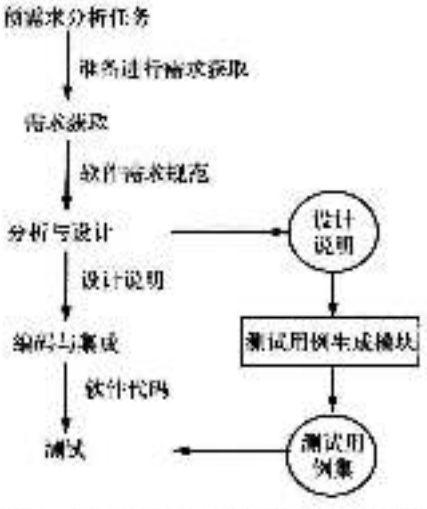


图3-1 软件开发过程中的设计与测试生成。设计说明是在分析与设计阶段产生的一个软件制品。该制品作为测试用例生成模块的输入。后者生成测试阶段中向软件代码输入的测试用例

在转入编码步骤之前，往往要对设计进行测试。采用模拟工具来检查状态图中描述的状态转换是否符合软件需求规范。一旦设计说明通过测试，它就作为编码步骤的一个输入。一旦软件的各个模块完成编码、测试、调试，它们就被集成到软件当中，并开始执行另一个测试步骤，该步骤被冠以各种各样的名字，如系统测试、设计验证测试。在任何情况下，设计测试用例有各种各样的依据，设计说明只是这些依据中的一种。

在本章中，将展示设计说明如何作为测试用例设计的依据，并用这个测试用例测试应用程序。正如图3-1所示，在分析与设计阶段结束时产生的设计说明，是测试用例生成模块的输入。这个测试用例生成模块产生大量的测试用例，在测试阶段作为软件代码的输入。注意，尽管图3-1似乎暗示测试用例生成模块应用于整个设计阶段，但事实并非如此，采用部分设计说明也能生成测试用例。

我们将介绍几种从FSM和状态图生成测试用例的方法。FSM提供了一种模拟软件基于状态的行为的简易方法。状态图是对FSM的一种扩展，当用作测试用例生成算法的输入时，它们的处理方法不同。Petri网是表示并发、同步的一种有用形式，从而形成了另一类测试生成算法。本章中介绍的所有测试生成算法都可以自动化，虽然只有部分被集成到商用测试工具之中。

一些算法是以 FSM 及其实现的某些特性作为输入来生成测试用例。注意，FSM 只是作为测试生成的依据，而非被测对象；只有 FSM 的实现才是被测对象。这样的一种实现又被称作被测实现(Implementation Under Test，IUT)。例如，一个 FSM 也许表示的是某个通信协议的模型，而 IUT 则是它的实现。由在本章中介绍的算法生成的测试用例是 IUT 的输入，以判断 IUT 的行为是否符合需求规范。

本章介绍下列方法：W 方法、UIO(Unique Input/Output，单一输入/输出)串方法和部分 W 方法。在第 3.9 节，将比较所介绍的各种方法。在开始描述测试生成方法之前，先介绍 FSM 的一个故障模型、FSM 的特征集以及生成该特征集的方法。特征集可用于理解和实现后面将要介绍的测试生成方法。

3.2 有穷状态机

日常生活中使用的许多设施都含有嵌入式计算机。例如，一辆汽车中就有几个执行不同任务的嵌入式计算机，发动机控制器就是其中的一个；另一个例子是游戏机当中的计算机，用来处理输入、产生音频和视频输出。这些设施也被称作嵌入式系统。嵌入式系统可以简单如儿童的音乐键盘，也可复杂如飞机上的飞行控制器。在任何情况下，一个嵌入式系统都含有一个或多个用于处理输入的计算机。

嵌入式系统通常从其外部环境接收输入，并以适当的动作作出响应，即嵌入式系统从一个状态转换到另一个状态。嵌入式系统对输入的响应依赖于其当前状态。作为嵌入式系统对输入的响应行为，通常可以用有穷状态机(Finite State Machine，FSM)进行建模。相对简单的系统，比如协议，可用 FSM 进行建模；对较为复杂的系统，比如飞机的发动机控制器，可用状态图进行建模，而状态图可以看作是对 FSM 的泛化。本节主要关注 FSM。下面的例子介绍一个采用了 FSM 的简单模型。

例 3.1 考虑一个具有 3 路旋转开关的台灯。当开关被旋转到某位置时，台灯处于 OFF 状态。顺时针旋转开关到下一位置，台灯的状态变为 ON_DIM。再次顺时针旋转一下开关，台灯的状态变为 ON_BRIGHT。最后，再顺时针旋转一下开关，台灯的状态又变回 OFF。这个旋转开关充当了输入设备，控制台灯的状态。台灯状态随着开关位置变化而变化的情况可采用如图 3-2a 所示的状态图进行说明。

台灯具有 OFF、ON_DIM、ON_BRIGHT 这 3 个状态以及 1 个输入。注意，尽管从台灯用户的角度看，台灯只能顺时针旋转到下一位置，但台灯开关有 3 个不同的位置(刻槽)。这样，"顺时针旋转开关一个刻槽"就是唯一的输入。假设开关可以反时针旋转，那么台灯就有两个输入，一个对应顺时针旋转，一个对应逆时针旋转。台灯的状态仍然是 3 个，但其状态图如图 3-2b 所示。



a) 开关只能顺时针旋转(CW)一个刻槽　　b) 开关可以顺时针或反时针旋转(CCW)一个刻槽

图 3-2 开关旋转时台灯状态的变换情况

在上面的例子中，用台灯的状态、输入、转换来对台灯进行建模。在大多数实际嵌入式系统中，对系统的输入除了可能引起状态的转换外，还可能会执行某个操作；该操作可能很普通（如"什么也不做"），只是简单地转换到下一状态，也可能很复杂（如完成某个功能）。下面的例子将阐述这样一个系统。

例 3.2 考虑一台机器，它以一个包含一个或多个无符号十进制数字的数字串为输入，将数字串转换为一个等值的整数。例如，如果输入的数字串为 3，2，1，机器的输出结果为 321。假设用星号字符（*）代表输入数字串的结束。我们将该机器称作 DIGDEC 机，其状态图如图 3-3 所示。

DIGDEC 机可以处于 q_0，q_1，q_2 中的任一状态。DIGDEC 机在状态 q_0 处开始工作。当接收到第一个数字（图中用 d 表示）后，调用函数 INIT 将变量 num 初始化为 d；另外，在执行完 INIT 操作后将机器状态转换为 q_1。在状态 q_1 处，DIGDEC 机可能接收到一个数字或一个星号（*）。如果是数字，DIGDEC 将 num 修改为 10 * num + d，并继续保持在 q_1 状态；如果是星号（*），DIGDEC 执行 OUT 操作，输出 num 的当前值，并将状态转换到 q_2。注意，q_2 外的双圈，通常用这种双圈来表示 FSM 的终止状态。

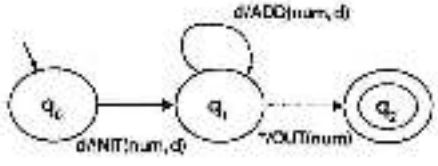


图 3-3 DIGDEC 机的状态图。DIGDEC 机将一个十进制数字串转换为一个等值的整数

如果一个 FSM 不将状态转换与任何操作关联在一起，则称作 *Moore* 机。在 Moore 机中，操作依赖于当前状态。如果一个 FSM 将每个状态转换都与操作关联在一起，则称作 *Mealy* 机。在本书中，只考虑 Mealy 机。无论是 Moore 机，还是 Mealy 机，FSM 都包括一个有穷状态集合、一个输入集合、一个起始状态以及一个可用状态图定义的转换函数。另外，Mealy 机还有一个有穷输出集合。Mealy 机的一个形式化定义如下所述：

有穷状态机

一个有穷状态机是一个六元组 $(X, Y, Q, q_1, \delta, O)$，其中：

- X 是一个有穷的输入符号集合，又被称作输入字符集。
- Y 是一个有穷的输出符号集合，又被称作输出字符集。
- Q 是一个有穷的状态集合。
- $q_1 \in Q$，是初始状态。
- δ：$Q \times X \rightarrow Q$，是下一状态或状态转换函数。
- O：$Q \times X \rightarrow Y$，是输出函数。

在某些 FSM 的变体中，定义的初始状态可能不止一个。另外，有时为了方便，在定义 FSM 时还增加了一个 $F(F \subseteq Q)$ 作为终止状态集合或接收状态集合。在 FSM 被当作自动机来识别一个语言时，接收状态的概念很有用。还要注意，转换函数 δ 的定义蕴含着，对于 Q 中的任意状态 q，最多存在一个后继状态。这样的 FSM 也被称作确定的 FSM。本书只讨论确定的 FSM。非确定的 FSM 的状态转换函数定义如下：

$$\delta: Q \times X \rightarrow 2^Q$$

该定义蕴含着，在相同输入符号的情况下，从非确定的 FSM 的某一状态可以转换到多个状态。非确定的 FSM 常常缩写为 NFSM 或 NDFSM，或者简单地以 NFA 代表非确定的有穷自动机。

状态转换函数和输出函数的定义可以扩展到字符串：设 q_i、q_j 是 Q 中的两个状态（可能相同），s 是输入字符集 X 中长度为 n 的字符串，$s = a_1 a_2 \cdots a_n$，$n \geq 0$。如果 $\delta(q_i, a_1) = q_k$ 并且 $\delta(q_k, a_2 a_3 \cdots a_n) = q_j$，则 $\delta(q_i, s) = q_j$。同样，输出函数的定义也可扩展，即

$$O(q_i, s) = O(q_i, a_1) \cdot O(\delta(q_i, a_1), a_2 a_3 \cdots a_n)$$

还有，$\delta(q_i, e) = q_i$ 且 $O(q_i, e) = e$。

表3-1 给出了图 3-2、图 3-3 中 FSM 的形式化描述。其中的台灯例子 FSM 没有输出函数。注意，状态转换函数 δ 和输出函数 O 可用图 3-2、图 3-3 中的状态图来定义。这样，从图 3-2a 中可得到 δ(OFF, Turn_CW) = ON_DIM；从图 3-3 中可得到 $O(q_0, 0)$ = INIT(num, 0)。

表 3-1 图 3-2 和图 3-3 中三个 FSM 的形式化描述

	图 3-2a	图 3-2b	图 3-3
X	Turn_CW	Turn_CW, Turn_CCW	{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 9, >}
Y	没有	没有	{INIT, ADD, OUT}
Q	{OFF, ON_DIM, ON_BRIGHT}	{OFF, ON_DIM, ON_BRIGHT}	$\{q_0, q_1, q_2\}$
q_0	{OFF}	{OFF}	q_0
F	没有	没有	q_2
δ	参见图 3-2a	参见图 3-2b	参见图 3-3
O	不适用	不适用	参见图 3-3

状态图是有向图，包括表示状态的结点、表示状态转换和输出函数的边。在状态图中，每一个结点标以其表示的状态，每一条有向边连接两个状态，如图 3-4 所示。

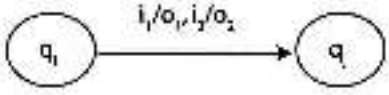


图 3-4 FSM 中一条连接两个状态的边的多个标记

每条边标为 i/o，i 代表一个属于输入字符集 X 的输入符号，o 代表一个属于输出字符集 Y 的输出符号；i、o 也分别被称作该边的输入部分和输出部分，i 和 o 都是缩写。举一个例子，图 3-3 中将连接状态 q_1 和 q_1 的边标以 d/INIT(num, d)，其中 d 代表任意从 0 到 9 的数字，INIT(num, d) 是个操作。

也可对 FSM 中一条边赋予多个标记。例如，与连接状态 q_i、q_j 的边相关联的标记为 i_1/o_1，i_2/o_2，意思是只要 FSM 接收到 i_1 或 i_2，就会从状态 q_i 转换到 q_j；当 FSM 接收到 i_1 时输出 o_1，当接收到 i_2 时输出 o_2。转换函数和输出函数也可以用表格的形式定义，参见第 3.2.2 节。

3.2.1 用输入序列激活 FSM

在大多数实际情况下，FSM 都是用取自于输入字符集的一串输入字符来激活的。例如，假设台灯的状态图如图 3-2b 所示，其当前状态为 ON_BRIGHT，接收到的输入串为 r，则

$$r = \text{Turn\_CCW Turn\_CCW Turn\_CW}$$

采用图 3-2b 中的转换函数，很容易验证 r 使台灯从状态 ON_BRIGHT 转换到 ON_DIM。这个转换可用下面的转换序列表示：

$$\delta(\text{ON\_BRIGHT, Turn\_CCW}) = \text{ON\_DIM}$$
$$\delta(\text{ON\_DIM, Turn\_CCW}) = \text{OFF}$$
$$\delta(\text{OFF, Turn\_CW}) = \text{ON\_DIM}$$

为简便起见，用符号 $\delta(q_i, x) = q_j$ 表示"长度大于等于1的输入串 x 使 FSM 从状态 q_i 转换到 q_j"。这样，针对图 3-2b 所示的状态图，有 $\delta(\text{ON\_BRIGHT}, r) = \text{ON\_DIM}$。

同样，对输出函数 O 也可采用类似的缩写形式。例如，当被输入串 1001 * 激活时，DIGDEC 机在执行完下列操作和状态转换之后，终止于状态 q_2：

$$O(q_0, 1) = \text{INIT}(\text{num}, 1),\ \delta(q_0, 1) = q_1$$
$$O(q_1, 0) = \text{ADD}(\text{num}, 0),\ \delta(q_1, 0) = q_1$$
$$O(q_1, 0) = \text{ADD}(\text{num}, 0),\ \delta(q_1, 0) = q_1$$
$$O(q_1, 1) = \text{ADD}(\text{num}, 1),\ \delta(q_1, 1) = q_1$$
$$O(q_1, *) = \text{OUT}(\text{num}),\ \delta(q_1, *) = q_2$$

再一次，用符号 $O(q, x)$ 表示"当从状态 q 开始时 FSM 针对输入串 x 执行的操作序列"。我们还假设，当被一个空输入串激活时，FSM 仍然保持当前状态。这样，$\delta(q, \varepsilon) = q$。

通过采用状态转换的缩写方式，可以将上述操作和状态序列表示为如下形式：

$O(q_0, 1001*) = \text{INIT}(\text{num}, 1)\ \text{ADD}(\text{num}, 0)\ \text{ADD}(\text{num}, 0)\ \text{ADD}(\text{num}, 1)\ \text{OUT}(\text{num})$

$\delta(q_0, 1001*) = q_2$

3.2.2 转换函数和输出函数的表格表示

表格常常可以作为表示转换函数 δ 和输出函数 O 的另一种方式。该表格由两个子表组成，每个子表包含一个或多个栏。左边的子表是输出或操作子表，右边的子表是下个状态子表。子表的每一行用 FSM 的状态进行标注。对应于输出函数 O 的输出子表，根据输入字符集 X 中的元素标识；对应于转换函数 δ 的下个状态子表，也是根据输入字符集 X 中的元素标识。输出子表中的项表示在给定状态下 FSM 针对接收到的单个输入应完成的操作；下个状态子表中的项表示在给定状态下 FSM 针对接收到的单个输入应转换到的状态。下面的例子说明，如何用一张表格来表示输出和转换函数。

例 3.3　下表说明如何表示 DIGDEC 机的转换函数和输出函数。在该表中，标注为"操作"的栏通过列出 DIGDEC 针对不同输入应采取的操作定义了输出函数；对时，该栏也标注为"输出"，表示 FSM 在进行一个状态转换时产生的输出符号。标注为"下个状态"的栏通过列出 DIGDEC 针对不同输入应转换到的状态定义了转换函数。表中的空项可理解为未定义项。然而，在一些实际应用中，空项代表错误操作。注意，在下表中，用缩写字母 d 代表从 0 到 9 的 10 个数字。

当前状态	操作/输出		下个状态	
	d	*	d	*
q_0	INIT(num, d)		q_1	
q_1	ADD(num, d)	OUT(num)	q_1	q_2
q_2				

3.2.3 FSM 的特征

可以通过一个或多个特征来刻画 FSM。下面给出一些在测试设计过程中有用的特征。我们将在后面解释测试生成算法时采用这些特征。

完全定义的 FSM　如果 M 是 FSM，从它的每一个状态出发，对每个输入符号都存在一个转换，则称该 FSM M 是完全定义的。例 3.1 中描述的自动机，其状态图如图 3-2a 所示，是完全定

义的，因为只有一个输入符号，而且每一个状态针对该输入符号都有一个转换函数。同样，其状态图如图 3-2b 所示的自动机也是完全定义的，因为每个状态针对两个输入符号中的任一个都有一个转换函数。例 3.2 中描述的 DIGDEC 机不是完全定义的，因为状态 q_0 没有针对星号的转换，q_2 没有向其他状态的转换。

强连通的 FSM 如果 M 是 FSM，它的每一对状态 (q_i, q_j) 都存在一个输入串使 M 从状态 q_i 转换到 q_j，则称该 FSM M 是强连通的。很容易验证，例 3.1 中描述的自动机是强连通的，例 3.2 中的 DIGDEC 机不是强连通的，因为不可能从状态 q_2 转换到 q_0、从 q_2 转换到 q_1、从 q_1 转换到 q_0。在一个强连通的 FSM 中，给定状态 $q_i \neq q_0$，总能发现一个输入串 $s \in X^*$，使得 FSM 从初始状态 q_0 转换到 q_i。因此说，在一个强连通的 FSM 中，从初始状态出发可以到达每一个状态。

***V* 等价** 设 $M_1 = (X, Y, Q_1, m_0^1, T_1, O_1)$，$M_2 = (X, Y, Q_2, m_0^2, T_2, O_2)$ 为两个 FSM，V 为输入字符集 X 上的非空字符串集合，$V \subseteq X^+$；设 q_i 和 q_j 分别是 M_1 和 M_2 中的状态，$i \neq j$；如果对所有的 $s \in V$，都有 $O_1(q_i, s) = O_2(q_j, s)$，则称状态 q_i 与 q_j 是 V 等价的。换一种说法，如果 M_1、M_2 分别在状态 q_i、q_j 处激活，产生相同的输出序列，则称状态 q_i 与 q_j 是 V 等价的。如果对任何集合 V，都有 $O_1(q_i, s) = O_2(q_j, s)$，则称状态 q_i 与 q_j 是等价的，如果状态 q_i 与 q_j 不是等价的，则称它们是可区分的。该等价性定义也可应用于单个 FSM 内的状态，这样，M_1 和 M_2 就可以是同一个 FSM。

机器等价 FSM M_1 和 M_2 是等价的，如果满足下列条件：(a) 对 M_1 中的任一状态 σ，在 M_2 中都存在一状态 σ'，使得 σ 与 σ' 是等价的；(b) 对 M_2 中的任一状态 σ，在 M_1 中都存在一状态 σ'，使得 σ 与 σ' 是等价的。不是等价的 FSM，称作是可区分的。假设 M_1 和 M_2 是强连通的，那么，如果它们各自的初始状态 m_0^1、m_0^2 是等价的，则 M_1 与 M_2 是等价的。如果 FSM M_1、M_2 是等价的，记为 $M_1 = M_2$；如果 M_1、M_2 是可区分的，记为 $M_1 \neq M_2$。同样，如果状态 q_1、q_2 是等价的，记为 $q_1 = q_2$；如果 q_1、q_2 是可区分的，记为 $q_1 \neq q_2$。

***k* 等价** 设 $M_1 = (X, Y, Q_1, m_0^1, T_1, O_1)$，$M_2 = (X, Y, Q_2, m_0^2, T_2, O_2)$ 为两个 FSM，状态 $q_i \in Q_1$，$q_j \in Q_2$，如果 M_1 与 M_2 分别在状态 q_i、q_j 处被任何长度为 k 的输入串激活后都产生相同的输出序列，则称状态 q_i 与 q_j 是 k 等价的。如果状态不是 k 等价的，则称为 k 可区分的。M_1 与 M_2 可以是同一 FSM，也就是说 k 等价性可应用于同一 FSM 中的任一状态对。也很容易地看出，如果两状态对任何 $k > 0$ 都是 k 可区分的，那么它们对任何 $n > k$ 也是 n 可区分的。如果 M_1 与 M_2 不是 k 可区分的，则称它们是 k 等价的。

最小机 如果 FSM M 的状态数量少于或等于其他任何与其等价的 FSM，则称 M 是最小机。

例 3.4 考虑图 3-3 中的 DIGDEC 机。该 FSM 不是完全定义的。然而，情况常常是一些错误的转换并没有在状态图上表示出来。图 3-5 是一个修改过的 DIGDEC 机的状态图，在此，用输出函数 ERROR() 准确地标注了错误的转换。

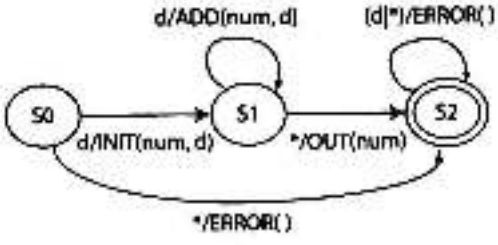


图 3-5 一个完全定义的 FSM 的状态图，它将一个或多个十进制字符组成的输入串转变成一个等值的整数（d 代表任意数字，* 代表任意其他字符）

3.3 符合性测试

在通信协议测试领域广泛采用"符合性测试"(conformance testing)这个术语。如果通信协议的某个实现通过了一系列的从其协议规范设计出来的测试，就称协议的该实现符合协议的规范。在本章中，介绍设计测试用例的技术，这些用例可以对 FSM 模型的协议实现进行符合性测试。注意，"符合性测试"这个术语还可以用于任何针对实现某规范的测试，不论该实现是否是某通信协议的规范。

通信协议广泛用于各种不同的场合。例如，协议的常见用途是公共数据网，这些网采用诸如 X.25 的访问协议，而 X.25 是用于广域网通信的协议标准；交变位协议(Alternating Bit Protocol，ABP)是用于消息从发送方到接收方弱连接传输的协议；音乐设备，如合成器和电子琴，采用音乐设备数字接口(Musical Instrument Digital Interface，MIDI)协议在它们与计算机之间进行通信。以上只是大量已知通信协议中的三个例子，还有很多协议正在设计当中。

可以用多种方式定义一个协议。例如，可以用文本方式非形式化地定义协议；也可用 FSM、可视符号(如状态图)、形式语言(如时态顺序规约语言 LOTOS、Estelle、规约与描述语言 SDL)更形式化地定义协议。无论哪种方式，规范都是协议实现以及自动生成代码的依据。如图 3.6 所示，协议的实现包括控制和数据两部分。控制部分负责协议中状态之间的转换，常用 FSM 来描述；数据部分保存正确操作所需要的信息，包括计数器以及其他保存数据的变量，常用一组程序模块或代码段来描述。

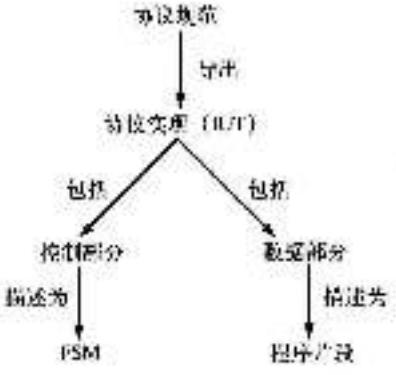


图 3.6 协议规范、实现与模型之间的关系

对协议实现的测试涉及控制和数据两部分的测试。测试的协议实现常常称作 IUT。本章主要关注对 IUT 控制部分的测试。对 IUT 数据部分的测试技术将在其他章节描述。对 IUT 控制部分的测试要求设计测试用例。正如图 3.7 所示，针对所生成的测试用例对 IUT 进行测试。每个测试用例就是一个即将输入 IUT 的符号串。如果测试预言判断 IUT 的运行结果与规范要求的一致，则认为 IUT 的控制部分与规范的要求相符合。如果存在不符合，则表示 IUT 存在错误，需要进行纠正。IUT 的这种测试用例通常对检测规范实现中的某些错误类型非常有效，这些错误类型将在第 3.4 节中讨论。

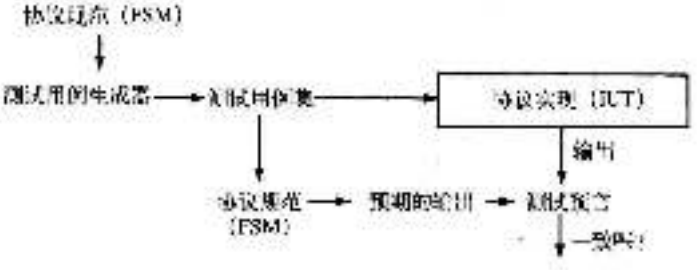


图 3.7 针对 FSM 模型协议实现的一个简化的测试过程。斜体项代表对某些子程序的输入。注意，FSM 模型本身既作为测试用例生成器的输入，又作为产生预期输出的子程序

本章的重点是描述对 IUT 控制部分生成测试的技术，该 IUT 对应于一个形式化定义的设计。用于测试 FSM 模型的 IUT 的技术，对于可用 FSM 模型的协议和其他需求同样适用。虽然，大多数复杂的软件系统通常用状态图描述，而不用 FSM。但是，本章介绍的一些测试生成技术在用状态图设计测试用例时，仍然有用。

3.3.1 重置输入

本章介绍的测试方法常常依赖于测试人员重置 IUT 使其返回到初始状态的能力。这样，给定测试用例集合 $T=\{t_1, t_2, \cdots, t_n\}$，测试过程如下：

1）将 IUT 置于初始状态；对 T 中的每个测试用例重复下面的步骤。

2）从 T 中选择下一个测试用例，将其应用于 IUT；观察 IUT 的运行结果，并与图 3-7 中所示的预期输出进行比较；如果 IUT 产生的输出与预期输出不一致，则称 IUT 失效。

3）通过运用重置输入操作，将 IUT 置回初始状态，重复上面的步骤，只不过取 T 中的下一个测试用例。

通常假设重置输入操作产生的是一个 null 输出。这样，相对于其规范说

$$\text{FSM } M=(X, Y, Q, q_1, \delta, O)$$

为了测试 IUT，其输入字符集和输出字符集分别扩展为：

$$X=X\cup\{\text{Re}\}$$

$$Y=Y\cup\{\text{null}\}$$

其中，Re 代表重置输入，null 代表相应的输出。

针对一个设计，可能有多种实现，重置输入操作可能要求从头执行软件，也就是说，手工或自动通过一个脚本重新启动软件。但是，在软件可能引起副作用的情况下，比如写文件或通过网络发送消息，如果软件的运行结果依赖于环境的状态，那么，将软件重新置回初始状态并不是一件简单的操作。当测试不停地运行程序（比如网络服务器），重置输入就意味着将服务器置回初始状态，但并不必关闭它之后再重启。

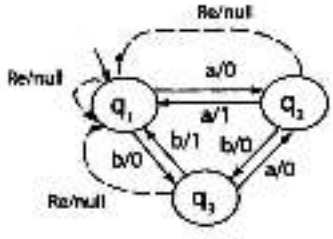


图 3-8 重置输入(Re)的转换关系

对应于重置输入的转换关系通常并没有在状态图中表示出来。从某种意义上讲，这是隐藏的转换关系，在软件的执行过程中是被允许的。一旦必要，这些转换关系可以如图 3-8 所示准确地表示出来。

例 3.5 考虑对微波炉中内置软件的测试。假设某个测试用例 t_1，负责测试"设置时钟时间"功能；另一个测试用例 t_2，负责测试微波炉在"低功率"下的加热能力；第三个测试用例 t_3，负责测试微波炉在"高功率"下的加热能力。在其初始状态，微波炉已加电并准备接收来自面板按钮的指令。假设，设置时钟时间并非初始状态的一部分，这就意味着，当前时钟时间，比如 1:15 p.m. 或2:09 a.m.，对微波炉的状态并无影响。

很明显，上面提到的 3 个测试用例可以以任何顺序执行。更深一层，一旦某个测试用例执行完，微波炉软件和微波炉都未失效的话，微波炉又回到了初始状态，因此，在执行下一个测试用例之前不需要重置输入。

然而，如果被测软件存在错误，或者接收被测软件指令的硬件存在故障，上面描述的情形可能在执行完某个测试用例之后发生变化。例如，原本希望 t_2 启动微波炉的加热过程，但是由于某些硬件或软件错误，并未进行加热，并且微波炉软件陷入一个循环，等待接收一个来自硬

件的"任务已完成"确认信号。在这种情况下，就不能执行测试用例 t_2 或 t_3 了，除非被测软件的相关软件和硬件都被重置回了初始状态。

正是由于上面例子中描述的这些情形，才要求重置输入操作，将 IUT 置回初始状态，使其准备接收下一个测试输入。

3.3.2 测试的难题

一个系统或子系统的设计可用很多种方式来表示。FSM、状态图、Petri 网是表示设计的一些形式。例如，协议的设计就通常表示成 FSM，一般软件的设计常用状态图表示，Petri 网常用来表示与并发和同步相关的设计。设计常常被当作是生成测试用例的依据，用这些测试用例测试 IUT，验证 IUT 与设计的符合性。

设 M 是设计的一个形式化表示。如上文所述，M 可能是 FSM，状态图或 Petri 网，也可能是其他形式。设 R 代表需求，从 R 可以导出 M。R 可能是针对一个通信协议或一个嵌入式系统的（如汽车引擎、心脏起搏器）需求。如图 3-7 所示，R 和 M 常常作为生成测试用例以及判定输出结果的基础。在本章中，我们主要关注利用 M 生成测试用例。

测试的难题在于判断 IUT 与 M 是否是等价的。对于 FSM 表示方式，等价性已在前面定义过。对于其他表示方式，等价性可用 IUT 和 M 的 I/O 行为来定义。正如前文提到的那样，我们关注的协议或者设计可用软件、硬件或二者的组合来实现，如图 3-7 所示，测试 IUT 与 M 的等价性，要求对 IUT 执行一系列从 M 导出的测试用例，并将观察到的结果与预期的结果进行比较。从设计的形式化表示生成测试用例以及用故障检测能力对测试用例进行评价，是本章的主要内容。

3.4 故障模型

在给定需求集合 R 的情况下，常常可以根据这些需求来构造一个设计。FSM 是设计的一种表示方式。设 M_1 是一个想要满足 R 中需求的设计，M_1 有时又被称为设计规范，用来指导软件的实现。M_1 可以用软件或硬件来实现。设 M_2 表示一个想要满足 R 中需求、并用 M_1 导出的实现。注意，在实际中，M_2 不太可能是 M_1 的一个完全翻版。对于嵌入式实时系统和通信协议，情况常常是：M_2 是一个计算机程序，使用了并没在 M_1 中描述的变量和操作。因此可以认为 M_2 是 M_1 的一个有穷状态模型。

测试的任务是判断 M_2 是否符合 R。要这么做的话，得用各种各样的输入来测试 M_2，并对照 R 来检查 M_2 运行结果的正确性。在生成 M_2 的测试用例集 T 时可利用设计规范 M_1。这样设计的测试也称为黑盒测试，因为测试用例是根据 M_1 设计出来的，而非 M_2。给定 T，用每个测试用例 $t(t \in T)$ 测试 M_2，并将 M_2 的运行结果与用测试用例 t 在初始状态激活 M_1 所得的预期结果进行比较。

在理想情况下，可以确保：通过用从 M_1 导出的部分测试用例 $t(t \in T)$ 测试 M_2，就能检测出 M_2 中的所有错误。这是不可能的，其中的一个原因是设计规范 M_1 的可能实现数量是无限的。这就造成可能在 M_2 中引入大量各种各样的错误。面对这种现实，人们提出了故障模型。故障模型定义了一些在 M_2 中可能出现的故障类型。在给定故障类型的情况下，测试的目标就是：从设计规范 M_1 生成测试用例集 T，当用 T 对 M_2 运行测试时，要确保 M_2 中含有的属于故障模型类型的任何故障都要检测出来。

图 3-9 所示的是一个广泛采用的针对 FSM 的故障模型，该图说明了 4 种故障类型。

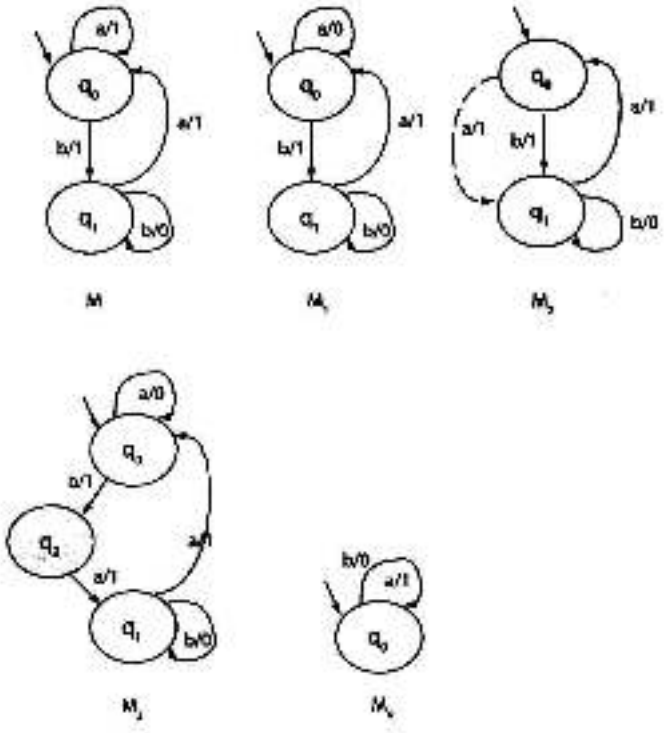


图 3-9 FSM M 代表正确的设计，M_1、M_2、M_3、M_4 每个都包含一个错误

- **操作错误** 在状态转换时产生的输出中的任何错误称为操作错误。图 3-9 中用 FSM M 和 M_1 来说明这类错误。当在状态 q_0 输入 a 时，M_1 产生的输出是 0，而不是 1。更形式化地讲，操作错误意味着对于 M 中的某些状态 q_i 和输入符号 s，$O(q_i, s)$ 是不正确的。
- **转换错误** 从一个状态到下一个状态转换中的任何错误称为转换错误。图 3-9 中用 FSM M 和 M_2 来说明这类错误。当在状态 q_0 输入 a 时，M_2 从状态 q_0 转换到 q_1，而不是转换到 q_0。更形式化地讲，操作错误意味着对于 M 中的某些状态 q_i 和输入符号 s，$\delta(q_i, s)$ 是不正确的。
- **冗余状态错误** 在实现中可能会引入额外的状态。图 3-9 中用 FSM M 和 M_3 来说明这类错误。当与 M 的状态集进行比较时，M_3 有一个冗余状态 q_2。然而，冗余状态并不一定就是错误。例如，在图 3-10 中，FSM M 代表正确的设计，M_1、M_2 都有一个冗余状态，其中 M_1 是错误的设计，M_2 并不是，因为实际上 M_2 与 M 是等价的，即使它有一个冗余状态。
- **缺失状态错误** 缺失状态是另一种类型的错误。图 3-9 中，与 M 的状态集比起来，M_4 缺失一个状态 q_1。假设表示设计的 FSM 是完全定义的最小机，缺失状态意味着 IUT 中存在错误。

上面的故障模型常用来评价一个从具体 FSM 中生成测试用例的方法的好坏。上面列出的故障也统称为**顺序故障**或**顺序错误**。应该注意到，一个具体的实现中同种类型的错误可能有多个，也有可能每种类型的错误都有一两个。

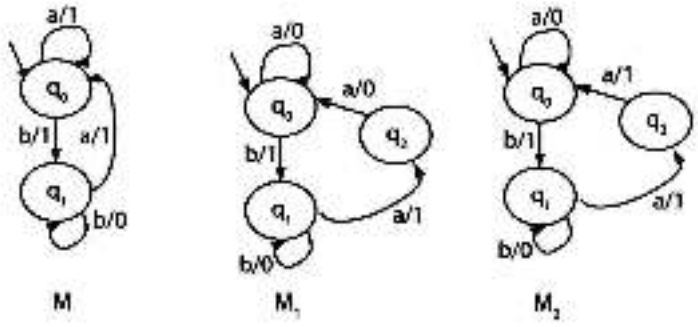


图 3-10 FSM M 代表正确的设计，M_1、M_2每个都有一个冗余状态，其中 M_1是错误的，M_2等价于 M

3.4.1 FSM 的变体

如前文所述，给定一个设计 M_s，可以构造出许多正确或不正确的实现。设 $I(M_s)$表示 M_s 所有可能实现的集合，为了使 $I(M_s)$有限，假设 $I(M_s)$中的任何实现在通常情况下都不同于 M_s。区分软件实现与其设计规范的一个方法就是采用变体。所谓 M_s的变体，就是通过一次或多次引入一个或多个错误而得到的一个 FSM。假设引入的错误属于前文介绍的故障模型中的类型。在图 3-9 中，可以看到用这种方法得到的 M 的 4 个变体 M_1、M_2、M_3、M_4。通过向 FSM 引入更多的错误，还可得到更为复杂的变体。图 3-11 所示为图 3-9 中 M 的两个复杂变体。

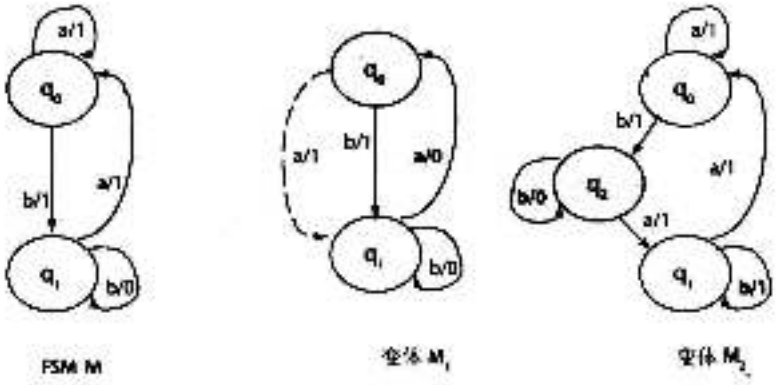


图 3-11 FSM M 的两个变体。变体 M_1是通过向 M 中在状态 q_1输入 a 时引入操作错误，在状态 q_0输入 a 时引入转换错误得到的；变体 M_2是通过向 M 中引入冗余状态 q_2，在状态 q_1输入 b 时引入操作错误得到的

注意，某些变体可能等价于 M_s，这意味着对于所有可能的输入，M_s及其变体的输出结果是一样的。给定测试用例集 T，当用测试用例 $t(t \in T)$在其各自初始状态激活时，如果变体产生的输出结果与 M_s产生的输出结果不同，称测试 t 将该变体与 M_s区分出来。在这种情况下，也可说 T 将该变体与 M_s区分出来。

采用变异的思路，可以构造出特定设计规范 M_s所有可能实现的有限集合。当然，这要求在变异过程中施加某些限制，也就是如何引入错误。提醒读者，采用程序变异测试软件的技术与此处介绍的变异有点不一样，第 7 章将讨论这种差别。下面的例子说明如何得到一组可能的实现。

例 3.6 设图 3-12 中 M 表示正确的设计，假设每次只能向 M 引入一个错误。通过引入操作错误，分别得到图 3-12 中的变体 M_1、M_2、M_3、M_4。考虑每个状态有两个转换，通过引入转换错误，得到另外 4 个变体 M_5、M_6、M_7、M_8。

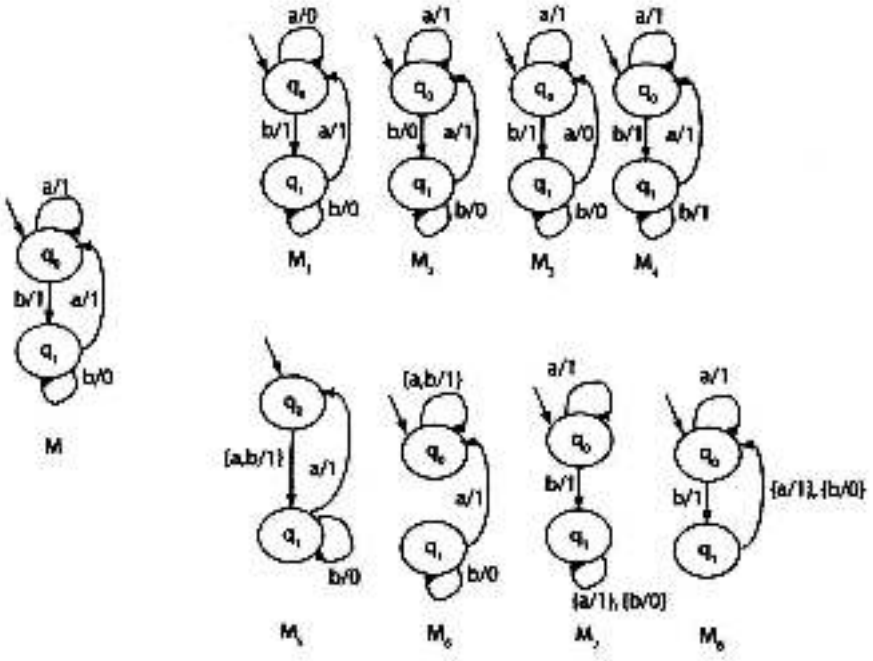


图 3-12 通过引入操作错误和转换错误产生的 8 个一阶变体。变体 M_1、M_2、M_3、M_4 是通过向 M 引入操作错误产生的；变体 M_5、M_6、M_7、M_8 是通过向 M 引入转换错误产生的

通过引入冗余状态产生变体的过程更为复杂。首先，假设只能向 FSM 增加一个状态。但是，可用多种方法将状态加入到 FSM 中。这个冗余状态可以有两个转换，根据转换的尾部状态以及相关的输出函数，这些转换可能有 36 种定义方式。把通过引入冗余状态产生 M 所有变体的任务留作练习 3.10。

删除一个状态只能有两种方式，即删除 q_0 或 q_1。这会产生两个变体。在通常情况下，当 FSM 的状态数大于 3 时，删除过程更加复杂。删除一个状态需要对转换进行重新定向，因此，产生的变体数要将比正确设计中的状态数量还要大。

任何以符号 a 开头的非空测试输入串都会将 M_1 与 M 区分出来。用输入串 ab 就能将 M_2 与 M 区分出来。注意，当用 ab 激活时，M 输出 11，M_2 输出 10。用输入串 ab 也将 M_3 与 M 区分出来。采用第 3.6 节介绍的 W 方法可以建立起这些输入串的完整集合。

3.4.2 故障覆盖率

判断测试用例集质量的一个办法就是计算它对具体的实现 M_i 能检测出多少错误。我们认为，一个能检测出 M_i 中所有错误的测试用例集比那些只检测出一个或几个错误的优秀。常常用测试用例集的故障覆盖率评价其设计方法。测试用例集的故障覆盖率常常被表示成一个界于 0 到 1 之间的百分数，并且与具体的设计规范相关。下面给出故障覆盖率的一个正式定义，其中变体是根据前文介绍的故障模型产生的。

N_i：用于生成测试用例集的 FSM M 的一阶变体总数，等同于 $|I(M)|$。

N_e：与 M 等价的变体数量。

N_f：能用测试用例集 T 将其与 M 区分出来的变体数量，其中 T 是用某些测试生成方法产生的。注意，这些变体都是有错误的变体。

N_r：用 T 区分不出来的变体数量。

针对设计规范 M 以及实现的集合 $I(M)$，用 $FC(T, M)$ 表示测试用例集 T 的故障覆盖率，其计算方法如下：

$$FC(T, M) = \frac{\text{用 } T \text{ 区分不出来的变体数量}}{\text{与 } M \text{ 不等价的变体数量}} = \frac{N_t - N_e - N_f}{N_t - N_e}$$

在第3.9节中，将介绍如何用 FC 来评价根据 FSM 生成测试的不同方法的质量。下面介绍特征集及其计算方法，它可用于从 FSM 生成测试的各种方法中。

3.5 特征集

大多数从 FSM 生成测试的方法都使用了一个称作特征集的重要集合。该集合一般表示为 W，通常称作 W 集。在本节中，将介绍如何在给定 FSM 描述的情况下导出 W 集。首先来讨论 W 集的定义。

设 $M = (X, Y, Q, q_1, \delta, O)$ 是完全定义的最小机，M 的特征集 W 是一个输入串的有限集合，这些输入串能够区分出 M 中任意两个状态的行为。这样，假设 q_i 和 q_j 是 Q 中的状态，那么在 W 中存在一个输入串 s，使得 $O(q_i, s) \neq O(q_j, s)$，其中 $s \in X^*$。

例3.7 考虑 FSM $M = (X, Y, Q, q_1, \delta, O)$，其中 $X = \{a, b\}$，$Y = \{0, 1\}$，$Q = \{q_1, q_2, q_3, q_4, q_5\}$，$q_1$ 是初始状态，状态转移函数 δ 与输出函数 O 如图3-13所示。该 FSM 的 W 集如下：

$$W = \{a, aa, aaa, baaa\}$$

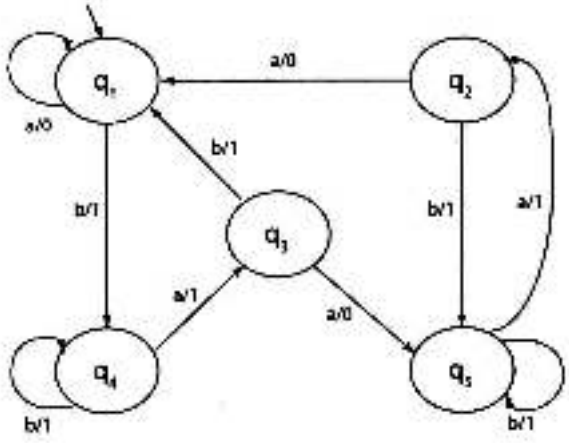


图3-13 一个简单 FSM 的转换函数和输出函数

做一个示例检查来判断 W 是否真的是 M 的特征集。考虑串 $baaa$，从图3-13中很容易验证：当 M 处于初始状态 q_1 并用 $baaa$ 激活时，产生的输出序列是1101；当 M 处于状态 q_2 并用 $baaa$ 激活时，产生的输出序列是1100。因此，看到 $O(q_1, baaa) \neq O(q_2, baaa)$，这意味着 $baaa$ 将状态 q_1 和 q_2 区分开了。还可对其余的状态对继续进行相同的检查。

构造 FSM M 特征集的算法包括两个主要步骤：第一步，构造一个 k 等价划分 P_1，P_2，…，P_m（$m>0$），这个迭代最多在 n 步之后收敛（n 是 M 中的状态数）；第二步，按相反顺序遍历这些 k 等价划分，得到每对状态的区分串（Distinguishing Sequence，DS）。下面两小节将详细介绍这两个步骤的内容。

3.5.1 k 等价划分的构造

让我们回忆一下，在给定 FSM $M=(X, Y, Q, q_1, \delta, O)$ 的情况下，对于状态 $q_i \in Q$，$q_j \in Q$，如果不存在 $s \in X^*$，使得 $O(q_i, s) \neq O(q_j, s)$，那么称 q_i 与 q_j 是 k 等价的。k 等价的思想导出了 k 等价划分的思想。

给定 FSM $M=(X, Y, Q, q_1, \delta, O)$，$Q$ 的一个 k 等价划分记为 P_k，是 n 个有穷状态集 $\sum_1$，$\sum_2$，…，$\sum_n$ 的集合，其满足：

- $\cup_{i=1}^{n} \sum_i = Q$；
- 对于 $1 \leq i \leq n$，$\sum_i$ 中的状态都是 k 等价的；
- 对于 $i \neq j$，如果 $q_i \in \sum_i$，$q_m \in \sum_j$，那么 q_i 与 q_m 必定是 k 可区分的。

现在通过采用一个很长的例子计算例 3.7 中 FSM 的 k 等价划分来说明如何构造一个 FSM 的 k 等价划分。

例 3.8 从计算图 3-13 中 FSM M 的 1 等价划分开始，即计算 P_1。为此，先用表格形式给出该 FSM 的转换函数和输出函数如下：

FSM M 的状态转换和输出表

当前状态	输出		下个状态	
	a	b	a	b
q_1	0	1	q_1	q_4
q_2	0	1	q_1	q_5
q_3	0	1	q_5	q_2
q_4	1	1	q_3	q_4
q_5	1	1	q_3	q_5

下一步是对状态重新分组，以便输出结果相同的所有状态属于同一组，用一条水平线来分隔两个组，如下表所示。从该表中可以看到，状态 q_1、q_2、q_3 属于一组，状态 q_4、q_5 属于另一组。另外，增加了一栏"$\sum_i$"表示组名，当然，也可以采用其他命名方式，在本例中，以 1、2 表示组名。

已分组的 FSM M 状态转换和输出表

$\sum_i$	当前状态	输出		下个状态	
		a	b	a	b
1	q_1	0	1	q_1	q_4
	q_2	0	1	q_1	q_5
	q_3	0	1	q_5	q_2
2	q_4	1	1	q_3	q_4
	q_5	1	1	q_3	q_5

现在完成了 P_1 的构造工作。上表中水平线分隔的分组构成了 FSM M 的一个 1 等价划分。将这些组标识为 1、2，就得到 1 等价划分如下：

$$P_1 = \{1, 2\}$$
$$\text{组 } 1 = \Sigma_{i_1} = \{q_1, q_2, q_3\}$$
$$\text{组 } 2 = \Sigma_{i_2} = \{q_4, q_5\}$$

在构造2等价划分之前，重新构造P_1的表。首先保留"下个状态"栏；然后，重新命名"下个状态"栏中的每一项，在原来基础上，增加第二个下标，以指出状态所属的分组，例如，原来对应第1行"a"栏下的状态是q_1，因q_1属于组1，因此将q_1改为q_{11}，其他"下个状态"项加注地制。这样，P_1的表如下：

P_1的表

Σ	当前状态	下个状态	
		a	b
1	q_1	q_{11}	q_{42}
	q_2	q_{11}	q_{32}
	q_3	q_{32}	q_{11}
2	q_4	q_{11}	q_{42}
	q_5	q_{11}	q_{32}

根据上面所给P_1的表，构造P_2的表。首先，将第二个下标值相同的"下个状态"项对应的所有行重新分成一组；注意，我们所指的第二个下标是组号，例如，q_{32}的第二个下标号是2，指的是第2组；因为q_4是FSM M中的状态，2是$\sum$栏下的组号。作为P_1表中状态重组的一个例子，由于q_1与q_2的下个状态的第二个下标一样，因此把它们分为一组。这样，重组就会增加组的数量。现在，对重新分组后的状态组赋予新的组号，并修改"下个状态"项的相关下标。根据这种分组模式，得到P_2的表如下：

P_2的表

Σ	当前状态	下个状态	
		a	b
1	q_1	q_{11}	q_{43}
	q_2	q_{11}	q_{33}
2	q_3	q_{31}	q_{11}
3	q_4	q_{32}	q_{44}
	q_5	q_{21}	q_{34}

注意，在P_2的表中，有3个状态组：(q_1, q_2)，(q_3)和(q_4, q_5)。继续用前面介绍的生成P_2表的方法重组P_2表中的项，得到P_3的表如下：

P_3的表

Σ	当前状态	下个状态	
		a	b
1	q_1	q_{31}	q_{43}
	q_2	q_{11}	q_{34}
2	q_3	q_{32}	q_{11}
3	q_4	q_{22}	q_{31}
4	q_5	q_{21}	q_{34}

经使对P_3的表进行重组和标识，得到P_4的表如下：

P_4 的表

Σ	当前状态	下个状态	
		a	b
1	q_1	q_{11}	q_{11}
2	q_2	q_{11}	q_{23}
3	q_3	q_{23}	q_{11}
4	q_4	q_{23}	q_{44}
5	q_5	q_{23}	q_{15}

至此，不可能再用前面介绍的形式进行划分了。已经完成了对 FSM M 的 k 等价划分，k 依次为 1，2，3，4。

注意，生成 P_k 表的过程收敛于 P_4，不可能再进行划分了。练习 3.6 要求你证明这个构成事实上总是收敛的。有趣的一点是，我们发现 P_4 表中的每一状态组只包含 1 个状态，这意味着 M 中的状态相互之间是可区分的，换句话说，M 中没有两个状态是等价的。

下面，将简要介绍从 k 等价划分中构造特征集的算法，并以一个示例加以说明。

3.5.2 特征集的构造

在构造出 k 等价划分（即 P_k 表）之后，现在着手构造 FSM M 的 W 集。回忆一下 W 集的定义——对于 M 中的任意一对状态 q_i 和 q_j，在 W 中都至少存在一个输入串能将 q_i 与 q_j 区分开。这样，构造 W 的方法实际上就是为 M 中的每一对状态寻找区分串。首先简要描述这个被称作 W 过程的方法，然后继续用前面的例子对其进行说明。在下面给出的 W 过程中，$G(q_i, x)$ 代表 M 在状态 q_i 输入字符 x 激活时要转换到的状态所在的组号，例如，针对第 3.5.1 节中的 P_3，$G(q_2, b)=4$，$G(q_3, a)=1$。

W 过程（从等价划分表构造 W 集的过程）

Begin of W

步骤 1　设 FSM $M=(X, Y, Q, q_1, \delta, O)$ 的 k 等价划分表是 $P=(P_1, P_2, \cdots, P_n)$，$k=1, 2, \cdots, n$。初始化 $W=\varnothing$。

步骤 2　对 M 中每一状态对 (q_i, q_j)，$i \neq j$，重复下面的步骤(a)至(d)。

(a) 寻找 r，$1 \leqslant r < n$，使其满足：状态对 (q_i, q_j) 在 P_r 中属于同一状态组，在 P_{r+1} 中则不属于同一状态组。换句话说，P_r 是最后一个等价划分表，状态对 (q_i, q_j) 在其中属于同一状态组。如果存在这样的 r，转步骤(b)；否则，寻找一个 $\eta \in X$ 以使 $O(q_i, \eta) \neq O(q_j, \eta)$，置 $W=W \cup \{\eta\}$，继续下一个可用的状态对。对 (q_i, q_j) 的最小区分串的长度为是 $r+1$，将该串表示为 $z=x_0x_1\cdots x_r$，其中 $x_i \in X$ $(0 \leqslant i \leqslant r)$。

(b) 初始化 $z=x_0$。设 $p_1=q_i$ 和 $p_2=q_j$ 是当前的状态对，对 $m=r, r-1, r-2, \cdots, 1$ 执行步骤(i)至(iii)。

(i) 在 P_m 中寻找一个输入符号 η，使得 $G(p_1, \eta) \neq G(p_2, \eta)$。如果在该步中发现不只一个符号满足这个条件，仍选一个。

(ii) 置 $z=z\eta$。

(iii) 置 $p_1=\delta(p_1, \eta)$，$p_2=\delta(p_2, \eta)$。

(c) 寻找一个 $\eta \in X$ 以使 $O(p_1, \eta) \neq O(p_2, \eta)$。置 $z=z\eta$。

(d) 状态对 (q_i, q_j) 的区分串是 z。$W=W \cup \{z\}$。

End of W

随着 W 过程的结束，可能已经生成了 M 中所有状态对的区分串。但是请注意，该算法的

效率可能不高，因为它为每对状态导出了一个区分串，即使有两对状态的区分串一样（参见练习3.7）。下面的例子应用W过程生成例3.8中FSM的W集。

例3.9 由于在M中有若干对状态，只说明如何寻找(q_1, q_2)，(q_3, q_4)的区分串。从(q_1, q_2)开始。

根据W过程的步骤2(a)，首先确定r。从例3.8中，发现最后一次q_1与q_2同属于一状态组的划分表是P_1，那么，$r=3$。

现在转到步骤2(b)并置$z=\varepsilon$，$p_1=q_1$，$p_2=q_2$。接着，从P_3表中发现$G(p_1, b)\neq G(p_2, b)$，修改$z=zb=b$。这样，b是q_1与q_2的区分串的第一个输入字符。根据步骤2(b)(iii)，重置$p_1=\delta(p_1, b)$，$p_2=\delta(p_2, b)$，这样，$p_1=q_4$，$p_2=q_5$。

再回到步骤2(b)(i)，从P_2表中发现$G(p_1, a)\neq G(p_2, a)$，修改$z=za=ba$，a是q_1与q_2的区分串的第二个输入字符。重置$p_1=\delta(p_1, a)$，$p_2=\delta(p_2, a)$，这时，$p_1=q_1$、$p_2=q_2$。

再一次回到步骤2(b)(i)，这时注意P_3表，发现$G(p_1, a)\neq G(p_2, a)$，$G(p_1, b)\neq G(p_2, b)$。任选a作为q_1与q_2的区分串的第三个输入字符。根据步骤2(b)(ii)、(iii)，重置$z=za=baa$，$p_1=\delta(p_1, a)=q_3$，$p_2=\delta(p_2, a)=q_1$。

最后，到达步骤2(c)，并关注M的原始状态转换表。从该表中发现，输入符号a将状态q_3与q_1区分出来。这样，a就是q_3与q_4的区分串的最后一个输入字符。重置$z=za=baaa$。到此为止，已经发现$baaa$是区分q_1与q_2的输入串，将$baaa$加入到W中。注意，在例3.7中，已经验证过$baaa$是状态q_1与q_2的区分串。

下面，选取状态对(q_3, q_4)，并转到步骤2(a)。我们发现，q_3与q_4在P_1表中属于不同的状态组，而在M中却属于同一组。这样，得到$r=0$。由于$O(q_3, a)\neq O(q_4, a)$，状态对(q_3, q_4)的区分串就是a。

把导出剩余状态对区分串的任务留给读者。表3-2给出了FSM M的一个完整区分串集合。表中最左边两列s_i、s_j代表将要区分的状态对，标识为x的列代表左边状态对的区分串，最右边两列代表当x输入串分别应用于s_i、s_j时产生的最后一个输出字符。例如，正像前面看到的那样，$O(q_1, baaa)=1101$，在表3-2中的相应输出列中只显示1。注意，表3-2最右两列的每一对都是不同的，即在每一行都有$O(s_i, x)\neq O(s_j, x)$。从表3-2中，得出$W=\{a, aa, aaa, baaa\}$。

表3-2 例3.8中FSM每个状态对的区分串

s_i	s_j	x	$O(s_i, x)$	$O(s_j, x)$
1	2	baaa	1	0
1	3	aa	0	1
1	4	a	0	1
1	5	a	0	1
2	3	aa	0	1
2	4	a	0	1
2	5	a	0	1
3	4	a	0	1
3	5	a	0	1
4	5	aaa	1	0

3.5.3 等价集

考虑FSM $M=(X, Y, Q, q_0, \delta, O)$，其中各符号的含义同前，$|Q|=n$。假设$M$是完全定义的最小机。我们知道，$M$的特征集$W$是一个输入串的集合，且满足：对$M$中的任何状态对$q_i$、$q_j$，总存在$s\in W$，使得$O(q_i, s)\neq O(q_j, s)$。

类似于 M 的特征集，将 M 中的每一个状态各自与一个等价集关联起来。状态 q_i 的等价集表示成 W_i，并具备以下特性：(a) $W_i \subseteq W$，$1 \leq i \leq n$；(b) 对任何 j，x，$1 \leq j \leq n$，$j \neq i$，$x \in W_i$，有 $O(q_i, x) \neq O(q_j, x)$；(c) 不存在 W_i 的子集满足(b)。

下面的例子说明如何从 W 中导出等价集。

例3.10 考察例3.9中的状态机及其表3-2所示的特征集 W。从表3-2中，注意到，状态 q_1 是通过输入串 $baaa$、aa、a 与其他状态区别开来的。这样，$W_1 = \{baaa, aa, a\}$。同样，$W_2 = \{baaa, aa, a\}$，$W_3 = \{a, aa\}$，$W_4 = \{a, aaa\}$，$W_5 = \{a, aaa\}$。

特征集用于 W 方法，等价集用于 Wp 方法。W 方法、Wp 方法都用于从 FSM 设计测试用例。针对 FSM，现在已经做好了描述测试生成方法的准备，下面首先介绍 W 方法。

3.6 W 方法

W 方法用来从 FSM M 构造测试集。这样生成的测试集是一个向程序输入的输入串的有穷集合，程序的控制结构用 M 进行模拟。当然，测试集也可以是对一个设计的输入，用来测试其需求规格说明的正确性。

用 M 模拟的实现又称被测实现，缩写为 IUT。请注意，大多数软件系统不能用 FSM 模拟。但是，软件系统的整体控制结构还是可以用 FSM 进行模拟的。这也意味着，用 W 方法或其他单独基于 FSM 方法生成的测试用例很可能只能检测出一部分故障类型。第3.9节，将讨论用 W 方法生成的测试用例究竟能检测出何种类型的故障。

3.6.1 假设

为了有效地工作，W 方法做了如下假设：

1) M 是确定的、完全定义的、连通的最小机。

2) M 开始于一个固定的初始状态。

3) M 可以准确地重置到初始状态，在重置操作中产生 null 输出。

4) M 与 IUT 具有相同的输入字符集。

在本节的后面，我们将讨论违背上面假设的影响。给定 FSM $M = (X, Y, Q, q_0, \delta, O)$，W 方法包括下列步骤：

步骤1 估计正确设计中的最大状态数。

步骤2 构造 M 的特征集 W。

步骤3 构造 M 的测试树(testing tree)，并确定转换覆盖集 P。

步骤4 构造集合 Z。

步骤5 $P \cdot Z$ 就是预期的测试集。

我们已经知道如何构造 FSM 的特征集 W，本节的剩下部分将介绍其余的三个步骤。

3.6.2 最大状态数

由于没有得到具体需求规格说明的正确设计或正确实现，因此有必要估计正确设计中的最大状态数。在最坏情况下，即无任何有关正确设计或实现的信息，可以假定最大状态数与 M 中的状态数一样。在介绍完 W 方法后，将讨论对最大状态数错误估计的影响。

3.6.3 转换覆盖集的计算

用 P 表示 FSM $M = (X, Y, Q, q_0, \delta, O)$ 的转换覆盖集，定义如下：设 q_i，q_j 是 M 中的两个

状态，$i \neq j$，P 由形如 sx 的输入串组成，其中 $\delta(q_0, s) = q_i$，$\delta(q_i, x) = q_j$；空字符 ε 也属于 P。现在用 M 的测试树来构造 P。

首先，FSM 的测试树构造如下：

1）初始状态 q_0 是测试树的根结点（第 1 层）。

2）假设测试树已构造到第 k 层，第 $k+1$ 层构造如下：

从第 k 层选择一个结点 n，如果 n 出现在从第 1 到第 $k-1$ 的任何层中，则将 n 作为叶结点，并不再对该结点进行扩展；如果 n 不是叶结点，那么对于每个 $x \in X$，若有 $\delta(n, x) = m$，则从结点 n 新增一条到结点 m 的分支，并将该分支标注为 x。这个步骤重复进行，直到第 k 层所有的结点都被处理完为止。

下面的例子说明如何构造例 3.8 中 FSM 的测试树，该 FSM 的转换函数、输出函数如图 3-13 所示。

例 3.11 首先，测试树只有根结点，即初始状态 q_1，这是测试树的第 1 层。接着，由于 $\delta(q_1, a) = q_1$，$\delta(q_1, b) = q_4$，因此，增加两个结点 q_1、q_4 作为第 2 层，从 q_1 到 q_1、q_4 的分支分别标注以 a 和 b。因为 q_1 是测试树第 1 层的唯一结点，下面从测试树的第 2 层继续扩展。

在第 2 层，首先考虑结点 q_1。由于结点 q_1 已经在第 1 层中出现过，因此，第 2 层中的结点 q_1 就是叶结点，不再进行扩展了。接着，考虑结点 q_4。由于 $\delta(q_4, a) = q_3$，$\delta(q_4, b) = q_4$，因此，增加两个结点 q_4、q_3 作为第 3 层，从 q_4 到 q_4、q_3 的分支分别标注以 b 和 a。

以相同的方式继续处理，每步骤完成一个层次。当处理到第 6 层时，方法被终止：结点 q_1、q_5 都曾在测试树的前面层次中出现过，是叶结点。这样，就得到 M 的测试树，如图 3-14 所示。

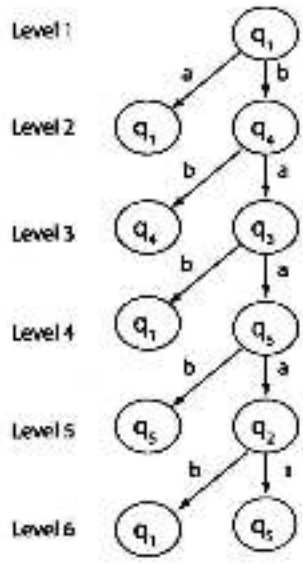


图 3-14 拥有图 3-13 所示转换函数和输出函数的 FSM 的测试树

一旦测试树构造出来，通过连接测试树子路径上的标注符号就能得到转换覆盖集 P。所谓的测试树子路径，就是从测试树根结点开始，终止于测试树任何结点的一条路径。通过遍历图 3-14 中测试树的所有子路径，我们得到如下转换覆盖集：

$$P = \{\varepsilon, a, b, bb, ba, bab, baa, baab, baaa, baaab, baaaa\}$$

有一点很重要，就是理解 P 中各元素的作用。顾名思义，转换覆盖集意味着，用 P 中任意一个元素在初始状态 q_0 处激活 FSM，将使 FSM 转换到某些状态。当用 P 中的所有元素激活 FSM 后，且每次都在初始状态处激活，那么 FSM 就转换到过每一个状态。这样，用 P 中的元素激活 FSM 就能保证到达所有的状态，且所有的转换都至少遍历一次。例如，例 3.8 中的 FSM 被输入串 $baab$ 在 q_1 处激活后，将按序经过分支 (q_1, q_4)、(q_4, q_3)、(q_3, q_2)、(q_2, q_3)。空输入串 ε 并不遍历任何分支，但正如后面将要解释的那样，它有利于构造测试输入串。

3.6.4 构造集合 Z

当给定输入字符集 X 和特征集 W 时，可以直接构造 Z。假设 IUT 中估计的状态数是 m，设计规范中的状态数是 n，Z 的计算如下：

$$Z=(X^0\cdot W)\cup(X\cdot W)\cup(X^2\cdot W)\cdots\cup(X^{m-n-1}\cdot W)\cup(X^{m-n}\cdot W)$$

很容易发现，当$m=n$时(即IUT中的状态数与设计规范中的状态数相同)，$Z=W$；当$m<n$时，$Z=XW$。注意，$X^0=\{\varepsilon\}$，$X^1=X$，$X^2=X\cdot X$，以此类推，符号"·"代表连接运算。为方便起见，用缩写符号$X[p]$代表下面的集合运算表达式：

$$\{\varepsilon\}\cup X^1\cup X^2\cdots\cup X^{p-1}\cup X^p$$

对于$m>n$，可以将Z重写为$Z=X[m-n]\cdot W$，其中m是IUT中的状态数，n是设计规范中的状态数。

3.6.5 导出测试集

在构造出P和Z之后，很容易获得测试集T，$T=P\cdot Z$。下面的例子说明如何从例3.8中的FSM构造测试集。

例3.12 为简便起见，假设正确设计或IUT中的状态数与图3-13所示设计中的状态数相同，因此，$m=n=5$，这导致：

$Z=X^0\cdot W=\{a,aa,aaa,baaa\}$

将P与Z连接起来，得到所要的测试集：

```
T = P · Z
  = {ε,a,b,bb,ba,bab,baa,baab,baaa,baaab,baaaa} · {a,aa,aaa,baaa}
  = {a,aa,aaa,baaa,
    aa,aaa,aaaa,abaaa,
    ba,baa,baaa,bbaaa,
    bba,bbaa,bbaaa,bbbaaa,
    baa,baaa,baaaa,babaaa,
    baba,babaa,babaaa,babbaaa,
    baaa,baaaa,baaaaa,baabaaa,
    baaba,baabaa,baabaaa,baabbaaa,
    baaaa,baaaaa,baaaaaa,baaabaaa,
    baaaba,baaabaa,baaabaaa,baaabbaaa,
    baaaaa,baaaaaa,baaaaaaa,baaaabaaa}
  = {a,aa,aaa,baaa,
    aaaa,abaaa,
    ba,baa,bbaaa,
    bba,bbaa,bbbaaa,
    baaaa,babaaa,
    baba,babaa,babbaaa,
    baaaaa,baabaaa,
    baaba,baabaa,baabbaaa,
    baaaaaa,baaabaaa,
    baaaaba,baaabaaa,baaabbaaa,
    baaaaaaa,baaaabaaa}
```

假设IUT的状态数多一个，即$m=6$，那么Z及T的计算如下：

$Z=X^0\cdot W\cup(X^1\cdot W)$

```
    - {a,aa,aaa,baaa, aa,aaa,aaaa,abaaa,ba,baa,baaa,bbaaa}
      {a,aa,aaa,baaa,aaaa,abaaa,ba,baa,bbaaa}
C - P · Z
  = {a,a,b,ba,aa,aab,baa,baab,baaa,baaab,baaaa}-
    {a,aa,aaa,baaa,aaaa,abaaa,ba,baa,bbaaa}
  = {a,aa,aaa,baaa,aaaa,abaaa,ba,baa,bbaaa,
    aa,aaa,aaaa,abaaa,aaaaa,aabaaa,aba,abaa,abbaaa,
    ba,baa,baaa,bbaaa,baaaa,babaaa,bba,bbaa,bbbaaa,
    bba,bbaa,bbaaa,bbbaaa,bbaaaa,bbabaaa,bbba,bbbaa,bbbbaaa,
    baa,baaa,baaaa,babaaa,baaaaa,baabaaa,baba,babaa,babbaaa,
    baba,babaa,babaaa,babbaaa,babaaaa,babaabaaa,babba,babbaa,babbbaaa,
    baaa,baaaa,baaaaa,baabaaa,baaaaaa,baaabaaa,baaba,baabaa,baabbaaa,
    baaba,baabaa,baabaaa,baabbaaa,baabaaaa,baabababaa,baabba,baabbaa,
    baabbbaaa,
    baaaa,baaaaa,baaaaaa,baaabaaa,baaaaaaa,baaaabaaa,baaaba,baaabaa,
    baaabbaaa,
    baaaba,baaabaa,baaabaaa,baaabbaaa,baaabaaaa,baaababaaa,baaabba,
    baaabbaa,baaabbbaaa,
    baaaaa,baaaaaa,baaaaaaa,baaaabaaa,baaaaaaaa,baaaaabaaa,baaaaba,
    baaaabaa,baaaabbaaa}
  = {a,aa,aaa,baaa,aaaa,abaaa,ba,baa,bbaaa,
    aaaaa,aabaaa,aba,abaa,abbaaa,
    baaaa,babaaa,bba,bbaa,bbbaaa,
    bbaaaa,bbabaaa,bbba,bbbaa,bbbbaaa,
    baaaaa,baabaaa,baba,babaa,babbaaa,
    babaaaa,bababaaa,babba,babbaa,babbbaaa,
    baaaaaa,baaabaaa,baaba,baabaa,baabbaaa,
    baabaaaa,baababaaa,baabba,baabbaa,baabbbaaa,
    baaaaaaa,baaaabaaa,baaaba,baaabaa,baaabbaaa,
    baaaabaaa,baaababaaa,baaabba,baaabbaa,baaabbbaaa,
    baaaaaaaa,baaaaabaaa,baaaaba,baaaabaa,baaaabbaaa}
```

3.6.6 采用 W 方法测试

为了测试针对设计规范 M 的 IUT M_i，对每个测试输入执行如下步骤：

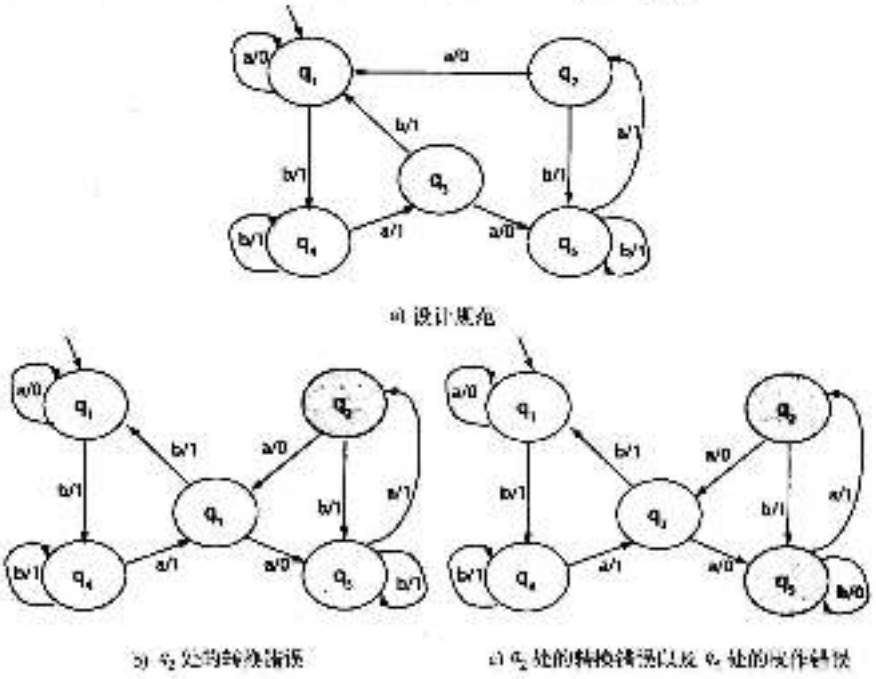
1）针对给定测试输入 t，通过检查设计规范，求出预期结果 $M(t)$。另外，如果有工具自设计规范又是可执行的，那么可以自动地得到预期结果。

2）求出当用 t 在初始状态处激活 IUT 时的实际结果 $M_i(t)$。

3）如果 $M(t)=M_i(t)$，则在 IUT 中还未发现缺陷。如果 $M(t)\neq M_i(t)$，则意味着，在设计规范正确的情况下，IUT 中可能存在缺陷。

注意，实际结果与预期结果的不一致并不意味着 IUT 中一定存在缺陷。但是，如果我们假设：(a) 设计规范是正确的；(b) $M(t)$、$M_i(t)$的导出过程没有错误；(c) $M(t)$与 $M_i(t)$之间的比较又

是正确的；那么，$M(t) \neq M_i(t)$就意味着在设计规范或 IUT 中存在缺陷。



a) 设计规范

b) q_2 处的转换错误　　c) q_2 处的转换错误以及 q_3 处的操作错误

图 3-15　a)被测设计表示为 FSM M，其转换函数和输出函数皆从图 3-13 复制而来；b)和 c)中两个不正确的设计表示为 M_1 和 M_2

例 3.13　现在用 W 方法来测试图 3-13 所示的设计。假设设计规范也用 FSM 的形式给出，且是"正确的设计"。注意，在现实中这不太可能，该假设只是为方便叙述。

考虑两个可能的 IUT。正确的设计如图 3-15a 所示，且被称作 M；用 IUT M_1、M_2 分别表示两个有错误的设计，如图 3-15b、c 所示。

注意，与 M 比起来，M_1 有一个转换错误：错误出现在状态 q_2 处，针对输入 a，状态的转换该是 $\delta_1(q_2, a) = q_1$，而不是 $\delta(q_2, a) = q_3$。与 M 比起来，M_2 有两个错误：第一个是前面提到的在 q_2 处的转换错误；第二个错误是在状态 q_3 处的操作错误，针对输入 b，输出函数应该是 $O_2(q_3, b) = 1$，而不是 $O_2(q_3, b) = 0$。

为了测试 M_1 针对 M 正确与否，输入例 3.12 中导出的测试集 T 中每一个测试用例，并将 $M_1(t)$ 与 $M(t)$ 进行比较。针对这例子而言，首先选择 $t = ba$，通过跟踪，得到

$$M(t) = 11,\ M_1(t) = 11$$

这样，当用输入串 ba 激活时，IUT M_1 运行正确。然后，选择 $t = baaaaaa$ 作为测试输入，通过跟踪，得到

$$M(t) = 1101000,\ M_1(t) = 1101001$$

这样，输入串 $baaaaaa$ 检测出了 M_1 中的一个转换错误。

接着，测试 M_2 针对 M 正确与否。选择 $t = baaba$ 作为测试输入，通过跟踪，得到

$$M(t) = 11011,\ M_2(t) = 11001$$

这样，输入串 $baaba$ 检测出了 M_2 中的一个操作错误。加上前面已经说明 $t = baaaaaa$ 检测到转换错误，用测试集 T 中的输入串 $baaaaaa$ 和 $baaba$ 就能检测出两个 IUT 中的错误。

注意，为简便起见，只采用了两个测试输入。但是在实践中，需要向 IUT 按序输入大量的

测试用例，直到 IUT 失效或者成功通过所有的测试用例。

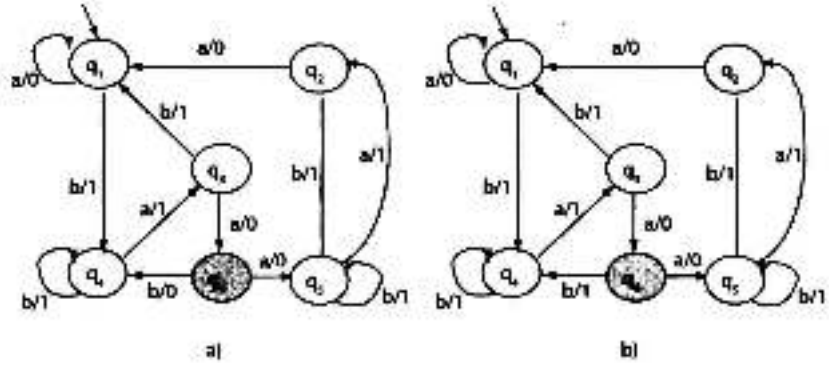


图 3-16 图 3-13 所示设计的两种实现，每个都有一个冗余状态。注意，在 a)和 b)中冗余状态 q_4 的输出函数不一样

例 3.14 假设对应于图 3-13 所示 FSM 的 IUT 有 6 个状态（即 $m=6$），表示为 M_1，如图 3-16a 所示。对 M_1 输入 $z=baaba$，得到 $M_1(z)=11001$。而 M 针对 $z=baaba$ 的正确输出是 $M(z)=11011$。$M_1(z)\neq M(z)$，说明测试输入 z 检测出了 M_1 中的冗余状态。

但是 $z=baaba$ 并不能检测出 M_2 中的冗余状态错误，因为 $M_2(z)=M(z)=11011$。现在考虑测试输入 $z=baaa$，有 $M(z)=1101$，$M_2(z)=1100$。因此，测试输入 $baaa$ 检测出了 M_2 中的冗余状态错误。

3.6.7 错误检测过程

现在，仔细考察用 W 方法生成的测试输入串是如何检测出操作错误和转换错误的。回忆，如果 IUT 中的状态数与设计规范中的状态数相同的话，用 W 方法生成的测试集是 $P\cdot W$，这样，每个测试用例都具有 $r\cdot s$ 的形式，其中 r 属于转换覆盖集 P，s 属于特征集 W。测试用例 z 对 IUT 的测试过程分为两个步骤：第一步，测试输入 r 将 IUT 从初始状态 q_0 转换到状态 q_i；第二步，剩下的测试输入 s 将 IUT 从状态 q_i 转换到终止状态 q_j 或 q_j'。这两个步骤如图 3-17 所示。

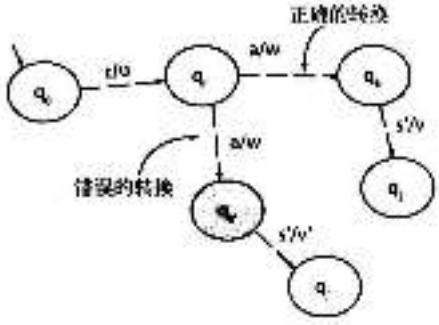


图 3-17 采用 W 方法生成的测试用例检测错误

当 IUT 在初始状态 q_0 处被测试用例 z 激活，在吸收了输入串 r 后转换到某个状态 q_i，如图 3-17 所示。到此时，IUT 产生的输出是 u，$u=O(q_0,r)$。从状态 q_i 继续，IUT 吸收了输入串 s 后到达状态 q_j。从 q_i 转换到 q_j，IUT 产生的输出是 v，$v=O(q_i,s)$。如果在从 q_0 到 q_i 的转换过程中出现任何操作错误，那么输出串 u 就与用 r 在其初始状态激活设计规范 M 产生的输出不同；如果在从 q_i 到 q_j 的转换过程中出现任何操作错误，那么输出串 uv 就与 M 产生的输出不同。

转换错误的检测更为复杂。假设在状态 q_i 处有一转换错误，且 $s=as'$，IUT 转换到了状态 q_k，$q_k=\delta(q_i,a)$，而不是转换到状态 q_h，$q_h=\delta(q_i,a)$。最后 IUT 终止于状态 q_j'，$q_j'=\delta(q_k,s')$。假设 s 是 W 中的区分串。如果 s 是状态 q_j 和 q_j' 的区分串，则 $uv'\neq uv$；如果 s 不是状态 q_j 和 q_j' 的区分串，则 W 中一定存在一个 as''，使得 $uv''\neq uv$，$v''=O(q_k,s'')$。

3.7 部分 W 方法

部分 W 方法，也叫作 Wp 方法，类似于 W 方法。因为测试集也是从完全定义的、连通的最小机 FSM 中构造出来的。但是，用 Wp 方法生成的测试集常常比用 W 方法生成的测试集小。测试集的精减是这样实现的：将测试生成过程划分为两个阶段，在第二阶段中采用的是状态等价集 W_i，而不是特征集 W。然而，Wp 方法的故障检测效果与 W 方法相同。第 3.7.1 节将描述 Wp 方法两阶段的内容。

现在定义 FSM $M=(X, Y, Q, q_0, \delta, O)$ 的状态覆盖集 S：S 是一个输入串的有穷非空集合，其中每一个元素都属于 X^*；对于任意 $q_i \in Q$，存在 $r \in S$，满足 $\delta(q_0, r)=q_i$。很容易看出，状态覆盖集是转换覆盖集的子集，且不唯一。注意，空字符串 ε 属于 S，它覆盖了初始状态，因为按照状态转换的定义，$\delta(q_0, \varepsilon)=q_0$。

例 3.15 在例 3.11 中，为图 3-13 所示的 FSM M 构造了下面的转换覆盖集：

$$P=\{\varepsilon, a, b, bb, ba, bab, baa, baab, baaa, baaab, baaaa\}$$

P 的子集构成了 M 的一个状态覆盖集：

$$S=\{\varepsilon, b, ba, baa, baaa\}$$

现在来说明如何用 Wp 方法生成测试集。像前面一样，设 M 是设计规范的 FSM 表示形式，针对其测试 IUT。假设 M 包含 $n(n>0)$ 个状态，IUT 包含 m 个状态。用 Wp 方法生成的测试集 T 包含两个子集 T_1、T_2，$T=T_1 \cup T_2$。假设 M 包含的状态数与 IUT 相同，即 $m=n$，下面将说明如何构造 T_1、T_2。

Wp 方法[采用 Wp 方法生成测试集的过程]

Begin of Wp

步骤 1　计算 M 的转换覆盖集 P，状态覆盖集 S，特征集 W、状态等价集 W_i。注意，S 可以从 P 中导出，状态等价集可以像例 3.10 那样计算。

步骤 2　$T_1=S \cdot W$。

步骤 3　设 Ψ 是 M 的所有状态等价集的集合，$\Psi=\{W_1, W_2, \cdots, W_n\}$。

步骤 4　设 $R=\{r_1, r_2, \cdots, r_k\}$ 是所有属于转换覆盖集 P 但不属于状态覆盖集 S 的输入串的集合，$R=P-S$。另外，如果 $r_Q \in R$，则 $\delta(q_0, r_Q)=q_p$。

步骤 5　$T_2=R \otimes \Psi=\cup_{j=1}^{k}(\{r_j\} \cdot W_Q)$，$W_Q$ 是状态 q_Q 的状态等价集，$W_Q \in \Psi$。

End of Wp

在计算 T_2 时用到的 $\otimes$ 操作符称作部分串连接操作符。构造出测试集 T（包括 T_1、T_2）之后，就可以测试 IUT 了，这将在下面进行描述。

3.7.1 采用 $m=n$ 的 Wp 方法测试

针对特定设计规范 M 及其 IUT，Wp 方法包括两个阶段。在第一个阶段，用 T_1 中的测试用例测试 IUT；在第二个阶段，用 T_2 中的测试用例测试 IUT。详细情况如下：

第 1 阶段　采用 T_1 中的测试用例测试 IUT，就是要测试 IUT 中每个状态与 M 中相应状态的等价性。注意，T_1 中的输入串 t 的形式如 uv，其中 $u \in S$，$v \in W$。假设对 M 中的某个 q_i，有 $\delta(q_0, u)=q_i$。这样，u 的输入首先将 M 转换到某个状态 q_i。在状态 q_i 继续向 M 输入 v，得到输出 $O(q_i, v)$；如果在 M 中另一状态 $q_j(i \neq j)$ 处输入 v，得到输出 $O(q_j, v)$，一定有 $O(q_i, v) \neq O(q_j, v)$。如果针对 T_1 中的每个测试用例 t，IUT 的运行结果与 M 一样，则 IUT 与 M 针对 S 和 W 是等价的。如果 IUT 的运行结果与 M 不一样，则 IUT 中存在错误。

第2阶段 当用 T_1 中的测试用例测试 IUT 时，可能全部检查了 IUT 中状态与 M 中状态的等价情况，但也许没有检查完 IUT 中的所有转换。因为 T_1 是用状态覆盖集 S 而不是转换覆盖集 P 导出的。我们将用 T_2 中的测试用例完成 IUT 中剩余转换与 M 的对比检查。

注意，T_2 中输入串 t 的形式如 uv，其中 $u \in P$，$u \notin S$。这样，向 M 首先输入 u 将把 M 转换到某个状态 q_i，$\delta(q_0, u) = q_i$。但是，M 经过的转换不同于用 T_1 中输入串测试时它经过的转换，因为 $u \notin S$。接着，在 q_i 状态处向 M 输入 v。由于 $v \in W_i$，而 W_i 是状态 q_i 的状态等价集，因此，针对没有用 T_1 中测试用例检查完的转换，这部分测试将把 q_i 同其他状态区分开来。这样，用 T_2 发现了用 T_1 未检测出的任何转换错误和操作错误。

例3.16 现在说明如何用 Wp 方法生成测试集。本例中，再次考虑用图3-13中的 FSM 作为设计规范 M_0。首先，为方便起见，将生成测试集 T 时所需要的各种集合列举出来：

$$
\begin{aligned}
N &= \{a, aa, aaa, baaa\}\\
P &= \{\varepsilon, a, b, bb, ba, bab, baab, baab, baaab, baaaab, baaaa\}\\
S &= \{\varepsilon, b, ba, baa, baaa\}\\
W_1 &= \{baaa, aa, a\}\\
W_2 &= \{baaa, aa, a\}\\
W_3 &= \{a, aa\}\\
W_4 &= \{a, aaa\}\\
W_5 &= \{a, aaa\}
\end{aligned}
$$

下面根据步骤2计算集合 T_1：

$$
\begin{aligned}
T_1 &= S \cdot W\\
&= \{a, aa, aaa, baaa, ba, baa, baaa, bbaaa, baa, baaa, baaa, babaaa, baaa,\\
&\quad baaaa, baaaaa, baabaaa, baaaa, baaaaa, baaaaaa, baaabaaa\}\\
&\quad - \{\varepsilon, aa, aaa, baaa, ba, baa, bbaaa, baaaa, babaaa, baaaaa, baabaaa,\\
&\quad baaaaaa, baaabaaa\}
\end{aligned}
$$

根据步骤4得到 R：

$$R = P - S = \{a, bb, bab, baab, baaab, baaaa\}$$

根据步骤4和图3-13，得到针对 R 中输入串的状态转换：

$$
\begin{aligned}
\delta(q_1, a) &= q_1 & \delta(q_1, baab) &= q_5\\
\delta(q_1, bb) &= q_4 & \delta(q_1, baaab) &= q_5\\
\delta(q_1, bab) &= q_1 & \delta(q_1, baaaa) &= q_1
\end{aligned}
$$

从上面的转换中注意到，当 M 每次在状态 q_1 处分别被输入串 a、bb、bab、$baab$、$baaab$、$baaaa$ 激活时，分别转换到状态 q_1、q_4、q_1、q_5、q_5、q_1。这样，在计算 T_2 时只需考虑状态等价集 W_1、W_4、W_5。采用步骤5中的公式，得到 T_2：

$$
\begin{aligned}
T_2 &= R \otimes W\\
&= (\{a\} \cdot W_1) \cup (\{bb\} \cdot W_4) \cup (\{bab\} \cdot W_1) \cup (\{baab\} \cdot W_5) \cup (\{baaab\} \cdot W_5) \cup\\
&\quad (\{baaaa\} \cdot W_1)\\
&\quad - \{abaaa, aaa, aa\} \cup \{bba, bbaaa\} \cup \{babbaaa, babaa, baba\} \cup \{baaba,\\
&\quad baabaaa\} \cup \{baaaba, baaabaaa\} \cup \{baaaabaaa, baaaaaa, aaaaaa\}\\
&= \{abaaa, aaa, aa, bba, bbaaa, babbaaa,\\
&\quad babaa, baba, baaba, baabaaa, baaaba,\\
&\quad baaabaaa, baaaabaaa, baaaaaa, baaaaa\}
\end{aligned}
$$

预期的测试集是：

$$T = T_1 \cup T_2$$

$$= \{a, aa, aaa, baaa, ba, baa, bbaaa, baaaa, babaaa, baaaaa, baabaaa, baaaaaa, baaabaaa\} \cup \{abaaa, aaa, aa, bba, bbaaa, babbaaa, babaa, baaba, baaaba, baaabaaa, baaaabaaa, baaaaaa, baaaaa\}$$

$$= \{a, aa, aaa, baaa, ba, baa, bbaaa, baaaa, babaaa, baaaaa, baabaaa, baaaaaa, baaabaaa, abaaa, bba, babbaaa, babaa, baaba, baaaba, baaaabaaa\}$$

注意，T 总共包含 21 个测试用例。相比起来，例 3.12 中用 $m=n$ 的 W 方法生成的测试用例数是 29 个。

下面的例子说明如何用 Wp 方法测试 IUT。

例 3.17 给定设计规范 M 如图 3-15a 所示，要对图 3-15b、c 所示的设计规范 M_1、M_2 的 IUT 进行测试。对每一个 IUT 的测试，根据 Wp 方法的要求，按两个阶段进行。

M_1 测试的第 1 阶段 我们用 T_1 中的每一个输入串 t 来测试与 M_1 对应的 IUT，并将 $M_1(t)$ 与预期的输出 $M(t)$ 进行比较。为简单起见，考虑测试用例 $t = baaaaaa$，得到 $M_1(t) = 1101001$，而预期的输出是 $M(t) = 1101000$。这样，t 就检测出了状态 q_2 的转换错误。

M_1 测试的第 2 阶段 在对 M_1 的测试中不需要此阶段。虽然在实际工作中，有人可能会用 T_2 的输入串测试 M，但是可以验证，T_2 中没有一个输入串能检测出 M_1 的转换错误。

M_2 测试的第 1 阶段 测试用例 $t = baabaaa$ 检测出了错误，因为 $M_2(t) = 1100100$，而预期的输出是 $M(t) = 1101000$。

M_2 测试的第 2 阶段 同样，在对 M_2 的测试中不需要此阶段。

注意，上面例子中的两种情况都不需要用 Wp 方法的第 2 阶段来检测错误。为寻找用 Wp 方法第 2 阶段检测错误的案例，参见练习 3.15，它描述一个 FSM 及其错误实现，要求用 Wp 方法的第 2 阶段来检测错误。但是在实践中，你可能不知道 Wp 方法的第 1 阶段是否够用，这样就会导致两个阶段都采用，因此达到完全的测试。注意，第 2 阶段的测试确保覆盖所有转换。虽然第 1 阶段的测试可能覆盖了所有的转换，但没有采用状态等价集作为输入，因此，不能保证第 3.4 节故障模型概括的错误都能在第 1 阶段测试中检测出来。

3.7.2 采用 $m > n$ 的 Wp 方法测试

当 IUT 的状态数大于设计规范 M 的状态数时，即 $m > n$，需要对第 3.7 节中采用 Wp 方法生成测试集的步骤进行调整，调整的内容在步骤 2 和步骤 5。

当 $m = n$ 时，$T_1 = S \cdot W$。对于 $m > n$，对该公式进行修改，$T_1 = S \cdot Z$，其中

$$Z = X[m-n] \cdot W$$

$$X[m-n] = \{\varepsilon\} \cup X^1 \cup X^2 \cdots \cup X^{m-n-1} \cup X^{m-n}$$

注意，T_1 在测试过程的第 1 阶段采用，T_1 不同于用 W 方法导出的 T，因为 T_1 用的是状态覆盖集 S 而不是转换覆盖集 P，因此，T_1 包含的测试用例数少于 T 包含的测试用例数，除非 $P = S$。

为了计算 T_2，首先按照第 3.7 节中的步骤 4 计算 R。注意，R 只包含那些在转换覆盖集 P 而非状态覆盖集 S 的元素，$R = P - S = \{r_0, r_1, \cdots, r_u\}$。与前面一样，$r_i$ 将 M 从初始状态转换到 q_s，$\delta(q_0, r_i) = q_s$。在给定 R 的情况下，导出 T_2 如下：

$$T_2 = R \cdot X[m-n] \otimes W = \bigcup_{j=1}^{k} \{r_{2j}\} \cdot (\bigcup_{x \in X[m-n]} x \cdot W_j)$$

其中，$\delta(q_0, r_{2j}) = q_{2j}$，$\delta(q_{2j}, x) = q_j$，$W_j$是状态$q_j$的状态等价集，$W_j \in W$。

这时，第3.7.1节中第2阶段的基本思想可解释如下：执行IUT，以便它从初始状态q_0转换到某个状态q_{2j}。设u是将IUT从状态q_{2j}转换到q_j的输入符号串。由于IUT有m个状态($m > n$)，它不得不多做$(m-n)$步转换。当然要多做这些转换，也就需多输入$(m-n)$个符号。设v是在$(m-n)$步之内将IUT从状态q_j转换到状态q_j的输入符号串。最后，IUT输入符号串，比如w，$w \in W_j$。这样，在第2阶段中对IUT的一个测试用例就如同uvw。

注意，上面计算T_2的表达式包含两部分：第一部分是R，第二部分是$X[m-n]$与W的部分串连接运算。因此，T_2中的测试用例就可写成uvw，其中$u \in R$是将IUT从状态q_0转换到q_{2j}的输入串，$v \in X[m-n]$是将IUT从状态q_{2j}转换到q_j的输入串，$w \in W_j$是将IUT从状态q_j转换到q_f的输入串。如果IUT中不存在错误，那么IUT在接收到输入串uvw后产生的输出串就与用uvw激活设计规范M产生的输出串相同。

例3.18 现在，说明如何用W_p方法构造图3-13中M的测试集，假设相应的IUT也含一个冗余状态，在这种情况下，$n=5$，$m=6$。为方便起见，导出T_2所需的各种集合再次计算如下：

$$X = \{a, b\}$$

$$W = \{a, aa, aaa, baaa\}$$

$$P = \{\varepsilon, a, b, bb, ba, baa, bab, baab, baaa, baaab, baaaa\}$$

$$S = \{\varepsilon, b, ba, baa, baaa\}$$

$$X_1 = \{baaa, aa, a\}$$

$$X_2 = \{baaa, aa, a\}$$

$$X_3 = \{a, aaa\}$$

$$X_4 = \{a, aaa\}$$

首先，导出$T_1 = S \cdot X[1] \cdot W$，其中$X[1]$代表$\{\varepsilon\} \cup X$，

$$T_1 = S \cdot (\{\varepsilon\} \cup X) \cdot W = (S \cdot W) \cup (S \cdot X \cdot W)$$

$$S \cdot W = \{a, aa, aaa, baaa,$$
$$ba, baa, baaa, bbaaa,$$
$$baa, baaa, baaaa, babaaa,$$
$$baaa, baaaa, baaaaa, baabaaa,$$
$$baaaa, baaaaa, baaaaaa, baaabaaa\}$$

$$= \{a, aa, aaa, baaa,$$
$$ba, baa, baaa,$$
$$baaaa, babaaa,$$
$$baaaaa, baabaaa,$$
$$baaaaaa, baaabaaa\}$$

$$S \cdot X = \{a, b, ba, bb, baa, bab, baaa, baab, baaaa, baaab\}$$

$$S \cdot X \cdot W = \{aa, aaa, aaaa, abaaa,$$
$$ba, baa, baaa, bbaaa,$$
$$baa, baaa, baaaa, babaaa,$$
$$bba, bbaa, bbaaa, bbabaaa,$$

baaa,baaaa,baaaaa,baabaaa,
baba,babaa,babaaa,babbaaa,
baaaa,baaaaa,baaaaaa,baaabaaa,
baaba,baabaa,baabaaa,baabbaaa,
baaaaa,baaaaaa,baaaaaaa,baaaabaaa,
baaaba,baaabaa,baaabaaa,baaabbaaa}

= {aa,aaa,aaaa,abaaa,
ba,baa,baaa,bbaaa,
baaaa,babaaa,
bba,bbaa,bbbaaa,
baaaaa,baabaaa,
baba,babaa,babbaaa,
baaaaaa,baaabaaa,
baaba,baabaa,baabbaaa,
baaaaaaa,baaaabaaa,
baaaba,baaabaa,baaabbaaa}

T_2 = (S · W) ∪ (S · X · W)

= {a,aa,aaa,baaa,
ba,baa,bbaaabaaaa,babaaa,
baaaaa,baabaaa,baaaaaa,baaabaaa} ∪
{aa,aaa,aaaa,abaaa,
ba,baa,baaa,bbaaa,baaaa,babaaa,
bba,bbaa,bbbaaa,baaaaa,baabaaa,
baba,babaa,babbaaa,baaaaaa,baaabaaa,
baaba,baabaa,baabbaaa,baaaaaaa,baaaabaaa,
baaaba,baaabaa,baaabbaaa}

= {a,aa,aaa,baaa,
ba,baa,bbaaa,baaaa,babaaa,baaaaa,baabaaa,
baaaaaa,baaabaaa,aaaa,abaaa,bba,bbaa,bbbaaa,
baba,babaa,babbaaa,baaba,baabaa,baabbaaa,baaaaaaa,baaaabaaa,
baaaba,baaabaa,baaabbaaa}

T_1 总共包含 29 个测试用例。

为了导出 T_2，我们注意到 R = P − S = {a,bb,bab,baab,baaab,baaaa}。T_3 计算如下：

T_3 = R · X[m − n]⊗Ψ = R · X[1]⊗Ψ = R · ({ε}∪X1)⊗Ψ = (R∪R · X)⊗Ψ

= (R⊗Ψ) ∪ ((R · X)⊗Ψ)

R⊗Ψ = (a · W_1) ∪ (bb · W_2) ∪ (bab · W_1) ∪ (baab · W_2) ∪ (baaab · W_2) ∪ (baaaa · W_1)

= {abaaa, aaa, aa} ∪ {bba, bbaaa} ∪ {babbaaa, babaa, baba} ∪ {baaba, baabaaa} ∪ {baaaba,baaabaaa} ∪ {baaaabaaa,baaaaaa,baaaaa}

= {abaaa,aaa,aa,bba,bbaaa,babbaaa,babaa,baba,baaba,baabaaa,
baaaba,baaaabaaa,baaaabaaa,baaaaaa,baaaaa}

(R · X)⊗Ψ = {aa,ab,bba,bbb,baba,babb,baabe,baabb,baaaba,baaabb,baaaaa,baaaab}⊗Ψ

$= (aa \cdot W_1) \cup (ab \cdot W_1) \cup (bba \cdot W_1) \cup (bbb \cdot W_1) \cup (baba \cdot W_1) \cup (babb \cdot W_1) \cup$
$(baaba \cdot W_2) \cup (baabb \cdot W_2) \cup (baaaba \cdot W_2) \cup (baaabb \cdot W_2) \cup$
$(baaaaa \cdot W_2) \cup (baaaab \cdot W_2)$
$= \{aabaaa, aaaa, aaa\} \cup \{aba, abaaa\} \cup$
$\{baa, baaaa\} \cup \{bba, bbbaaa\} \cup$
$\{babababaaa, babaaa, babaa\} \cup \{babba, babbaaa\} \cup$
$\{baababaaaa, baabaaa, baabaa\} \cup \{baaabba, baaabbaaa\} \cup$
$\{baaaaabaaa, baaaaaaa, baaaaaa\} \cup \{baaaaba, baaaabaaa\}$
$= \{aabaaa, aaaa, aaa,$
$aba, abaaa, bbaa, bbaaa,$
$bbba, bbbaaa, babababaaa, babaaa, babaa, babba, babbaaa,$
$baababaaaa, baabaaa, baabaa, baabba, baabbaaa,$
$baaabababaa, baaabaaa, baaabaa, baaabba, baaabbaaa,$
$baaaaabaaa, baaaaaaa, baaaaaa, baaaaba, baaaabaaa\}$

$T_2 = (R \otimes \Psi) \cup ((R - X) \otimes \Psi)$
$= \{abaaa, aaa, aa,$
$bba, bbaaa, babbaaa, babaa,$
$baba, baaba, baabaaa, baacba, baaabaaa,$
$baaaabaaa, baaaaaa, baaaaa\} \cup$
$\{aabaaa, aaaa, aaa,$
$aba, abaaa, bbaa, bbaaa,$
$bbba, bbbaaa, babababaaa, babaaa, babaa,$
$babba, babbaaa, baababaaa, baabaaa, baabaa,$
$baabba, baabbaaa, baaababaaa, baaabaaa, baaabaa,$
$baaabba, baaabbaaa, baaaaabaaa, baaaaaaa, baaaaaa,$
$baaaaba, baaaabaaa\}$
$= \{abaaa, aaa, aa,$
$bba, bbaaa, babbaaa, babaa, baba,$
$baaba, baabaaa, baacba, baaabaaa,$
$baaaabaaa, baaaaaa, baaaaa,$
$aabaaa, aaaa, aaa,$
$aba, abaaa, bbaa, bbba, bbbaaa,$
$babababaaa, babaaa, babba,$
$baababaaa, baabaaa, baabaa,$
$baabba, baabbaaa,$
$baaaabaaa, baaaabaa,$
$baaabba, baaabbaaa,$
$baaaaabaaa, baaaaaaa,$
$baaaaba\}$

T_2 总共包括 38 个测试用例。

整个测试集 $T = T_1 \cup T_2$

{a,aa,aaa,baaa,
ba,baa,bbaaa,baaaa,babaaa,
baaaaa,baabaaa,baaaaaa,baaabaaa,
aaaa,abaaa,bba,bbaa,bbbaaa,
baba,babaa,babbaaa,baaba,baabaa,baabbaaa,
baaaaaaa,baaaabaaa,baaaba,baaabaa,baaabbaaa}∪
{abaaa,aaa,aa,
bba,bbaaa,babbaaa,babaa,baba,
baaba,baabaaa,baaaba,baaabaaa,
baaaabaaa,baaaaaa,baaaaa,
aabaaa,aaaa,aaa,aba,abaaa,
bbaa,bbba,bbbaaa,babaabaaa,babaaa,
babba,baababaaa,baabaaa,baabaa,
baabba,baabbaaa,baaababaaa,baaabaa,
baaabba,baaabbaaa,baaaaabaaa,baaaaaaa,baaaaba}
{a,aa,aaa,baaa,
ba,baa,bbaaa,baaaa,babaaa,baaaaa,baabaaa,baaaaaa,
baaabaaa,
aaaa,abaaa,bba,bbaa,bbbaaa,baba,babaa,babbaaa,
baaba,baabaa,baabbaaa,baaaaaaa,baaaabaaa,
baaaba,baaabaa,baaabbaaa,aabaaa,aba,abaaa,
bbba,bbbaaa,bababaaa,babba,baababaaa,
baabba,baabbaaa,baaababaaa,baaabaa,
baaabba,baaaaabaaa,baaaaba}

T 包含 44 个测试用例。这正好与用 W 方法生成的 81 个测试用例形成对比(参见练习 3.16 和 3.17)。

3.8 UIO 串方法

W 方法以区分串的特征集 W 作为基础，生成 IUT 的测试集。用这种方法生成的测试集在检测操作错误和转换错误时非常有效。但是，用 W 方法生成的测试用例数量非常庞大。已经提出了几种别的方法，可以生成较少的测试用例数。另外，这些方法在故障检测能力方面与 W 方法一样有效或接近于 W 方法。本节将介绍基于单一输入/输出串的测试生成方法。

3.8.1 假设

UIO 方法根据设计说明的 FSM 表示来生成测试集。在第 3.6.1 节中所做的所有假设同样适用于作为 UIO 测试生成过程输入的 FSM。另外还假设，IUT 与定义相应设计的 FSM 具有相同的状态数。这样，IUT 中的任何错误都只能是如图 3-12 所示的转换错误或操作错误。

3.8.2 UIO 串

所谓 UIO 串，就是一个输入/输出对的序列，该序列能将某个状态与 FSM 中的其余状态区分开来。考虑 FSM $M=(X, Y, Q, q_0, \delta, O)$，针对状态 $s \in Q$ 的长度为 k 的 UIO 串表示为 $UIO(s)$，形如：

$$UIO(s)=i_1/o_1 \cdot i_2/o_2 \cdot \cdots \cdot i_{(k-1)}/o_{(k-1)} \cdot i_k/o_k$$

在上面的输入/输出序列中，每一对 a/b 包含一个输入符号 a 和一个输出符号 b，$a \in X$，$b \in Y$；点号(·)表示串连接运算。将 $UIO(s)$ 的输入部分、输出部分分别表示为 $in(UIO(s))$，$out(UIO(s))$，这样，可将上式重写成：

$$in(UIO(s))=i_1 \cdot i_2 \cdot \cdots \cdot i_{(k-1)} \cdot i_k$$

$$out(UIO(s))=o_1 \cdot o_2 \cdot \cdots \cdot o_{(k-1)} \cdot o_k$$

当 $in(UIO(s))$ 中的输入符号串在状态 s 激活 M 时，M 转换到状态 t，并产生输出 $out(UIO(s))$。这个过程可精确描述为：

$$\delta(s, in(UIO(s)))=t$$

$$O(s, in(UIO(s)))=out(UIO(s))$$

UIO 串的正式定义如下：

> 给定 FSM $M=(X, Y, Q, q_0, \delta, O)$，状态 $s \in Q$ 的 UIO 串(记为 $UIO(s)$)是由一个或多个边标记组成的序列，并满足下面条件：对任何 $t \in Q(t \neq s)$，有
>
> $$O(s, in(UIO(s))) \neq O(t, in(UIO(s)))$$

下面的例子描述了 FSM 的几个 UIO 串，同时也说明，针对 FSM 中的一个或多个状态，可能不存在 UIO 串。

例 3.19 考虑如图 3-18 中 FSM M_2，它有 6 个状态，每个状态的 UIO 串如下：

状态(s)	UIO(s)
q_1	$a/0 \cdot c/1$
q_2	$c/1 \cdot c/1$
q_3	$b/1 \cdot b/1$
q_4	$b/1 \cdot c/0$
q_5	$c/0$
q_6	$c/1 \cdot a/0$

根据 UIO 串的定义，很容易检查出针对状态 s 的 $UIO(s)$ 是否是真正的 UIO 串。在进行检查之前，先假设：如果某个状态针对一个输入符号没有输出边，则 FSM 产生一个空串作为输出。例如在 M_2 中，状态 q_3 针对输入 c 不存在输出边，那么当 M_2 在状态 q_3 处碰到输入符号 c 时将产生一个空(null)输出，即空串。这种行为将在第 3.8.3 节中解释。

现在进行两个这样的检查。从上表看出，$UIO(q_1)=a/0 \cdot c/1$，因此，$in(UIO(q_1))=ac$，$out(UIO(q_1))=01$。把输入串 ac 应用于状态 q_2，将产生输出串 0，不同于将 ac 应用于状态 q_1 时产生的输出串 01。同样，把输入串 ac 应用于状态 q_3，将产生输出串 0，也不同于应用于状态 q_1 时的输出串 01。还可进行其余状态的检查，确保上表中给出的 UIO 串是正确的。

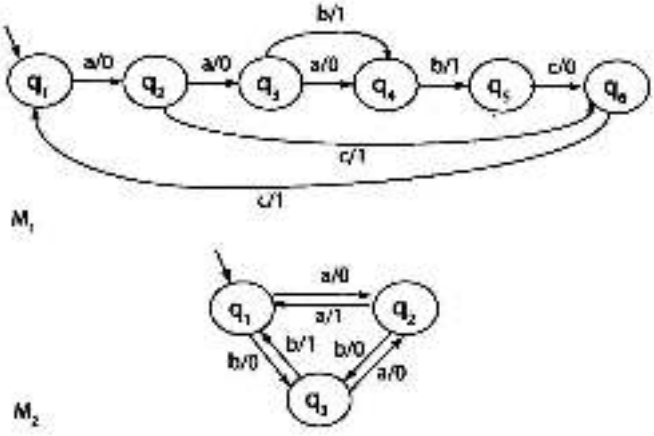


图 3-18 例 3.19 用到的两个 FSM。M_1 中的每个状态都有一个 UIO 串。M_2 中的状态 q_1 没有 UIO 串

例 3.20 考虑如图 3-18 中 FSM M_2。除了状态 q_1 之外，其余每个状态的 UIO 串如下，注意，状态 q_1 不存在 UIO 串。

状态(s)	$UIO(s)$
q_1	None
q_2	a/1
q_3	b/1

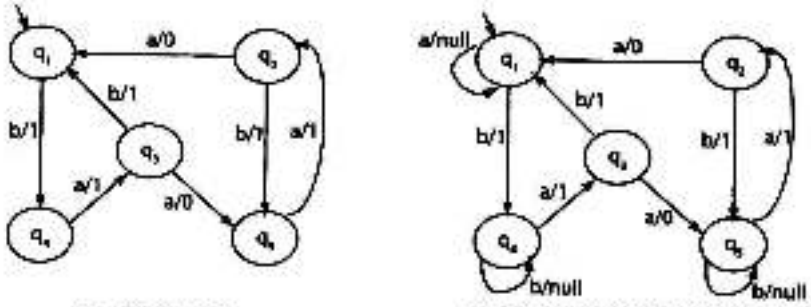
3.8.3 核心行为与非核心行为

在构造 UIO 串之前，FSM 必须满足一些约束。第一，它必须是强连的，即从初始状态可以到达 FSM 中的任何状态。第二，在 FSM 的任何状态都可执行重置(reset)输入，使 FSM 回到初始状态。正如前面解释的那样，当执行重置输入时，产生一个空(null)输出，即空串。第三，即完整性约束，当 FSM 在某状态收到状态转换函数 δ 并未定义的任何输入时，FSM 仍处于该状态。这种未定义的输入称作非核心输入。在此种情况下，FSM 产生一个空输出。完整性约束意味着：每个状态都包含一个自循环，当收到一个并未定义的输入时，就产生一个空输出。第四，FSM 必须是最小的。一个只描述 FSM 核心行为的状态机，被称作核心 FSM。下面的例子说明了核心行为的概念。

例 3.21 考虑如图 3-19a 所示的 FSM(类似于图 3-13 所示的 FSM)，状态 q_1，q_4，q_5 分别针对输入 a，b，b 都没有转换动作。这样，该 FSM 不满足完整性约束。

如图 3-19b 所示，在 FSM 的状态 q_1，q_4，q_5 处增加额外的边，这些边表示产生空输出的转换，这种转换也被称作错误转换。图 3-19a 表示了图 3-19b 中 FSM 的核心行为。

在确定 FSM 的 UIO 串时，只考虑 FSM 的核心行为。图 3-19a 中 FSM 各状态的 UIO 串如下：



a) 不完整的 FSM　　b) 增加 null 转换后满足了完整性约束

图 3-19

状态(s)	$UIO(s)$
q_1	b/1 · a/1 · b/1 · b/1
q_2	a/0 · b/1
q_3	b/1 · b/1
q_4	a/1 · b/1 · b/1
q_5	a/1 · a/0 · b/1

注意，图 3-19 展现出的核心行为不同于图 3-13 中的核心行为。表示核心行为的状态图一般没有产生空输出的自循环。关于在状态图中去掉产生空输出的自循环对 UIO 方法故障检测能力的影响，将在第 3.8.8 节中讨论。在图 3-19 中，核心边是

(q_1, q_4)，(q_2, q_1)，(q_2, q_3)，(q_3, q_2)，(q_3, q_3)，(q_4, q_2)，(q_5, q_2)，(q_5, q_1)，(q_2, q_2)，(q_3, q_5)，(q_4, q_4)，(q_5, q_5)。

在测试中，人们往往想确定 IUT 的行为是否符合其规范。当 IUT 产生的输出与其规范预期的输出相同时，称 IUT 与其规范"严格"符合。当 IUT 产生的输出与其核心 FSM 产生的输出相同时，称 IUT 与其规范"弱"符合。

例 3.22 考虑一个 IUT，根据图 3-13 所示的规范对其测试。假设该 IUT 在状态 q_1 处启动，向其输入串 a，输出为空串，即该 IUT 并未产生任何输出。在这种情况下，该 IUT 与其规范并不严格符合。但是，针对输入串 a，这确实是核心 FSM 的行为。因此，如果 IUT 与图 3-19 中核心 FSM 的行为一样，那么它与其规范是弱符合的。

3.8.4 生成 UIO 串

对于从 FSM 生成测试的 UIO 串方法来讲，UIO 串至关重要。本节将要介绍一个生成 UIO 串的方法。正如前文提到的那样，在一个 FSM 中，并非所有的状态都存在 UIO 串。在这种情况下，就用一个符号代替。下面是一个生成 FSM 中所有状态的 UIO 串的方法。

(1) 生成 UIO 串的算法 gen-uio

输入：(a) FSM $M = (X, Y, Q, q_0, \delta, O)$，$|Q| = n$。

(b) 状态 $s \in Q$。

输出：状态 s 的 UIO 串，表示为 $UIO(s)$；如果 UIO 串不存在，输出 $UIO(s)$ 为空。

Begin of gen-uio(s)

/* $Set(l)$ 表示标识为 l 的所有边的集合；

$label(e)$ 表示边 e 的标识；

边的标识形如 a/b，其中 $a \in X$，$b \in Y$；

$head(e)$、$tail(e)$分别表示边 e 的头状态和尾状态。*/

步骤 1 针对 FSM 中每个不同的边标识 el，计算 $Set(el)$。

步骤 2 计算状态 s 的所有输出边集合 $Oedges(s)$，记 $NE=|Oedges|$。

步骤 3 对任何 $1\leqslant i\leqslant NE$，$e_i\in Oedges$，计算 $Oled[i]$，$Opattern[i]$，$Oend[i]$ 如下：

$Oled[i]=Set(label(e_i))-|e_i|$

$Opattern[i]=label(e_i)$

$Oend[i]=tail(e_i)$

步骤 4 应用算法 *gen-1-uio*(s) 判断 $UIO[s]$ 是否只包含一个标识。

步骤 5 如果 $UIO[s]$ 只包含一个标识，则终止该算法；否则，转下一步骤。

步骤 6 应用算法 *gen-long-uio*(s) 生成一个较长的 $UIO[s]$。

步骤 7 如果得到一个较长的 $UIO[s]$，则返回 $UIO[s]$，并终止该算法；否则，返回一个空 $UIO[s]$，并终止该算法。

End of gen-uio(s)

(2) 生成长度为 1 的 UIO 串的算法 gen-1-uio

输入：状态 $s\in Q$。

输出：状态 s 的长度为 1 的 UIO 中，表示为 $UIO(s)$；如果 UIO 中不存在，输出 $UIO(s)$ 为空。

Begin of gen-1-uio(s)

步骤 1 如果对任何 $1\leqslant i\leqslant NE$，都有 $Oled[i]=\varnothing$，则返回 $UIO(s)=label(e_i)$；否则，返回 $UIO(s)$ 为一个空串。

End of gen-1-uio(s)

(3) 生成较长 UIO 串的算法 gen-long-uio

输入：(a) $Oedges$，$Opattern$，$Oend$，$Oled$。

(b) 状态 $s\in Q$。

输出：状态 s 的 UIO 中，表示为 $UIO(s)$；如果 UIO 中不存在，输出 $UIO(s)$ 为空。

Begin of gen-long-uio(s)

步骤 1 设 L 代表正在生成的 UIO 串的长度，置 $L=1$。设 $Oend$ 代表某个状态的输出边的数目。

步骤 2 while $L<2n'$ do

|

2.1 置 $L=L+1$，$k=0$。计数器 k 表示正在作为 $UIO(s)$ 候选进行处理的不同模式的数目。下面步骤试图发现一个长度为 L 的 $UIO(s)$。

2.2 对 $1\leqslant i\leqslant NE$，重复下列步骤。索引 i 用来选取 $Oend$ 中下一个要处理的元素。注意，$Oend[i]$ 是 $Opattern[i]$ 中模式的尾状态。

2.2.1 设 $Tedges(t)$ 代表从状态 t 出发的所有边的集合，计算 $Tedges(Oend[i])$。

2.2.2 对每条边 $te\in Tedges$，执行 *gen-L-uio*(te)，直到要么 $Tedges$ 中所有边都被处理过，要么找到一个 $UIO(s)$。

2.3 准备下一次迭代。置 $k=NE$，作为下一次迭代中索引 i 的最大值。对任何 $1\leqslant j\leqslant k$，置 $Opattern[j]=Pattern[j]$，$Oend[j]=End[j]$，$Oled[j]=Led[j]$。如果循环终止条件不满足，转回步骤 2.1，搜索下一个长度更长的 UIO 串；否则，返回 *gen-uio*，说明在寻找状态 s 的 UIO 串的过程中发现一个错误。

```
; end of while-loop
```

End of gen-long-uio(s)

(4) 生成长度为 $L>1$ 的 UIO 串的算法 gen-L-uio

输入：来自于算法 *gen-long-uio* 的边 te。

输出：状态 s 的长度为 L 的 UIO 串，表示为 $UIO(s)$；如果 UIO 串不存在，输出 $UIO(s)$ 为空。

Begin of gen-L-uio(s)

步骤 1 置 $k=k+1$，$Pattern[k]=Opattern[i]\cdot label(te)$，这可能是一个 UIO 串。

步骤 2 置 $End[k]=tail(te)$，$Led[k]=\varnothing$。

步骤 3 对任何对偶(即边)$oe\in Oled[i]$，其中 $h=head(oe)$，$s=tail(oe)$，重复下面的步骤。

3.1 对每一条边 $o\in Oedges(t)$，执行下面的步骤。

3.1.1 如果 $label(o)=label(te)$，则 $Led[k]=Led[k]\cup\{(head(oe),tail(o))\}$。

步骤 4 如果 $Led[k]=\varnothing$，那么就发现一个长度为 L 的 UIO 串。置 $UIO[s]=Pattern[k]$，终止本算法，其余算法逐级返回到主算法 $gen-uio$。如果 $Led[k]\neq\varnothing$，那么针对边 te 没有发现长度为 L 的 UIO 串。返回到调用算法，再进行别的处理。

End of gen-L-uio(s)

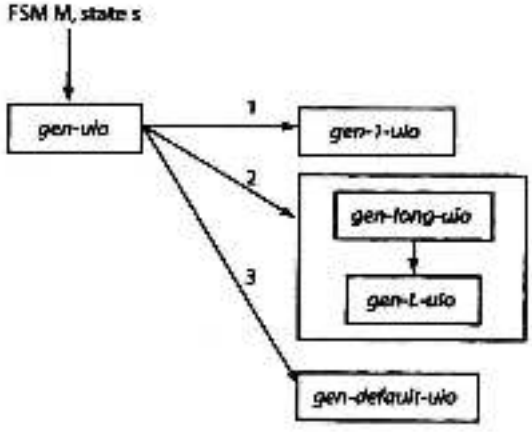


图 3-20 算法 gen-uio 中不同过程的控制流

对 gen-uio 的解释

生成状态 s 的 UIO 串的算法可以解释如下。

设 M 是给定的 FSM，s 是 M 中的一个状态，欲求状态 s 的 UIO 串。设 $E(s)=e_1e_2\cdots e_k$ 是 M 中的一个边序列，其中，$s=head(e_1)$，$tail(e_i)=head(e_{i+1})$，$1\leqslant i<k$。

对于 $E(s)$，定义一个边标识序列如 $label(E(s))=l_1\cdot l_2\cdot\cdots\cdot l_{k-1}\cdot l_k$，其中 $l_i=label(e_i)$ 是边 e_i 的标识，$1\leqslant i\leqslant k$。对于给定整数 $l>0$，寻找是否存在一个从状态 s 出发的边序列 $E(s)$，对 M 中的任何状态 t，只要 $s\neq s$，就有 $label(E(s))\neq label(E(t))$。如果存在这样的边序列，$label(E(s))$就是状态 s 的一个 UIO 串。对 $E(s)$的唯一性检查开始于 $l=1$，然后是 $l=2,3,\cdots$，直到发现一个 UIO 串或者 $l=2n^2$，其中 n 是 M 中的状态数。注意，对于一个特定状态，可能存在多个 UIO 串，虽然算法只能生成一个 UIO 串(如果存在的话)。

参照图 3-20 来解释算法 *gen-uio*。S 状态的 *gen-uio* 从计算几个后续步骤将要用到的集合开

始。首先，算法针对FSM中所有不同标识 el，计算其 $Set(el)$。$Set(el)$ 是标识为 el 的所有边的集合。接着，算法计算集合 $Oedges(s)$，$Oedges(s)$ 是所有从状态 s 出发的边的集合。针对每条边 $e \in Oedges(s)$，计算其 $Oled[e]$。$Oled[e]$ 是 $Oedges(s)$ 中除 e 之外的所有边的集合。$Oedges(s)$ 中每条边的尾状态存储在 $Oend[e]$ 中，$Oend[e]$ 的用途将在例 3.27 中说明。

例 3.23 为寻找图 3-18 所示 M_1 中状态 q_1 的 UIO 串，计算 Set、$Oedges$、$Oled$ 如下：

设 EL 为 M_1 中所有不同边标识的集合。

$$EL = \{a/0,\ b/1,\ c/0,\ c/1\}$$
$$Set(a/0) = \{(q_1, q_2),\ (q_2, q_2),\ (q_3, q_4)_{a/0}\}$$
$$Set(b/1) = \{(q_3, q_4)_{b/1},\ (q_4, q_5)\}$$
$$Set(c/0) = \{(q_5, q_6)\}$$
$$Set(c/1) = \{(q_2, q_6),\ (q_6, q_1)\}$$
$$Oedges(q_1) = \{(q_1, q_2)\}$$
$$NE = 1$$

对 $Oedges(q_1)$ 中的边依次标以编号，边 (q_1, q_2) 被标为 1。

$$\begin{aligned} Oled[1] &= Set(label(e_1)) - \{e_1\} \\ &= \{(q_1, q_2),\ (q_2, q_2),\ (q_3, q_4)_{a/0}\} - \{(q_1, q_2)\} \\ &= \{(q_2, q_2),\ (q_3, q_4)_{a/0}\} \end{aligned}$$
$$Oend[1] = tail(e_1) = q_2$$
$$Opattern[1] = label(e_1) = a/0$$

接着，调用 *gen-1-uio* 试图产生一个长度为 1 的 UIO 串。对于每个 $e_i \in Oedges$，*gen-1-uio* 初始化 $Opattern[i] = label(e_i)$，$Oend[i] = tail(e_i)$。如果未发现长度为 1 的 UIO 串，$Opattern$ 和 $Oend$ 将在后面被 *gen-uio* 算法采用。针对每个 $e_i \in Oedges$，通过检查 $Oled[i]$ 是否为空，算法 *gen-1-uio* 判断是否每条从状态 q_i 出发的边的标识都是唯一的。一旦从 *gen-1-uio* 返回，如果发现一个长度为 1 的 UIO 串，*gen-uio* 就终止。否则，*gen-uio* 激活 *gen-long-uio*，寻找长度大于 1 的 UIO 串。*gen-long-uio* 直到发现一个长度 $L > 1$ 的 UIO 串或者 $L = 2n^2$ 时才终止。

例 3.24 作为一个长度为 1 的 UIO 串的例子，考虑图 3-18 所示 M_1 中的状态 q_5。

$$Oedges(q_5) = \{(q_5, q_6)\},\ NE = 1$$
$$label((q_5, q_6)) = c/0$$
$$\begin{aligned} Oled[1] &= Set(label(e_1)) - \{e_1\} \\ &= Set(c/0) - \{(q_5, q_6)\} \\ &= \{(q_5, q_6)\} - \{(q_5, q_6)\} \\ &= \varnothing \end{aligned}$$
$$Oend[1] = tail(e_1) = q_6$$
$$Opattern[1] = label(e_1) = c/0$$

由于 $Oled[1] = \varnothing$，状态 q_5 有一个长度为 1 的 UIO 串，$UIO(q_5) = label(e_1) = c/0$。

例 3.25 作为一个不存在长度为 1 的 UIO 串的例子，考虑如图 3-18 所示 M_1 中的状态 q_3。

$$Oedges(q_3) = \{(q_3, q_4)_{a/0},\ (q_3, q_4)_{b/1}\},\ NE = 2$$

对 $Oedges(q_3)$ 中的边依次进行编号，边 $(q_3, q_4)_{a/0}$ 被标为 1，边 $(q_3, q_4)_{b/1}$ 被标为 2。

$$\begin{aligned} Oled[1] &= Set(label(e_1)) - \{e_1\} \\ &= Set(a/0) - \{(q_3, q_4)_{a/0}\} \\ &= \{(q_1, q_2),\ (q_2, q_2),\ (q_3, q_4)_{a/0}\} - \{(q_3, q_4)_{a/0}\} \end{aligned}$$

$$
\begin{aligned}
&= |(q_1, q_1), (q_2, q_3)| \\
Oled[2] &= Set(label(e_2)) - |e_2| \\
&\quad - Set(b/1) - |(q_2, q_4)_{in}| \\
&= |(q_3, q_4)_{in}, (q_4, q_3)| - |(q_3, q_4)_{in}| \\
&= |(q_4, q_3)| \\
Oend[1] &= tail(e_1) = q_3 \\
Oend[2] &= tail(e_2) = q_4 \\
Opattern[1] &= label(e_1) = a/0 \\
Opattern[2] &= label(e_2) = b/1
\end{aligned}
$$

由于 $Oled[1]$，$Oled[2]$ 皆不为空，*gen-1-uio* 得出状态 q_3 没有长度为 1 的 UIO 串，并返回到 *gen-uio*。

一旦 *gen-1-uio* 失效，*gen-uio* 就将激活 *gen-long-uio*。*gen-long-uio* 的任务是检查是否存在长度大于等于 2 的 UIO 串。为达此目的，*gen-long-uio* 会调用其派生算法 *gen-L-uio*，采用递增的方法，从长度为 2 开始，逐步增加 UIO 串的长度，直到发现一个 UIO 串为止，或者找遍了最大长度的可能模式也找不到 UIO 串为止。

为了检查是否存在长度为 L 的 UIO 串，*gen-long-uio* 为每条边 $e \in Oedges(s)$，计算集合 $Tedges(t)$，其中 $t = tail(e)$。对于 $L=2$，$Tedges(t)$ 是所有从状态 t 出发的边的集合，t 是从状态 s 出发的某条边的尾状态。但是，$Tedges(t)$ 通常是从某些尾状态出发的边的集合，这些尾状态是某个状态 s' 的直接后继，而 s' 又是状态 s 的后继。在初始化 $Tedges$ 后，*gen-long-uio* 针对 $Tedges(t)$ 中的每条边循环激活 *gen-L-uio*。*gen-L-uio* 的任务是检查是否存在长度为 L 的 UIO 串。

例 3.26 由于不存在长度为 1 的 UIO 串，因此，激活 *gen-long-uio*。*gen-long-uio* 从试图发现长度为 2 的 UIO 串开始，即 $L=2$。从例 3.23 中得知，$Oedges(q_1) = |(q_1, q_2)|$，$NE = 1$。

从 $Oedges(q_1)$ 中这条唯一的边，可得到 $t = tail((q_1, q_2)) = q_2$，那么，从状态 q_2 出发的边的集合 $Tedges(q_2)$ 计算如下：

$$Tedges(q_2) = |(q_2, q_3), (q_2, q_4)|$$

现在，首先以边 (q_2, q_3) 作为输入激活 *gen-long-uio*，判断是否存在长度为 2 的 UIO 串。如果不存在，再以边 (q_2, q_4) 作为输入激活 *gen-long-uio*。

为了判断对于 $Tedges$ 中的某条边是否存在长度为 L 的 UIO 串，*gen-L-uio* 初始化

$Pattern[k] = Opattern[k] \cdot label(te)$。注意，$Opattern[k]$ 的长度为 $L-1$，并不是 UIO 串。$Pattern[k]$ 的长度为 L，可能是一个 UIO 串。接着，边 te 的尾状态被保存在 $End[k]$ 中。在这里，K 是一个递增的计数器，指出处理过的长度为 L 的模式的数量。

下一步，对 $Oled[i]$ 中的每一个元素，*gen-L-uio* 试图判断究竟 $Pattern[k]$ 是否是一个 UIO 串。为理解该算法起见，假设 oe 是 $Oled[i]$ 中的一条边。注意，边 oe 与边 e_i 具有同样的标识，而边 e_i 并不是 $Oled[i]$ 中元素。设 t 是边 oe 的尾状态，而 $Oedges(t)$ 是所有从状态 t 出发的边的集合，$Led[k]$ 是对偶 $(head(oe), tail(oe))$ 的集合，满足：对所有 $o \in Oedges(t)$，都有 $label(to) = label(o)$。

注意，$Led[k]$ 中的元素并非 FSM 中的边。如果在完成算法之步骤 3 的嵌套循环之后，$Led[k]$ 是空集，那么 $Pattern[k]$ 实际上就是一个 UIO 串。在这种情况下，算法 *gen-uio* 停止，$Pattern[k]$ 就是要找的 UIO 串。如果 $Led[k]$ 不是空集，那么算法 *gen-L-uio* 返回到调用者，继续寻找 UIO 串。

例 3.27 继续考虑例 3.26，假设此 $i=1$，$te = (q_2, q_3)$ 激活 *gen-L-uio*。*gen-L-uio* 的目标在于

判断是否存在一个长度为 L 的路径，从状态 $head(te)$ 出发，其标识与 $Opattern[i] \cdot label(te)$ 相同。

置 $Pattern[i] = a/0 \cdot a/0$，因为 $Opattern[i] = a/0$ 且 $label((q_2, q_3)) = a/0$。置 $End[i] = tail((q_3, q_1)) = q_{1,0}$。算法之步骤3的外围循环检查 $Oled[1]$ 的每一个元素。取 $oe = (q_2, q_3)$，得到 $h = q_2$，$t = q_3$，$Oedges(q_3) = \{(q_3, q_4)_{a/0}, (q_3, q_4)_{a/1}\}$。算法之步骤3.1现在对 $Oedges(q_3)$ 的两个元素进行迭代，并修改 $Led[i]$。在迭代结束时，得到 $Led[i] = \{(q_2, q_4)\}$，因为 $label((q_3, q_4)_{a/0}) = label((q_2, q_3))$。

继续对 $Oled[1]$ 进行迭代。置 $oe = (q_3, q_4)_{a/0}$，得到 $h = q_3$，$t = q_4$，$Oedges(q_4) = \{(q_4, q_5)\}$。对 $Oedges(q_4)$ 的迭代并没有修改 $Led[i]$，因为 $label((q_4, q_5)) \neq label((q_2, q_4)_{a/1})$。

算法之步骤3的外围循环现在结束了。在下一步骤（即步骤4）中，$Pattern[i]$ 被拒绝，$genL\text{-}uio$ 返回到 $gen\text{-}long\text{-}uio$。

从 $gen\text{-}L\text{-}uio$ 返回后，$gen\text{-}long\text{-}uio$ 用 $i=1$，$te = (q_2, q_3)$ 再次激活 $gen\text{-}L\text{-}uio$。在这次调用中将要确定 $Led[2]$，为此，$Pattern[2]$ 被初始化为 $a/0 \cdot c/1$，因为 $Opattern[i] = a/0$ 且 $label((q_2, q_3)) = c/1$，$End[2]$ 被初始化为 q_3。

算法 $gen\text{-}L\text{-}uio$ 再次对 $Oled$ 的元素进行迭代。对于 $oe = (q_3, q_4) \in Oled$，与以前一样，有 $Oedges(q_3) = \{(q_3, q_4)_{a/0}, (q_3, q_4)_{a/1}\}$。算法之步骤3.1现在对 $Oedges(q_3)$ 的两个元素进行迭代，在步骤3.1.1中，没有一个检查是成功的，因为 $label((q_2, q_3)) \neq label((q_3, q_4)_{a/0})$，$label((q_2, q_3)) \neq label((q_4, q_5))$。算法之步骤3的外围循环现在终止。在下一步骤（即步骤4）中，$Pattern[2]$ 被接受作为状态 q_1 的 UIO 串。

值得注意的是，$Led[i]$ 并不包含任何边，它实际上只包含一个或多个状态对 (s_1, s_2)，以使 FSM 中从状态 s_1 到状态 s_2 的路径与 $Pattern[i]$ 具有相同的标识。这样，在 $gen\text{-}L\text{-}uio$ 之步骤3的循环结束时，一个空集 $Led[i]$ 意味着不存在长度为 L 的从状态 $head(te)$ 到状态 $tail(te)$ 的路径与 $Pattern[i]$ 具有相同的标识。

对算法 $gen\text{-}L\text{-}uio$ 的调用，要么突然终止，说明发现一个 UIO 串；要么正常返回，说明未发现 UIO 串，后面剩下的迭代应该继续下去。在从 $gen\text{-}L\text{-}uio$ 正常返回后，$gen\text{-}long\text{-}uio$ 的执行从步骤2.3继续。在此步骤中，将现存的 $Pattern$、Led、End 数据分别传给 $Opattern$、$Oled$、$Oend$。这样做的目的在于为后面判断是否存在长度为 $L+1$ 的 UIO 串的迭代做准备。为了检查长度更长的 UIO 串，算法 $gen\text{-}long\text{-}uio$ 从步骤2.2继续；否则，$gen\text{-}long\text{-}uio$ 终止，未找到 UIO 串。

例3.28 考虑图3-18中的 M_2。激活 $gen\text{-}uio(q_1)$，以便发现状态 q_1 的 UIO 串。正如 $gen\text{-}uio$ 之步骤1、步骤2所要求的那样，先计算每个不同边标识 el 的 $Set(el)$ 以及从状态 q_1 出发的所有边的集合 $Oedges(q_1)$。

设 EL 为 M_2 中所有不同边标识的集合。

$$EL = \{a/0, a/1, b/0, b/1\}$$
$$Set(a/0) = \{(q_1, q_2), (q_3, q_2)\}$$
$$Set(a/1) = \{(q_2, q_1)\}$$
$$Set(b/0) = \{(q_1, q_3), (q_2, q_3)\}$$
$$Set(b/1) = \{(q_3, q_1)\}$$
$$Oedges(q_1) = \{(q_1, q_2), (q_1, q_3)\}$$
$$NE = 2$$

下面，如 $gen\text{-}uio$ 之步骤3所指出的那样，计算 $Oedges(q_1)$ 中每条边的 $Oled$ 和 $Oend$。对 $Oedges(q_1)$ 中的边依次进行编号，边 (q_1, q_2) 被标为1，边 (q_1, q_3) 被标为2。

$$Oled[1] = Set(label(e_1)) - \{e_1\}$$

$$= Set(a/0) - |\{(q_1, q_2)\}|$$
$$= |\{(q_1, q_2), (q_2, q_2)\}| - |\{(q_1, q_2)\}|$$
$$= |\{(q_1, q_2)\}|$$
$$Oled[2] = Set(label(e_2)) - |e_2|$$
$$= Set(b/0) - |\{(q_1, q_3)\}|$$
$$= |\{(q_1, q_3), (q_2, q_2)\}| - |\{(q_1, q_2)\}|$$
$$= |\{(q_2, q_3)\}|$$
$$Oend[1] = tail(e_1) = q_2$$
$$Oend[2] = tail(e_2) = q_3$$
$$Opattern[1] = label(e_1) = a/0$$
$$Opattern[2] = label(e_2) = b/0$$

现在激活算法 *gen-1-uio*(q_1)。由于 $Oled[1]$、$Oled[2]$非空，*gen-1-uio* 未发现长度为 1 的 UIO 串，返回到 *gen-uio*。现转入 *gen-uio* 的步骤6，激活 *gen-long-uio*，开始检查是否存在长度为 2 的 UIO 串。为达此目的，先对算法 *gen-uio* 步骤2 中得到的 *Oedges* 中的每一条边计算其 *Tedges*。首先，$i=1$，有 $Oled[1]=(q_1, q_2)$，其尾状态为 q_2，这样得到

$$Tedges(q_2) = |\{(q_2, q_3), (q_2, q_1)\}|$$

对 *Tedges* 中元素迭代的循环开始于算法 *gen-long-uio* 的步骤2.2.2。以 $te=(q_2, q_3)$、$i=1$ 作为输入激活 *gen-L-uio*。在 *gen-L-uio* 中，K 最初被递增为 1，表示第一个长度为 2 的模式正在处理，置

$$Pattern[1] = Opattern[1] \cdot label(te) = a/0 \cdot b/0$$
$$End[1] = tail(te) = q_3$$
$$Led[1] = \varnothing$$

对 *Oled* 中两个元素迭代的循环开始于算法 *gen-L-uio* 的步骤3。取 $oe=(q_1, q_2) \in Oled[1]$，那么 $h = head(oe) = q_1$，$t = tail(oe) = q_2$，$Oedges(t) = Oedges(q_2) = |\{(q_2, q_1), (q_2, q_3)\}|$。

正如算法 *gen-L-uio* 的步骤3.1 指出的那样，现在开始对 $Oedges(t)$ 中的元素进行迭代。取 $o=(q_2, q_1)$，由于

$$label(o) = label((q_2, q_1)) = a/1$$
$$label(te) = label((q_2, q_3)) = b/0$$
$$label(o) \neq label(te)$$

因此 $Led[1]=\varnothing$ 保持不变。下面，取 $o=(q_2, q_3)$，由于 $label(o) = label(te) = label((q_2, q_1)) = b/0$，因此 $Led[1] = \varnothing \cup |\{(head(oe), tail(o))\}| = |\{(q_1, q_3)\}|$。这时，对 $Oedges(q_2)$ 的迭代结束了；对 $Oled[1]$ 的迭代也结束了，因为 $Oled[1]$ 只有一个元素。

在算法 *gen-L-uio* 的步骤4，发现 $Led[1]$ 非空，因此，报告将 $Pattern[1]$ 作为状态 q_1 的 UIO 串。注意，$Led[1]$ 包含对偶 (q_1, q_3)，说明存在一条从状态 q_1 到 q_3 的路径，其标识就是 $a/0 \cdot b/0$。观察一下图 3-18 中 M_2 的状态图，很快就能发现，路径 $q_1 \to q_2 \to q_3$ 的标识就是 $a/0 \cdot b/0$，与 $Pattern[1]$ 一样。

控制转到算法 *gen-long-uio* 的步骤 2.2.2。

对 $Tedges(q_2)$ 的迭代轮到 (q_2, q_1)，再次以 $te=(q_2, q_1)$、$i=1$ 作为输入激活 *gen-L-uio*。这次处理的长度为 2，置：

$$Pattern[2] = Opattern[1] \cdot label(te) = a/0 \cdot label((q_2, q_1)) = a/0 \cdot a/1$$
$$End[2] = tail(te) = q_1$$
$$Led[2] = \varnothing$$

再次开始对 $Oled[1]$ 中两个元素的迭代（算法 *gen-L-uio* 的步骤3）。取 $oe=(q_1, q_2) \in Oled[1]$，

那么 $h = head(oe) = q_2$，$t = tail(oe) = q_2$，$Oedges(t) = Oedges(q_2) = \{(q_2, q_1), (q_2, q_2)\}$。

正如算法 *gen-L-uio* 的步骤 3.1 指出的那样，现在开始对 $Oedges(t)$ 中的元素进行迭代。

取 $o = (q_2, q_1)$，由于

$$label(o) = label((q_2, q_1)) = a/1$$
$$label(te) = label((q_2, q_1)) = a/1$$
$$label(o) = label(te)$$

则此

$$Ted[2] = Ted[2] \cup \{(head(oe), tail(o))\} = \emptyset \cup \{(q_2, q_1)\} = \{(q_2, q_1)\}$$

当再取 $o = (q_2, q_2)$ 时，由于

$$label(o) = label((q_2, q_2)) = b/0 \quad label(te) = label((q_2, q_1)) = a/1$$
$$label(o) \neq label(te)$$

因此 $Ted[2] = \{(q_2, q_1)\}$ 保持不变。这就意味着，模式 $Pattern[2]$ 与从状态 q_2 到 q_1 的路径的标识相同。这时，对 $Oedges(t)$ 的迭代结束了；对 $Oled[1]$ 的迭代也结束了。

控制再次转到算法 *gen-long-uio* 的步骤 2.2.2。在 *gen-long-uio* 的步骤 2.2.2 中，对 $Tedges[q_2]$ 中弧段的迭代已经结束。这也结束了对 $i=1$ 即状态 q_1 的第一条输出边的迭代。

现转到算法 *gen-long-uio* 的步骤 2.2，开始对 $i=2$ 即状态 q_1 的第二条输出边 (q_1, q_2) 的迭代。在对 $i=2$ 迭代结束时，我们得到（省去相关细节，留给读者验证）

$$Pattern[3] = b/0 \cdot a/0$$
$$Pattern[4] = b/0 \cdot b/1$$
$$End[3] = q_2$$
$$End[4] = q_1$$
$$Ted[3] = (q_2, q_2)$$
$$Ted[4] = (q_2, q_1)$$

到这里就完成了算法 *gen-long-uio* 步骤 2.2 的迭代，转到算法 *gen-long-uio* 的步骤 2.3，置

$$Opattern[1] = Pattern[1] = a/0 \cdot b/0$$
$$Opattern[2] = Pattern[2] = a/0 \cdot a/1$$
$$Opattern[3] = Pattern[3] = b/0 \cdot a/0$$
$$Opattern[4] = Pattern[4] = b/0 \cdot b/1$$
$$Oend[1] = End[1] = q_2$$
$$Oend[2] = End[2] = q_1$$
$$Oend[3] = End[3] = q_2$$
$$Oend[4] = End[4] = q_1$$
$$Oled[1] = Led[1] = (q_1, q_1)$$
$$Oled[2] = Led[2] = (q_2, q_1)$$
$$Oled[3] = Led[3] = (q_2, q_2)$$
$$Oled[4] = Led[4] = (q_2, q_1)$$

现在用新的 *Opattern*、*Oend*、*Oled* 值继续进行 while 循环。在这次迭代中，$L=3$，作为状态 q_1 的 UIO 本的候选，将考察长度为 3 的模式。后面将要考察的模式，至少以一个 *Opattern* 作为其前缀。例如，对 $i=1$ 迭代时，有个模式为 $a/0 \cdot b/0 \cdot a/0$。

在算法 *gen-long-uio* 步骤 2.2.2 中，再次以 $e = (q_1, q_2)$，$te = (q_2, q_1)$ 激活 *gen-L-uio*。

gen-L-uio 以 $Pattern[(q_2, q_2)] = a/0 \cdot b/0$，$End[(q_2, q_2)] = q_1$ 开始。

例3.29 本例通过跟踪图3-18中M_1的UIO串的计算过程来说明算法$gen\text{-}uio(s)$。例3.19已给出了M_1的所有UIO串。在本例中，从$s=q_1$开始跟踪$gen\text{-}uio(s)$算法。整个跟踪过程如下：

gen-uio 输入：状态 q_1

步骤1 针对M_1中每个不同的边标识el，计算Set(el)。M_1中共有4个不同的边标识，分别是$a/0$，$b/1$，$c/0$，$c/1$，即$EL=\{a/0, b/1, c/0, c/1\}$，其$Set(el)$为：

$$Set(a/0) = \{(q_1, q_2), (q_2, q_3), (q_3, q_2)_{a/0}\}$$
$$Set(b/1) = \{(q_3, q_4)_{b/1}, (q_4, q_3)\}$$
$$Set(c/0) = \{(q_3, q_4)\}$$
$$Set(c/1) = \{(q_2, q_4), (q_4, q_1)\}$$

步骤2 很容易从M_1的状态转移函数中看出，从状态q_1出发的输出边的集合为$\{(q_1, q_2)\}$，这样，我们得到$Oedges(q_1)=\{(q_1, q_2)\}$，$NE=1$。

步骤3 对$Oedges$中的每条边，计算其$Oled$、$Opattern$和$Oend$：

$$Oled[1] = Set(label((q_1, q_2))) - \{(q_1, q_2)\}$$
$$= \{(q_1, q_2), (q_2, q_3), (q_3, q_4)_{a/0}\} - \{(q_1, q_2)\}$$
$$= \{(q_2, q_3), (q_3, q_4)_{a/0}\}$$
$$Opattern[1] = label((q_1, q_2)) = a/0$$
$$Oend[1] = tail((q_1, q_2)) = q_2$$

步骤4 以q_1作为输入激活算法$gen\text{-}1\text{-}uio$。这一步骤判断状态q_1是否存在长度为1的UIO串。

gen-1-uio 输入：状态 q_1

步骤1 现在检查$Oled$中的任何元素是否都只包含一条边。从前面的计算可知，$Oled$中只有一个元素，即$Oled[1]$，而$Oled[1]=\{(q_2, q_3), (q_3, q_4)_{a/0}\}$包含两条边，因此，状态$q_1$不存在只包含一个标识的UIO串。算法$gen\text{-}1\text{-}uio$现在终止，控制转回到算法$gen\text{-}uio$步骤5。

步骤5 判断是否发现只包含一个标识的UIO串。因为未发现此种UIO串，转到下一步。

步骤6 激活算法$gen\text{-}long\text{-}uio$，以发现状态$q_1$长度更长的UIO串。因为未发现此种UIO串，转到下一步。

gen-long-uio 输入：状态 q_1

步骤1 置$L=1$。

步骤2 开始一个循环，判断状态q_1是否存在长度大于1的UIO串。当发现一个UIO串或$L=2n^2$时，循环终止。对于一个有6个状态($n=6$)的FSM，$2n^2=72$。当前，L还小于72，因此继续进行该算法的下一步。

2.1 置$L=2, K=0$。

2.2 开始另一个循环，对$Oedges$中的边进行迭代。置$i=1$，$e_i=(q_1, q_2)$。

2.2.1 $t=tail((q_1, q_2))=q_2$，$Tedges(t)=Tedges(q_2)=\{(q_2, q_3), (q_2, q_4)\}$。

2.2.2 这里再开始另一个循环，对$Tedges$中的边进行迭代。首先置$te=(q_2, q_3)$，激活算法$gen\text{-}L\text{-}uio$。

gen-L-uio 输入：$te=(q_2, q_3)$

步骤1 置$k=1$，$Pattern[1]=Opattern[1]\cdot label((q_2, q_3))=a/0\cdot a/0$。

步骤2 置$End[1]=q_3$，$Led[1]=\varnothing$。

步骤3 现在对$Oled[1]=\{(q_2, q_3), (q_3, q_4)_{a/0}\}$中的边进行迭代，首先选择$oe=(q_2, q_3)$，有$h=head(oe)=head((q_2, q_3))=q_2$，$t=tail(oe)=tail((q_2, q_3))=q_3$。

3.1 现在再开始另一个循环，对 $Oedges(q_3)=\{(q_3,q_4)_{a/0},(q_3,q_4)_{c/1}\}$ 中的边进行迭代。选择 $o=(q_3,q_4)_{a/0}$。

3.1.1 因为 $label(o)=label((q_3,q_4)_{a/0})=label((q_2,q_3))=label(te)$，置 $Led[1]=Led[1]\cup\{(head(oe),tail(o))\}=\varnothing\cup\{(q_2,q_4)\}=\{(q_2,q_4)\}$

下面，选择 $o=(q_3,q_4)_{c/1}$，再次执行步骤3.1.1。

3.1.1 因为 $label(o)=label((q_3,q_4)_{c/1})\neq label((q_2,q_3))=label(te)$，$Led[1]=\{(q_2,q_4)\}$保持不变。

下面，经过从步骤3.1开始执行，这次选择 $oe=(q_1,q_2)_{a/0}$，有 $h=q_1$，$t=q_2$。

3.1 再开始另一个循环，对 $Oedges(q_2)=\{(q_2,q_3)\}$ 中的边进行迭代。选择 $o=(q_2,q_3)$。

3.1.1 因为 $label(o)=label((q_2,q_3))\neq label((q_2,q_3))=label(te)$，$Led[1]=\{(q_2,q_4)\}$保持不变。

至此，对 $Oedges$ 的迭代终止，同时，对 $Oled[1]$ 的迭代也终止了。

步骤4 由于 $Oled[1]=\{(q_2,q_3),(q_3,q_4)_{c/1}\}$ 非空，意味着未发现状态 q_1 长度为2的UIO串。注意，在上面过程中，*gen-1-uio* 仅仅判断 $a/0\cdot c/0$ 是否是一个有效的UIO对。现在将控制转回到算法 *gen-long-uio*。

2.2.2 选择 $Tedges$ 中的另一个元素，激活算法 *gen-1-uio*。这次，$te=(q_2,q_0)$。

gen-1-uio 输入：$te=(q_2,q_0)$

步骤1 置 $k=2$，$Pattern[2]=Opattern[1]\cdot label((q_2,q_0))=a/0\cdot c/1$。

步骤2 置 $End[2]=q_0$，$Led[2]=\varnothing$。

步骤3 现在对 $Oled[1]=\{(q_2,q_3),(q_3,q_4)_{c/1}\}$ 中的边进行迭代，首先选择 $oe=(q_2,q_3)$，有 $h=head(oe)=head((q_2,q_3))=q_2$，$t=tail(oe)=tail((q_2,q_3))=q_3$。

3.1 现在再开始另一个循环，对 $Oedges(q_3)=\{(q_3,q_4)_{a/0},(q_3,q_4)_{c/1}\}$ 中的边进行迭代。选择 $o=(q_3,q_4)_{a/0}$。

3.1.1 因为 $label(o)=label((q_3,q_4)_{a/0})\neq label((q_2,q_0))=label(te)$，$Led[2]=\varnothing$保持不变。

下面，选择 $o=(q_3,q_4)_{c/1}$，再次执行步骤3.1.1。

3.1.1 因为 $label(o)=label((q_3,q_4)_{c/1})\neq label((q_2,q_0))=label(te)$，$Led[2]=\varnothing$保持不变。

对 Oedges 的迭代就结束了。

下面，经过从步骤3.1开始执行，这次选择 $oe=(q_3,q_4)_{a/0}$，有 $h=q_3$，$t=q_4$。

3.1 再开始另一个循环，对 $Oedges(q_4)=\{(q_4,q_2)\}$ 中的边进行迭代。选择 $o=(q_4,q_2)$。

3.1.1 因为 $label(o)=label((q_4,q_2))\neq label((q_2,q_2))=label(te)$，$Led[2]=\varnothing$保持不变。

至此，对 $Oedges$ 的迭代终止，同时，对 $Oled$ 的迭代也终止了。

步骤4 由于 $Led[2]=\varnothing$，到此，就发现状态 q_1 的一个长度为2的UIO串，即

$$UIO(q_1)=Pattern[2]=a/0\cdot c/1$$

算法到此就终止了。

3.8.5 区分符号

正如前文所述，算法 *gen-uio* 有可能返回一个空串，以示未发现状态 s 的UIO串。在这种情

况下，用一个符号将状态 s 与其他状态一个一个地区分开来。将该符号记为 $Sig(s)$。在介绍如何计算该符号之前，先给出一些必要的定义。设 $W(q_i, q_j)(i \neq j)$ 是一个区分状态 q_i、q_j 的边标识序列。注意，除了采用形如 a/b 的边标识(其中 a 是输入符号，b 是输出符号)而不只是采用输入符号之外，$W(q_i, q_j)$ 类似于状态 q_i、q_j 的区分串 W。

例3.30 简单检查一下图3-18中 M_2，就能得到如下的区分串：

$$W(q_1, q_2) = a/0$$
$$W(q_1, q_3) = b/0$$
$$W(q_2, q_3) = b/0$$

为了验证上述边标识序列是否能真正的区分串，考虑状态 q_1、q_2。从 M_2 的状态转换函数，得到 $O(q_1, a)=0$，$O(q_2, a)=1$，$O(q_1, a) \neq O(q_2, a)$。同样，$O(q_1, b)=0$，$O(q_2, b)=1$，$O(q_1, b) \neq O(q_2, b)$；$O(q_2, b) \neq O(q_1, b)$，$O(q_3, b) \neq O(q_3, b)$。对于比 M_2 复杂的FSM，可以用3.5节中的算法计算出任何状态对 q_i、q_j 的 $W(q_i, q_j)$，只是在区分串中采用的是边标识符，而非输入符号。

用 $P_i(j)$ 代表从状态 q_i 到 q_j 最短路径的边标识序列，$P_i(j)$ 被称为 FSM 从状态 q_i 到 q_j 的转换序列。当在状态 q_i 应向 FSM 按序输入 $P_i(j)$ 中的输入符时，FSM 就会转换到状态 q_j。对于 $i=j$，转换序列是一个空串。正如后面将要看到的那样，当算法 *gen-uio* 未能发现 UIO 串时，将采用 $P_i(j)$ 计算出一个区分符号。

例3.31 对于图3-18中的 M_2，有如下的转换序列：

$$P_1(q_2) = a/1$$
$$P_1(q_3) = b/1$$
$$P_2(q_1) = a/0$$
$$P_2(q_3) = a/0$$
$$P_3(q_1) = b/0$$
$$P_3(q_2) = b/0$$

对于图3-18中的 M_1，可以得到如下转换序列子集(读者可以通过 M_1 的状态转换函数导出其余的转换序列)：

$$P_1(q_3) = c/0 \cdot c/1$$
$$P_3(q_2) = a/0 \cdot a/0 \cdot b/1 \text{ 或 } P_3(q_2) = a/0 \cdot b/1 \cdot b/1$$
$$P_3(q_1) = a/0 \cdot c/1$$

转换序列 $P_i(j)$ 可以这样得到：首先，寻找从状态 q_i 到 q_j 的最短路径；然后，将该路径上的边标识按序连接起来。

为了理解区分符号是如何计算出的，假设算法 *gen-uio* 未能发现 FSM M 中其个状态 $q_i(q_i \in Q)$ 的 UIO 串，Q 是 M 的状态集，$|Q| = n$。

状态 s 的区分符号由两部分组成。

第一部分是 $W(q_i, q_1)$，将状态 q_i 与 q_1 区分出来。

现在假设，如果 $W(q_i, q_1)$ 作用于状态 q_i，将使 M 转换到状态 t_k。

状态 s 区分符号的第二部分由形如 $P_i(t_k) \cdot W(q_k, q_{k+1})$ 的对偶组成，其中 $1 \leq k < n$。注意，第二部分又可进一步划分为两个序列。第一个序列 $P_i(t_k)$ 将 M 从状态 t_k 转换到 q_k；第二个序列 $W(q_k, q_{k+1})$ 表示一个能将状态 q_k 与 q_{k+1} 区分出来的输入串。

这样，从本质上讲，区分符号首先采用将状态 q_i 与 M 中其他状态区分开来的区分串，然后采用转换序列 $P_i(t_k)$ 将 M 转换到状态 q_k，最后再采用另一个区分串。假设 q_1 是 M 的初始状态，

状态 q_i 的区分符号可简单定义如下：

$$Sig(q_i) = W(q_i, q_2) \cdot (P_i(t_1) \cdot W(q_1, q_3)) \cdot (P_i(t_2) \cdot W(q_2, q_4)) \cdot \cdots \cdot (P_i(t_n) \cdot W(q_1, q_n)) \quad (\text{对于 } i = 1)$$

$$Sig(q_i) = W(q_i, q_1) \cdot (P_i(t_1) \cdot W(q_1, q_2)) \cdot (P_i(t_2) \cdot W(q_1, q_3)) \cdot \cdots \cdot (P_i(t_{i-2}) \cdot W(q_1, q_{i-1})) \cdot (P_i(t_i) \cdot W(q_1, q_{i+1})) \cdot \cdots \cdot (P_i(t_{n-1}) \cdot W(q_1, q_n)) \quad (\text{对于 } i \neq 1)$$

例 3.32 对于图 3-18 中 M_2 的状态 q_1，我们知道算法 *gen-long-uio* 未能发现一个 UIO 串。因此，应用上面描述的方法来构造 q_1 的区分符号，其计算过程如下：

$$Sig(q_1) = W(q_1, q_2) \cdot ((P_1(t_1) \cdot W(q_1, q_2))$$

从例 3.30 中，可得到状态 q_2 的区分串：

$$W(q_1, q_2) = a/0$$

$$W(q_1, q_3) = b/0$$

将 $W(q_1, q_2)$ 作用于 M_2 的 q_1，将使 M_2 转换到状态 q_3，因此，还得用 $P_1(q_3)$ 将 M_2 转换到状态 q_1。从例 3.31 中，得到 $P(q_3) = a/1$。通过替换公式 $Sig(q_1)$ 中的值，我们得到：

$$Sig(q_1) = a/0 \cdot a/1 \cdot b/0$$

以后，当从状态的 UIO 串设计测试用例时，对于不具备 UIO 串的状态，将采用其区分符号。

3.8.6 测试生成

考虑 FSM $M = (X, Y, Q, q_1, \delta, O)$，根据它来设计测试用例，测试被测软件的符合性。设 E 为 M 中所有核心边的集合，$|E| = m$。注意，针对 M 中每个状态上重置输入的边也包含在 E 中。下面的算法用于构造 m 个测试用例，每个用例用于对一条边的遍历。

Begin of procedure

步骤 1 计算 M 中每个状态的 UIO 串。

步骤 2 计算从初始状态 q_1 到其他状态的最短路径。正如前文介绍的那样，q_1 到其他状态 $q_i(q_i \in Q)$ 的最短路径可表示为 $P_1(q_i)$。

步骤 3 对 M 中的每条边，构造一个遍历（*edge tour*）。用 $TE(e)$ 表示对边 e 进行遍历的输入串，$TE(e)$ 构造如下：

$$TE(e) = P_{start(e)}(q_i) \cdot label(e) \cdot UIO(tail(e))$$

步骤 4 此步骤可选，用来结合上一步骤产生的遍历各条边的 m 个输入串，形成一个能遍历所有边的输入串，记为 TA。TA 有时又被称作 β 串。TA 串是通过连接所有重置输入与 TE 的对偶得到的：

$$TA = x_{1,1}((\text{Re/null}) \cdot TE(e))$$

End of procedure

当 IUT 能够用重置输入 Re 自动转回到初始状态时，TA 的用途就显现出来了。在这种情况下，应用 TA 可以缩短测试 IUT 的时间。在测试 IUT 时，重置输入 Re 的应用可以是自动的，即通过一个脚本来发送一个 *kill process* 信号终止 IUT，在收到该过程已终止的信号后，重启 IUT 以使下一个测试。

下面的例子说明采用从图 3-18 中 M_2 产生的 UIO 串进行测试生成的过程。

例 3.33 为方便起见，将图 3-18 中 M_2 六个状态的 UIO 串重列如下表，在表的最右栏列出从状态 q_1 到表最左栏中各状态的最短路径：

状态(s)	$UIO(s)$	$P_c(q_i)$
q_1	a/0 · c/1	null
q_2	c/1 · c/1	a/0
q_3	b/1 · b/1	a/0 · a/0
q_4	b/1 · c/1	a/0 · a/0 · a/0
q_5	c/0	a/1 · a/1 · a/0 · b/1
q_6	c/1 · a/0	a/1 · c/1

在生成各条边的测试用例时，只考虑核心边。例如，在状态 q_3 处对应于输入 a、b 的自循环（在图3-18中未画出）就被忽略了，因为其不是 M_1 的核心行为。还要注意，边 (q_6, q_1) 被处理了两次，一次是标识 c/0，另一次是标识 Re/null。采用前面给出的公式，针对14条边，分别得到如下测试用例：

测试序号	边(e)	$TE(e)$
1	(q_1, q_2)	a/0 · c/1 · c/1
2	(q_1, q_1)	Re/null · Re/null · a/0 · c/1
3	(q_2, q_3)	a/0 · a/0 · b/1 · b/1
4	(q_2, q_5)	a/0 · c/1 · c/1 · a/0
5	(q_2, q_1)	a/0 · Re/null · a/0 · c/1
6	(q_3, q_4)	a/0 · a/0 · a/0 · b/1 · c/0
7	(q_3, q_4)	a/0 · a/0 · b/1 · b/1 · c/0
8	(q_3, q_1)	a/0 · a/0 · Re/null · a/0 · c/1
9	(q_4, q_5)	a/0 · a/0 · a/0 · c/0
10	(q_4, q_1)	a/0 · a/0 · a/0 · Re/null · a/0 · c/1
11	(q_5, q_6)	a/0 · a/0 · b/1 · c/0 · c/1
12	(q_5, q_1)	a/0 · a/0 · a/0 · b/1 · Re/null · a/0 · c/1
13	(q_6, q_2)	a/0 · c/1 · c/1 · a/0 · c/1
14	(q_6, q_1)	a/0 · c/1 · Re/null · a/0 · c/1

上面得到的14个测试用例可以组合成一个 β 串，应用到 IUT。该 β 串只处理了核心边。这样，上面的测试用例就不会处理状态 q_3 处对应于输入 a、b 的自循环。同样值得注意的是，每个 $TE(e)$ 遍历都作用于 IUT 的初始状态，即在 IUT 接收 $TE(e)$ 的输入之前，先用重置输入 Re 将 IUT 转换回初始状态（如图3-21所示）。

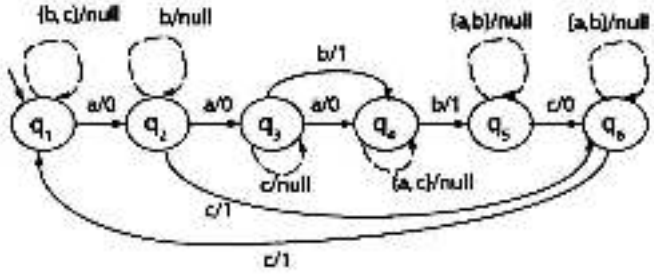


图3-21 将图3-18中 M_1 配以所有非核心边（以虚线表示）

3.8.7 测试优化

通过简单的优化，可以获得测试用例 $TE(e)$ 的集合。例如，假设 $TE(e_1)$ 是 $TE(e_2)$ 的子串，那么 $TE(e_1)$ 就是多余的；因为，被 $TE(e_1)$ 遍历的边也一定被 $TE(e_2)$ 遍历，且顺序都一样。识

剔并裁减掉完全包含在其他串中的那些子串，通常可以减小测试集的规模。另外，如果两个测试用例相同，可以裁减掉其中的一个（参见练习3.21）。

例3.34 为了减小例3.33得到的测试集的规模，检查测试集中的每一个测试用例，看它是否包含在其他测试用例当中。我们发现，测试用例3完全包含在测试用例7中，测试用例1包含在测试用例4中，测试用例4又包含在测试用例13中。这样，裁减后的测试集由11个测试用例组成：测试用例2，5，6，7，8，9，10，11，12，13，14。

例3.33中得到的测试用例可用于弱符合性测试。要根据设计规范对IUT进行强符合性测试，还要得到针对非核心边的测试用例。方法与前文介绍的导出$TN(e)$的方法相似，除了此时e包括非核心边之外。

例3.35 继续讨论例3.33中的M_1，导出为进行强符合性测试额外所需的测试用例。为此，首先需要找出非核心边。针对M_1中的6个状态，共有10条非核心边。图3-21显示了M_1的核心边和非核心边。可以用前文介绍的生成TE的公式很容易地得到遍历非核心边的测试用例，这10个测试用例如下表所示：

测试序号	边(e)	$TE(e)$
1	(q_1, q_1)/null	a/null · a/0 · c/1
2	(q_1, q_1)/null	c/null · a/0 · c/1
3	(q_2, q_2)/null	a/0 · b/null · c/1 · c/1
4	(q_3, q_4)/null	a/0 · a/0 · c/null · b/1 · b/1
5	(q_2, q_4)/null	a/0 · a/0 · a/0 · a/null · b/1 · c/0
6	(q_3, q_5)/null	a/0 · a/0 · a/0 · c/null · b/1 · c/0
7	(q_5, q_6)/null	a/0 · a/0 · a/0 · b/1 · c/null · c/0
8	(q_5, q_1)/null	a/0 · a/0 · a/0 · b/1 · b/null · c/0
9	(q_6, q_1)/null	a/0 · c/1 · a/null · c/1 · a/0
10	(q_6, q_1)/null	a/0 · c/1 · b/null · c/1 · a/0

注意，针对非核心边的测试用例要似于核心边的测试用例，因为它首先将M转换到状态$head(e)$，再通过该边本身，最后在状态$tail(e)$应用$UIO(tail(e))$。这样，总共得到21个用于强符合性测试的用例。

3.8.8 故障检测

用UIO法产生的测试用例能够检测出所有的操作错误或转换错误。但是，组合型故障，如操作与转换错误，却不能检测出来。下面两个例子说明UIO方法的故障检测能力。

例3.36 考虑如图3-22所示的转换图，假设此图代表了将要对图3-21中M_1进行强符合性测试的IUT的状态转换关系。该IUT有两个错误：状态q_2有一个转换错误，因为$\delta(q_2, c) = q_3$，而不是$\delta(q_2, c) = q_6$；状态q_5有一个操作错误，因为$\delta(q_5, b)$没有定义。

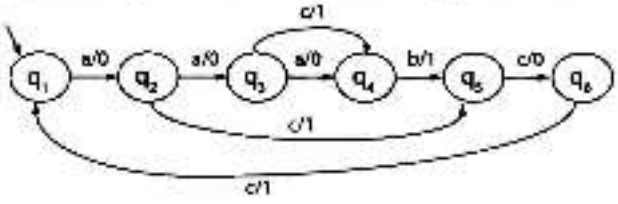


图3-22 包含两个错误的IUT状态图。状态q_2有一个转换错误，状态q_5有一个操作错误。根据图3-21中的M_1来测试IUT的行为。该图未显示非核心边

为了测试 IUT 针对图 3-21 中规范的符合性，需要对 IUT 应用 β 串，并观察其行为。β 串是由前面例子中所有从病符合性测试和强符合性测试中得出的子串通过组合得到的。然而，由于 β 串太长，此处不便表示，我们采用一个变通的方法说明故障是如何检测出来的。

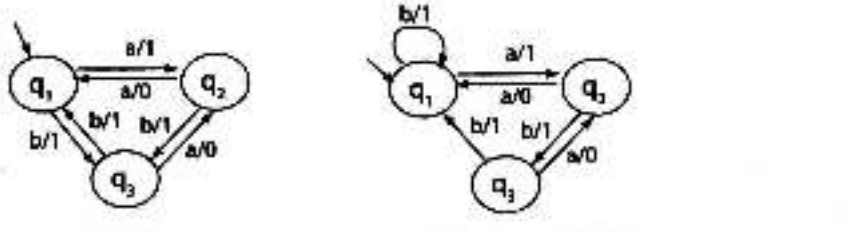
首先，考虑在状态 q_2 处的转换错误。假设 IUT 在进行测试之前处于初始状态，即 q_1。对 IUT 输入测试用例 4 的输入部分，即 $TE((q_2, q_6))$。从例 3.33 中，得到输入部分为 $accc$。通过跟踪图 3-21 中 M_1 的输出结果，可以确定 IUT 针对该输入的期望输出结果。从图 3-21 得到 $O(q_1, accc) = 0110$。但是，对于图 3-22 中的 IUT，却是 $O(q_1, accc) = 010\text{null}$。

由于 IUT 的输出结果与其设计规范不一样，$TE(q_2, q_6)$ 已检测出该故障。注意，如果测试用例 4 被优化掉了，可以用测试用例 13 代替。在这种情况下，期望的输出结果是 $O(q_1, accac) = 01101$，而实际 IUT 的输出结果是 $O(q_1, accac) = 010\text{null}1$，这样就暴露出了 IUT 中的一个故障。

接着，考虑在状态 q_3 处沿着边 $(q_3, q_4)_{c1}$ 的操作错误。采用测试用例 7，输入部分是 $aabbc$。从图 3-21 得到 $O(q_1, aabbc) = 00110$。但是，对于图 3-22 中的 IUT，却是 $O(q_1, aabbc) = 00\text{null}\text{null}1$，与期望的输出结果不同。因此，测试用例 7 检测出了该操作错误（参见练习 3.24）。

例 3.37 考虑图 3-23a 中的设计规范。我们想检验用 UIO 序生成的测试用例能否检测出图 3-23b 中 IUT 的转换错误。UIO 串以及从初始状态到其余状态的最短路径如下：

状态(s)	$UIO(s)$	$P_s(q_1)$
q_1	$a/1$	null
q_2	$a/0 \cdot a/1$	$a/0$
q_3	$b/1 \cdot a/1$（也是 $a/0 \cdot a/0$）	$b/1$



a) 设计规范 FSM　　b) 有故障的 IUT 的状态图

图 3-23　某个 FSM 的状态图，用 UIO 中导出的测试用例未检测出其中的错误

下面给出遍历所有 9 条核心边的测试用例，包括 3 条在重置输入时将 M 从不同状态转换回初始状态的边。注意，在每个测试用例的开头都加上了 Re/null，明确指出在开始进行测试时 M 处于初始状态。

	测试序号	边(e)	$TE(e)$
从不同状态到 q_1 的边，$label(e) = \text{Re/null}$	1	(q_1, q_1)	Re/null · Re/null · $a/1$
	2	(q_2, q_1)	Re/null · $a/1$ · Re/null · $a/1$
	3	(q_3, q_1)	Re/null · $b/1$ · Re/null · $a/1$
图 3-23a 中的边	4	(q_1, q_2)	Re/null · $a/1$ · $a/0$ · $a/1$
	5	(q_1, q_3)	Re/null · $b/1$ · $b/1$ · $a/1$
	6	(q_2, q_1)	Re/null · $a/1$ · $a/0$ · $a/1$
	7	(q_2, q_3)	Re/null · $a/1$ · $b/1$ · $b/1$ · $a/1$
	8	(q_3, q_1)	Re/null · $b/1$ · $b/1$ · $a/1$
	9	(q_3, q_2)	Re/null · $b/1$ · $a/0$ · $a/0$ · $a/1$

为了测试 IUT，应用遍历边(q_1, q_2)的测试用例 5 的输入部分 bbb，期望的输出是 111。IUT 产生的输出也是 111。因此，$TE((q_1, q_2))$未检测出在状态 q_2 处的转换错误。但是，遍历边(q_1, q_2)的测试用例 9 检测出了该错误，因为在忽略 null 的情况下，IUT 的输出结果是 1101，而期望的输出结果是 1001。注意，测试用例 4 和 6 是相同的，5 和 8 也是相同的。这样，在此例中经优化后的测试集包含测试用例 1，2，3，4，5，7，9。

3.9 自动机理论与基于控制流的技术

本章描述的测试生成技术属于自动机理论技术。另外，还存在属于基于控制流类型的测试生成技术。在这里，比较两类测试生成技术的故障检测效果。

不同测试生成技术从 FSM 产生测试序列的效果也不同，针对效果的评估已进行了一些经验性研究。这里，用 4 个评估测试充分性的基于控制流的标准来比较 W 方法与 Wp 方法的故障检测效果。有一些控制论技术可以用来评估从 FSM 中导出的测试集对 FSM 本身的充分性。在这节中，定义 4 个这样的标准，并说明用 W 方法和 Wp 方法导出的测试集在故障检测效果方面优于 4 个基于控制流的方法。

如果第 3.6.1 节中的基本假设都成立的话，用 W 方法和 Wp 方法生成的测试集保证能检测出所有缺失转换、错误转换、冗余/缺失状态以及与转换相关的输出错误。通过例子来说明，用这些方法生成的测试集在检测故障方面，比以前针对状态覆盖、转换覆盖、路径覆盖、边界－内部覆盖等测试充分性准则来说要有效得多。首先，在论证之前先给出几个定义：

状态覆盖 如果 FSM M 针对测试集 T 中每个测试用例的执行，都会使 M 中每一个状态至少被访问一次，那么，针对状态覆盖准则，测试集 T 针对 FSM M 是充分的。

转换覆盖 如果 FSM M 针对测试集 T 中每个测试用例的执行，都会使 M 中每一个转换至少发生一次，那么，针对分支或转换覆盖准则，测试集 T 对 FSM M 是充分的。

路径覆盖 如果 FSM M 针对测试集 T 中每个测试用例的执行，都会使 M 的每一对转换(tr_1, tr_2)至少发生一次，那么，针对 1 路径(switch)覆盖准则，测试集 T 对 FSM M 是充分的。其中，对于输入字串 $ab \in X^*$，$tr_1: q_j = \delta(q_i, a)$，$tr_2: q_k = \delta(q_j, b)$；$q_i$，$q_j$，$q_k$皆是 M 中的状态。

边界－内部覆盖 如果 FSM M 针对测试集 T 中每个测试用例的执行，都会使 M 中每一个循环体被执行零次或至少一次；在到达边界条件时退出循环，在满足内部条件时进入循环体并至少执行一次。那么，针对边界－内部覆盖准则，测试集 T 对 FSM M 是充分的。

下面的例子说明状态覆盖、分支覆盖、路径覆盖以及边界－内部覆盖等测试充分性准则的弱点。

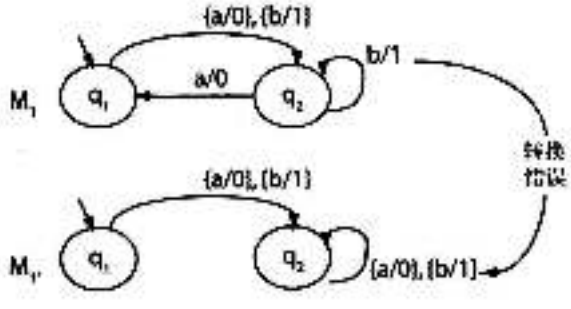


图 3-24 与 M_1 相比，M_1' 在 q_2 处存在一个转换错误

例 3.38 图 3-24 中的 M_1 代表正确的设计，M_2 在状态 q_3 处有一个转换错误。考虑输入序列 $t=abba$。$O_{M_1}(q_1, t)=0110$，t 覆盖了 M_1 的所有状态和转换，因此，针对状态覆盖和转换覆盖准则，t 是充分的。$O_{M_2}(q_1, t)=0110=O_{M_1}(q_1, t)$。虽然 t 覆盖了 M_2、M_1 中的所有状态和转换（分支），但 t 没有检测出 M_2 中的转换错误。

图 3-25 中的 M_2 代表正确的设计，M_2 在状态 q_3 处有一个转换错误。为使一个测试集针对路径覆盖准则是充分的，它必须执行下列转换对集合：

$$S=\{(tr_1, tr_2), (tr_1, tr_3), (tr_2, tr_2), (tr_2, tr_3), (tr_3, tr_1), (tr_3, tr_4), (tr_4, tr_5),$$

$$(tr_4, tr_4), (tr_4, tr_5), (tr_5, tr_6), (tr_6, tr_1), (tr_6, tr_4), (tr_6, tr_5)\}$$

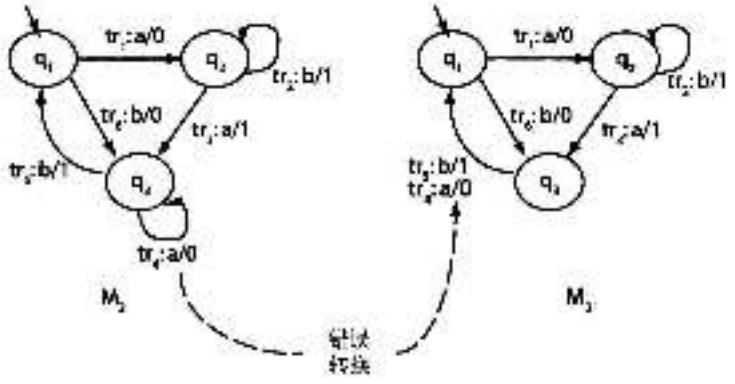


图 3-25 与 M_1 相比，M_2 在 q_3 处存在一个转换错误

下表列出的测试集针对路径覆盖准则是充分的，但还是没有检测出 M_2 中 q_3 处的转换错误。表中第二栏是测试用例产生的输出，最右边一栏是测试用例覆盖的路径。

测试用例(t)	$O_{M_2}(q_1, t)$ ($=O_{M_1}(q_1, t)$)	覆盖的路径
abbaaab	0111001	$(v_1, v_2), (v_2, v_2), (v_2, v_3), (v_3, v_2), (v_2, v_2), (v_2, v_3)$
aaba	0110	$(v_1, v_2), (v_3, v_3), (v_3, v_1)$
aabb	0110	$(v_1, v_2), (v_3, v_3), (v_3, v_6)$
baab	0001	$(v_6, v_4), (v_4, v_4), (v_4, v_5)$
bb	01	(v_6, v_2)

简单检查图 3-25 中的 M_2 就能发现，其所有状态都是 1 可区分的，即对于任何状态对 (q_i, q_j)，$1\leqslant i, j\leqslant 3$，$i\neq j$，都存在一个长度为 1 的输入串，能将状态 q_i 与 q_j 区分出来。将在后面定义 n 路径覆盖，并说明如何构造一个 n 路径覆盖来检测出 n 可区分的 FSM 中所有的转换错误和操作错误。

在图 3-26 中，M_1 代表正确的设计，M_2 在状态 q_2 处有一个转换错误；M_2 有两个循环，一个在状态 q_2 处，一个在状态 q_3 处。测试串 $t_1=aab$ 遍历了 3 个状态，但并未触发在状态 q_2、q_3 处的循环；同样，测试串 $t_2=abaab$ 也遍历了 3 个状态，但触发了在状态 q_2、q_3 处的循环，并成功退出。这样，针对边界－内部覆盖准则来说，测试集 $T=\{t_1, t_2\}$ 是充分的。注意到，$O_{M_1}(q_1, t_1)=O_{M_2}(q_1, t_1)=000$；$O_{M_1}(q_1, t_2)=00010$，$O_{M_2}(q_1, t_2)=00000$，$O_{M_1}(q_1, t_2)\neq O_{M_2}(q_1, t_2)$。因此，$T$ 能将 M_2 与 M_1 区分出来，也能检测出 M_2 中的错误。再次注意，M_2 是 1 可区分的。

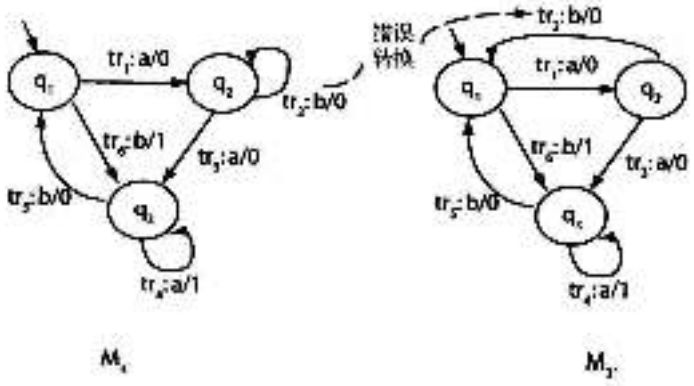


图 3-26 与 M_1 相比，M_2 在 q_2 处存在一个转换错误

3.9.1 n 路径覆盖

如下所述，路径覆盖准则可推广到 n 路径覆盖准则。一个 n 路径就是一条由 $(n+1)$ 个转换组成的序列。例如，对于图 3-26 中的 M_1，转换序列 tr_1 是一条 0 路径；转换序列 tr_1、tr_2 是一条 1 路径；转换序列 tr_1、tr_2、tr_5 是一条 2 路径；转换序列 tr_4、tr_5、tr_1、tr_3 是一条 3 路径。对于给定整数 $n>0$，可以定义转换 tr 的 n 路径集，即所有以 tr 为前缀的 n 路径的集合。比如，对于图 3-26 中 M_1 的 6 个转换，可得到如下的 1 路径集：

$$tr_1 : \{(tr_1, tr_2), (tr_1, tr_3)\}$$
$$tr_2 : \{(tr_2, tr_5), (tr_2, tr_3)\}$$
$$tr_3 : \{(tr_3, tr_4), (tr_3, tr_5)\}$$
$$tr_4 : \{(tr_4, tr_4), (tr_4, tr_5)\}$$
$$tr_5 : \{(tr_5, tr_6), (tr_5, tr_1)\}$$
$$tr_6 : \{(tr_6, tr_2), (tr_6, tr_3)\}$$

设 S 为 FSM M 中转换 tr 的 n 路径集，如果 FSM M 针对测试集 T 中测试用例的执行，都会使 S 中每条 n 路径被遍历到，就称测试集 T 覆盖了 n 路径集 S。如果测试集 T 覆盖了 FSM M 的所有 n 路径集，则称 T 是一个 n 路径覆盖。可以证明，一个 n 路径集覆盖可以检测出最小 n 可区分的 FSM 中所有的转换、操作、冗余/缺失状态错误（参见练习 3.28）。给定最小 1 可区分的 FSM，下面的例子说明如何利用 M 的测试树构造 1 路径覆盖。

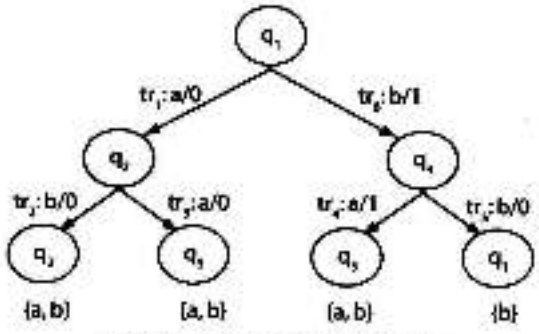


图 3-27 图 3-26 中 M_1 的测试树

例3.39 图3-27表示了图3-26中的M_1的测试树。为了构造1路径覆盖，我们从根结点开始遍历测试树，列举出所有的完整路径。每条路径用输入符号串x表示，而输入符号代表了树中相应的边。对应于每条路径的符号串x由输入符号连接而成，如$x=x_1x_2$，$x_1 \in X$，X是M的输入字符集。遍历图3-27中的测试树并连接相关输入符号，得到下面的1路径覆盖：

$$T=\{aba, abb, aaa, aab, baa, bab, bba, bbb\}$$

将验证T是M_1的1路径覆盖的任务留给读者。回忆例3.38，M_2中的错误并未被一个针对边界－内部覆盖准则充分的测试集检测出来。然而，如果一个测试集是用此处介绍的方法导出的，那么，它针对1路径覆盖准则将是充分的，并总能检测出转换、缺件、冗余/缺失状态等错误，如果每个状态都是1可区分的，并且第3.8.1节中的假设成立的话。

针对图3-26，注意到，输入串$abu \in T$将M_1与M_2区分出来，因为$O_{M_1}(q_1, abb)=000$，$O_{M_2}(q_1, abb)=001$，$O_{M_1}(q_1, t_2) \neq O_{M_2}(q_1, t_2)$。练习3.30要求从图3-25中的$M_2$导出一个针对1路径覆盖准则充分的测试集。

3.9.2 自动机理论方法的比较

图3-28说明了TT(Transition Tour，转换路径)、DS(Distinguishing Sequence，区别序列)、W、Wp、UIO、UIOv方法的相对故障检测效力。正如图中所示，DS、W、Wp、UIOv方法可以检测出所有属于第3.4节中故障模型的故障。

DS方法从FSM M构造一个输入串x，以使M中的每个q_i的$O(q_i, x)$是不同的。这样构造出的输入串，能够检测出故障模型中的所有故障。

UIO方法能够检测出转换中的所有输出错误，但不能检测出所有转换错误。

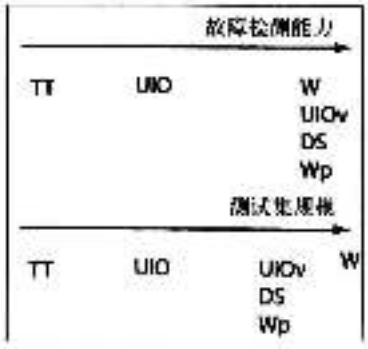


图3-28 比较不同自动机理论技术产生的测试集的规模和故障检测能力

注意，TT方法的故障检测能力最低。在该方法中，测试串是随机生成的，直到FSM M中的所有转换都被覆盖；同时，采用最小化过程来筛除冗余的测试串。TT方法故障检测能力较低的一个原因在于，它只检查转换是否被覆盖了，而不检查转换的头状态、尾状态是否正确(参见练习3.25)。

图3-28也说明了测试串的相对长度。W方法产生最长、最大的测试集，TT方法产生最短、最小的测试集。从测试集规模与故障检测能力的相对关系来看，我们发现，大测试集的故障检测能力往往比小测试集的强。但是，我们也发现，也有小测试集的故障检测能力比大测试集的强，通过比较Wp方法与W方法的检测能力就能证明这一点。

小结

从有穷状态机模型生成测试的研究领域非常广。此领域的研究可以分为：

- 测试生成技术。
- 经验性研究。
- 测试方法学与体系结构。

本章主要关注测试生成技术。面对纷乱繁杂的测试技术，选择介绍了三种技术——W方法、Wp方法和UIO方法。选择这三种技术的主要原因是它们在基于FSM的测试生成方面固有

的重要性以及较高的故障检测效力。这三种方法也可用于从更复杂的模型生成测试，因此，对于学生来说，熟悉这些基本的测试生成方法非常重要，以便掌握更加先进、复杂的测试生成方法。

一些学者已经将本章介绍的测试生成的过程自动化了。但是，学生们发现编写自己的测试用例生成器并针对具体的 FSM 开展经验性研究还是很具挑战性的。

参考文献注释

用 FSM 模拟硬件系统、软件系统以及混合系统已经有很长的时间了。几乎所有关于有穷自动机的教科书都可用于学习 FSM、正则表达式和正则语言。该领域的一本经典教材就是由 Hopcroft、Motwani 和 Ullman 著的《自动机理论、语言和计算导论》[223]（2007 年已出第 3 版，译者注）。Gill 对 FSM 理论作了精彩介绍[168]。Gill 专著的第 4 章中的第 4.4 节描述了构造特征集 W 的算法；该书还描述了与 FSM 处理和测试相关的其他算法。另一本关于 FSM 理论的教材是由 Hennie 编著的[215]。

根据 FSM 测试 IUT 常常被称作是符合性测试。针对从 FSM 模型生成测试集，已经开展了大量卓有成效的研究工作。Gonenc 在其论文中总结了早期采用区分串测试 FSM 的实验设计[173]。这些区分串是用测试树（也被称作区分树）构造的[265]。从 FSM 构造测试用例的 W 方法首先是由 Chow 提出的[88]；本书第 3.9 节中的例子对 Chow 论文中的例子作了细微修改[88]；本章练习 3.28 的答案也可在 Chow 的论文中找到[88]。

Chow 的 W 方法导出了大量的从 FSM 生成测试的算法，大部分是对 W 方法在产生测试集的规模、测试生成算法的效率等方面的改进。Bernhard 提出了三种 W 方法的变体，在大多数情况下能够产生较小规模的测试集，同时不影响故障检测能力[43]。部分 W 方法，又被称作 Wp 方法，是由 Fujiwara 等人提出的[157]，目的在于改进 W 方法，在降低生成的测试集规模的同时保持原有的故障检测能力。

Natio 和 Tsunoyama 提出了 TT（Transition Tour）算法[345]。Uyar 和 Dahbura 提出了采用中国邮递员路径算法生成优化 TT 的方法[483]。Sabnani 和 Dahbura 提出了 UIO 串方法[429]，引起了广泛的研究兴趣。Aho 等人利用原始的中国邮递员算法降低了用 UIO 方法生成的测试集的规模[15]。Chen 等人提出 UIOv 方法，在故障检测能力方面对传统 UIO 方法进行了改进[74]。Vuong 和 Ko 将测试生成归类为人工智能中的"约束－满足"问题[496]，他们的方法在故障检测能力、生成较短测试用例方面与 UIO 方法、W 方法不相上下。

Shen 等人通过计算 FSM 中每个状态的多 UIO（MUIO）串，对 UIO 方法进行了优化[439]。Yang 和 Ural[537]、Ural 等人[482]、Hierons 和 Ural[219]提出了进一步减少从 FSM 生成的测试串长度的方法。Miller 和 Paul 设计了一个在特定条件下生成具备最优长度的 UIO 串的算法[330]。Naik 提出了一个生成最小长度的 UIO 串的有效算法[343]，如果它存在的话。Pomeranz 和 Reddy 提出了一个从 FSM 生成能检测出多个状态表错误的测试集的方法[400]。有关符合性测试的综合性文章参见 Wang 和 Hutchison[498]、Lee 和 Yannakakis[283]、Sarikaya[431]等人的论文。

Sarikaya 等人[433]、Bochmann 等人[52]描述了协议测试的方法和体系结构。Bochmann 等人研究了构造测试预言的问题，预言能够评估对 IUT 进行跟踪的有效性，而这个跟踪是在针对测试中执行 IUT 时进行的；在这种情况下，IUT 是对协议规范的一种实现。Sarikaya 和 Bochmann[432]提出了针对用 Natio 与 Tsunoyama 的 TT 方法、Chow 的 W 方法生成的测试串长

度的上限。

已有多个学者提出了 FSM 的故障模型，包括 Koufareva 等人[269]和 Godskesen[172]。也有一系列关于评估不同测试生成方法故障检测能力的研究工作，包括 Sidhu 和 Leung 的文献[443, 444]、Petrenko 等人的文献[394]。Sidhu 和 Chang 提出协议的概率测试[442]。Sidhu 和 Leung 采用国家标准局颁布的传输协议[453]作为标准来比较 TT 方法[345]、UIO 方法[429]、DS 方法[173]和 W 方法[88]，第 3.9 节概述了他们对 UIO 方法、W 方法的比较结论。Karoui 等人讨论了影响 IUT 对应 FSM 设计的可测试性和诊断能力的因素[252]。

人们已经提出了 FSM 模型及其测试方法的若干个变体。扩展的有穷状态机(EFSM)就是一种带记忆的 FSM。Wang 和 Liu[499]、Kim 等人[261]、Uyar 和 Duale[484]描述了从 EFSM 生成测试集的算法。Hierons[217]、Lee 等人[282]、Gang 等人[159]解决了从一组相互关联的 FSM 中生成测试集的问题。Gang 等人[159]还提出了一个扩展的 Wp 方法，从单个非确定的 FSM 中生成测试集。

Belli 等人提出了事件顺序图[38, 39]，即 ESG。ESG 用一系列的 I/O 事件对偶来刻画 CUT 的行为。

Yevtushenko 等人在其论文中讨论了非确定 FSM 测试集的最小化问题[539]。Petrenko 和 Yevtushenko 提出一个从部分 FSM 中生成测试集的算法[395]，他们在设计规范 FSM 与被测对象 FSM 之间定义了一个弱符合关系。El-Fakih 等人提出了一个当系统设计、开发工作逐步增量完成时从 FSM 中生成测试集的方法[137]，他们说明了与直接从完整规范中生成测试集相比，当逐步增量生成测试集时从测试集长度中获得的益处。Shehady 和 Siewiorek[438]指出了 FSM 将变量当作内部状态模拟 CUT 时的弱点，作为变通，引入了可变有穷状态机(VFSM)。VFSM 是通过向 FSM 中的转换增加变量以及变量的简单函数而得到的。Shehady 和 Siewiorek 提供了一个从 VFSM 生成测试集的自动机理论方法。

Fabbri 等人提出了基于变体覆盖的 FSM 测试充分性评估和测试增强[142]，他们还研制了一个测试 FSM 的工具 Proteum/FSM[143]。Gören 和 Ferguson 提议将测试集的故障覆盖率作为一个测试充分性评估准则，并提供了一个增量生成测试集的算法[178]，该方法是对 Gören 和 Ferguson 测试异步顺序机方法[177]的扩展。Howden[233]、Huang[240]、Pimont 和 Rault[398]研究过第 3.9 节中定义的，用于 W 方法与 Wp 方法比较的测试充分性准则。

本章介绍的基于 FSM 的测试生成技术也可应用于从 SDL 规范中自动生成测试集[297]。Belina 和 Hogrefe 介绍过 SDL 规范语言[36, 37]。

练习

3.1 修改图 3-3 中 DIGDEC 机，使其能接收字符集 $X=\{d, *\}$ 上的输入串，例如，串

$$s=324*41*9*199*\ *230*$$

就是有效的输入串。当收到一个星号 * 时，DIGDEC 机执行 OUT(num)操作，其中 num 代表该星号之前，上一个星号之后的数字串对应的十进制数。这样，针对输入串 s，DIGDEC 机的输出是：

OUT(324) OUT(41) OUT(9) OUT(199) OUT(230)

注意，如果 DIGDEC 机在一个星号之后紧接着再收到一个星号的话，它不会做任何动作。

3.2 证明：(a) 第 3.2.3 节定义的状态和机器的"ν 等价"与"等价"是等价关系，也就是说它们满足自反律、对称律和传递律；(b) 如果对于任何 $k>0$，两个状态都是 k 可区分的，那么，对于任何 $n>k$，两个状态也是 n 可区分的。

3.3 证明：两个等价状态机的状态数不一定相等。

3.4 证明：例3.7中的集合 W 是图 3-13 中 FSM 的一个特征集。

3.5 证明：因为其存在特征集，FSM M 必定是个最小状态机。

3.6 证明：例 3.8 中描述的构造 k 等价划分的方法是收敛的，即总存在一个表 P_n（$n>0$），使得 $P_n=P_{n-1}$。

3.7 第 3.5.2 节描述了从一系列 k 等价划分构造 W 集的 W 过程。这是一个"盲动"过程，即为每一对状态都确定一个区分串。从例 3.9 中我们看到，可以用同样的输入串将两个或多个状态对区分出来。根据此事实，重写 W 过程。

3.8 证明：对一个 FSM 的 k 等价划分是唯一的。

3.9 证明：针对一个具有 n 个状态的 FSM，最多构造 $n-1$ 个等价类，即只需构造 P_1，P_2，…，P_{n-1}。

3.10 给定例 3.6 中的 FSM，通过增加一个状态构造它的所有 FSM 变体。

3.11 生成一个输入串集合 T，使其将图 3-12 中的所有变体与 M 区分出来。

3.12 证明：M 实现中的任何冗余或缺失状态错误，都能用 W 方法生成的至少一个测试用例检测出来。

3.13 构造图 3-23a 中 FSM 的特征集 W 和转换覆盖。采用 W 方法，假设 $m=3$，构造集合 Z，并导出测试集 T。T 中的任何测试串都能检测出图 3-23b 中的转换错误吗？就测试用例数目、测试用例平均长度，对 T 与例 3.37 中的测试集进行比较。

3.14 考虑图 3-15a 中的设计规范 M。进一步考虑图 3-29 中 M 的一个实现 M_1。求出例 3.17 中 T_1，T_2 的所有测试用例，使其能检测出 M_1 中的错误。

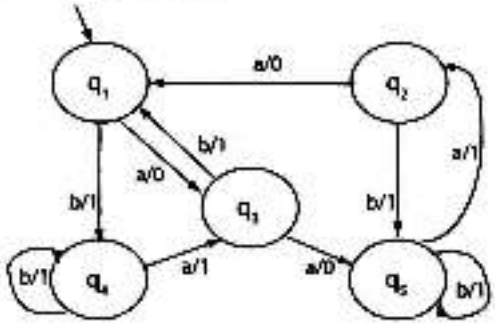


图 3-29 图 3-15a 中 M 的一种实现，在状态 q_3 处的输入 a 有一个转换错误

3.15 考虑图 3-30a 中的设计规范 M，它包含 3 个状态，即 q_0，q_1，q_2，输入字符集是 $X=\{a, b, c\}$，输出字符集是 $Y=\{0, 1\}$。(a) 导出 M 的转换覆盖集 P、状态覆盖集 S、特征集 W 以及每个状态的状态等价集。(b) 分别用 W 方法、Wp 方法从 M 中导出测试集 T_w，T_{wp}，并比较两个测试集的规模。(c) 图 3-30b 是 M 的一个实现，在状态 q_2 处有一个转换错误。测试集 T_w，T_{wp} 中哪些测试用例能够检测出该错误？(d) 图 3-30c 也是 M 的一个实现，但多了一个状态 q_3，在状态 q_2 处有一个转换错误。测试集 T_w，T_{wp} 中哪些测试用例能够检测出这些错误？

3.16 (a)给定 FSM $M=(X, Y, Q, q_0, \delta, O)$，其中 $|X|=n_x$，$|Y|=n_y$，$|Q|=n_q$，计算用 W 方法生成的测试用例数量的上限。(b) 在什么条件下，用 Wp 方法生成的测试用例数量与用 W 方法生成的测试用例数量相同？

3.17 采用例 3.18 中生成的测试集，分别为图 3-16 中的两个 FSM 确定至少一个测试用例，使其检测出相应 FSM 中的错误。分别针对两个 FSM，还有必要进行第 2 阶段的测试吗(即用 T_2 中的测试用例)？

3.18 W 集中的串与 UIO 串有何区别？针对图 3-13 中的 FSM，求出每个状态的 UIO 串，对于不存在 UIO 串的状态，求其区分符号。

3.19 在第 3.8.4 节给出的 *gen_long_uio* 算法中，当控制到达步骤 2.3 时，计数器 k 的值是多少？

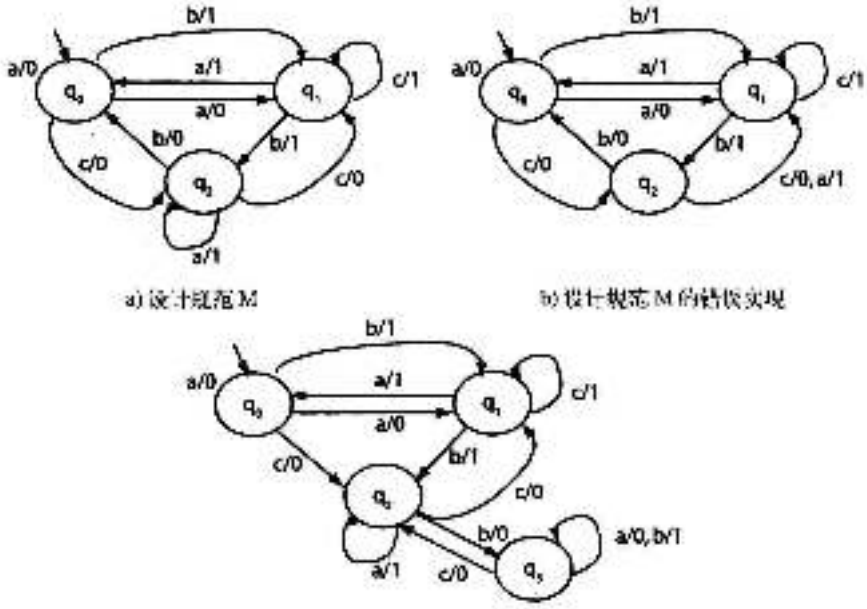


图3-30 三个FSM

3.20 针对例3.32中采用的M_2，当将$Sig(q_1)$的输入部分分别应用于状态q_2、q_3时，会产生什么样的输出序列？

3.21 假设$TE(e_1)$、$TE(e_2)$都是用第3.8.6节描述的方法生成的针对特定FSM的测试输入中，$TE(e_1)$与$TE(e_2)$有可能相等吗？

3.22 针对图3-13所示设计规范FSM的每一个状态，生成其UIO中；采用这些UIO中，设计对IUT进行弱符合性测试所需的测试集，以使IUT的运行结果与设计规范规定的相一致。

3.23 针对图3-18中的M_1，生成其弱符合性测试集；采用第3.8.2节中给出的UIO中，生成M_2的弱符合性测试集。

3.24 考虑图3-21中的M_1，其IUT的状态图如图3-31所示。注意，该IUT有两个错误，一个是状态q_2处的转换错误，另一个是状态q_6处的操作错误。在例3.36中，状态q_2处的转换错误已被测试用例4（和13）检测出来了。在例3.33生成的测试用例中，还有能够检测出状态q_3处转换错误的吗？在以前生成的测试用例中，还有能够检测出状态q_3处转换错误的吗？在例3.33、例3.35生成的测试用例中，哪个能够检测出状态q_6处的操作错误？

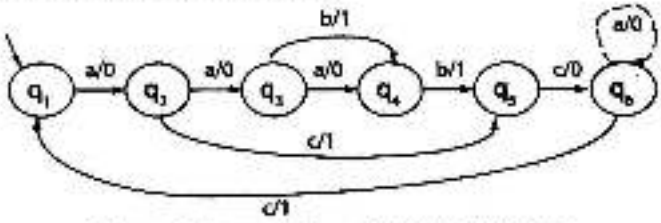


图3-31 图3-21中M_1一个错误实现的状态图

3.25 TT是一种从设计规范FSM生成测试集的技术。一个TT测试用例就是一个输入串，当将其应用于FSM的初始状态时，该串遍历每条边至少一次。（a）针对图3-18所示的两个FSM，分别为其给出一个TT测试用例。（b）假设设计规范满足第3.6.1节中的条件，证明：一个TT测试用例能够检测出所有的操作错误，但可能检测不出所有的转换错误。（c）比较用TT方法和W方法产生的测试集的规模大小。

3.26 在例3.38中，虽然我们设计的测试用例是充分的，但IUT中某些错误还是检测不出来。分别用W方法、W_p方法设计测试集，并证明这两个测试集都能检测出图3-32中的错误。

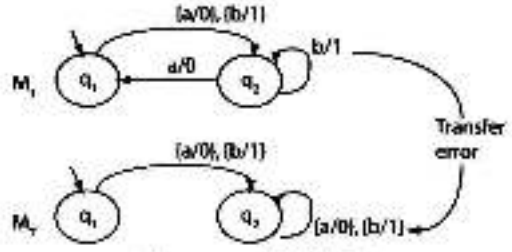


图3-32 一个转换错误

3.27 从某种意义上讲，本章讨论的FSM模型都是纯粹的FSM，因为它们只描述控制流，而忽略了数据的定义与使用。读者将在本练习中学习到，如何通过考虑数据流，增强用本章描述的方法生成的测试集。

图3-33所示的FSM是图3-13中FSM的增强版本。我们假设，对应于图3-33中FSM的IUT采用了一个局部变量Z。变量Z在转换$tr_2 = (q_2, q_4)$，$tr_3 = (q_3, q_2)$处定义，在转换$tr_5 = (q_3, q_1)$，$tr_4 = (q_3, q_2)$处使用。另外，x，y分别是输入符号a，b中的参数。

变量Z的一个数据流路径就是一条转换序列Tr，Z首先在Tr中某个转换处定义，然后又在后面的某个转换处使用。例如，在图3-33中，tr_2，tr_3，tr_4就是Z的一条数据流路径，Z首先在转换tr_2处定义，然后在转换tr_4处使用。我们只考虑有限长度的数据流路径，以及那些只有一次定义和一次使用的路径。当针对规范设计FSM测试IUT时，必须保证所有的数据流路径都要测试到，这是为了检测出数据定义和数据使用转换中的错误。

(a) 列举图3-33中变量Z的所有数据流路径。

(b) 导出测试集(即输入串集合)，以遍历(a)中列举的所有数据流路径。

(c) 考虑用W方法导出的一个测试集T，对图3-33中的FSM执行T中的测试用例，能够遍历完(a)中列举的数据流路径吗？(附注，第6章将描述基于数据流的测试充分性评估与增强技术。)

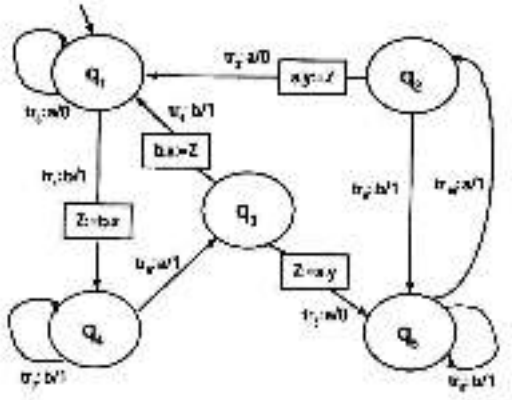


图3-33 与图3-13中的FSM相比，本图中的FSM增加了局部变量Z的定义与使用

3.28 设T是最小n可区分FSM M的n路径集合的测试集，证明T能够检测出M中所有的转换、操作、冗余/缺失状态错误。

3.29 证明：针对边界-内部覆盖准则充分的测试集T，针对1路径覆盖准则不一定是充分的。

3.30 针对图3-25中的M_2，导出一个1路径覆盖充分的测试集T。T中的哪个测试用例能区分M_2与M_1(即检测出了错误)？将本练习中的T与例3.38中的测试集进行比较，找出本例中所用方法的一个特点，导致T将M_2与M_1区分出来。

基于组合设计的测试生成技术

本章的目的是介绍利用组合设计技术生成测试配置（test configuration）及测试数据的技术，其中考虑了程序输入及其值，也称为参数（factor）和取值（level）。这些技术在测试各种各样的软件时非常有效，它们往往能够从一个不切实际的庞大测试配置集合中挑选出一个小集合，并能有效地检测出因各参数相互作用而引起的故障。

4.1 组合设计

大多数软件往往设计成能在多种环境下工作。多种参数（比如操作系统、网络连接及硬件平台）的组合导致了环境的多样化。在每种环境中，各参数各自对应一个特定的值。这些特定值的集合就被称为测试配置。例如 Windows XP、拨号连接和一台 512 MB 内存的 PC 就是一种可能的测试配置。为保证在预定环境下的高可靠性，软件必须在尽可能多的测试配置或者环境下进行测试。然而，本章随后的例子说明这样的测试配置数量有可能极其庞大，不可能对软件进行彻底的测试。

测试有一个或多个输入变量的程序时，情况类似。程序的每次运行都要求每个变量至少输入一个值。以一个求两整数 x 和 y 最大公约数的程序为例。在前面的章节中，看到可以利用等价类划分和边界值分析等技术挑选程序输入。这些技术虽然能提供设计测试用例的一组准则，但也存在两个缺点：（a）增大了输入空间划分为大量子域的可能性；（b）缺乏从划分出的各个子域中选择输入的指导。

在输入空间的划分中，子域数目的增加同输入变量的数目和类型成正比，尤其在多维划分的情况下。而且，一旦分割确定，则从每个子域随机选择值。这样的选择过程，尤其是使用一维等价划分时，不考虑被测程序由于不同输入变量之间的组合引起故障的可能性。而边界值分析导致测试用例的选择限制在输入变量取值范围的边界上，取值范围内的其他组合可能未被测试。

本章描述了几种即使在可能的测试配置、输入域以及划分的子域数目庞大且复杂情况下，生成较小测试配置和测试集的技术。采用这些技术生成的测试配置或测试集在发现因各输入变量组合而引起的故障上是非常有效的。这些技术主要是试验设计、组合设计、正交设计、交互测试和对偶测试等。

4.1.1 测试配置和测试集

在本章中，交替地使用测试配置和测试集这两个术语，但这两个术语在软件测试中实际上是有不同含义的。本章描述的技术同时适用于测试配置和测试集的生成。测试配置通常是对相关参数的静态选择，例如硬件平台或操作系统，这样的选择通常在测试开始前完成。相反，测试集是在测试过程中用作输入的测试用例的集合。

4.1.2 输入空间与配置空间建模

程序 P 的输入空间由在程序执行过程中可作为 P 的输入值的 k 元组组成。P 的配置空间由 P 的环境变量的所有可能的取值组成，P 可在这些环境变量下使用。

例 4.1 考虑以两整数 $x>0$，$y>0$ 作为输入的程序 P。P 的输入空间是所有正整数对的集合。假设程序 P 在 Windows 和 Mac 操作系统下运行，通过 Netscape 或 Safari 浏览器，并能够在本地或网络打印机上打印。P 的配置空间就由 (X, Y, Z) 三元组组成，其中 X 代表操作系统，Y 代表浏览器，Z 代表本地或网络打印机。

现在考虑程序 P，它有 n 个输入，分别对应变量 X_1，X_2，…，X_n。将这些输入称作参数（*factor*）、测试参数（*test parameter*）或值（*value*）。假定每个参数可能取 c_i（$1<i<n$）中的任何一个值。参数的每个可能取值称为值（*level*）。符号 $|F|$ 表示参数 F 的值的个数。

软件运行的环境一般与一个或多个参数相关。在例 4.1 中，操作系统、浏览器和打印机连接是可能影响 P 运行及性能的三个参数。

我们称这样一组值为一个参数组合，其中每个值对应一个参数。例如，假设程序 P 有两个输入变量 x 及 y。在 P 的执行过程中，x，y 可以分别从 $\{a, b, c\}$，$\{d, e, f\}$ 中取值。这样就有两个参数，且每个参数有 3 个值，共有 $3^2=9$ 种参数组合，即 (a, d)，(a, e)，(a, f)，(b, d)，(b, e)，(b, f)，(c, d)，(c, e) 及 (c, f)。通常，若有 k 个参数，且每个参数有 n 个可能的取值，参数组合的总数即为 n^k。

我们假设每个参数组合都会产生一个测试用例。对许多程序而言，对所有生成的测试用例进行测试，数量可能过于庞大。例如，如果一程序有 15 个参数，每个参数有 4 个值，那么总的测试用例数目就达 $4^{15}\approx 10^9$。对许多软件来说，执行 10 亿次测试是不切实际的。

有一些特殊的组合设计技术允许从参数组合的完全集中选择一个较小的子集。这种采样技术旨在发现因参数组合而引起的故障。在描述组合设计方法之前，我们先看一些说明其有效性的例子。

例 4.2 以一个在线比萨外卖服务（PDS）系统的输入空间为例。该系统在线接受订单，核对其有效性并安排比萨送货。在线订单要求用户指明以下 4 项内容：比萨饼的尺寸、比萨配料、投送地址及家庭电话号码。分别用 S、T、A 及 P 表示这 4 个参数。

假设尺寸有大、中、小 3 种选择。配料方案有 6 种可供选择，此外顾客还可以自定义配料。投送地址由顾客姓名、住址、城市及邮政编码组成。电话号码是一个可能包含短划线“-”的数字串。

下表给出了 PDS 输入空间的一个模型。注意，虽然可以在尺寸的 3 个可能值中选择，但其他参数能够选择的取值还是比较少。因此，对于配料的取值，只能二选一，即客户定制或预设；对于住址和电话 2 个参数，同样也只能二选一，即有效和无效。

参　数	值		
尺寸	大	中	小
配料	定制	预设	
住址	有效	无效	
电话	有效	无效	

参数组合的总数是 $3\times2\times2\times2=24$。然而，作为上述表格的变通，我们可以考虑配料参数有 $6+1=7$ 个值。这会将参数组合的数量增加到 $3\times7\times2\times2=84$。我们还可以考虑住址和电

活的其他类型值，这样会进一步增加参数组合的数量。注意，即使我们仅考虑任何一个参数的每个可能有效和无效字符串取值，仅仅由长度限制，将会得出巨大的参数组合数量。

在本节的后面部分，将对参数的取值集合划分为子集来限制参数组合数量的优缺点进行了说明。注意，此方法与等价类划分方法相似。下面是一个 GUI 程序中参数的例子。

例 4.3 软件 T 的图形用户界面由 3 个菜单组成，分别为 File、Edit 和 Typeset。每个菜单包含下列几个菜单项。

参　数	值			
File	New	Open	Save	Close
Edit	Cut	Copy	Paste	Select
Typeset	LaTex	BibTex	PlainTex	MakeIndex

T 有 3 个参数，每个参数包含 4 个值。这样，总共有 $4^3=64$ 种参数组合。

注意，与前面例子中的住址和电话相比，此例中的每个参数对应一个相对小的取值组合。

例 4.4 考虑 UNIX 操作系统中的 sort 程序，它对从文件或标准输入设备获得的 ASSCII 数据进行排序。sort 程序有几个选项，是理解参数和取值的一个有趣例子。sort 命令行的格式如下：

sort [-cmu] [-o *output*] [-T *directory*] [-y [*kmem*]] [-z *recsz*] [-d *fiMw*] [- b] [*t char*] [-k *keydef*] [*+pos1* [*-pos2*]] [file ...]

表 4-1 和表 4-2 列出了 sort 程序的所有参数及其取值。注意，这些值是由每个选项的等价划分派生出来的，且非唯一。我们决定把每个参数的取值个数限制为 4，你也可以为每个参数设置更大或更小的取值个数限制。

表 4-1　UNIX 操作系统中 sort 程序的参数与值

参　数	含　义	值			
–	强制要求输入源为标准输入	Unused	Used		
– c	使从根据命令行定义的选项对输入进行排序	Unused	Used		
– m	合并排序后的输入	Unused	Used		
– u	只保留相匹配的关键字	Unused	Used		
– o *output*	输出到文件	Unused	Valid file	Invalid file	
– T *directory*	用于排序的临时目录	Unused	Exists	Does not exist	
– y *kmem*	使用 *kmem* KB 的内存用于排序	Unused	Valid *kmem*	Invalid *kmem*	
– z *recsz*	定义存储输入文件各行的记录的规模	Unused	Zero size	Large size	
– d *fiMw*	按字典顺序排序	Unused	f	Mw	fMw

在表 4-1 与表 4-2 中，值 Unused 表示在测试 sort 命令时没有使用对应选项，Used 则意味着该选项被使用了。值 Valid file 表明 –o 选项指定的文件存在，而 Invalid file 表明指定的文件不存在。其他选项的解释类似。

表 4-2　UNIX 操作系统 sort 程序的参数与值（续表）

参　数	含　义	值	
– f	忽略大小写	Unused	Used
– i	忽略非 ASCII 字符	Unused	Used
– M	字段作为月份比较	Unused	Used

（续）

参 数	含 义	值			
-n	按数值大小对输入进行排序	Unused	Used		
-r	倒序输出	Unused	Used		
-b	当使用 +pos1 和 -pos2 时忽略前置空格	Unused	Used		
-t char	使用字符 c 作为字段分隔符	Unused	c_1	c_1 c_2	
-k keydef	指定的排序键定义	Unused	start	end	startopt
+pos1	比较字段时输入行的起始位置	Unused	f. c	f	0. c
-pos2	比较字段时输入行的结束位置	Unused	f. c	f	0. c
file	待排序的文件	Not specified	Exists	Does not exist	

我们已确定了 sort 命令行程序的全部 20 个参数。表 4-1 和表 4-2 中列出的值将产生总共约 1.9×10^9 种组合。

例 4.5 通常需要在不同的平台上测试 Web 应用软件，以保证供销商如“软件 X 能在 Windows 和 Mac 操作系统上运行”的声明有效。这里，我们将硬件、操作系统和浏览器的组合作为平台，这样的测试通常称为兼容性测试。

现在，来确定在软件 X 的兼容性测试中需要的参数和值。假定希望软件 X 能在多种硬件、操作系统和浏览器组合下工作，很容易得出以下 3 个参数，即硬件、操作系统和浏览器。这些在表 4-3 的首行列出。注意，表 4-3 是按列而不是按行列出了各参数的值。这样做可以简化表格的格式。

表 4-3 用于测试 Web 软件软件 X 的参数和值

硬 件	操作系统	浏 览 器
Dell Dimension 系列	Windows Server 2003 Web 版	MS IE 6.0
Apple G4	Windows Server 2003 64 位企业版	MS IE 5.5
Apple G5	Windows XP 家庭版	Netscape 7.2
	OS 10.2	Safari 1.2.4
	OS 10.3	Enhanced Mosaic

从表 4-3 中的参数和值可以看出，共有 75 种参数组合。但是，其中一些组合是不可能的。例如，操作系统 OS 10.2 是用于苹果计算机而非 Dell Dimension 系列 PC 的。同样，Safari 浏览器适用于苹果计算机而非 Dell 系列 PC。虽然不同版本的 Windows 操作系统通过利用诸如 Virtual PC或 BootCamp 等工具能在 Apple 计算机上使用，但我们还是假定在软件 X 的测试中不涉及这种情况。

以上分析导致有 40 种硬件—操作系统、硬件—浏览器组合是不可能的，只剩下 35 种平台用来测试 X。

注意，在 Dell Dimension 系列 PC 中有许多种硬件配置。这些配置是通过选择不同的处理器类型（如 Pentium 或 Athelon）、不同的处理器速度、不同的内存大小以及其他因素得到的。可以通过一些其他配置来替换表 4-3 中的 Dell Dimension 系列 PC。这种做法能够使对软件 X 的测试更为彻底，但同时它也会增加参数组合的数量，导致测试时间增加。

通过确定参数及参数的值，我们可以将输入域划分成若干子域，每个子域对应一个参数组合。现在就可以开始设计测试用例了，确保每一个子域至少有一个测试用例。但是，正如上述例子所示，子域数量也可能过大，因而需要进一步缩减。在接下来的几节里将介绍如何构造测试用例以及如何缩减测试用例的数量。

4.2 组合测试设计过程

图4-1说明了生成测试用例以及测试配置的三个步骤。

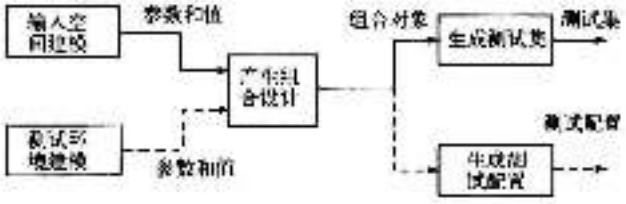


图4-1 采用组合设计生成测试集和测试配置的过程。组合设计由一个 $N \times k$ 的矩阵表示成一个组合对象，其中 N 行中的每一行对应至少一次测试运行，k 列中的每一列对应一个参数

如果需要生成测试用例，该过程由输入空间建模开始。如果要生成测试配置，则由软件环境建模开始。无论哪种情况，模型都由一组参数及其对应的值组成。输入空间或环境的建模并不是互斥的，根据被测程序，可同时对两者或其中之一进行建模。前面的例子说明了建模的过程。

在第二个步骤中，该模型被输入到一个组合设计规程中，以产生一个由参数和值的矩阵构成的组合对象。这样的一个对象亦称参数-覆盖设计。矩阵中的每一行产生至少一个测试配置或测试输入。在本章中，我们将描述几个生成组合对象的过程。这些过程使用拉丁方阵、正交矩阵、混合正交矩阵、覆盖矩阵和混合取值覆盖矩阵。虽然本章介绍的所有过程及其变体都将在软件测试中使用到，但其中的覆盖矩阵和混合取值覆盖矩阵似乎最有效。

在最后一步中，生成的组合对象用来设计测试集或测试配置。组合对象是参数组合的一个矩阵。每个参数组合可以产生一个或多个测试用例。每个测试用例由输入变量的值及其预期的输出组成。然而，未必所有生成的组合都是可行的。此外，在组合中也未指定测试输入的顺序。下面几个例子将说明参数组合是如何产生测试用例的（包括可行和不可行的测试用例），以及如何在错误检测中发挥作用的。

图4-1所示的三个步骤中，第二步和第三步可以自动化。已有商用工具能够使第二步生成组合对象自动化。测试配置和测试用例的生成需要从参数值到输入变量的简单映射，这相对来说是较简单的任务。

例4.6 可以从例4.3列出的参数值中生成75个测试用例，每一个参数组合对应一个测试用例。下面的两个测试用例就是从例4.3中表格生成的：

t_1 : File = Open, Edit = Paste, Typeset = MakeIndex >

t_2 : File = New, Edit = Cut, Typeset = LaTeX >

假定File、Edit和Typeset的值是按上面列出的顺序定义的。测试用例 t_1 要求测试人员从菜单File中选择“Open”，接着从菜单Edit中选择“Paste”，最后从菜单Typeset中选择“MakeIndex”。虽然按此顺序的测试输入是可行的，也就是说可以按照设想的进行测试，但 t_2 中的顺序却并不如此。

为了采用 t_2 测试GUI，测试人员需要从菜单File中选择“New”，新建一个文件，然后从菜单Edit中选择“Cut”操作。但是，通常“Cut”操作在刚新建文件时是不可用的，除非软件实现中有错误。因此，t_2 是不可行的，除非GUI实现有错误。虽然有人会认为 t_2 是无效的测试用例，但它的确提供了GUI菜单的一个有用的输入选择序列，因为通过这个序列可以验

证某些特性是否正确。

例4.7 每个从表4-1中列出值获得的组合可用于生成测试输入。例如，考虑这样一个组合，其中除 -o 选项被设置成 Valid file、file 选项被设置成 Exist 外，其余所有参数都设置成 Unused，假设文件 afile、bfile、cfile 和 dfile 存在，这种参数设置可以产生许多测试用例，其中的两个如下：

- t_1: sort - oafile bfile >
- t_2: sort - ocfile dfile >

有人可能会问，为什么仅取 t_1 和 t_2 中的一个时测试是不充分的？而事实上，t_2 可能由于文件 dfile 的大小远远大于 bfile 而与 t_1 有很大的差别。bfile 和 dfile 都包含需要分类的数据。将 sort 应用于大文件可以验证其正确性，应用于小文件可以验证其性能。因此，在本例中，从同一组合中生成的两个测试用例被用来验证其正确性和性能。

概括起来说，可利用参数值的组合来生成测试用例。对每个测试用例而言，软件在测试时输入参数的输入顺序是由测试者决定的。此外，参数组合没有以任何方式说明测试用例的使用顺序。此顺序也必须由测试者决定。大多数测试生成技术产生的测试用例的执行顺序都必须由测试者决定，这并非组合测试方法的独有特性。

4.3 故障模型

本章描述的组合设计过程的目的在于，其生成的测试输入和测试配置能暴露被测程序中某些类型故障。我们称这种故障为组合错误（interaction fault）。当某些包含 $t \geq 1$ 个输入值的输入组合引起隐藏故障的程序进入无效状态时，就称该输入组合触发了组合错误。当然，该无效状态必须在程序执行中的某个地方能够被观察到，从而暴露了该故障。

由某一个输入变量的值触发的故障称之为简单故障，即 $t=1$ 时，不管其他输入变量的值是多少都会触发故障。对于 $t=2$ 时触发的故障，称之为二元组合错误。以此类推，当 t 为任意自然数时，称之为 t 元组合错误。t 元组合错误也被称为 t 元参数故障。二元组合错误只在两个输入变量为特定值时才会被触发，三元组合错误只有当三个输入变量取特定值时才被触发。接下来的两个例子说明了组合错误。

例4.8 考虑以下包含 x，y，z 三个输入的程序。变量 x，y，z 分别从 $\{x_1, x_2, x_3\}$、$\{y_1, y_2, y_3\}$ 和 $\{z_1, z_2, z_3\}$ 中取值。当 $x=x_1$ 且 $y=y_2$ 时，程序输出 $f(x, y, z)$，当 $x=x_2$ 且 $y=y_1$ 时，程序输出 $g(x, y)$，当 $x=x_2$ 且 $y=y_2$ 时程序输出 $f(x,y,z)+g(x,y)$。

程序 P4.1

```
1   begin
2     int x,y,z;
3     input (x,y,z);
4     if(x== x1 and y== y2)
5       output (f(x,y,z));
6     else if(x== x2 and y== y1)
7       output (g(x,y));
8     else
9       output (f(x,y,z)+g(x,y))←该语句有错误
10  end
```

正如标记之处所示，程序 P4.1 包含一个错误，因为根据原设计要求，当 $x=x_1$ 且 $y=y_1$

时，程序必须输出$f(x,y,z)-g(x,y)$；当$x=x_2$且$y=y_2$时，输出$f(x,y,z)+g(x,y)$。当使用$x=x_1$，$y=y_1$，z取任意值执行程序时，如果$f(x_1,y_1,*)-g(x_1,y_1)\neq f(x_1,y_1,*)+g(x_1,y_1)$，即可发现程序中的错误。这个错误是二元组合错误的一个例子，只要输入量x和y以某种方式相互作用时即可暴露出该错误。注意，变量z在触发故障中没有起任何作用，但在暴露故障时，可能需要为其取一个特定的值（参见练习4.2和4.3）。

例4.9 条件缺失是程序P4.1中二元组合错误的起因。同时，也对输入变量在不同控制条件下的取值进行了对比。程序P4.2包含一个三元组合错误，该故障是由一个错误的包含3个输入变量的运算函数引起的，3个输入变量各自的取值范围如下：

$$x,\ y\in\{-1,\ 1\},\ z\in\{0,\ 1\}$$

注意，3个输入变量共有8种组合。

程序 P4.2

```
1   begin
2     int x,y,z,p;
3     input (x,y,z);
4     p = (x + y)*z;←该语句应该是p = (x - y)^z
5     if (p ≥ 0)
6       output (f(x,y,z));
7     else
8       output (g(x,y));
9     end
```

上述程序包含的三元组合错误由所有满足$x+y\neq x-y$且$z\neq 0$的输入触发。因为对这些输入，程序计算了一个错误的p值，从而进入错误状态。然而，在8种可能的输入组合中，故障仅仅由以下2种组合暴露出来：$x=-1$，$y=1$，$z=1$和$x=-1$，$y=-1$，$z=1$。

故障向量

如前文所述，一旦对全部k个参数中的$t\leq k$个参数进行恰当赋值，就能触发t元故障。给定一组参数f_1，f_2，…，f_k，其取值个数分别为q_i（$1\leq i\leq k$），参数值向量V表示为l_1，l_2，…，l_k，l_i（$1\leq i\leq k$）是f_i的一个特定取值。向量V也被称为一次运行（run）。

如果对P执行由V导出的测试用例时触发了P中的故障，就称V是程序P的一个故障向量；如果需要V的任何$t\leq k$个元素以触发P的故障，则V被认为是一个t元故障向量。注意，P的t元故障向量触发P中的一个t元故障。给定k个参数，则t元故障向量中有$k-t$个不需要关注的参数。我们用星号表示无需关注的参数。例如，二元故障向量（2，3，*）表明二元组合错误在第一个参数取值2，第二个参数取值3时触发，第三个参数是无需关注的参数。

例4.10 程序P4.2的输入域由3个参数x，y，z组成，每个参数都有两个取值。总共有8个组合，即8次运行，如（1，1，1）和（-1，-1，0）是两次运行。在这8次运行中，（-1，1，1）和（-1，-1，1）是触发程序P4.2中三元故障的三元故障向量。若x_i和y_j的取值能够触发程序P4.2中的二元故障，则（x_i，y_j，*）是二元故障向量。

本章所描述的测试生成技术的目标是生成足够数量的运行（即输入组合），以便从这些运行中生成的测试用例能够发现程序中所有的t元故障。正如随后将在本章中看到的那样，此类运行的数量随着t值的增加而增加。在许多实际情况中，t被设定为2，因此生成的测试用例用来发现二元组合错误。当然，在生成t路运行时，也可能生成一些$t+1$，$t+2$，…，$t+k-1$和k元运行。因此，二元故障向量也可能发现一些多元组合错误。

4.4 拉丁方阵

前面几节说明了如何确定软件中的参数和值，以及如何由参数组合生成测试用例。由于参数组合的数量可能过于庞大，我们想研究仅基于参数组合的某个子集生成测试用例的技术。

拉丁方阵及相互正交拉丁方阵（MOLS）被认为是从参数组合完全集中选择子集的传统而有效的方法。本节将介绍比前面提到的蛮力用例生成技术生成更少数量参数组合的拉丁方阵。4.5 节将介绍 MOLS 以及如何生成较小参数组合集。

设 S 为包含 n 个符号的有限集，一个 n 阶拉丁方阵是一个在行和列中不会重复出现任何符号的 $n \times n$ 矩阵。拉丁方阵这个词的由来是由于早期都使用拉丁字母来表示矩阵中的元素。

例 4.11 给定 $S=\{A,B\}$，有以下两个 2 阶拉丁方阵：

A	B		B	A
B	A		A	B

给定 $S=\{1,2,3\}$，有以下三个 3 阶拉丁方阵：

1	2	3	2	3	1	2	1	3
2	3	1	1	2	3	3	2	1
3	1	2	3	1	2	1	3	2

其他的 3 阶拉丁方阵可以通过置换行、列，以及通过交换符号来构造，例如把现有拉丁方阵中的所有符号“2”与符号“3”互换等。

更大的 n 阶拉丁方阵的构造过程如下：首先产生第一行，包含 n 个不同的符号；其他行可以通过变换第一行中符号的顺序来构造。例如，以下通过循环轮换第一行并相继轮换随后各行，构造出了一个 4 阶拉丁方阵 M。

1	2	3	4
2	3	4	1
3	4	1	2
4	1	2	3

给定 4 阶拉丁方阵 M，可以通过行列互换和符号重命名从 M 获得更多的 4 阶拉丁方阵。如果两个拉丁方阵 M_1 和 M_2 中的一个可以通过行列轮换与符号互换从另一个得到，则认为它们是同构的。然而，给定一个 n 阶拉丁方阵，并非所有的 n 阶拉丁方阵都可以使用行列互换和符号重命名得到。

例 4.12 考虑以下 4 阶拉丁方阵 M_1

1	2	3	4
2	1	4	3
3	4	1	2
4	3	2	1

M_1 不能通过行列轮换或符号交换从前面介绍的拉丁方阵 M 中得到。练习 4.6 给出了 M_1 的构造方法。注意，M_1 中含有 3 个包含符号“1”的 2×2 拉丁方阵，而 M 中则没有这样的方阵。

一个 $n>2$ 阶的拉丁方阵还可以通过模运算轻易构造出来。例如，下面的 4 阶拉丁方阵 M 就是通过 $M(i,j)=(i+j) \bmod 4$ 构造出来的，其中 $1\leqslant(i,j)\leqslant4$。

	1	2	3	4
1	2	3	0	1
2	3	0	1	2
3	0	1	2	3
4	1	2	3	0

一个包含数0，1，…，n的拉丁方阵，如果其最上面首行和最左边首列元素是按升序排列的，则被称为标准形式的拉丁方阵。在一个包含字母A，B，…的标准拉丁方阵中，首行和首列元素是按字母顺序排列的。

4.5 相互正交的拉丁方阵

设M_1和M_2为两个n阶拉丁方阵，用$M_1(i,j)$和$M_2(i,j)$分别表示M_1、M_2的第i行、第j列的元素。我们现在从M_1和M_2来创建一个$n\times n$矩阵M，其元素$M(i,j)$为$M_1(i,j)M_2(i,j)$，也就是简单地并置M_1和M_2的对应元素。如果M的每个元素是唯一的，也就是每个元素在M中都只出现一次，则称M_1、M_2为n阶MOLS。

例4.13 没有2阶的MOLS。下面是两个3阶MOLS：

$$M_1=\begin{matrix}1&2&3\\2&3&1\\3&1&2\end{matrix}\qquad M_2=\begin{matrix}2&3&1\\1&2&3\\3&1&2\end{matrix}$$

要检测M_1和M_2是否相互正交，将其对应元素并列得到以下矩阵：

$$M=\begin{matrix}12&23&31\\21&32&13\\33&11&22\end{matrix}$$

由于M的每个元素都只出现了一次，M_1和M_2确实是相互正交的。

相互正交的拉丁方阵通常称为MOLS。MOLS(n)表示n阶MOLS的集合。众所周知，当n是质数或质数的幂时，MOLS(n)包含$n-1$个MOLS。这样的MOLS集合被称为是完备的。

当$n=2$或$n=6$时，不存在MOLS；但是，对所有其他$n>2$，都存在MOLS。2和6是以著名数学家欧拉（1707－1783）命名的Eulerian数。n阶MOLS的数量用$N(n)$表示。因此，当n是质数或质数的幂时，$N(n)=n-1$（参见练习4.9）。接下来的例子说明，当n是质数时构造MOLS(n)的简单过程。

例4.14 我们采用一个简单过程来构造MOLS(5)。给定符号集$S=\{1,2,3,4,5\}$，首先构造出一个5阶拉丁方阵。这可以通过前面描述的方法实现，即通过将矩阵中前一行中的元素向左移动一个位置来生成后一行。第一行是S中所有符号的简单排列，排列的顺序无关紧要。下面是MOLS(5)中的一个矩阵。

$$M_1=\begin{matrix}1&2&3&4&5\\2&3&4&5&1\\3&4&5&1&2\\4&5&1&2&3\\5&1&2&3&4\end{matrix}$$

接下来，从矩阵M_1得到矩阵M_2：M_2的第1行与M_1的相同；将M_1第1行左移2个位置作为M_2的第2行；依次将M_2的第2、3、4行左移2个位置作为其第3、4、5行。

$$M_2=\begin{matrix}1&2&3&4&5\\3&4&5&1&2\\5&1&2&3&4\\2&3&4&5&1\\4&5&1&2&3\end{matrix}$$

从矩阵 M_1 得到矩阵 M_2：M_2 的第 1 行与 M_1 的相同；将 M_1 第 1 行左移 3 个位置作为 M_2 的第 2 行；依次将 M_1 的第 2，3，4 行左移 3 个位置作为其第 3，4，5 行。

$$M_3=\begin{matrix}1&2&3&4&5\\4&5&1&2&3\\2&3&4&5&1\\5&1&2&3&4\\3&4&5&1&2\end{matrix}$$

从矩阵 M_1 得到矩阵 M_4：M_4 的第 1 行与 M_1 的相同；将 M_1 第 1 行左移 4 个位置作为 M_4 的第 2 行；依次将 M_4 的第 2，3，4 行左移 4 个位置作为其第 3，4，5 行。

$$M_4=\begin{matrix}1&2&3&4&5\\5&1&2&3&4\\4&5&1&2&3\\3&4&5&1&2\\2&3&4&5&1\end{matrix}$$

这样，得到 MOLS(5) = $\{M_1, M_2, M_3, M_4\}$。很容易通过将它们两两叠加证明 MOLS(5) 的元素确实都是相互正交的。例如，将 M_2 和 M_4 叠加，得到下面一个每个元素都只出现一次的矩阵。

$$\begin{matrix}11&22&33&44&55\\35&41&52&13&24\\54&15&21&32&43\\23&34&45&51&12\\42&53&14&25&31\end{matrix}$$

上述例子介绍的方法只保证在 n 是质数或质数的幂情况下能有效构造出 MOLS(n)。对于 n 的其他值，MOLS(n) 的最大个数是 $n-1$。当然，当 n 不是质数或质数的幂时，可以采用其他方法构造 MOLS(n)。这些方法不在本书的介绍范围之内。对于不是质数或质数幂的 n，不存在可能构造出最大 MOLS(n) 的通用方法。CRC 组合设计手册（参见本章的参考文献注释部分）列出了对于不同 n 的 MOLS 集合。

4.6 对偶设计：二值参数

现在介绍从参数组合全集中选择子集的技术。首先，关注其配置或输入空间可被建模为参数组合的程序，其中，每个参数只能取一个或两个值。我们关心从该参数组合的全集中选择能够覆盖所有参数取值对的子集。

每个选择上的参数组合将生成至少一个用于被测程序的测试输入或测试配置。如前所述，参数组合的全集可能太大，从而完成测试过程不切实际，由此需要选择一个子集。

为了说明从参数组合全集中选择一个子集的过程，假设被测程序要求 3 个输入，每个对应

一个输入变量。每个输入变量有两个可能的取值。把每个输入变量考虑为一个参数，参数组合的总数是$2^3=8$。令X，Y，Z表示3个输入变量，$|X_1, X_2|$，$|Y_1, Y_2|$和$|Z_1, Z_2|$是其各自的取值范围。这3个参数所有可能的组合如下：

$$\begin{array}{ll}(X_1, Y_1, Z_1) & (X_1, Y_1, Z_2)\\ (X_1, Y_2, Z_1) & (X_1, Y_2, Z_2)\\ (X_2, Y_1, Z_1) & (X_2, Y_1, Z_2)\\ (X_2, Y_2, Z_1) & (X_2, Y_2, Z_2)\end{array}$$

我们关心的是生成能够覆盖输入参数的每个取值对的测试用例集，也就是说输入参数的每个取值对至少在一个测试用例中出现。总共有12个这样的取值对，即(X_1, Y_1)，(X_1, Y_2)，(X_1, Z_1)，(X_1, Z_2)，(X_2, Y_1)，(X_2, Y_2)，(X_2, Z_1)，(X_2, Z_2)，(Y_1, Z_1)，(Y_1, Z_2)，(Y_2, Z_1)，(Y_2, Z_2)。这样的话，以下4种组合就足够了：

$$\begin{array}{ll}(X_1, Y_1, Z_1) & (X_1, Y_2, Z_2)\\ (X_2, Y_1, Z_2) & (X_2, Y_2, Z_1)\end{array}$$

上述4种组合的集合亦称为一个对偶设计。此外，由于每个值出现的次数一样，这是一个均衡设计。还有一些包含4组合的集合，它们也覆盖了所有12个取值对（参见练习4.8）。

注意，正因为只要求对输入参数取值对的覆盖，才使所需的测试数量就从8减少到了4，减少了50%。由于三元、四元和更高阶设计导致的组合数量将极其庞大，这就要求我们更应关注于输入参数取值对覆盖。

现在，概括一下具有$n(n\geqslant 2)$个参数，每个参数取1个或者2个值的对偶设计问题。为此，定义S_{2k-1}为所有长度为$2k-1$的二进制串的集合，每个串包含k个1。在集合S_{2k-1}中包含了$\binom{2k-1}{k}$个串。注意，$\binom{n}{k}=\dfrac{!n}{!(n-k)!k}$。

例4.15 对于$k=2$的情况，S_3有$\binom{3}{2}=3$个长度为3的字符串，每个字符串含有两个1。所有字符串列出如下，其中列号代表字符串中的位置，行号代表字符串的序数。

	1	2	3
1	0	1	1
2	1	0	1
3	1	1	0

对于$k=3$，S_5含有$\binom{5}{3}=10$个长度为5的二进制串，每个串含有3个1。所有字符串列出如下，其中列号代表字符串中的位置，行号代表字符串的序数。

	1	2	3	4	5
1	0	0	1	1	1
2	0	1	1	1	0
3	1	1	1	0	0
4	1	0	1	1	0
5	0	1	1	0	1
6	1	1	0	1	0
7	1	0	1	0	1
8	0	1	0	1	1
9	1	1	0	0	1
10	1	0	0	1	1

给定二值参数的数量，可用以下过程生成对偶设计。按其原创者之名将此过程命名为SAMNA过程（详情请参见本章参考文献注释部分）。

生成对偶设计的过程 SAMNA

输入：n，二值输入变量（参数）的数量。

输出：覆盖了所有输入参数取值对的一组参数组合。

Begin of SAMNA

/* X_1，X_2，…，X_n 代表 n 个输入变量。

X_i^* 表示变量 X_i 两个可能取值中的一个，$1 \leqslant i \leqslant n$。每个变量的两个取值分别对应于0和1。

*/

步骤1　计算使得 $n \leqslant |S_{k-1}|$ 的最小整数 k。

步骤2　从 S_{k-1} 中任意选择 n 个字符串，并使其形成一个 $n \times (2k-1)$ 矩阵，其中每行形成一个字符串，而每列则对应字符串中的不同位。

步骤3　在所选择的这 n 个字符串的末尾都加上一个0。这样，每个字符串的长度从 $2k-1$ 增加到了 $2k$。

步骤4　$2k$ 列中的每一列都包含一个位模式，由此生成如下的参数值组合。每个组合都是 $(X_1^*, X_2^*, \cdots, X_n^*)$ 的形式，其中每个变量的取值根据该列中第 i 位（$1 \leqslant i \leqslant n$）是0还是1来选择。

End of SAMNA

例4.16　考虑一个简单的Java小程序ChemFun。该程序允许用户创建一个化学元素的内存数据库，并具有查询元素的功能。该程序有5个输入变量，其可能取值如下。我们将输入变量作为参数。为简单起见，假定每个输入变量有两个可能取值。

参　数	名　称	取　值	备　注
1	Operation	{Create, Show}	两个按钮
2	Name	{Empty, Nonempty}	数据字段，输入为字符串
3	Symbol	{Empty, Nonempty}	数据字段，输入为字符串
4	Atomic number	{Invalid, Valid}	数据字段，输入为大于0的数值
5	Properties	{Empty, Nonempty}	数据字段，输入为字符串

该程序通过“Create”和“Show”按钮提供两种操作。按下Create按钮，将与元素有关的数据记录送数据库，例如元素名称、原子数等。但是，该程序要求在存储数据前执行简单的检查。如果检查失败或者输入的数据没有被保存，就会通知用户。Show操作查询与4个数据字段中输入的信息匹配的数据。

注意，每个数据字段都可能有大量的取值。例如，在原子数字段，用户可以输入几乎任何键盘字符组成的字符串。但是，利用等价类划分方法可减少用于测试ChemFun所需的数据量。

测试所有可能的参数组合，需要进行 $2^5 = 32$ 个测试用例。但是，如果只是关注测试所有5个参数的取值对组合，只需要6个测试用例。现在来说明这6个测试用例是怎样通过SAMNA过程得到的。

输入：$n = 5$ 个参数。

输出：覆盖了所有输入参数取值对的一组参数组合。

步骤1　计算满足 $n \leqslant |S_{k-1}|$ 的最小整数 k。在本例中，$k = 3$。

步骤2 从S_{2k-1}中选择由任何n个字符串构成的子集，将其排列成一个$n\times(2k-1)$矩阵，其中每行代表一个字符串，每列包含着各字符串中的某位。

我们选择例4.15列出的S_5的10个字符串中的前5个，将其随意排列成如下矩阵：

	1	2	3	4	5
1	0	0	1	1	1
2	0	1	1	1	0
3	1	1	1	0	0
4	1	0	1	1	0
5	0	1	1	0	1

步骤3 给选择的每个字符串末尾添加0，这样就把每个字符串的长度从$2k-1$增加到了$2k$。

给上述矩阵添加一列全0，得到以下5×6矩阵：

	1	2	3	4	5	6
1	0	0	1	1	1	0
2	0	1	1	1	0	0
3	1	1	1	0	0	0
4	1	0	1	1	0	0
5	0	1	1	0	1	0

步骤4 $2k$列中的每一列都包含一个位模式，由此生成如下的参数值组合。每个组合都是$(X_1^*, X_2^*, \cdots, X_n^*)$的形式，其中每个变量的取值根据该列中第$i$位$(1\leqslant i\leqslant n)$是0还是1来选择。

以下参数组合是通过用每个参数的对应取值替换上述矩阵中0和1得到的。在此，假定前面列出的各参数两个取值中的第一个对应0，第二个对应1。

	1	2	3	4	5	6
1	Create	Create	Show	Show	Show	Create
2	Empty	NE	NE	NE	Empty	Empty
3	Nonempty	NE	NE	Empty	Empty	Empty
4	Valid	Invalid	Valid	Valid	Invalid	Invalid
5	Empty	NE	NE	Empty	NE	Empty

NE, Nonempty.

上述矩阵中列出的6个参数组合，每个对应一列。如4.2节所述，现在每个组合可以用来生成一个或多个测试用例。以下是用于测试ChemFun的6个测试用例：

```
T={ t1: < Button = Create, Name = "", Symbol = "C",
        Atomic number = 6, Properties = "" >
    t2: < Button = Create, Name = "Carbon", Symbol = "C",
        Atomic number = -6, Properties = "Non-metal" >
    t3: < Button = Show, Name = "Hydrogen", Symbol = "C",
        Atomic number = 1, Properties = "Non-metal">
    t4: < Button = Show, Name = "Carbon", Symbol = "C",
        Atomic number = 6, Properties = "">
    t5: < Button = Show, Name = "", Symbol = "",
        Atomic number = -6, Properties = "Non-metal">
    t6: < Button = Create, Name = "", Symbol = "",
        Atomic number = -6 , Properties = "" >
}
```

过程 SAMNA 中步骤 2 得到的由 0，1 组成的 5×6 矩阵有时又被称作组合对象。过程 SAMNA 是一种生成组合对象的方法，以下章节还会介绍其他几种方法。

每种生成组合对象的方法都有其自身的优缺点，这往往是依据生成的测试用例或测试配置的总数来衡量的。在软件测试中，我们关心的是能够生成覆盖所有输入组合的最小测试用例或测试配置集合的方法。通常，我们关心覆盖二元输入组合，虽然有时也关心三元、四元甚至多元输入组合。

4.7 对偶设计：多值参数

许多实际的测试输入是由一个或多个参数构成的，其中每个参数的值超过两个选择。本节将介绍当 a）参数数量大于等于 2；b）每个参数的取值个数大于 2；c）所有参数都有相同个数的取值时，怎样使用 MOLS 构造测试输入。

下面给出在每个参数取值个数都超过 2 的情况下生成测试输入的过程。当测试输入包括 n 个参数时，该过程使用了 MOLS(n)。

采用相互正交拉丁方阵生成对偶设计的过程 PDMOLS

输入：n，参数的数量。

输出：一组能够覆盖所有取值对的参数组合。

Begin of PDMOLS

/* F_1^*，F_2^*，…，F_n^*代表 n 个参数；

X_{ij}^*代表第 i 个参数的第 j 个取值。

*/

步骤 1 将参数重新排列为 $F_1, F_2, \cdots, F_n$ 以满足以下顺序约束条件：

$$|F_1| \geqslant |F_2| \geqslant \cdots \geqslant |F_{n-1}| \geqslant |F_n|$$

令 $b = |F_1|$，$k = |F_2|$。注意，当两个或更多参数间具有相同取值个数时，可能有两种或更多种排序方式。

步骤 2 准备一个包含 n 列、$b \times k$ 行的表格，$b \times k$ 行被分成 b 块，每块 k 行。各列分别标记为 F_1，F_2，…，F_n。当所有参数都有相同取值个数时，下面是一个 $n = b = k = 3$ 的样表：

块	行	F_1	F_2	F_3
1	1			
	2			
	3			
2	1			
	2			
	3			
3	1			
	2			
	3			

步骤 3 在第 1 块中用 1 填满第 F_1 列，在第 2 块中则用 2 填满第 F_1 列，依此类推。第 1 块第 F_2 列的第 1 到第 k 行则分别以 1，2，…，k 顺序填入。对剩下的块重复以上操作。第 F_1、F_2 列填好后的样表如下：

块	行	F_1	F_2	F_3
1	1	1	1	
	2	1	2	
	3	1	3	
2	1	2	1	
	2	2	2	
	3	2	3	
3	1	3	1	
	2	3	2	
	3	3	3	

步骤4 求 k 阶 $s=n(k)$ 的 MOLS。用 M_1，M_2，…，M_s 表示这些 MOLS。注意，$k>1$ 时 $s<k$。回想一下在4.5节中，最多有 $k-1$ 个 k 阶 MOLS，并且当 k 是质数的时候取最大值。

步骤5 将 M_1 第1列填入第1块的第 F_1 列，M_2 第2列填入第2块的第 F_2 列，依此继续。如果块数 $b>k$，则再使用 M_1 的各列填入剩余的 $b-k$ 个块中的第 F_1 列。重复此过程，将 MOLS M_2 到 M_s 的各列填入到各块的第 F_2 到第 F_s 列中。如果 $s<n-2$，则随机选择对应参数的值填入剩余的列。以下 $n=k=3$ 的样表是采用例4.13中的 M_1 建立的。

块	行	F_1	F_2	F_3
1	1	1	1	1
	2	1	2	2
	3	1	3	3
2	1	2	1	2
	2	2	2	3
	3	2	3	1
3	1	3	1	3
	2	3	2	1
	3	3	3	2

步骤6 以上表格列出了9个参数组合，每行对应一个参数组合。如4.2部分所述，每个组合可以生成一个或多个测试输入。在许多实际情况下，使用上述步骤生成的测试输入需要进行修正，以满足对参数的限制条件以及应对取值个数少于 k 的参数。没有处理这种特例的通用算法。本章余下部分中的例子和练习介绍了几个处理特定情况的方法。

End of PDMOLS

PDMOLS过程可用于生成确保覆盖所有参数值组合的测试输入。很容易检验，这样生成的测试输入数量通常比所有可能的组合少得多。例如，若参数个数为3、每个参数有3个取值时，输入组合的总数是27。然而，采用MOLS方法生成的测试输入只有9个。

应用软件往往对参数施加约束，致使某些取值组合在实际运行中要么不可能出现、要么不期望出现。下面这个相当长的例子说明如何在更复杂的情况下使用PDMOLS方法。

例4.17 DNA测序是生物学家及其他研究人员的一项常见科研活动。可用一些基因检测设备来对提交的DNA样品进行测序。美国密歇根州底特律市的韦恩州立大学医学院的应用遗传技术中心（AGTC）就有这种设备。DNA样品的提交是通过AGTC的一个软件完成的，我们将此软件称为AGTCS。

假设AGTCS能在各种不同的软硬件平台上工作。因此，当为AGTCS编制测试计划时，硬件平台和操作系统是两个需要考虑的参数。此外，AGTCS的用户（称为PI）在提交样品之前

要么已有用 ACTCS 创建的档案，要么得用 ACTCS 新创建一个档案。ACTCS 只支持有限的几个浏览器。ACTCS 总共有 4 个输入参数，其取值如下表所示：

参　数	取　值			
F_1：硬件（H）	PC	Mac		
F_2：操作系统（O）	Windows 2000	Windows XP	OS9	OS10
F_3：浏览器（B）	Explorer	Netscape6.x	Firefox	Mozilla
F_4：用户（P）	新用户	老用户		

很明显，上表中的每个参数还可以考虑更多的取值。但是为了简单起见，我们只考虑上表中的取值。

上表中的参数有 64 种取值组合。然而，PC 和 Mac 要分别运行其专用操作系统，组合数量就减少到 32，其中对应 PC 和 Mac 的分别有 16 个组合。注意，每个组合导致一种测试配置。相比在所有 32 种配置下测试 ACTCS，我们更关心的是在能覆盖所有可能参数取值对的配置下测试 ACTCS。

现在，我们可以至少有两种方法来着手设计测试配置。一种方法是将在 PC 和 Mac 上的测试作为两个不同的问题，并分别独立设计测试用例。练习 4.12 要求读者采用此方法设计测试用例，并比较其相比本例中使用的第二种方法的优点。

采用本例使用的方法，将得到一系列满足操作系统约束条件的通用测试用例。我们现在采用过程 PDMOLS 的一个改进版本生成测试用例。用 $|F|$ 表示参数 F 取值的个数。

输入：$n=4$ 个参数，$|F_1|=2$，$|F_2|=4$，$|F_3|=4$，$|F_4|=2$。

输出：一组能够覆盖所有取值对的参数组合。

步骤 1　将参数重新标记为 F_1，F_2，F_3，F_4，以使 $|F_1| \geqslant |F_2| \geqslant |F_3| \geqslant |F_4|$。这样，我们有 $F_1=F'_2$，$F_2=F'_3$，$F_3=F'_1$，$F_4=F'_4$，$h=k=4$。注意，也可能有不同的排序方式，因为 $|F_1|=|F_4|$，$|F_2|=|F_3|$。但是，任何满足顺序约束条件的排序都要保持 h，k 的值为 4。

步骤 2　准备一个包含 4 列，$h \times k=16$ 行的表格，16 行被分为 4 块，每块 4 行。将表的各列标记为 F_1，F_2，F_3，F_4。

块	行	$F_1(O)$	$F_2(B)$	$F_3(H)$	$F_4(P)$
1	1				
	2				
	3				
	4				
2	1				
	2				
	3				
	4				
3	1				
	2				
	3				
	4				
4	1				
	2				
	3				
	4				

步骤 3　在第 1 块中用 1 填满第 F_1 列，在第 2 块中则用 2 填满第 F_1 列，依此类推。第 1 块第 F_2 列的第 1 到第 4 行则分别以 1，2，3，4 顺序填入。对剩下的块重复以上

操作。第 F_1，F_2 列填好后的表如下：

块	行	$F_1(O)$	$F_2(B)$	$F_3(H)$	$F_4(P)$
1	1	1	1		
	2	1	2		
	3	1	3		
	4	1	4		
2	1	2	1		
	2	2	2		
	3	2	3		
	4	2	4		
3	1	3	1		
	2	3	2		
	3	3	3		
	4	3	4		
4	1	4	1		
	2	4	2		
	3	4	3		
	4	4	4		

步骤4 求4阶MOLS。因为4不是质数，不能使用例4.13中描述的过程。在这种情况下，可以要么直接采用一组预定义的MOLS，要么采用本书没有介绍但在参考文献注释中提到的方法自己构造一组新的MOLS。我们选择前者，得到以下3个4阶MOLS：

$$\boldsymbol{M}_1=\begin{bmatrix}1&2&3&4\\2&1&4&3\\3&4&1&2\\4&3&2&1\end{bmatrix},\ \boldsymbol{M}_2=\begin{bmatrix}1&2&3&4\\3&4&1&2\\4&3&2&1\\2&1&4&3\end{bmatrix},\ \boldsymbol{M}_3=\begin{bmatrix}1&2&3&4\\4&3&2&1\\2&1&4&3\\3&4&1&2\end{bmatrix}$$

步骤5 现在将Step 3中构造的表格中剩余两列也填上。由于只需再填两列，所以使用 $\boldsymbol{M}_1$ 和 $\boldsymbol{M}_2$ 中的元素即可。最终的组合设计如下：

块	行	$F_1(O)$	$F_2(B)$	$F_3(H)$	$F_4(P)$
1	1	1	1	1	1
	2	[1]	2	[2]	3*
	3	1	3	3*	4*
	4	1	4	4*	2
2	1	[2]	1	[2]	2
	2	2	2	1	4*
	3	2	3	4*	3*
	4	2	4	3*	1
3	1	3	1	3*	3*
	2	3	2	4*	1
	3	[3]	3	[1]	2
	4	3	4	2	4*
4	1	4	1	4*	4*
	2	4	2	3*	2
	3	4	3	2	1
	4	[4]	4	[1]	3*

用方框框起来的数字表示该取值对不满足操作系统约束条件；带*号的数字表示该取值是不可能的。

步骤6 采用上表中的16个组合，我们可以获得用于测试ACTC5的16种不可测试配置。但是，在我们进行测试输入设计之前，还需要解决两个问题。一个问题是参数F_3和F_4只能取1或2，而上表中包含有这两个参数的不可能取值，这些不可能取值用*号标出来了。一个删除不可能取值的简单办法是用参数的任意可能取值替换掉不可能取值。另一个问题是有些配置不满足操作系统约束条件。在上表中用方框标出了4个这样的配置。例如，第3块第3行的参数F_1，该参数表示的是硬件平台，此处其取值为PC，而表示操作系统的参数F的取值为Mac OS 9。

显然，删除这些行将导致某些取值对不能被覆盖，所以不能简单地删除这些行。例如，删除第3块第3行的话，将使以下5个取值对不能被覆盖：

$(F_1=3, F_2=3)$，$(F_1=3, F_4=2)$，$(F_2=3, F_3=1)$，$(F_2=3, F_5=2)$，$(F_1=1, F_2=2)$

我们按照如下两个步骤删除掉这些相互矛盾的组合，并能保持对所有取值对的覆盖。第一步，修改带方框的那4行，以使其满足约束条件。但是，这样做仍有些取值对不能被覆盖。第二步，增加新的取值组合，以使能覆盖那些在第一步中因修改而未被覆盖的取值对。

在修改后的组合设计中，把参数F_3，F_4的不可能取值替换成了可能取值（参见练习4.10）。下表中着重标出了进行过替换的地方。同样，“无关紧要”取值也用短横线（–）标记出来了。当设计测试配置时，为生成有效的测试输入，有时还得选择“无关紧要”的取值。

块	行	$F_1(O)$	$F_2(K)$	$F_3(H)$	$F_4(P)$
1	1	1	1	1	1
	2	1	2	[1]	1
	3	1	3	1	2
	4	1	4	2	2
2	1	2	1	[1]	2
	2	2	2	1	1
	3	2	3	1	2
	4	2	4	2	1
3	1	2	1	1	1
	2	2	2	2	1
	3	[1]	3	1	2
	4	2	4	2	2
4	1	4	1	2	2
	2	4	2	1	2
	3	4	3	2	1
	4	[3]	4	1	1
5	1	–	2	2	1
	2	–	1	2	2
	3	2	3	–	2
	4	4	4	–	1

用方框框起来的数字表示为满足操作系统约束条件该取值进行了修改。“无关紧要”取值用“–”号表示，其取值可以是该参数的任意取值。在选择“无关紧要”时一定要注意到这是操作系统约束条件。

很容易从上述设计中获得20组测试输入。回想一下，如果使用穷力方法我们将总共得到32组测试输入。然而，通过使用PIMOLS过程，能减少12组测试输入。通过删除第5块第2

行还可以进一步减少测试输入的数量，因为有了第4块第1行之后它就是多余的了（参见练习4.11）。

采用 MOLS 进行测试设计的不足

尽管采用 MOLS 设计测试输入的方法已经用于实践了，但它仍然存在如下不足之处：

1）针对要处理的问题未必存在足够数量的 MOLS。作为例证，在例4.17中，我们只需要2个4阶 MOLS 存在。但是，如果参数数量增加，比如说增加到6，而 $k=4$ 不变，则我们就缺少1个 MOLS，因为只存在3个4阶 MOLS。正如前面在过程 PDMOLS 的步骤5中所述，通过对其余参数所在列的值运行随机生成弥补了 MOLS 不够的问题。

2）尽管 MOLS 方法能够辅助生成均衡化的组合设计，但在所有取值对被覆盖相同次数的情况下，得到的测试输入数量往往比采用其他方法得到的更多。例如，将过程 PDMOLS应用到例4.16中将生成9个 GUI 测试用例，而采用过程 SAMNA 仅生成6个测试用例。

人们还提出了在软件测试中生成组合设计的其他几种方法。最常用的方法是基于正交矩阵、覆盖矩阵、混合取值覆盖矩阵和参数内排序（in-parameter order）思想的。这些方法在下面几节中介绍。

4.8 正交矩阵

正交矩阵是一个 $N \times k$ 矩阵，其各元素均来自于包含 s 个符号的有限集 S，任何 $N \times t$ 子矩阵包含每个 t 元组正好同样的次数。这种正交矩阵用 $OA(N, k, s, t)$ 表示。正交矩阵的索引使用 λ 表示，$\lambda = N/s^t$，N 表示运行次数，t 是正交矩阵的强度。

当在软件测试中采用正交矩阵时，其每列对应一个参数，列元素对应该参数的各取值。每次运行，即正交矩阵的一行，生成一个测试用例或测试输入。下面的例子介绍简单正交矩阵的一些性质。

例4.18 以下是一个强度为2、包含4次运行的正交矩阵。它的元素取自集合 $\{1, 2\}$。该矩阵记为 $OA(4, 3, 2, 2)$。注意，k 的值是3，由此标记各列为 F_1，F_2，F_3，以表示3个参数。

运行	F_1	F_2	F_3
1	1	1	1
2	1	2	2
3	2	1	2
4	2	2	1

上述矩阵的索引 λ 是 $4/2^2 = 1$，表示每个取值对（$t=2$）在任何 4×2 子矩阵中刚好出现1次（$\lambda = 1$）。总共有 $s^t = 2^2 = 4$ 个取值对，即（1，1），（1，2），（2，1）和（2，2）。只要观察一下该矩阵就能很容易验证，4个取值对中的每一对在每个 4×2 子矩阵中都只出现一次。

下面的正交矩阵有9次运行、强度为2、4个参数的值域都是 $\{1, 2, 3\}$。该矩阵表示为 $OA(9, 4, 3, 2)$，其索引为 $9/3^2 = 1$。

运行	F_1	F_2	F_3	F_4
1	1	1	1	1
2	1	2	2	3
3	1	3	3	2
4	2	1	2	2
5	2	2	3	1
6	2	3	1	2
7	3	1	3	2
8	3	2	1	2
9	3	3	2	1

由 1, 2, 3 可能形成9个取值对。同样，很容易验证这9个取值对的每一个在上述矩阵的任何 9×2 子矩阵中正好出现一次。

正交矩阵也可表示成其他形式。如 $L_N(s^k)$，表示一个有 N 次运行的正交矩阵，其 k 个参数的值域是一个包含 s 个符号的集合。这里强度 t 假设为2。采用这种表示形式，例4.18中的两个矩阵分别表示为 $L_4(2^3)$ 和 $L_9(3^4)$。

人们有时采用 L_N 这种更加简单的形式来表示正交矩阵，它忽略了其余3个参数 k，s 和 t，假定这些参数可以由上下文判断出来。采用这种表示形式，例4.18中的两个矩阵分别表示为 L_4，L_9。我们更倾向于采用 $OA(N, k, s, t)$ 这种表示形式。

混合取值正交矩阵

例4.18中的正交矩阵也称为固定取值正交矩阵。这是因为，设计这种矩阵时假定所有参数的取值集合都相同。如4.1.2小节所述，许多实际情况并非如此。在许多情况下，软件有不止一个参数，每个参数的取值集合都不同。混合取值正交矩阵就是在这种情况下设计测试输入的有效方法。

强度为 t 的混合取值正交矩阵用 $MA(N, s_1^{k_1}s_2^{k_2}\cdots s_n^{k_n}, t)$ 表示，其含义是在 N 次运行中 k_1 个参数取值为 s_1，k_2 个参数取值为 s_2，以此类推，参数总数为 $\sum_{i=1}^{n}k_i$。

用于计算正交矩阵索引 λ 的公式不适用于混合取值正交矩阵，因为每个参数的取值个数是个变量。由于任何 $N\times t$ 子矩阵都包含了列向于 t 列的每个 t 元组同样的 λ 次，正交矩阵的均衡性质保持不变。接下来的例子介绍两个混合值正交矩阵。

例4.19 下面是一个混合取值正交矩阵 $MA(8, 2^4 4^1, 2)$，它可用来为某个软件生成测试输入，该软件包含5个参数，其中4个参数的取值个数皆为2，1个参数的取值个数为4。

运行	F_1	F_2	F_3	F_4	F_5
1	1	1	1	1	1
2	2	2	2	2	1
3	1	1	2	2	2
4	2	2	1	1	2
5	1	2	1	2	3
6	2	1	2	1	3
7	1	2	2	1	4
8	2	1	1	2	4

注意，在以上矩阵的任何8×2子矩阵中，每个可能的取值对正好出现同样的次数，在这个意义上该矩阵是均衡的。例如，在最左边两列中，每个取值对正好出现两次。在第1和第3列中，每个取值对也正好出现两次。在第1列和第5列中每个取值对正好出现一次。

接下来的例子是 $MA\ (16, 2^6 4^1, 2)$。该矩阵可用于为含9个参数的软件生成测试输入，其中有6个是二值参数，分别标记为 F_1、F_2、F_3、F_4、F_5、F_6；其他3个参数，每个都有4个可能的取值，分别标记为 F_7、F_8、F_9。

运行	F_1	F_2	F_3	F_4	F_5	F_6	F_7	F_8	F_9
1	1	1	1	1	1	1	1	1	1
2	2	2	1	2	1	2	1	3	3
3	1	2	2	2	2	1	3	1	3
4	2	1	2	1	2	2	3	3	1
5	1	1	2	2	2	2	1	4	4
6	2	2	2	1	2	1	1	2	2
7	1	2	1	1	1	2	3	4	2
8	2	1	1	2	1	1	3	2	4
9	2	2	1	1	2	2	4	1	4
10	1	1	1	2	2	1	4	3	2
11	2	1	2	2	1	2	2	1	2
12	1	2	2	1	1	1	2	3	4
13	2	2	2	2	1	1	4	4	1
14	1	1	2	1	1	2	4	2	3
15	2	1	1	1	2	1	2	4	3
16	1	2	1	2	2	2	2	2	1

例4.20 在例4.2中有3个二值参数和1个三值参数。以下混合矩阵 $MA\ (12, 2^3 3^1, 2)$ 可生成12种测试输入。这表示对在线比萨外卖服务系统的全面测试总共需要12种测试输入。

运行	尺寸	配料	地址	电话
1	1	1	1	1
2	1	1	2	1
3	1	2	1	2
4	1	2	2	2
5	2	1	1	2
6	2	1	2	2
7	2	2	1	1
8	2	2	2	1
9	3	1	1	2
10	3	1	2	1
11	3	2	1	1
12	3	2	2	2

下面是使用上述 $MA(12, 2^{3}3^{1}, 2)$ 导出的对在线比萨外卖服务系统的测试集。为了得到下面的设计，假定参数“尺寸”的第 1、第 2、第 3 个取值分别为“Large”、“Medium”、“Small”。同样，剩下 3 个参数的第 1、第 2 个取值分别映射到它们在例 4.2 中各自的值，第 1 个取值即是最左边的取值，第 2 个取值即是最右边的取值。注意，这里参数取值序数与参数实际取值之间的映射是任意的，并不会对测试输入的产生造成任何影响。

运行	尺寸	配料	地址	电话
1	Large	Custom	Valid	Valid
2	Large	Custom	Invalid	Valid
3	Large	Preset	Valid	Invalid
4	Large	Preset	Invalid	Invalid
5	Medium	Custom	Valid	Invalid
6	Medium	Custom	Invalid	Invalid
7	Medium	Preset	Valid	Valid
8	Medium	Preset	Invalid	Valid
9	Small	Custom	Valid	Invalid
10	Small	Custom	Invalid	Valid
11	Small	Preset	Valid	Valid
12	Small	Preset	Invalid	Invalid

很容易验证，所有可能的参数组合对在上述测试设计中都被覆盖了。在上述 12 种输入下测试在线比萨外卖服务系统很有可能检测出一些参数两两组合错误。

到目前为止，我们探讨了生成均衡组合设计的技术，并说明了如何采用该技术生成测试输入以及测试集。虽然在统计试验中往往认为均衡性是必要的，但在软件测试中并不总是如此。例如，如果已经测试了一对特定的参数值，一般没有必要对同一对参数值再次进行测试，除非已发现该软件的运行具有不确定性。为保证测试结果的可重复性，可以对同一对参数值重新进行测试。因此，对于运行结果确定的软件，或者并不关注可重复性的测试，可以降低均衡性要求，继而采用覆盖矩阵或混合取值覆盖矩阵进行组合设计，这正是下一节将要讨论的主题。

4.9 覆盖矩阵与混合取值覆盖矩阵

4.9.1 覆盖矩阵

一个覆盖矩阵 $CA(N, k, s, t)$ 是一个 $N \times k$ 矩阵，其中矩阵的各元素来自于包含 s 个符号的有限集 S，每个 $N \times t$ 子矩阵包含每个可能的 t 元组至少 λ 次。与正交矩阵一样，在这里，N 表示运行（即行）的数量，k 表示参数的个数，s 表示每个参数的取值个数，t 表示强度，λ 表示索引。当为软件设计测试用例或测试输入时，通常使用 $\lambda = 1$。

覆盖矩阵与正交矩阵之间存在着显著差异。在任何 $N \times t$ 子矩阵中，正交矩阵 $OA(N, k, s, t)$ 覆盖每个可能的 t 元组正好 λ 次，而覆盖矩阵 $CA(N, k, s, t)$ 则覆盖每个可能的 t 元组至少 λ 次。因此，覆盖矩阵不满足正交矩阵的均衡性要求。这个差异导致覆盖矩阵往往比正交矩阵规模小。覆盖矩阵通常又被称作非均衡设计。

当然，我们更关心的是最小覆盖矩阵。这种覆盖矩阵包含的测试运行（及行）数量最小。

例 4.21 一个强度为 2、包含 5 个二值参数的正交覆盖矩阵需要 8 次运行，表示为 OA

(8, 5, 2, 2)。但是，一个包含相同参数的覆盖矩阵只需要6次运行。因此，在这种情况下，如果我们使用覆盖矩阵代替正交矩阵就可以省去两种测试输入。两个矩阵如下：

$OA(8, 5, 2, 2)$ =

运行	F_1	F_2	F_3	F_4	F_5
1	1	1	1	1	1
2	2	1	1	2	2
3	1	2	1	2	1
4	1	1	2	1	2
5	2	2	1	1	2
6	2	1	2	2	1
7	1	2	2	2	2
8	2	2	2	1	1

$CA(6, 5, 2, 2)$ =

运行	F_1	F_2	F_3	F_4	F_5
1	1	1	1	1	1
2	2	2	1	2	1
3	1	2	2	1	2
4	2	1	2	2	2
5	2	2	1	1	2
6	1	1	1	2	2

4.9.2 混合取值覆盖矩阵

混合取值覆盖矩阵类似于混合取值正交矩阵，都是实用的设计方法，因为二者都允许参数从不同的集合中取值。一个混合取值覆盖矩阵表示为 $MCA(N, s_1^{k_1}s_2^{k_2}\cdots s_v^{k_v}, t)$，表示一个满足 $Q = \sum_{i=1}^{v} k_i$ 的 $N \times Q$ 矩阵，且其中每个 $N \times t$ 子矩阵包含每个 t 元组至少一次。

混合取值覆盖矩阵的行数一般小于混合取值正交矩阵，且更适用于软件测试。下面的例子介绍一个 $MCA\ (6, 2^1 3^1, 2)$。与例4.20中的 $MA\ (12, 2^1 3^1, 2)$ 相比，减少了6种测试输入。

运行	尺寸	配料	地址	电话
1	1	1	1	1
2	2	2	1	2
3	3	1	2	2
4	1	2	2	2
5	2	1	2	1
6	3	2	1	1

注意，上述矩阵是不均衡的，因此不是混合取值正交矩阵。例如，(1, 1) 在“地址”列和“电话”列中出现了两次，但 (1, 2) 在相同的两列只出现了一次。然而，这种不均衡不会影响软件测试过程的可靠性，因为“地址”与“电话”4个可能的取值对中的每一个都被覆盖了，其必然会在某种测试输入中出现。出于完整性的考虑，我们在下面列出了对在线比萨外卖服务系统的6种测试输入。

运行	尺寸	配料	地址	电话
1	Large	Custom	Valid	Valid
2	Medium	Preset	Valid	Invalid
3	Small	Custom	Invalid	Invalid
4	Large	Preset	Invalid	Invalid
5	Medium	Custom	Invalid	Valid
6	Small	Preset	Valid	Valid

4.10 强度大于2的矩阵

在前面的章节中，我们讨论了强度为2的各种组合设计。使用这种设计生成测试，主要目的是发现因参数两两组合造成的错误。为了使软件的正确性达到更高的可信度，有时需要更大强度的组合设计。因此，比如 $t=3$ 的组合设计将产生以三元组合为目标的测试。在生成的测试数量方面，这种设计通常比 $t=2$ 的设计代价更大。下面的例子介绍 $t=3$ 的组合设计。

例4.22 起搏器是用于自动调整心脏异常状况的医疗设备。该设备由一个软件控制，软件中包含几个涉及感应、计算、控制心率的复杂算法。测试一个典型的现代起搏器是一项严肃且复杂的任务，其中的一个方面就是对输入参数取值的组合进行测试。下表只列出了控制起搏器操作的多个参数中的5个参数及其取值。

参 数	取 值		
调搏方式	AAI	VVI	DDD-R
QT间期	正常	加长	缩短
呼吸频率	正常	低	高
血压	正常	低	高
体温	正常	低	高

由于对心脏起搏器的高可靠性要求，我们想要通过测试确保没有二元或三元组合错误。因此，需要设计一个适当的强度为3的组合测试。我们可以使用正交矩阵 $OA(54, 5, 3, 3)$，它有54次运行，涉及5个参数，且每个参数有3种取值，强度为3。因此，为了测试心脏起搏器5个参数的所有三元组合，需要54种测试输入（参见练习4.16和4.17）。

值得注意的是，能够对三个或三个以上参数进行二元覆盖的组合矩阵，不论均衡与否，也可以对 $n>2$ 的情况提供 n 元覆盖。例如，例4.20中的 $MA(12, 2^{1}3^{1}, 2)$ 覆盖了3个二值参数和1个三值参数的所有32个三元组合中的20个。但是，4.9.2节中的混合取值覆盖矩阵 $MCA(6, 2^{1}3^{1}, 2)$ 只覆盖了20个三元组合中的12个，（尺寸 = Large，配料 = Custom，地址 = Invalid）是一个二元组合，它被 $MCA(6, 2^{1}3^{1}, 2)$ 覆盖了，而（尺寸 = Medium，配料 = Custom，地址 = Invalid）则没有被覆盖。

4.11 生成覆盖矩阵

针对本章描出的各种形式的设计生成技术，已经实现了一些实用的过程。这里我们关注为对偶设计生成混合取值覆盖矩阵的方法。

下面所描述的过程称为 in-parameter-order 过程，或简称 IPO 过程。IPO 过程将参数及其取值的数量作为输入，并在最佳情况下产生一个接近最优的覆盖矩阵。生成的覆盖矩阵覆盖了所有输入参数对至少一次，并用于生成对偶测试。

IPO 过程有几种不同的形式，此处只介绍了其中的一种。整个过程被分成三个部分：主过程 IPO，横向增长过程 HG 和纵向增长过程 VG。

(1) 对偶混合取值覆盖设计的生成过程 IPO

输入：(a) $n \geqslant 2$，输入参数的个数。

(b) 每个输入参数的可能取值的个数。

输出：CA，一组参数组合，其中每对参数的取值至少被覆盖一次。

Begin of IPO

/*

F_1，F_2，…，F_n 表示 n 个参数。q_1，q_2，…，q_n 表示对应参数的可能取值的个数。

T 保存部分或全部形如 $(v_1, v_2, \cdots, v_k)$ 的运行，其中，$1 \leqslant k \leqslant n$。$v_i$ 表示参数 F_i $(1 \leqslant i \leqslant k)$ 的值。

$D(F)$ 表示参数 F 的值域，也就是参数 F 的所有取值的集合。

*/

步骤 1 [初始化] 生成参数 F_1 和 F_2 的所有可能取值对。令

$T = \{(r,s) \mid$ 对所有 $r \in D(F_1)$ 和 $s \in D(F_2)\}$。

步骤 2 [可能的终止] 如果 $n=2$，则令 $CA = T$ 并终止算法，否则继续。

步骤 3 [加入剩余参数] 对参数 $F_k(k=3, 4, \cdots, n)$ 重复以下步骤。

3.1 [横向增长] 把每个属于 T 的部分运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{k-1})$ 用 $(v_1, v_2, \cdots, v_{k-1}, v_k)$ 代替，其中 v_k 是参数 F_k 的一个适当的值（本步骤的更多细节将在本节后面的 HG 过程中介绍）。

3.2 [未覆盖的对] 计算由所有参数 F_i $(1 \leqslant i \leqslant k-1)$ 和参数 F_k 形成的未覆盖的对组成的集合 U。

3.3 [纵向增长] 如果 U 为空，则终止此步骤，否则继续。对每个未被覆盖的对 $u = (v_j, v_k) \in U$，给 T 增加一次运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_j, \cdots, v_{k-1}, v_k)$。此处 v_j 和 v_k 分别表示参数 F_j 和 F_k 的值（本步骤的更多细节在本节后面的 VG 过程中描述）。

End of IPO

(2) 横向增长过程 HG

输入：(a) T，即 m 次运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{k-1})$ 的集合，其中，$m \geqslant 1$，$k > 2$。v_i $(1 \leqslant i \leqslant k-1)$ 是参数 F_i 的值。

(b) 参数 $F \neq F_i$，$1 \leqslant i \leqslant k-1$。

输出：T'，即通过扩展 T 中覆盖了 F_i $(1 \leqslant i \leqslant k-1)$ 和 F 的最大数量取值对的运行得到的一组运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{k-1}, v_k)$ 的集合，$k > 2$。

Begin of HG

/*

$D(F) = \{t_1, t_2, \cdots, t_q\}$，$q \geqslant 1$。

$t_1, t_2, \cdots, t_q$ 表示 T 中的 $m \geqslant 1$ 次运行。

对于一次运行 $r \in T$，$r = (v_1, v_2, \cdots, v_{k-1})$，$extend\ (r, v) = (v_1, v_2, \cdots, v_{k-1}, v)$，其中

v 是参数 F 的值。

给定 $t=(v_1, v_2, \cdots, v_{k-1})$，$v$ 是参数值，

$$pairs(extend(t,v)) = \{(v_i,v_2), 1 \leqslant i \leqslant k-1\}$$

*/

步骤 1　令 $AP=\{(r,s)$ 其中 r 是参数 F_i 的值 $(1 \leqslant i \leqslant k-1)$，且 $s \in D(F)\}$，则 AP 是参数 F_i $(1 \leqslant i \leqslant k-1)$ 依次与参数 F 组合形成的所有取值对的集合。

步骤 2　令 $T'=\varnothing$，T' 代表在以下步骤中通过扩展 T 中的运行获得的运行集合。

步骤 3　令 $C=min\{q,m\}$，此处 C 是 T 中元素的个数，或者 $D(F)$ 中元素的个数，且是两者之中最小的。

步骤 4　对 $j=1$ 到 C 重复下列两个子步骤。

4.1　令 $t_j'=extend\ (t_j,\ l_j)$，$T'=T' \cup t_j'$。

4.2　$AP=AP-pairs\ (t_j')$。

步骤 5　如果 $C=m$，则返回 T'。

步骤 6　现在我们把 T 中剩余的运行通过覆盖 AP 中最多对数的参数 F 的值进行扩展：对 $j=C+1$ 到 m 重复以下 4 个子步骤。

6.1　令 $AP'=\varnothing$，$v'=l_{1,1}$。

6.2　寻找一个 F 的值来扩展运行 t_j。选择最能够增加取值对覆盖率的值。对每个 $v \in D(F)$ 重复下面的两个子步骤。

6.2.1　$AP''=\{(r,v)\}$，其中 r 是运行 t_j 的值}。此处 AP'' 是当采用 v 扩展 t_j 时新增的所有对集合。

6.2.2　如果 $|AP''|>|AP'|$，则 $AP'=AP''$ 且 $v'=v$。

6.3　令 $t_j'=extend\ (t_j,\ v')$，$T'=T' \cup t_j'$。

6.4　$AP=AP-AP'$。

步骤 7　返回 T'。

End of HG

(3) 纵向增长过程 VG

输入：(a) T，即 m 次运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{k-1}, v_k)$ 的集合，其中，$m \geqslant 1$，$k>2$，$v_i(1 \leqslant i \leqslant k-1)$ 是参数 F_i 的值。

(b) MP，即所有 (r, s) 对的集合，其中 r 是参数 F_i 的值 $(1 \leqslant i \leqslant k-1)$，$s \in D(F_i)$，且 (r, s) 没有包含在 T 的任何运行中。

输出：一组覆盖了所有通过组合参数 F_i、F_k 值得到的取值对的运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{k-1}, v_k)$ 集合，其中 $k>2$，$1 \leqslant i \leqslant k-1$。

Begin of VG

/*

$D(F)=\{l_1,l_2,\cdots,l_q\}$，$q \geqslant 1$。

$t_1, t_2, \cdots, t_m$ 表示 T 中的 $m \geqslant 1$ 次运行。

(A_i, r, B_j, s) 表示分别对应于参数 A 和 B 长值 r 和 s 的一个取值对。

在运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{i-1}, *, v_{i+1}, \cdots, v_k)$ 中，$i<k$，星号 "*" 表示 F_i 一个不需要关注的值，必要时，我们使用 dc 代替 "*"。

*/

步骤1 令 $T'=\varnothing$。

步骤2 为覆盖未被覆盖的取值对，增加新的测试用例。对每个未覆盖的对 $(F_i.r,F_i.S)\in MP$，$1\leqslant i\leqslant k$，重复以下两个子步骤：

2.1 如果存在运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{i-1}, *, v_{i+1}, \cdots, v_{j-1}, s)\in T'$，则用运行 $(v_1, v_2, \cdots, v_{i-1}, r, v_{i+1}, \cdots, s)$ 代替它，然后检查下一个未覆盖的取值对；否则，执行下一子步骤。

2.2 令 $t=(dc_1, dc_2, \cdots, dc_{i-1}, r, dc_{i+1}, \cdots, dc_{t'}, s)$，$1\leqslant i\leqslant k$；把 t 加入到 T' 中。

步骤3 对每个运行 $t\in T'$，用任意值代替对应参数中的不需关注项。也可以选择能够最大化高阶元组（如二元组）数量的值。

步骤4 返回 $T\cup T'$。

End of VG

例4.23 假设要构造一个混合覆盖设计 $MCA(N, 2^1 3^3, 2)$。我们定义 A，B，C 三个参数，其中 A 和 C 各有3个值，B 有2个值。A、B、C 的取值范围分别是 $\{a_1, a_2, a_3\}$，$\{b_1, b_2\}$ 和 $\{c_1, c_2, c_3\}$。

IPO 步骤1：$n=3$。此步骤中，先构造所有包含前两个参数 A，B 的取值对的运行，得到以下集合：

$$T=\{(a_1, b_1), (a_1, b_2), (a_2, b_1), (a_2, b_2), (a_3, b_1), (a_3, b_2)\}$$

用 t_1，t_2，…，t_6 依次表示此集合中的元素。

IPO 步骤2：由于 $n\neq 2$，进入 IPO 步骤3。

IPO 步骤3：执行 $k=3$ 的循环。

HG 步骤1：计算 A 与 C 以及 B 与 C 之间所有取值对的集合，得到以下15个取值对的集合：

$$\begin{aligned}AP=\{&(a_1, c_1), (a_1, c_2), (a_1, c_3), (a_2, c_1), (a_2, c_2), (a_2, c_3),\\&(a_3, c_1), (a_3, c_2), (a_3, c_3), (b_1, c_1), (b_1, c_2), (b_1, c_3),\\&(b_2, c_1), (b_2, c_2), (b_2, c_3)\}\end{aligned}$$

HG 步骤2：将 T' 初始化为空集。

HG 步骤3：计算出 $C=\min(q,m)=\min(3,6)=3$（请勿将此处的 C 与参数 C 混淆）。

HG 步骤4：从 $j=1$ 开始对 T 中的运行进行扩展。

HG4.1：$t_1'=extend(t_1, l_1)=(a_1, b_1, c_1)$，$T'=\{(a_1, b_1, c_1)\}$。

HG4.2：通过扩展 t_1 得到的运行已经覆盖了 (a_1, c_1) 和 (b_1, c_1)，现在对 AP 进行如下更新。

$$\begin{aligned}AP&=AP-\{(a_1, c_1), (b_1, c_1)\}\\&=\{(a_1, c_2), (a_1, c_3), (a_2, c_1), (a_2, c_2), (a_2, c_3), (a_3, c_1), (a_3, c_2), (a_3, c_3),\\&\quad (b_1, c_2), (b_1, c_3), (b_2, c_1), (b_2, c_2), (b_2, c_3)\}\end{aligned}$$

HG 步骤4：从 $j=2$ 开始对 T 中的运行进行扩展。

HG4.1：$t_2'=extend(t_2, l_2)=(a_1, b_2, c_2)$，$T'=\{(a_1, b_1, c_1), (a_1, b_2, c_2)\}$。

HG4.2：$$\begin{aligned}AP&=AP-\{(a_1, c_2), (b_2, c_2)\}\\&=\{(a_1, c_3), (a_2, c_1), (a_2, c_2), (a_2, c_3), (a_2, c_1), (a_3, c_3), (a_4, c_3),\\&\quad (b_1, c_2), (b_1, c_3), (b_2, c_1), (b_2, c_3)\}\end{aligned}$$

HG 步骤4：从 $j=3$ 开始对 T 中的运行进行扩展。

HG4.1：$t_3'=extend(t_3, l_3)=(a_2, b_1, c_1)$，$T'=\{(a_1, b_1, c_1), (a_1, b_2, c_2), (a_2, b_1, c_2)\}$。

HG4.2： $AP = AP - \{(a_2,c_2),(b_1,c_3)\}$
$= \{(a_1,c_3),(a_2,c_1),(a_2,c_2),(a_3,c_1),(a_3,c_2),(a_3,c_3),(b_1,c_2),(b_2,c_1),(b_2,c_3)\}$

HG 步骤 5：由于 $C \neq 6$，转到 HG 步骤 6。对 $j=4$，5，6 重复子步骤 HG6.1、6.2、6.3、6.4。

先从 $j=4$ 开始。

HG6.1：$AP' = \varnothing$，$v' = c_1$。

HG6.2：寻找扩展 t_4 运行的最佳值。这个步骤将对参数 C 的每个值重复进行。先从 $v = c_1$ 开始。

HG6.2.1：如果用 v 来扩展运行 t_4，得到运行 (a_2,b_1,c_1)，此运行覆盖了 AP 中的两个取值对，即 (a_2,c_1) 和 (b_1,c_1)。因此，得到 $AP'' = \{(a_2,c_1),(b_1,c_1)\}$。

HG6.2.2：由于 $|AP''| > |AP'|$，置 $AP' = \{(a_2,c_1),(b_1,c_1)\}$，$v' = v_1$。

接下来，对 $v = c_2$ 重复上述子步骤 HG6.2.1、6.2.2。

HG6.2.1：用 $v = c_2$ 来扩展运行 t_4，得到运行 (a_2, b_2, c_2)，此运行覆盖了 AP 中的一个取值对 (a_2,c_2)，因此，$AP'' = \{(a_2,c_2)\}$。

HG6.2.2：由于 $|AP''| < |AP'|$，我们不修改 AP'。

接下来，对 $v = c_3$ 重复上述子步骤 HG6.2.1、6.2.2。

HG6.2.1：用 $v = c_3$ 来扩展运行 t_4，得到运行 (a_2,b_2,c_3)，此运行覆盖了 AP 中的一个取值对 (b_2,c_3)，因此，$AP'' = \{(b_2,c_3)\}$。

HG6.2.2：由于 $|AP''| < |AP'|$，我们不修改 AP'。

至此，完成了内部循环，我们发现扩展 t_4 的最佳方法是用 c_1。

HG6.3：$t_4' = extend(t_4, c_1) = (a_2,b_2,c_1)$
$T' = \{(a_1,b_1,c_1),(a_1,b_2,c_2),(a_2,b_1,c_3),(a_3,b_2,c_1)\}$

HG6.4：从 AP 中删除被 t_4' 覆盖的取值对，
$AP = AP - \{(a_2,c_1),(b_2,c_1)\}$
$= \{(a_1,c_3),(a_2,c_2),(a_3,c_1),(a_3,c_2),(a_3,c_3),(b_1,c_2),(b_2,c_3)\}$

现在开始 $j=5$ 的情况，寻找用于扩展 t_5 的参数 C 的最佳值。

HG6.1：$AP' = \varnothing$，$v' = c_1$，$v = c_1$。

HG6.2.1：如果用 $v = c_1$ 来扩展运行 t_5，得到运行 (a_3,b_1,c_1)，此运行覆盖了已修改的 AP 中的一个取值对，即 (a_3,c_1)。因此，得到 $AP'' = \{(a_3,c_1)\}$。

HG6.2.2：由于 $|AP''| > |AP'|$，置 $AP' = \{(a_3,c_1)\}$，$v' = c_1$。

HG6.2.1：用 $v = c_2$ 来扩展运行 t_5，得到运行 (a_3,b_1,c_2)，此运行覆盖了 AP 中的两个取值对，即 (a_3,c_2)，(b_1,c_2)。因此，$AP'' = \{(a_3,c_2),(b_1,c_2)\}$。

HG6.2.2：由于 $|AP''| > |AP'|$，置 $AP' = \{(a_3,c_2),(b_1,c_2)\}$，$v' = c_2$。

HG6.2.1：用 $v = c_3$ 来扩展运行 t_5，得到运行 (a_3,b_2,c_3)，此运行覆盖了 AP 中的一个取值对，即 (a_3,c_3)。因此，$AP'' = \{(a_3,c_3)\}$。

HG6.2.2：由于 $|AP''| < |AP'|$，我们不修改 $AP' = \{(a_3,c_2),(b_1,c_2)\}$。

至此，完成了内部循环，我们发现扩展 t_5 的最佳方法是用 c_2，但这不是扩展 t_5 的唯一最佳方法。

HG6.3：$t_5' = extend(t_5, c_2) = (a_3,b_1,c_2)$
$T' = \{(a_1,b_1,c_1),(a_1,b_2,c_2),(a_2,b_1,c_3),(a_3,b_2,c_1),(a_3,b_1,c_2)\}$

HG6.4：从 AP 中删除被 t_5' 覆盖的取值对，

$$AP = AP - \{(a_2,c_2),(b_1,c_2)\}$$
$$= \{(a_1,c_3),(a_2,c_3),(a_3,c_1),(a_3,c_3),(b_2,c_3)\}$$

最后，针对$j=6$，对HG的外层循环进行迭代，寻找参数C用于扩展t_6的最佳值。

HG6.1： $AP' = \varnothing$，$v' = c_1$，$v = c_1$。

HG6.2.1：如果用$v = c_1$来扩展运行t_6，得到运行(a_3,b_2,c_1)，此运行覆盖了已修改的AP中的一个取值对，即(a_3,c_1)。因此，得到$AP'' = \{(a_3,c_1)\}$。

HG6.2.2：由于$|AP''| > |AP'|$，置$AP' = \{(a_3,c_1)\}$，$v' = c_1$。

HG6.2.1：用$v = c_2$来扩展运行t_6，得到运行(a_3,b_2,c_2)，此运行没有覆盖AP中的任何取值对。因此，$AP'' = \varnothing$。

HG6.2.2：由于$|AP''| < |AP'|$，AP'与v'都不变化。

HG6.2.1：用$v = c_3$来扩展运行t_6，得到运行(a_3,b_2,c_3)，此运行覆盖了AP中的两个取值对，即(a_2,c_3)，(b_2,c_3)。因此，$AP'' = \{(a_2,c_3),(b_2,c_3)\}$。

HG6.2.2：由于$|AP''| > |AP'|$，置$AP' = \{(a_2,c_3),(b_2,c_3)\}$，$v' = c_3$。

至此，完成了内部循环，我们发现c_3是参数C用于扩展t_6的最佳值。

HG6.3：$t_6' = extend(t_6,c_3) = (a_3,b_2,c_3)$

$$T' = \{(a_1,b_1,c_1),(a_1,b_2,c_2),(a_2,b_1,c_3),(a_2,b_2,c_1),(a_3,b_1,c_2),(a_3,b_2,c_3)\}$$

HG6.4：从AP中删除被t_6'覆盖的取值对，

$$AP = AP - \{(a_2,c_3),(b_2,c_3)\} = \{(a_1,c_3),(a_2,c_2),(a_3,c_1)\}$$

HG 步骤7：返回到主IPO过程，此时T'中包含6个运行。

IPO3.2：现在，运行集T与HG过程计算出的运行集T'相同。未覆盖的取值对集U为$\{(a_1,c_3),(a_2,c_2),(a_3,c_1)\}$。

下面，使用VG过程来进行纵向增长。

IPO3.3： 对U中的每个未覆盖取值对，都需要在T中为其增加一个运行。

VG 步骤1：我们有$m=6$，$F=C$，$D(F)=\{c_1,c_2,c_3\}$，$MP=U$，$T''=\varnothing$。注意，m是T''中的运行个数，F是用于纵向增长的参数，MP是待增加的取值对集合。

VG 步骤2：针对MP中的每个取值对，重复下面的子步骤。首先从取值对$(A.a_1,C.c_3)$开始。

VG2.1： 由于T''为空，转到下一步。

VG2.2： $s=(a_1,*,c_1)$，$T''=\{(a_1,*,c_3)\}$。

VG 步骤2：下一个待增加的取值对是$\{(A.a_2,C.c_2)\}$。

VG2.1： T''中没有符合$(*,dc,c_2)$的运行。

VG2.2： $s=(a_2,*,c_2)$，$T''=\{(a_1,*,c_3),(a_2,*,c_2)\}$。

VG 步骤2：下一个待增加的取值对是$\{(A.a_3,C.c_1)\}$。

VG2.1： T''中没有符合$(*,dc,c_1)$的运行。

VG2.2： $s=(a_3,*,c_1)$，$T''=\{(a_1,*,c_3),(a_2,*,c_2),(a_3,*,c_1)\}$。

至此，完成了VG步骤2。

VG 步骤3：把T''中无需关注的项替换掉，得到：

$$T'' = \{(a_1,b_2,c_3),(a_2,b_1,c_2),(a_3,b_1,c_1)\}$$

VG 步骤4：返回到IPO过程，得到以下运行集合：

$$\{(a_1,b_1,c_1),(a_1,b_2,c_2),(a_2,b_1,c_3),(a_2,b_2,c_1),(a_3,b_1,c_2),(a_3,b_2,c_2),$$
$$(a_1,b_2,c_3),(a_2,b_1,c_2),(a_3,b_1,c_1)\}。$$

IPO 步骤 3：由于再也没有需要处理的参数了，循环至此结束。想要得到的覆盖矩阵，即 $MCA(9, 2^1 3^2, 2)$，以行列格式表示如下。我们已经用 i（$1 \le i \le 3$）替换了 a_i 和 c_i，用 j（$1 \le j \le 2$）替换了 b_j。参数 A、B、C 分别标记为 F_1、F_2、F_3。

编行	F_1(A)	F_2(B)	F_3(C)
1	1	1	1
2	1	2	2
3	2	1	3
4	2	2	1
5	3	1	2
6	3	2	3
7	1	2	3
8	2	1	2
9	3	1	1

以上就是对生成覆盖矩阵算法的全部介绍。算法的详细分析已经由其作者给出（见参考文献注释部分）。为了应用于实践，练习 4.23 列出了实际情况中经常遇到的各种类型的约束，并要求你实现 IPO 过程的修改版本。

小结

本章涵盖了一系列大家熟知的测试生成技术。这些技术属于基于模型的测试技术范畴，有利于采用组合设计来生成测试用例。这些技术的主要目标在于，从一个可能很庞大的测试输入空间或测试配置范围中选择少量的测试输入或测试配置。当然，这也是等价类划分、边界值分析等技术的目标。基于组合设计的测试生成是一种更加严谨的方法，往往作为其他方法的补充。

本章介绍的组合设计包括正交矩阵、混合正交矩阵、覆盖矩阵，以及混合取值覆盖矩阵。此外，我们还介绍了如何采用 MOLS 生成测试用例。混合取值覆盖矩阵可能是软件测试中最流行的组合设计。虽然有不少生成这种设计的工具和方法，出于对 IPO 过程在生成接近最优混合取值覆盖设计上的有效性和简便性考虑，我们选择了 IPO 过程进行描述。本章末的一些练习以及学期课程设计旨在帮助你开展测试，并进一步加深你对基于组合设计的软件测试的理解。

参考文献注释

组合设计已广泛应用于诸如行为科学、生态学及农业等多个领域的试验设计。将其应用于软件测试是 Mandl [305] 于 1985 年首先提出的，他介绍了如何将拉丁方阵用于编译程序的测试设计。几年之后，Brownlie 等人[58]在 AT&T PMX/StarMAIL 软件的测试中使用了组合设计。Phadke [396, 397]和 Sherwood [440]也提出采用正交矩阵进行测试设计。

Dalal 和 Mallows [107] 的一份前期文献以及 Cohen 等人[96]报道，一个名为 Automatic Efficient Testcase Generator（AETG）[474]的商业工具的开发使组合设计在软件测试领域得到了更广泛的应用。在 AETG 之前，Sherwood 已开发了一个叫做 Constrained Array Test System（CATS）[440]的工具，用于生成覆盖设计。正如 Cohen 等人[96]报道的那样，CATS 与 AETG 之间的

主要差异在于处理参数约束的方法不同。AETG 为定义输入参数约束提供了 AETGSpec[105]符号表示法。Cohen 等人[99]报道说 AETG 比 CATS 产生的设计更小。

一些学者[95, 98, 105]介绍过 AETG 及其应用。Burr 和 Young [68]度量了采用 AETG 生成的测试用例测试 Nortel 的 E-mail 系统时获得的代码覆盖，发现 97% 的分支都被覆盖了。他们使用 AETG 把完全测试需要的测试输入空间从大约 27 万亿测试输入减少到大约 100 个测试输入。Cohen 等人[95]介绍了采用 AETG 生成的测试用例对软件进行结构和数据流覆盖测试的情况。

Paradkar [388]提出了代替覆盖矩阵的另一个办法，原来覆盖矩阵是用于产生组合设计的。Paradkar 的算法采用从测试规约与抽象语言（Specification and Abstraction Language for Testing, SALT）描述的软件行为规范中生成测试[386, 387]。Paradkar 还举例说明，强度为 2 的组合设计不足以检测出某些类型的错误。

Grindal 等人[180]从生成的测试用例数量及其故障检测能力方面比较了一些组合测试生成策略。他们实验了五个程序，其中含有 33 个已知故障。另外还植入了 118 个故障以便在测试生成策略故障检测能力的比较中获得有意义的结果。他们发现，采用 $n=1$ 的组合设计策略（他们将其称为基准选择组合策略）时，生成了最少数量的测试用例（30），并暴露了 90% 的植入故障；相对而言，采用正交矩阵的策略生成了 191 个测试用例，并暴露了 98% 的故障。采用 AETG 方法时，产生测试用例 181 个，检测出 98% 的故障。采用 $n=1$ 的策略时，要求每个参数的每个有效取值至少使用一次，另外，还要使用程序的语义信息生成其他测试用例。其他测试用例是由被测程序的无效输入子集产生的。

Kuhn 和 Reilly [275]、Kuhn 等人[276]、Nair 等人[344]、Heller [213]、Huller [241]、Smith 等人[450]也介绍了在软件测试中采用组合设计的情况。West [507]、Cohen 等人[97]讨论了实际测试中的组合错误。正如本章所述，组合错误正是采用组合设计生成的测试要解决的目标。

虽然 AETG 依然是生成组合设计和测试用例的一个流行商业工具，但还有其他一些工具。Tung 和 Aldiwan [479]开发了一个名为测试用例生成器（TCG）的工具，通过覆盖矩阵生成测试用例。他们用 TCG 进行实验并得出，TCG 生成的测试用例相比用 AETG 生成的更合适，其测试用例的数量比另一个名叫远程代理实验（RAX）[450]工具生成的少 25%。Sherwood [440]开发的 CATS 已在前面说过了。

在 1782 年，历史上发生了关于拉丁方阵的一件趣事。著名的数学家欧拉[141]推测说 $4n+2$ 阶的 MOLS 不存在。然而，Bose 等人[57]证明了这个论断是错误的。Bose 等人[55, 56]报道了早期在使用电脑寻找 MOLS 方面的尝试。Colbourn 及 Dinitz[102]综述了构造 MOLS 的各种方法。另一份关于拉丁方阵及各种组合设计的有价值的文献是 Colbourn 和 Dinitz 编写的手册[103]。

Rao [406]在 1946 年提出一种组合矩阵。这种矩阵后来被称为正交矩阵[70]。Hedayat 等人[211]的著作是关于正交矩阵及其与 MOLS 和其他组合矩阵的关系的一部重要文献。

Dalal 及 Mallows[96, 107]反对正交矩阵用于软件测试时的均衡性要求。他们建议采用 AETG 系统中使用的覆盖设计及混合取值覆盖设计。Sloane [449]早先曾在编码理论中提出过覆盖设计。虽然 AETG 系统受美国 5542043 号专利保护，但在公开发表的文献中还是有一些生成覆盖及混合取值覆盖矩阵的非专利算法。

Lei 和 Tai [285]提出了生成覆盖设计的 IPO 算法。虽然本章只描述了这个算法的一个版本，在引用的文献中还有其他版本。Lei 及 Tai 发现 IPO 算法在生成矩阵的规模方面与 AETG 几

乎取决相当。本章描述的 SAMNA 过程则应归功于 Unity 等人[302]。

Cohen 等人[101]介绍了可变强度覆盖矩阵。这种矩阵允许对参数子集进行不同强度的覆盖。例如，假设一个软件有四个参数 A，B，C，D，尽管所有由 A，B，C 形成的三元组都被覆盖了，你可能还要求所有两两组合对都要被覆盖。他们提供了构造覆盖矩阵及可变强度覆盖矩阵的一些技术，并提供了采用某些算法生成矩阵的经验比较，包括 AETG 中使用的算法。Cohen 等人[100]和 Renè 等人[414]说明了如何将贪心算法用于生成多值覆盖矩阵。生成最小多值覆盖矩阵的问题依旧是研究人员中关注的热点。

使用组合设计生成测试被归入基于模型测试[105，106]的范畴。基于模型的测试同时受到了研究人员及测试工作人员的关注。有大量测试生成技术属于基于模型的测试。本书介绍了此类技术当中的几种，如采用 FSMs 及状态图的测试生成技术。Hartman 针对组合设计技术在软硬件测试中的应用作了详细综述。

练习

4.1 何时以及为何一个不可行的测试用例可能有用？

4.2 程序 P4.1 包含两个 if 语句。如例 4.8 所述，此程序含有一个组合错误。考虑测试集 T，T 能确保两个 if 语句中的每一个至少执行一次并且（x == x_1 and y == y_2）、（x == x_2 and y == y_1）中的每个条件在输入 T 中的任何测试用例时都为 true 或 false。（a）是否存在不能检测出组合错误的测试集 T？（b）为什么即使该组合错误已被触发了，但 x 的取值可能导致该组合错误照样检测不出来？

4.3 构造一个包含一个二元以及一个三元组合错误的示例程序；生成一个能检测出这两个组合错误的测试集 T，定义为使 T 能检测出组合错误必须满足的所有条件。

4.4 对于集合 X，如果二元运算符 op 满足（a）op 是定义在 X 的元素上的；（b）存在唯一的元素 e_l，$e_r \in X$，使得对于所有 a，$b \in X$，有 $a\ op\ e_r = b$ 且 $e_l\ op\ a = b$；则 X 被称为拟群。证明拟群的乘法表是拉丁方阵。（答案参见文献[129]的第 16～17 页。）

4.5 构造非零整数的模 5 乘法表。如在你的表格中，$2 \times 4 = 3$。（a）你构造的乘法表是否是拉丁方阵？如果是的话，阶数为多少？（b）你能否将此方法通用化为能构造出任何阶数 $n > 2$ 拉丁方阵的方法？

4.6 构造一个 4×4 大小的 2 位二进制字符串的模 2 加法表，例如，01 + 11 = 10，11 + 11 = 00，把表格中的每个元素用其相等的十进制数加上 1 来替换，例如，用 4 替换 11。这样得到的表格是否是拉丁方阵？将此方法通用化为构造 n 阶拉丁方阵的方法。

4.7 给定 S = {*，○，●，×，△，▼}，构造 MOLS（7）。（注意：你可能已经猜测到，当 n 是质数或质数的幂时，编写计算机程序构造 MOLS（n）比人工构造容易，尤其是当 n 的值较大时。）

4.8 给定三个三值参数 X，Y 及 Z，列出覆盖所有二元取值对的最小参数组合集。

4.9 令 N（n）表示 MOLS 的基数（即集合中元素的个数），当 k = 1，2，3 时，N（k）分别是多少？

4.10 在例 4.17 中，我们修改了使用 MOLS 生成的设计以满足操作系统约束。然而，我们是改变了特定元素的值以便覆盖所有取值对。讨论该别的方法以消除使用 MOLS 生成测试输入对的无效值。讨论你建议方法的优缺点。

4.11 例 4.17 说明了如何用 20 组而非 32 组测试输入覆盖所有组合取值对的统计设计方法。

（a）识别出每个参数的取值，枚举所有测试输入。

（b）有多少组合取值对被覆盖了不止一次？

（c）设计出另一个覆盖所有组合取值对且满足操作系统及硬件约束条件的方案。

（d）你的方案有比例 4.17 中方法好的地方吗？

（e）你能想到 AGTCS 软件中使用例 4.17 中 20 组测试输入可能都发现不了的错误吗？

4.12　此练习用于说明参数约束如何将测试输入问题分解为两个或多个更简单的问题，这些简单问题可以使用相同的算法独自解决。

(a) 为测试例 4.17 中描述的 AGTCS 设计测试输入。使用 PDMOLS 过程得出两组测试输入，一组用于 PC，另一组用于 Mac。注意，PDMOLS 过程将应用于两组参数，一组参数与 PC 相关，另一组与 Mac 相关。

(b) 就它们对 AGTCS 测试过程的影响方面，比较 (a) 中与例 4.17 中得到的测试输入。

4.13　如果 PDMOLS 过程用于例 4.16 中的 GUI 问题，将生成多少测试用例？

4.14　已知三个参数 $x \in \{-1, 1\}$，$y \in \{-1, 1\}$，$z \in \{0, 1\}$，构造正交矩阵 $OA(N, 3, 2, 2)$。(a) 采用你构造的矩阵，为例 4.9 中的程序设计一个包含 N 个测试输入的测试集。(b) N 个测试输入中有哪些会触发程序 P4.2 中的错误？(c) 要检测出会影响程序输出的错误必须满足什么条件？(d) 如有可能，构造能阻止触发的故障影响到程序输出的非无效函数 f 和 g。

4.15　考虑软件 iAPP，其打算用于三个操作系统（Windows、Mac 及 Linux）上的三个不同浏览器（Netscape、Internet Explorer 及 Firefox）。iAPP 能使用三种连接协议（LAN、PPP 及 ISDN）中的任何一种与其他设备相连，还能向网络打印机、本地打印机或显示屏输出信息。

(a) 确定上述问题中的输入参数及其取值。

(b) 使用 PDMOLS 过程为 iAPP 生成测试输入。

4.16　例 4.22 建议采用 $OA(54, 5, 3, 3)$ 覆盖所有三元组合取值对。在 Internet 上查找此矩阵，并为应搏器设计全部 54 个测试输入。以下 URL 是包含许多正交矩阵及混合正交矩阵的网址：

http://www.research.att.com/~njas/codic/

如果此网址不再有效，请参阅参考文献注释部分引用的《CRC 组合设计指南》。如果对覆盖的要求放松到二元组合覆盖，需要多少测试输入？

4.17　如例 4.22 所述，总共需要 54 个测试输入以覆盖所有三元组合。(a) 已知五个参数均有三个可能的取值，要测试所有三元组合所需的最少测试数量是多少？(b) 设计最小覆盖矩阵 $CA(N, 5, 3, 3)$，其中 N 是需要的运行数量。

4.18　一个含 Q 个参数的全因子矩阵是一个包含这 Q 个参数所有可能组合的组合对象。在有些情况下，某个组合矩阵是具备特定强度和索引的最小矩阵。以下哪些矩阵是全因子矩阵？（我们没有限定运行数量。如需答案，参见练习 4.16 中提到的网址）

(a) $MA(N, 3^1 5^1, 2)$

(b) $OA(N, 4, 3, 2)$

(c) $MA(N, 2^1 3^1, 2)$

(d) $OA(N, 5, 2, 4)$

4.19　说明 IPO 过程中 in-parameter-order 这个名称的由来。

4.20　例 4.23 中采用 IPO 过程生成的 $MCA(10, 2^1 3^2, 2)$ 是最小矩阵吗？是混合正交矩阵吗？

4.21　在例 4.23 中，我们假定 $P_1 = A$，$P_2 = B$，$P_3 = C$。如果我们假定的是 $P_1 = A$，$P_2 = C$，$P_3 = B$，产生的矩阵的大小会有什么不同吗？

4.22　(a) 在 VG 过程的步骤 3，我们可以通过替换无需关注取值来最大化高阶多元组的数量。你可以替换例 4.23 中 VG 的步骤 3 中的无需关注取值以使覆盖的三元组数量比在第 4 章结尾（例 4.23）给出的矩阵覆盖的数量更多吗？(b) 覆盖参数 A、B、C 所有可能的三元组需要的最小矩阵大小是多少？

4.23　本练习题是学期课程设计。

(a) 考虑以下可能在软件测试中存在的约束。

禁止的取值对　一组不能在覆盖矩阵中出现的取值对。

禁止的高阶多元组　一组不能出现在强度为 2 的覆盖矩阵中的 n 阶多元组，$n > 2$。

参数耦合　如果参数 A 置为 r，则参数 B 必须置为 s，其中 r，s 分别属于 $D(A)$、$D(B)$。这种关系

可以概括如下：如果 $X(F_1, F_2, \cdots, F_n)$ 成立，则 $Y_1, Y_2, \cdots, Y_m$ 成立。$n, m \geq 1$。其中 X 是某个或多个参数的一个关系，$Y_1, Y_2, \cdots, Y_m$ 是参数的约束。例如，当 $X \in \{<, \leq, =, >, \geqslant, \neq\}$ 时，就有一个简单关系存在。这种关系也可能存在于两个以上参数之间。

在进行覆盖设计时，IPO 过程不考虑任何参数约束。重写 IPO，使其具备输入并满足上述约束的能力。你可采用增量方式解决这个问题。例如，可以先从“禁止的取值对”约束入手，开始修改 IPO。然后再逐步增加其他约束。

(b) 考虑一些针对上述 X 的实际限制，将其纳入到改进的 IPO 中。

(c) 编写一个 Java 小程序实现改进的 IPO 过程。

(d) 若想使你的 Java 小程序商业化并通过出售它而赢利，一定要留意有组合设计测试专利算法的公司。

回归测试的选择、最小化和优先级排序

本章主要介绍回归测试的测试选择、减小化和优先级排序技术。从其中选择测试用例的源测试集很可能是采用黑盒以及白盒技术生成的，其可用于系统测试或构件测试，记为 T。当系统或者构件改变后，只使用 T 的一个子集重新测试，并且保证未修改代码的功能仍然符合期望要求。本章给出了与这个子集相关的测试选择、测试最小化和测试优先级排序技术的实例。

5.1 什么是回归测试

"回归"这个词指"回到先前的状态"，先前的状态通常是指比较差的状态。回归测试指的是软件测试周期第一个阶段，对被测程序 P' 来讲，回归测试不仅保证新增加或修改的代码行为正确，而且 P' 的先前版本 P 中未修改代码的行为也正确。因此，无论何时，只要程序的版本发生了变化，回归测试就是有用的、必需的。

回归测试通常被认为是"程序重新确认"。"纠正型回归测试"指对程序修改后进行回归测试，而"增量型回归测试"指程序增加新特性后进行回归测试。典型的回归测试通常既包括纠正型回归测试也包括增量型回归测试。本章所描述的技术对这两种类型的回归测试都适用。

为理解回归测试的过程，参考图 5-1 所示的开发周期图。图中以高度简化的方式表示了程序 P（版本 1）的开发—测试—发布过程。当 P 投入使用后，可能要增加新特性，可能要纠正用户报告的错误，还可能要重写某些代码以提高性能。经过这些改变，形成版本 2，即 P'。修改后版本的任何新功能都要被测试（图中的第 5 步）。但是在修改 P 时，开发者可能错误地增加或者删除了某些代码，从而导致 P 中原来不被修改的功能运行不正确。执行回归测试（步骤 6）保证原有代码中存在的问题都能被检测到，且在 P' 发布前得到修改。

版本1	版本2
1.开发P	4.修改P得到P'
2.测试P	5.测试P'的新功能
3.发布P	6.对P执行回归测试以确保从P继承的代码行为正确
	7.发布P'

图 5-1 产品开发和维护的两个阶段。版本 1（P）在第一阶段进行开发、测试和发布。接下来，修改版本 1，得到版本 2（P'）

综上所述，回归测试可以运用在软件开发的各个阶段。例如，在单元测试中，一个类因为增加新方法而发生了改变，这时就要执行回归测试以保证未修改的方法仍然运行正确。当然，开发人员也可以通过适当的证据证明新增加的方法对原有方法没有影响，这种情况下回归测试是多余的。

当对软件的某个子系统进行修改，得到软件的一个新版本，此时回归测试也是必需的。如果对软件的一个或多个构件进行了修改，整个软件包必须进行回归测试。在某些情况下，当底层软件发生变化时，不管软件有无变更，也是需要进行回归测试的。

本章后续部分将介绍回归测试的不同技术。需要注意的是，本章介绍的有些技术严格来讲在某些环境下是不适合的，而在某些环境下又是绝对需要的，这一点很重要。因此不仅要理解回归测试技术，还要理解它的适用范围和局限性。

5.2 回归测试过程

回归测试过程如图 5-2 所示。该过程假设回归测试是针对 P' 进行的。通常，从 P 到 P' 要经历一系列任务（图中没有表示），例如需求的变更、设计和代码的修改等。需求的变更可能只要求简单修改 P 中的一个错误，也可能是某个构件的重新设计和编码。任何情况下，修改 P 或为 P 增加新功能后，都需要进行回归测试。



图 5-2 回归测试中的任务子集

图 5-2 中的任务是按照某种顺序排列的，当然也可能还有其他顺序。修改 P 产生 P' 时，需要完成图中的几个任务。除了某些特殊情况，图中的全部任务在几乎所有测试阶段都要执行，而不是回归测试所特有的。

5.2.1 测试重确认、选择、最小化和优先级排序

理想情况下，应该让 P' 执行 P 的所有测试用例。但是，由于各种各样的原因，这几乎不可能做到。例如，没有足够的时间执行所有测试，或者 P 的测试用例可能因为各种原因对 P' 是无效的，比如输入数据的变化以及特定格式的变化等。在另一些场景中，某些测试输入对 P' 仍然有效，但是输出却发生了变化。因此图 5-2 中步骤 1 是必需的。

测试重确认的任务是检查 P 的测试用例，以确定哪些对 P' 是有效的。重确认确保回归测试时只使用那些对 P' 有效的用例。

测试选择可以用几种方式来解释。对 P 有效的测试对 P' 可能是多余的，因为它们的执行轨迹不经过 P' 中已修改的代码。识别那些执行轨迹经过 P' 修改部分的测试过程就称为测试选择，有时也称为回归测试选择（RTS）问题。下面介绍的测试最小化和测试优先级排序都属于测试选择方面的技术。

测试最小化可以根据某些准则丢弃那些多余的测试用例。例如，t_1 和 t_2 都测试了 P 的功能 f，那么在测试最小化的时候，就有可能丢弃 t_2 而留下 t_1。最小化的目的是在回归测试时减少执行测试用例的数目。

测试优先级排序是基于某些准则对测试用例进行排序。当因资源受限只能执行部分测试用例时，测试优先级排序就会发挥作用，根据测试用例的优先级顺序选择少数测试用例执行。本章还会介绍一些其他的测试选择方法。首先是重确认，然后是选择、最小化和优先级排序，这是一种可行的顺序。

例 5.1 考虑一个 Web 服务程序，它能被另一个程序通过 Web 方式使用。这个 Web 服务用 ZC（ZipCode 的缩写）表示。ZC 的初始版本提供两个服务，ZtoC 和 ZtoA。服务 ZtoC 的输入是邮政编码，输出是一个城市和对应的州的列表；而 ZtoA 的输入是一个邮政编码，返回该编码对应的电话和地区号。虽然任何可连接到 Internet 的地方都可以访问 ZC 服务，但我们还是

假设该服务仅限于美国。

假设 ZC 被修改成 ZC'。首先用户可以从国家列表中选择邮政编码，并由此获得该国对应的城市列表。该变化仅仅引起 ZtoC 功能的变化，而 ZtoA 保持不变。请注意 "zip code"（邮政编码）这个词并非全球通用，例如在印度，对等的词是 "pin code"，它由6位数字组成，而美国的邮政编码只有5位数字。

第二步是新增加一个服务 ZtoT，该服务的输入是国家和邮政编码，输出是对应的时区。

考虑两个测试 ZC 的用例：

$$t_1 : < service = ZtoC, zip = 47906 >$$

$$t_2 : < service = ZtoA, zip = 47906 >$$

检查这两个用例可知，t_1 对 ZC' 不是有效的，因为没有列出国家；t_2 是有效的，因为 ZtoA 没有变化。因此要么丢弃 t_1，用一个新用例替代它，要么就适当地修改 t_1。我们倾向于修改，因此对 ZC' 有效的回归测试集如下：

$$t_1 : < country = USA, service = ZtoC, zip = 47906 >$$

$$t_2 : < service = ZtoA, zip = 47906 >$$

注意测试 ZC' 需要增加新的测试 ZtoT 服务的用例，但是我们仅需要上述两个用例用于回归测试。为使该例子短小精悍，我们仅列出了 ZC 中的部分测试。实际上，可以开发更大的针对 ZC 的测试集，作为 ZC' 的回归测试集。

5.2.2 测试准备

测试准备指将被测程序置于预期的或者模拟的测试环境中，准备接收数据并产生需要的输出信息。这个过程也许非常简单，可能只是双击应用程序的按钮，启动测试即可；也可能非常复杂、需要建立专用的硬件和监测设备，测试前还要初始化环境。当测试嵌入式软件时，测试建立过程甚至更具挑战性，这些软件可能嵌入在打印机、蜂窝电话、自动对讲机、医疗设备或者汽车引擎控制器等中。

测试环境建立并不是回归测试所特有的。在测试的其他阶段，例如在集成测试或者系统测试时，也是必需的。通常测试准备需要使用模拟器来代替软件控制的真实设备。例如，一个心脏模拟器被用来进行心脏起搏器这类心脏控制设备的测试。模拟器用于测试心脏起搏器软件而不需要将设备置入人体中。

测试准备过程以及测试准备本身高度依赖于被测软件及其软硬件环境。例如，汽车引擎控制软件与移动电话软件的测试准备过程以及测试准备完全不同。前者需要一个引擎模拟器或者受控的真实引擎，后者需要一个测试驱动器来模拟不断变化的环境。

5.2.3 测试排序

软件测试过程中有可能关心对软件的测试输入顺序。对具有内部状态且连续运行的软件来讲，测试排序非常重要。银行结算软件、Web 服务、引擎控制器等都是这类软件。下面的例子说明了测试排序的重要性。

例5.2 考虑一个简单的银行结算软件，称为 SATM。SATM 处理账户余额，为用户提供如下功能：登录、存款、取款和退出。每个账号的数据都保存在一个安全数据库中。

图5-3 表示了 SATM 的 FSM（有穷状态机）。注意图中的状态机有6个不同状态：初始化、IM、RM、DM、UM 和 WM，有时它们又被称为模式。启动时，SATM 执行初始化操作，产生一个 "ID?" 消息，转换到 IM 状态。如果用户输入了一个有效的 ID，SATM 转换到 RM 状态，否则仍然保持在 IM 状态，重新要求用户输入 ID。

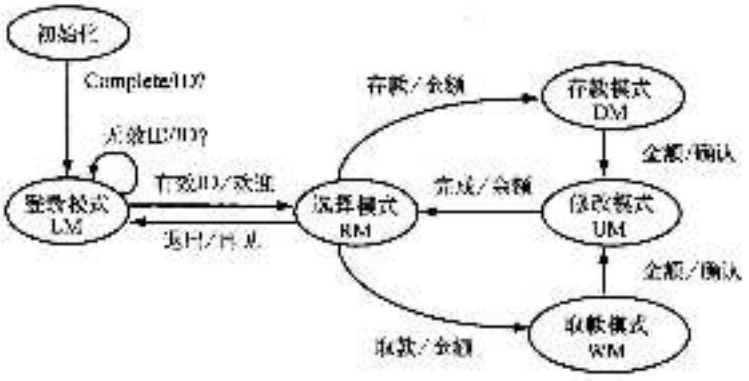


图 5.3 一个简化的银行应用中的状态转换图。状态转换使用 X/Y 标识，其中 X 表示输入，Y 表示期望的输出。"Complete" 是一个内部输入，表示软件在当前状态下一旦完成操作即转换到下一个状态

当在 RM 状态时，软件等待服务请求。一旦收到存款请求，即进入 DM 状态并要求用户提供存款金额，一旦收到存款金额，即产生一个确认消息，然后转换到 UM 状态。在该状态下，修改账户余额，并返回 RM 状态。取款请求的处理也类似。SATM 一旦收到退出请求，即进入 HM 状态。

现在考虑由 3 个测试用例组成的测试集，这 3 个测试用例用来对 SATM 的登录、存款、取款和退出特性进行测试，测试如下表所示，采取的是测试矩阵的形式。每一个测试都需要重新启动软件，要求用户（在本例中就是测试人员）输入 ID。我们假设 ID = 1 的用户其账号余额为 0。t_1 测试登录模块和退出模块，t_2 测试存款模块，t_3 测试取款模块。你可能会发现这些测试用例对 SATM 来讲是不充分的，但是说明测试排序的必要性来讲已足矣。

测 试	输入顺序	期望的输出顺序	测试模块
t_1	ID = 1, Request = Exit	Welcome, Bye	登录
t_2	ID = 1, Request = Deposit, Amount = 50	ID?, Welcome, Amount?, OK, Done, 50	存款
t_3	ID = 1, Request = Withdraw, Amount = 20	ID?, Welcome, Amount?, 30, Done, 20	取款

假设为适应取款规定的变化对取款模块进行了修改，比如 "单日取款额度不能超过 300 美元"。现假定修改后的版本是 SATM′，测试一方面要检查新功能，另一方面还要检查未变化的部分是否正常。那么应该执行哪些测试用例呢？

假设 SATM 的其他模块都没有变化，你可能认为 t_1 和 t_2 不需要重新运行。这是一个有风险的想法，除非有形式化的方法能证明取款模块的修改没有影响原来的这些模块。

假设测试者确信 SATM 中的变化未影响除取款外的其他模块，这是否意味着只要运行 t_3 即可作为回归测试呢？答案是否定的。根据假设，SATM 开始测试时，账户余额为 0，当用户 ID = 1 时，运行 t_3 时可能失败，因为期望的输出与 SATM′的实际输出结果不一致（参见练习 5.1）。

上述讨论得到如下结论：要在运行 t_2 之后运行 t_3。先运行 t_2 才能保证 SATM′进入 t_3 成功运行所需要的状态。

注意，图 5.3 中的 FSM 忽略了 SATM 和 SATM′所使用的内部变量和数据库。在回归测试和其他类型的测试中，测试排序也是必须要考虑的。通过合适的序列将软件带到一个合适的状态，以使内部变量、数据库内容等与设计测试用例时的目标相一致。同时建议将这些目标或者假设在测试中以文档的形式记录下来。

5.2.4 测试执行

一旦建立了测试环境，经过测试用例选择、重确认、测试排序后，就该执行测试用例了。

通常使用通用或者专用工具来自动执行测试。通用测试工具可用来执行类似 Web 服务软件的回归测试（参见第 5.10 节），但是多数嵌入式系统都有特殊的硬件要求，常需要专用工具以批处理的方式自动执行测试集。

虽然不能过分强调测试执行工具的重要性，但是由于商业软件一般规模较大，新版本发布时回归测试集较大，因此手工执行回归测试集是不切实际的，并且容易出错。

5.2.5 输出比较

每个测试用例都需要进行确认。测试执行工具可以用来自动比较软件实际的输出和期望的输出，从而实现测试确认，但这并不是一个简单的过程，特别是对嵌入式系统来说更是如此。在这些系统中，必须检查软件的内部状态或软件控制的硬件状态，所以通用工具不适合用于这种类型的测试确认。

测试的目的也包括测试软件的性能，例如，Web 服务器每秒能处理多少请求。此时，测试人员感兴趣的是性能，而非功能正确性。测试执行工具必须具备相应的特定功能来进行这种测试。

5.3 回归测试选择问题

图 5-4 描述的是回归测试选择（Regression Test Selection，RTS）问题。软件记为 P，软件版本记为 S，测试用例集记为 T。修改 P 得到 P'，P' 的行为必须遵循规范 S'。规范 S 和 S' 可能是相同的，修改 P 得到 P' 可能仅仅是为了清除故障。S' 和 S 也可能不同，S' 除了包含 S 外，可能增加了新特性，也可能 S 中的某个特性在 S' 中进行了重新定义。

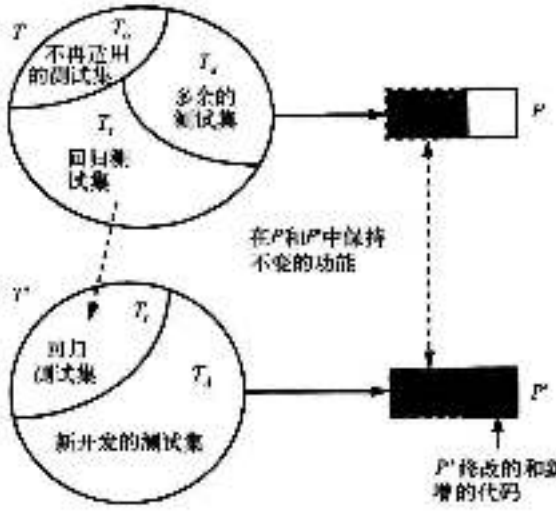


图 5-4 回归测试的测试选择问题。选择测试集 T 的子集 T_r 重新测试 P 在 P' 中保持不变的功能

回归测试选择问题就是为了寻求测试集 T_r，用 T_r 测试 P' 以保证从 P 继承的代码工作正确。如图 5-4 所示，T_r 通常是 P 的测试集 T 的子集。

除了回归测试，P' 中新增加的功能也要进行测试以保证其行为正确。这需要新增加测试集 T_n。因此 P' 使用测试集 $T' = T_r \cup T_n$ 来测试，其中，T_r 是回归测试集合，T_n 是测试新增加功能的测试集。注意，把 T 分成了三类：多余的测试集 T_e，不再适用的测试集 T_o 和回归测试集 T_r。P 要执行 T 中的全部用例，而 P' 只执行回归测试集 T_r 和新增加的测试集 T_n。T 中导致 P 非正常结束或导致 P 进入无限循环的测试用例根据作用的不同可归入 T_o 或者 T_r 中。

总而言之，RTS 问题可表述如下：找到最小的 T_r，使得 $\forall t \in T$ 和 $t' \in T_r \cup T_n$，

$$P(t) = P'(t) \Rightarrow P(t') = P'(t')$$

换言之，RTS 问题是为了找到 T 的最小子集 T_r，使得如果 P' 通过了 T_r 中的测试，那么它也能通过 T_e 中的测试。注意，确定 T_r 需要知道不再适用的测试用例集 T_o，即那些因各种原因对 P' 不再有效的测试用例的集合。

标识不再适用的测试集是一项艰巨的手工活动，如前文所述，这个活动通常称为测试用例重确认。一个测试对 P 有效，可能对 P' 无效，因为输入、输出或者二者同时发生了变化。测试 P' 时应该摒弃这种用例，或者对它进行修改，总之成为 T_1 或者 T_2 的一部分。

上面所说的正确是指功能正确。RTS 的一个可能解决方案是忽略 P 满足系统性能需求而 P' 不满足的情况。本章后面的测试选择算法不考虑性能方面的需求。

5.4 回归测试选择方法集

本节总结了几种针对回归测试进行测试选择的技术，这些技术的细节将在后续章节中详细描述。

5.4.1 全测试策略

本节的方法可能是所有回归测试技术中最简单的一种。测试人员不愿冒任何风险，因此用 P 中的所有适用的用例来测试 P'。根据图 5-4，在全测试策略中，我们采用 $T'=T-T_3$。

虽然全测试策略可能是风险最小的策略，但是它有严重的缺陷。假设 P' 增加了新功能，需要 1 周之内发布 P'，但是全测试策略至少需要 3 周才能完成。在这种情况下，测试人员需要用一个比 $T-T_3$ 小一点的测试集。获得更小回归测试集的不同技术在本章后面论述。尽管如此，全测试策略结合用于回归测试的自动化工具也许是商业软件测试中运用最为广泛的技术。

5.4.2 随机选择测试

在回归测试中，随机选择是减少测试用例数目的可行方法之一，即随机从 $T-T_3$ 中选择用例进行测试。测试者可以根据许可的测试时间和要达到的可信程度来自主决定选择多少用例进行测试。

如果假设所有测试用例在暴露软件故障上的能力是相同的，那么没有变化的代码保持正确的可信度与测试样本及其成功执行的数目成正比。但是对实际应用来讲，这个假设通常不成立。有些样本可能对不变代码无影响，而有些则有影响，这是随机方法在回归测试方面的主要缺陷。但是随机的回归测试毕竟比不进行回归测试效果要好。

5.4.3 选择遍历修改测试用例

有几种 RTS 技术致力于选择 T 的一个子集。子集中的测试用例执行修改过代码，或受到修改代码影响的代码，而那些没有产生影响的将会被忽略。这些技术使用一些方法来确定期望的子集，以期获得一个最小的回归测试集。能够获得最小回归测试集而不丢弃任何遍历修改语句的测试用例的方法，称为安全 RTS 技术。

遍历修改测试的好处是，在时间有限的情况下，测试人员只需要执行一个相对较小的回归测试集。该方法可能是全测试策略和随机选择测试的较好的替代技术。

遍历修改测试用例需要实现自动化选择。如果没有工具的支持，把这些技术运用到大型商业系统中是不现实的。尽管从测试效果的角度来讲，该方法很有吸引力，但是在某些情况下，比如，当测试用例之间有很复杂的依赖关系，并且这种依赖关系很难被工具所理解时，该方法在技术上是不可行的。

5.4.4 测试最小化

假设 T_2 是 T 的遍历修改测试子集，使用某些技术能进一步减少 T_2 的规模。这种测试最小化技术致力于从 T_2 中剔除多余的测试用例。当 T_2 中的测试用例 a 与测试用例 t 实现了相同的

目标时，就认为 T_r 中的测试用例 t 是多余的。这里的目标通常用代码覆盖（比如基本块覆盖或其他形式的控制流和数据流覆盖）来表示。需求覆盖是测试最小化的另一个可能的目标。

测试最小化可能导致回归测试集规模的显著减小，但是它不一定是安全的。尽管仔细设计了测试用例，最小化可能剔除正好与测试目标匹配的测试用例。下面的例子就说明了这一点。

例5.3 考虑如下简单程序 P'，它输出两个整数之和。但是因为错误，程序输出了两个整数之差。

```
1 int x, y;
2 input (x, y);
3 output(x-y);
```

现在，假设 T_r 包含了10个测试用例，其中9个测试用例中 $y=0$，只有一个 y 不为0的测试用例，记为 t_{10}。t_{10} 中的 x 和 y 都不为0，t_{10} 是唯一导致 P' 失效的测试用例。

假设 T_r 被最小化，以便执行 P' 获得没修改的基本块覆盖保持不变。显然，这10个测试用例覆盖了 P' 中相同的基本块，因此最小化算法留下一个用例，剔除了其他测试用例。如果不幸剔除了 t_{10}，那么 P' 中的错误就不能通过最小化测试集的方法暴露出来。

上面的例子虽然很小，但是它指出了测试最小化的弱点。这个例子所反映的情况在现实应用中会以不同的形式出现，因此要慎用最小化技术。用最小化方法时，在决定选择剔除某个用例之前需要仔细检查。

5.4.5 测试优先级排序

RTS的另一个方法是优先级排序。在这个方法中，用某种方法对 T_r 中的测试用例进行排序，并按排序赋予优先级。优先级不排除 T_r 中的任何测试用例。相反，它让测试者基于相对优先级来选择测试用例。

例5.4 R_1、R_2 和 R_3 是3个需求，从 P 演进到 P'，它们均保持不变。首先，对 P' 来讲，根据重要性对需求进行排序。例如 R_3 最重要，其次是 R_1，最后是 R_2。任何在 P' 中实现而 P 中不含有的需求在此排序中都没有用到，它们对应的测试属于图5-4中的新测试集 T_n。

现在假设 P 的回归测试子集 T_r 是 $\{t_1, t_2, t_3, t_4, t_5\}$，并且用 t_1 测试 R_1，用 t_2 和 t_3 测试 R_2，t_4 和 t_5 测试 R_3。现在测试排序为 t_2, t_3, t_4, t_5, t_1；t_2 优先级最高，t_1 最低。由测试者来决定哪些作为回归测试集中的元素——如果测试者相信从修改 P 得到 P' 不可能对实现 R_2 的代码有任何影响，那么 t_2 和 t_3 就不需要执行。除此之外，在发布 P' 之前，测试者的资源只允许运行3个用例，那么可以选择 t_2、t_4 和 t_5。

还有一些更复杂的技术用来进行测试优先级排序，其中某些技术使用代码覆盖率作为优化测试的度量标准。这些技术在后面的章节中讨论。

5.5 利用执行轨迹进行回归测试的选择

记 P 为包含一个或者多个功能的程序。P 已经用图5-4所示的测试集 T 测试通过。添加新功能并修正某些错误后，P 演变为 P'。新功能已通过测试，证明其行为正确。错误修正同样也通过测试证明是正确的。现在的目标是测试 P'，以确保做出的修改不影响 P 的其他功能。尽管用 T 中所有可用的测试用例来测试 P' 可以达到这个目标，但我们只想选择必需的测试用例来确认修改没有影响 P 的原有功能。

第一个从 T 中选择子集的技术来源于对 P 执行轨迹中执行切片的使用。这一技术又分两

个步骤。第一步，执行程序 P，记录 $T_m = T_e \cup T_f$（参见图 5-4）中每个测试用例的执行切片。T_m 包含了所有可用的测试用例，因此可以作为完全回归测试集的候选。第二步，比较修改后的程序 P' 和 P，并且通过分析第一步得到的执行切片把 T_r 从 T_m 中分离出来。

5.5.1 获取执行轨迹

记 $G=(N,E)$ 为程序 P 的 CFG 图，N 是结点集合，E 是连接结点的有向边集合。N 中的每一个结点对应 P 中的一个基本块。Start 和 End 是两个特殊结点，Start 没有父结点，End 没有子结点。对于 P 中的每一个函数 f，生成一个单独的 CFG 图（记为 G_f）。视 P 的 CFG 为主 CFG，对应 P 的主函数，其他 CFG 都为子 CFG。有时将函数 f 的 CFG 记为 CFG(f)。

每一个 CFG 中的结点编号为 1，2，…，Start 结点的编号为 1。CFG 的结点通过在结点编号前加函数名来标识。例如，P.3 是 G_p 图中结点 3，F.2 是 G_f 中的结点 2。

程序执行 T_m 中的每一个测试用例。在 $t \in T_m$ 执行期间，执行轨迹记为 $trace(t)$，执行轨迹是一个结点序列。把执行 P 的过程中遍历过的一组结点保存为一个执行轨迹，这样一个集合称为 P 的执行切片。Start 是一条执行轨迹的第一个结点，End 是最后一个结点。注意，一条执行轨迹包含来自 P 执行过程中调用的函数的结点。

例 5.5 考虑程序 P5.1。它包含 3 个函数：main、g1 和 g2，各自的主 CFG 和子 CFG 如图 5-5 所示。

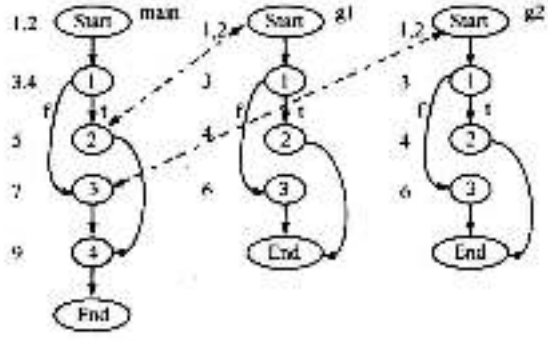


图 5-5 程序 P5.1 中的 main 函数和两个子函数 g1、g2 的 CFG。每一个基本块表示成一个结点，基本块包含的语句行的行号置于相应结点的左边。t 和 f 分别代表相应结点中条件的 true 值和 false 值，虚线表示函数调用点

程序 P5.1

```
1  main(){                 1  int g1(int a, b){      1  int g2 (int a, b){
2  int x,y,p;              2  int a,b;               2  int a,b;
3  input (x,y);            3  if(a+1==b)             3  if(a==b+1)
4  if (x<y)                4    return(a*a);         4    return(b*b);
5    p=g1(x,y);            5  else                   5  else
6  else                    6    return(b*b);         6    return(a*a);
7    p=g2(x,y);            7  }                      7  }
8  endif
9  output (p);
10 end
11 }
```

现在考虑以下测试集：

$$T=\left\{\begin{matrix}t_1:<x=1,y=3>\\t_2:<x=2,y=1>\\t_3:<x=3,y=1>\end{matrix}\right\}$$

用 T 的3个测试用例执行程序 P5.1，每个测试生成以下对应的执行轨迹，表示成结点遍历的序列。不过，对测试选择而言，产生执行轨迹的工具可以把结点遍历序列保存为结点集合，以节约内存空间。

测试用例（t）	执行轨迹（trace(t)）
t_1	main.Start,main.1,main.2,q1.Start,q1.1,q1.3,q1.End,main.2,main.4,main.End.
t_2	main.Start,main.1,main.3,q2.Start,q2.1,q2.2,q2.End,main.3,main.4,main.End.
t_3	main.Start,main.1,main.2,q1.Start,q1.1,q1.2,q1.End,main.2,main.4,main.End.

收集执行轨迹时，假定输入每一个测试用例，程序 P 都从初始状态开始执行。对于持续运行的程序而言，这会产生问题。例如嵌入式系统初始启动后，需要外部事件作为测试输入，系统需要响应这些事件。在这种情形下，利用一串有序的外部事件作为测试用例。无论如何，都要假定程序 P 先进入初始状态，而后接受外部输入序列，这些输入可视为 T_u 中的测试用例。

记 test(n) 为由经过结点 n 至少一次的测试用例组成的测试集。给定 T_u 中的每一个测试用例的执行轨迹，对任意一个结点 $n\in N$，很容易求出 test(n)。test(n) 也称为结点 n 的测试向量。

例5.6 图5-5所示的CFG内每一个结点的测试向量可从例5.5给出的执行轨迹中求得，结果在下表中列出。所有测试都经过了Start和End结点，因此没有列出这两个结点。

函 数	结点 n 的测试向量 [test(n)]			
	1	2	3	4
main	t_1,t_2,t_3	t_1,t_2	t_2	t_1,t_2,t_3
q1	t_1,t_3	t_3	t_1	—
q2	t_2	t_2	空	—

5.5.2 选择回归测试用例

选择回归测试是遍历修改回归测试选择的第二阶段。在该阶段之前，P'已经完成，并且已经进行了测试，证明所有新增功能和修正的错误都运行正确。该阶段有两个关键步骤：（1）构造 P'的CFG和语法树；（2）选择测试用例。下面介绍这两个步骤。

构造CFG和语法树 本阶段的第一步是获得 P'的CFG，标记为 $G'=(N',E)$。现在就有了 P 和 P'对应的CFG，即 G 和 G'。请注意，除了特殊结点，CFG中的每一个结点对应于一个基本块。

在构造 G 和 G'的过程中，每个结点的语法树也被构造出来。尽管前面没有提及，实际上 G 的语法树可以在第一阶段构造出来。每一个语法树都表示了对应的基本块的结构，这个基本块在CFG中使用一个结点表示。

Start和End结点的语法树都只有一个结点，分别标记为Start和End。其他结点的语法树使用传统的技术构造，这些技术常常被编译器的编写者所使用。在语法树中，一个函数调用使用一系列参数结点（每个参数对应一个结点）和一个调用结点表示。调用结点指向一个叶结

点，由被调用函数的名称标注。

例5.7 图5-5中的一些结点的语法树如图5-6所示。注意图中标记main函数中结点1的分号，它表示语句或表达式的顺序为从左到右。

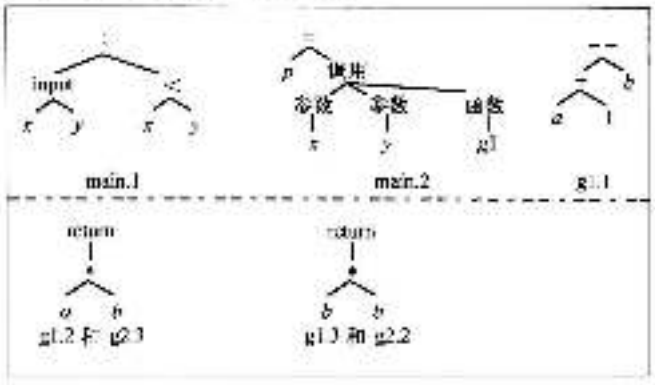
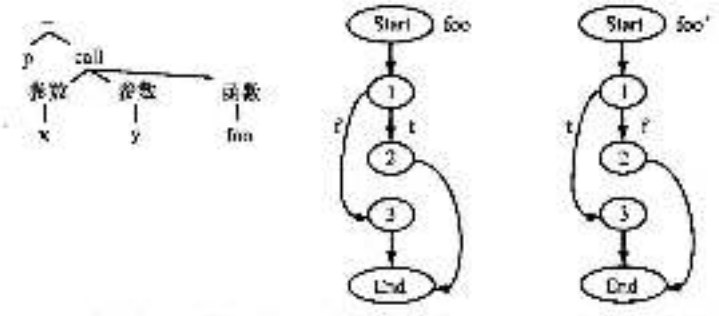


图5-6 图5-5中程序 P 的函数main，g1和g2的CFG中部分结点的语法树。分号(;)表示在一个结点中两个或者多个语句从左到右的顺序

比较CFG并选择测试用例 在这一步中，通过比较 P 和 P' 的CFG来选择 T 的子集进行回归测试。从 P 和 P' 的main函数的Start结点开始比较，然后逐级递归下去，逐一标识出 P 和 P' 中不同的结点。只选择遍历了这些结点的测试用例。

遍历CFG时，对于两个结点 $n \in N$ 和 $n' \in N'$，当它们对应的语法树相同时，就说二者是等价的。当两个语法树的根结点具有相同的标记且具有相同的对应后代（参见练习5.4）时，就认为两个语法树等价。函数调用要复杂一点，例如一个叶结点标记了一个函数名foo，那么就要比较 P 和 P' 中对应函数的CFG，以检查语法树的等价性。

例5.8 假设 G 和 G' 的结点 n 和 n' 的基本块具有相同的语法树，如图5-7a所示，但是它们却不等价。原因是 P 中函数foo的CFG与 P' 中函数foo'的CFG不同。这两个CFG的区别在于从结点1出去的边的标记不同。在图5-7b中，标记为 f 的边指向结点3，而在图5-7c中，具有相同标记的边却指向了结点2。



a) G, G' 各自节点 n, n' 的语法树　b) P 中foo的CFG　c) P' 中foo'的CFG

图5-7 具有相同函数类用结点的语法树，函数名称虽然相同，但是它们的CFG不同

选择遍历修改测试过程

输入：(a) G, G'，即程序 P 和 P' 的CFG，以及CFG中每个结点对应的语法树。

(b) 每个CFG中各个结点 n 的测试向量 $test(n)$。

(c) T，程序 P 的有效测试用例集合。

输出：T'，即 T 的一个子集。

Begin of SelectTestsMain

/*初始化后，调用过程 SelectTests。SelectTests 从 Start 结点开始递归地遍历 G 和 G'。若 G 中的结点 n 与 G' 中其对应的结点不同，将选择 T 中所有遍历 n 的测试用例。*/

步骤1 令 $T'=\varnothing$。取消 G 和其子 CFG 中任何结点的标记。

步骤2 调用过程 SelectTests (G.Start, G'.Start')。G.Start'和 G'.Start'分别是 G 和 G' 中的开始结点。

步骤3 得到的 T'即为回归测试 P'的测试集。

End of SelectTestsMain

Begin of SelectTest(N,N')

输入：N 是 G 中的结点，N'是 G'中对应的结点。

输出：T'。

步骤1 标记结点 N，确保下次再处理到该结点时能够忽略掉它。

步骤2 如果 N 和 N'不等价，那么 $T'=T'\cup test(N)$并返回，否则执行下一步。

步骤3 S 表示 N 的后继结点集。如果 N 是 End 结点，那么 S 为空。

步骤4 对每一个 $n\in S$，执行如下步骤：

4.1 如果 n 被标记，那么返回，否则重复如下步骤：

4.1.1 令 $l=label\ (N,\ n)$。l 的值可能是 t，f 或 e（空）。

4.1.2 $n'=getNode(l,N')$。n'是 G'中的结点，它对应于 G 中的 n。同时，边$(N',\ n')$ 的标记是 l。

4.1.3 SelectTests (n, n')。

步骤5 从 SelectTests 返回。

End of SelectTests

例5.9 下面使用程序 P5.1 说明 RTS 过程。函数 main，g1 和 g2 的 CFG 如图 5-5 所示。这三个函数的 $test(n)$ 在例 5.6 中已经给出。

现在假设函数 g1 被修改，如程序 P5.2 所示，即第 3 行的条件被修改。g1 的 CFG 也产生了变化，结点 1 的语法树与图 5-5 所示的有所不同。我们将使用 SelectTests 过程为修改后的程序选择回归测试用例。注意，例 5.5 中的全部测试用例对修改后的程序来讲都是有效的，因此都是候选测试用例。

程序 P5.2

```
1  int g1(int a, b){ ← 修改后的g1
2  int a, b;
3  if(a-1==b) ← 修改谓词
4    return(a*a);
5  else
6    return(b*b);
7  }
```

下面按照 SelectTestsMain 过程中描述的步骤执行。G 和 G'分别表示程序 P5.1 及其修改版本的 CFG，其变化仅在 g1 中。

SelectTestsMain 步骤1 $T'=\varnothing$。

SelectTestsMain 步骤2 SelectTests (G.main.Start, G'.main.Start)。

SelectTests 步骤1 N=G.main.Start 且 N'=G'.main.Start。标记G.main.Start。
SelectTests 步骤2 G.main.Start 和 G'.main.Start 等价，因此执行下一步。
SelectTests 步骤3 $S=succ$ (G.Start) = {G.main.1}。
SelectTests 步骤4 令 n=G.main.1。
SelectTests 4.1 n 没有被标记，因此进一步处理。
SelectTests 4.1.1 $l=label(G.main.Start,n)=s$。
SelectTests 4.1.2 $n'=getNode(n,G'.main.Start)$=G'.main.1。
SelectTests 4.1.3 SelectTests(n,n')。
SelectTests 步骤1 N=G.main.1 且 N'=G'.main.1。标记G.main.1。
SelectTests 步骤2 G.main.1 和 G'.main.1 等价，因此执行下一步。
SelectTests 步骤3 $S=succ$(G.main.1) = {G.main.2,G.main.3}。
SelectTests 步骤4 令 n=G.main.2。
SelectTests 4.1 n 没有被标记，因此进一步处理。
SelectTests 4.1.1 $l=label$(G.main.1,n) = t_1。
SelectTests 4.1.2 $n'=getNode(l,G'.main.1)$=G'.main.2。
SelectTests 4.1.3 SelectTests(n,n')。
SelectTests 步骤1 N=G.main.2 且 N'=G'.main.2。标记G.main.1。

因为G.main.2包含了一个对g1的调用，因此等价性判断需要检查g1和g2的CFG。N和N'不等价，因为g1发生了改变。因此，$T'=tests(N)=tests(G.main.2)=\{t_1,t_5\}$，对SelectTests的调用结束。接下来处理$S$的下一个元素。练习5.6要求读者完成该例中的后续步骤。

5.5.3 处理函数调用

算法SelectTests通过对结点语法树的比较来检查结点的等价性。当被检查结点包含对函数f的调用且f被修改为f'时，如果f和f'在它们CFG中的任何对应结点存在差异，那么例5.9所示的简单检查将指出二者不等价。这样，将选择那些没有执行f中变化代码的测试用例。

例5.10 假设程序P5.1中的g1被修改，将其第4行替换为return(a*a*a)。这导致图5-5中g1的CFG中结点2发生变化。很容易得到如下结论：尽管t_1没有遍历结点2，SelectTests仍然会将t_1包含在T'中。练习5.7要求读者修改SelectTests算法的结点等价性检查，保证T'中只包含那些遍历了函数中修改结点的测试用例。

5.5.4 处理声明中的变化

SelectTests算法可以为回归测试选择遍历修改测试。假设变量声明发生简单变化，且声明出现在main函数中，SelectTests算法将不能处理这种变化，因为在CFG中没有包含声明。

处理声明变化的一个方法是在函数的CFG中增加一个与声明对应的结点。对P中每个函数的CFG都如此处理。全局变量的声明结点置于main函数CFG中Start结点之后。

增加与声明对应的结点后，SelectTests将会比较P和P'的CFG中的这些结点。如果发现测试用例遍历的这些声明结点不等价，那么，这些测试用例将被包含在T'中。现在的问题是：任何声明的变化都将导致P'的测试集T中所有测试用例被包含在T'中。这是很显然的，

因为所有的测试都会遍历 main 函数 CFG 中紧跟 Start 之后的结点。下面介绍另一个测试选择方法，它考虑了声明变化的表示。

用 $declChange_f$ 表示函数 f 中的变量集合，且这些变量的声明在 f' 中发生了变化。被删除或者新增加的变量没有包含在 $declChange_f$ 之中（参见练习 5.9）。用 $gdeclChange$ 表示 P 中那些声明发生了变化的全局变量。

用 $use_f(n)$ 表示函数 f 的 CFG 中，在结点 n 处使用的变量名称的集合。通过遍历每个函数的 CFG，并且分析与每个结点关联的语法树来计算该集合。函数 f 的 CFG 中，结点 n 处的表达式使用（注意，不是被赋值）的所有变量都加入到 $use_f(n)$ 中。注意，当 f 中的变量声明没有变化时，$declChange_f$ 为空；同样，$CFG(f)$ 中结点 n 没有使用任何变量时，$use_f(n)$ 也为空，例如语句 $x=0$。

过程 SelectTestsMainDecl 是 SelectTestsMain 的修订版本，它考虑了声明变化的可能性，并仔细选择那些真正需要重新运行以进行回归测试的用例。

选择遍历修改测试且同时考虑变量声明变化情况的过程

输入：(a) G，G'，程序 P 和 P' 的 CFG，以及 CFG 中每个结点对应的语法树。

(b) 每个 CFG 中各结点的测试向量 $test(n)$。

(c) 每一个函数 f 的 $CFG(f)$ 中每个结点的 $use_f(n)$。

(d) 每个函数 f 的 $declChange_f$。

(e) 变量声明有变化的全局变量的集合 $gdeclChange$。

(f) T，P 的有效测试集合。

输出： T'，即 T 的一个子集。

Begin of SelectTestsMainDecl

/*初始化之后，重复执行过程 SelectTestsMainDecl。SelectTestsMainDecl 查找声明中的变化，并从 T 中选择那些遍历受变化影响结点的测试用例。前一步骤结束后，调用前面描述的过程 SelectTests*/

步骤 1 $T'=\varnothing$。不标记 G 及其子 CFG 中的任何结点。

步骤 2 对 G 中每一个函数 f，调用过程 SelectTestsDecl(f,$declChange_f$,$gdeclChange$)，每次调用都会更新 T'。

步骤 3 调用过程 SelectTests(G.Start,G'.Start')。G.Start 和 G'.Start'分别是 G 和 G' 中的开始结点。该过程可能会在 T' 中加入新测试用例。

步骤 4 T' 即为回归测试 P' 的测试集。

End of SelectTestsMainDecl

Begin of SelectTestDecl(f,$declChange_f$,$gdeclChange$)

输入： f 是函数名，$declChange_f$ 是 f 中的变量名集合，这些变量的声明发生了变化。

输出： T'。

步骤 1 针对每个结点 $n\in CFG(f)$，重复如下步骤：

如果 $use_f(n)\cap declChange_f\neq\varnothing$ 或者 $use_f(n)\cap gdeclChange\neq\varnothing$，那么 $T'=T'\cup test(n)$。

End of SelectTestsDecl

SelectTests 过程保持不变。注意上述方法中每个函数的 CFG 都不包含对应函数中变量声明的任何结点。导致显式变量初始化的声明部分成两个部分：一个纯粹的声明部分和一个初始化部分。初始化部分包含在另一个结点中，紧跟在 Start 结点之后。这样，任何变量声明的初始化部分如果发生了变化，例如 "int x=0;" 改变为 "int x=1;"，都将由 SelectTests

处理。

例 5.11 考虑程序 5.3 及其对应的 CFG，如图 5-8 所示。假设变量 z 的类型由 int 改变为 float。分别用 P 和 P' 表示原来和改变后的程序。容易看出，$gdeclChange = \varnothing$ 且 $declChange_{main} = \{z\}$。假设测试 P 的测试集如下：

$$T = \begin{Bmatrix} t_1: <x=1, y=3> \\ t_2: <x=2, y=1> \\ t_3: <x=3, y=4> \end{Bmatrix}$$

程序 P5.3

```
1  main(){
2  int x,y,z;  ← 替换为int x,y;float z;
3  z=0;
4  input (x, y);
5  if(x<y)
6    {z=x-y; output(z);}
7  output ((float) (x-y));
8  end
9  }
```

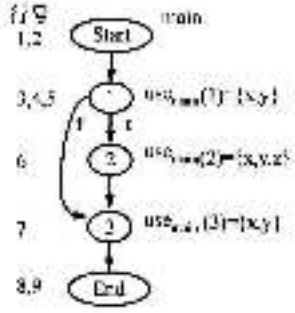


图 5-8 例 5.11 中的程序及其 CFG

很容易针对每个用例遍历 CFG(P)，从而得到测试向量如下：

$$test\ (1): \quad \{t_1, t_2, t_3\}$$
$$test\ (2): \quad \{t_1, t_2\}$$
$$test\ (3): \quad \{t_1, t_3, t_4\}$$

过程 SelectTestsDecl 的步骤 1 处理如下：

结点 1：$use_{main}(1) \cap declChange_{main} = \varnothing$。因此 T' 没有变化。

结点 2：$use_{main}(2) \cap declChange_{main} = \{z\}$。则此 $T' = T' \cup test(2) = \{t_1, t_2\}$。

结点 3：$use_{main}(3) \cap declChange_{main} = \varnothing$。因此 T' 没有变化。

过程 SelectTestsDecl 到此结束。过程 SelectTests 没有改变 T'，因为 CFG(P) 和 CFG(P') 中的对应结点完全等价。因此，我们得到回归测试集 $T' = \{t_1, t_3\}$。

5.6 利用动态切片进行回归测试的选择

使用执行轨迹来选择遍历修改的测试用例可能会导致不必要的回归测试。考虑如下场景，假设修改了程序 P 的第 l 行语句。P 有两个测试用例，分别是 t_1 和 t_2。假设这两个测试用例都遍历了第 l 行，那么，根据先前介绍的执行切片技术，t_1 和 t_2 都会被选择作为回归测试用例。

现在假设测试 t_1 遍历第 l 行时，l 行的语句并不影响 CFG(P) 中从 Start 结点到 End 结点运行的输出。相反，测试用例 t_2 遍历第 l 行时，会影响到程序 P 的输出。如果是这样，就没必要有用 t_1 测试程序 P'。

例 5.12 考虑程序 P5.4，程序首先接受 3 个输入，然后进行计算，最后输出 z。假定程序 P 第 6 行的语句被修改了，如图 5-9 所示。

程序 P5.4

```
1 main(){
2 int p, q, r, z;
3 z=0
4 input (p, q, r);
5 if (p<q)
6    z=1 ← 这条语句将修改为z=-1
7 if (r>1)
8    z=2
9 output (z);
10 end
11 }
```

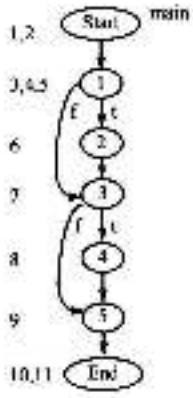


图5-9 例5.12的程序及其CFG

考虑如下测试P的测试集：

$$T=\left\{\begin{array}{l}t_1:<p=1,q=3,r=2>\\ t_2:<p=3,q=1,r=0>\\ t_3:<p=1,q=3,r=0>\end{array}\right\}$$

测试用例t_1和t_3遍历图5-9中CFG的结点2，而测试t_2不遍历该结点。因此，如果用前面介绍的SelectTests过程，则t_1和t_3构成集合T'。T'也是遍历修改测试集。然而，很容易发现尽管t_1经过了结点2，但是最终输出z并没有受到这个结点计算结果的影响。因此，没有必要用t_1来测试P'，只需要用t_3来测试P'即可。

下面将介绍一种通过PDG和动态切片技术来选择回归测试用例的技术。这种技术的主要优点在于只选择那些既执行了程序的修改部分，又可能影响程序输出的测试用例。

5.6.1 动态切片

假定程序P是被测程序，t是用来测试P的一个用例，程序P的第l行用到变量v，程序P关于t和v的动态切片是程序P的一组语句，这些语句在$trace(t)$中，并且影响了变量v在l处的值。很明显，如果位置l在执行过程中没有遍历，那么动态切片为空。动态切片的概念从静态切片引申而来，不过静态切片基于程序的执行，而动态切片则基于程序本身。

例5.13 考虑图5-9中的程序P5.4，记为P'，以及测试用例$t_1:<p=1,q=3,r=2>$。程序P关于第9行变量z和测试用例t_1的动态切片包含的语句为第4，5，7，8行。第9行中z的静态切片包含的语句为第3，4，5，6，7，8行。一般来说，变量的动态切片要比相应的静态切片小。对于$t_2:<p=1,q=0,r=0>$，动态切片中包含的语句为第3，4，5行，而静态切片则没有变化。

5.6.2 计算动态切片

计算动态切片的算法有许多种，这些算法在计算切片的精度、计算复杂度以及内存需求等方面存在一些差异。一个精确的动态切片准确地包含了特定程序语句，这些语句在给定测试输入情况下对给定位置的变量v的值可能会有影响。用$DS(t,v,l)$表示变量v在位置l

针对测试用例 t 的动态切片。当变量以及变量的位置在上下文中可以简单确定的情况下，使用 DS 来简便地表示动态切片。

下面介绍一个计算动态切片的算法，该算法基于动态程序依赖图。参考文献注释中还列出了一些其他计算动态切片的算法。给定程序 P、测试用例 t、变量 v、变量的位置 l，动态切片的计算将按照下面的步骤进行。

Begin of DSLICE

步骤 1　用测试用例 t 运行程序 P，获取 $trace(t)$。

步骤 2　基于 P 和 $trace(t)$ 构造动态依赖图 G。

步骤 3　识别图 G 中标记为 l 且最后一次为 v 赋值的结点 n。如果没有这样的结点存在，则动态切片为空，否则执行下一步操作。

步骤 4　在图 G 中，找出图中所有从结点 n 能够到达的结点的集合 $DS(t,v,n)$，包含结点 n 本身。$DS(t,v,n)$ 表示 P 关于测试用例 t 针对变量 v 在位置 l 的动态切片。

End of DSLICE

过程 DSLICE 的步骤 2 是构造动态依赖图（DDG）。DDG 与第 1 章中介绍的 PDG 类似。给定程序 P，从程序 P 中即可构造出一个 PDG，但是 DDG 是根据程序 P 的执行轨迹 $trace(t)$ 构造出来的。因此，程序 P 中不在执行轨迹 $trace(t)$ 中出现的语句也不会在 DDG 中出现。

构造动态依赖图 G，首先进行初始化，将每条声明语句对应成一个结点。这些结点之间相互独立，不存在任何表示关联的边。接下来，对应 $trace(t)$ 中第一条语句的结点被加入，这个结点用被执行语句的行号来标记。$trace(t)$ 中的后续语句依次被处理。对于每个语句，都会添加一个相对应的新结点 n 到图 G 中，并且结点 n 与图中已存在结点之间的控制依赖边和数据依赖边也会添加到图 G 中。下面的例子详细阐述了这个过程。

例 5.14　考虑如图 5-10 所示的程序及其 DDG。此处省略了函数头文件和声明，因为它们对计算动态切片没有影响（参见练习 5.13）。假设 P5.5 执行测试用例 t：$<x=2,y=4>$。同时，假设接下来 x 将取值为 0 和 5；当 x 分别取 2，0，5 时，函数 $f1(x)$ 计算出的值分别为 0，2，3；在此假设下，得到了执行轨迹 $trace(t)=(1,2^1,3^1,4,6^1,7^1,2^2,3^2,5,6^2,7^2,2^3,8)$，上标区分了一个结点的多次出现。

程序　P5.5

```
1 input (x, y);
2 while (x < y){
3  if (f1(x)==0)
4     z=f2(x);
   else
5     z=f3(x);
6  x=f4(x);
7  w=f5(z);
}
8 output (w)
  end
```

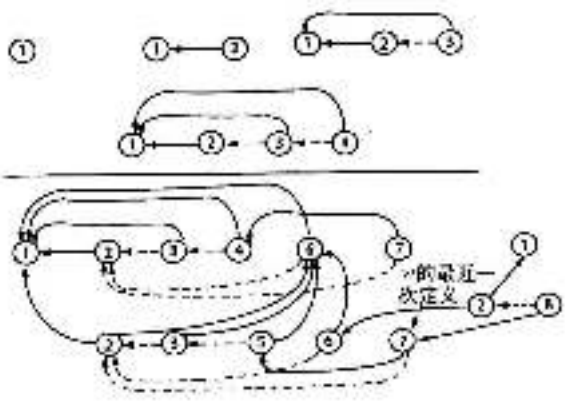


图 5-10　例 5.14 中的程序及其 DDG，其中测试用例为 $<x=2,y=4>$。为简单起见，函数头和声明被省略了。前 4 个结点的构造过程表示在实线上方

DDG的构造如图5-10中实线的上方所示。首先，标号为1的结点加入到图G中；标号为2的结点随后也被加入到G中，这个结点与结点1有数据依赖关系，因此加上一条从结点2指向结点1的实线边。

下一步，标号为3的结点也被加入进来，这个结点与结点1也有数据依赖关系，因为它用到了在结点1中定义的变量x。因此，增加一条从结点3到结点1的边。结点3与结点2有控制依赖关系，因此在G中会有一条从结点3指向结点2的虚线。接下来，结点4也添加到图G中，并且加入对应的数据依赖和控制依赖（分别是从结点4到结点1、从结点4到结点3）。按照上面的步骤一直进行到对应执行轨迹最后语句的结点8，最终的DDG如图5-10中实线下面部分所示。

采用动态依赖图（DDG）来构造动态切片，就像过程DSLICE中的步骤3和步骤4所设计的那样。当为了RTS而计算动态切片时，往往基于一个或者多个输出变量，如程序P5.5中的w。

例5.15 为了计算程序P5.5第8行中变量w的动态切片，我们在DDG中指出了w的最后一次定义，即第7行，并且在图中标识出结点7在图5-10中的第2次出现。反过来，从结点7开始回溯，收集所有可达的结点，从而得到所需的动态切片为{1, 2, 3, 5, 6, 7, 8}（参见练习5.12）。

5.6.3 选择测试用例

给定P的一个测试集T，针对T中每一个测试用例，计算出所有或部分输出变量的动态切片。对$t \in T$，$DS(t)$表示t的动态切片。$DS(t)$是用前面小节中描述的过程计算得到的。设P修改结点n，得到了P'。如果$n \in DS(t)$，则测试用例$t \in T$将被添加到T'中。

对$test(n)$的解释需要进行稍微的修改，可以使用SelectTests来选择回归测试集。假设$test(n)$是一个测试集T，只要$t \in T$，则$n \in DS(t)$。因此，对CPG(P)中的每一个结点n，只有那些遍历了n并且可能影响了至少一个被选输出变量值的测试用例，才能被添加到T'中。

例5.16 假设程序P5.5的第4行被修改从而获得P'。例5.14中的t应该包含在T'中吗？如果仅使用执行切片，t将包含在T'中，因为在图5-10中其遍历过结点4。然而，遍历过结点4并不影响在结点8的w值的计算，因此，当使用动态切片方法时，t不会包含在T'中。注意，对于第8行的变量w，结点4不在$DS(t)$中，因此t不应该包含在T'中。

5.6.4 潜在依赖

动态切片包含了所有$trace(t)$中对程序输出有影响的语句。然而，$trace(t)$中可能会有一条语句s不影响程序的输出，但是在程序改变的时候却可能影响到输出。如果s没有包含在动态切片中，也就把s排除在了回归测试集之外。这意味着修改程序后，由s改变而引起的错误可能不会被发现。

例5.17 设P代表程序P5.6，假设P执行了测试用例$t_1 = <N = 1, x = 1>$，并且仅在P中循环的第一次也是唯一一次迭代时$f(x) < 0$。得到$trace(t) = (1,2,3,4,5,6,8,10,4,11)$。这个轨迹的DDG如图5-11所示。在这个例子中，没有标记的虚线边表示控制依赖，而标记为"p"的边表示潜在依赖。第11行输出变量z的动态切片$DS(t,z,11) = \{3,11\}$。

程序 P5.6

```
    int x, z, i, N;
1   input (N);
2   i=1;
3   z=0;
4   while (i < N){
5     input (x);
6     if (f(x)==0)← 错误的条件
7       z=1;
8     if (f(x)>0)
9       z=2;
10    i++;
    }
11  output (z);
    end
```

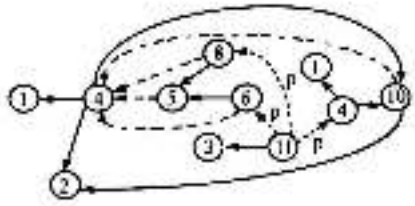


图 5-11 从 $trace(t)$ 得到的程序 P5.6 的 DDG，$t:<N=1, x=1>$。未带标记的虚线边表示控制关系，标记为“p”的边表示潜在依赖

注意到 $DS(t,z,11)$ 没有包含对应第 6 行的结点，因此，t 不会被选择为 P' 的回归测试用例（P' 因改变第 6 行的 if 语句得来）。但是，t 必须被包含在回归测试集里面。

为了解决上面例子中的问题，我们定义了潜在依赖这个概念。设 $trace(t)$ 是 P 针对测试用例 t 的一个轨迹，设 v 是在 L_v 位置使用的一个变量，p 是在 L_p 位置出现的一个断言，且遍历 L_p 是在遍历 L_v 之前。当下面两个条件成立时，就说 v 和 p 之间存在一个潜在依赖：

1）在轨迹的从 L_p 到 L_v 的子路径上，v 从未被定义，但是在另外一条从 L_p 到 L_v 的路径 r 上定义了 v。

2）改变 p 的值可能会导致执行路径 r。

下面的例子说明了如何运用上述定义来标识潜在依赖。

例 5.18 例 5.17 中执行测试用例 t 的时候，已经把上述关于潜在依赖的定义运用到程序 P5.6 中。在轨迹中，从结点 6 到结点 11 的子路径上包含了以下结点序列：6，8，10，4，11。结点 11 对结点 6 存在一个潜在依赖，因为：

1）z 从未在该子路径上定义，但是存在另一条从结点 6 到结点 11 的子路径 r 定义了 z。

2）改变结点 6 中断言的值会导致执行另一子路径 r。这个潜在依赖如图 5-11 所示。注意，一个可能的子路径 r 包含了下面的结点序列：6，7，8，10，4，11。

用类似的参数，很容易就能证明结点 8 与结点 11 之间存在潜在依赖关系。这两个潜在依赖关系在图 5-11 中都表示为带标记“p”的虚线边。

计算潜在依赖的过程

输入：(a) 程序 P 及其 CFG 图 G。P 中每一个语句在 G 中都正好有一个结点与其对应。

(b) $trace(t)$，P 执行测试用例 t 得到。

(c) $DDG(t)$。

(d) 位置 L 和变量 v，用于计算 P 中的潜在依赖。

输出：PD，代表 L 与 $DDG(t)$ 中其他结点存在潜在依赖关系的边的集合。

Begin of ComputePotentialDep

/*

针对一个给定轨迹的 DDG 构造结束后，调用过程 ComputePotentialDep。该过程使用 G 来决定变量 v 在位置 L 处的可达定义（reaching definition）。这些定义将被用来迭代计算 PD。

*/

步骤 1 使用 P 和 G 计算出 G 中所有包含了变量 v 在位置 L 处的（静态）可达定义的结点

集合 S。变量 v 在结点 L 处的可达定义是 G 中的一个结点 Lv，Lv 给变量 v 赋了值，并且存在一条从 G 中 Start 结点到 End 结点的路径，该路径经过了 Lv，然后经过 L，并且没有重新定义变量 v。之所以把这些称为静态可达定义，是因为它们是从 P 中而不是从 P 的执行轨迹中计算得到的。

步骤2 计算直接和间接控制结点集合 C。一个直接控制结点 n 是 C 中的一个断言结点，存在某个结点 $m \in S$ 控制依赖于 n。所有控制依赖于 C 中结点的结点是间接控制结点，同样把它们添加到 C 中。

步骤3 找到 G 中的结点 D，D 包含了控制达到 $trace(t)$ 中 L 之前的 v 的最后定义。如果不存在这样的结点，D 就是对应于 v 的声明结点。

步骤4 置 $PD = \varnothing$。

步骤5 设 $nodeSeq$ 为 $trace(t)$ 中的结点序列，该序列包含了在 Lv 与 L 之间出现的结点，以及 Lv 与 L 本身。把 $nodeSeq$ 中的每一个结点标记为“NV”。

步骤6 对 $nodeSeq$ 中的每个结点 n 重复以下过程，从 $n = L$ 开始然后倒序移动。

6.1 如果 n 被标记为“NV”，则执行下列步骤。

6.1.1 把 n 标记为“V”。

6.1.2 如果 $n \in C$，执行以下步骤：

(a) $PD = PD \cup \{n\}$。

(b) 设 M 为 $nodeSeq$ 中 n 与 D 之间结点的集合。对每一个结点 $n' \in M$，把所有结点 $m \in C$ 标记为“V”，只要 n' 控制依赖于 m。

End of ComputePotentialDep

例5.19 用过程 ComputePotentialDep 计算例 5.17 中 $trace(t) = (1,2,3,4^1,5,6,8,10,4^2,11)$ 上位置 11 处变量 v 的控制依赖。ComputePotentialDep 的输入包括程序 P5.6，图 5-11 所示的 DDG，$trace(t)$，位置 $L = 11$，以及变量 $v = z$。

步骤1 从 P 得到 v 在 L 处的静态可达定义 $S = \{3,7,9\}$。一般来说，对于大型程序这点很困难，尤其是那种包含指针引用的程序（见参考文献注释中关于计算静态可达定义通用算法的相关内容）。

步骤2 结点3没有控制依赖。从 P 来看，结点7和9分别控制依赖于结点6和8，而结点6和8又都控制依赖于结点4。所以，得到 $C = \{4,6,8\}$。

步骤3 结点3包含了 z 在 $trace(t)$ 中的最后定义，因此，$D = s$。

步骤4 $PD = \varnothing$。

步骤5 $Lv = 3$，$nodeSeq = (3,4^1,5,6,8,10,4^2,11)$。将 $nodeSeq$ 中的每一个结点标为 NV，这样，$nodeSeq = (3^{NV},4^{NV},5^{NV},6^{NV},8^{NV},10^{NV},4^{NV},11^{NV})$。我们忽略了代表4第1次和第2次出现的上标1和2。

步骤6 选择 $n = L = 11$。

6.1 因 n 被标记为 NV，因此，处理它。

6.1.1 $nodeSeq = (3^{NV},4^{NV},5^{NV},6^{NV},8^{NV},10^{NV},4^{NV},11^{V})$。

6.1.2 n 不在 C 中，忽略它并继续执行循环。

步骤6 选择 $n = L = 4$。

6.1 因 n 被标记为 NV，因此，处理它。

6.1.1 $nodeSeq = (3^{NV},4^{NV},5^{NV},6^{NV},8^{NV},10^{NV},4^{V},11^{V})$。

6.1.2 n 在 C 中，处理它：

(a) $PD = \{4\}$。

(b) 结点4和结点11不控制依赖于任何结点，因此，没有其他结点需要标记。

步骤6，6.1，6.1.1 选择 $n=10$，因 n 被标记为 NV，处理它并标记为 V。$nodeSeq=(3^{NV},4^{NV},5^{NV},6^{NV},8^{NV},10^{V},4^{V},11^{V})$。

6.1.2 结点10不是一个控制结点，因此，忽略它并进入下一个迭代。

步骤6，6.1，6.1.1 选择 $n=8$，由于这个结点被标记了 NV，因此标记它为 V 并处理它。$nodeSeq=(3^{NV},4^{NV},5^{NV},6^{NV},8^{V},10^{V},4^{V},11^{V})$。

6.1.2 结点8在 C 中，因此：

(a) 把它添加到 PD，得到 $PD=\{4,8\}$。

(b) 把结点4标记为 V，因为结点8控制依赖于这些结点。$nodeSeq=(3^{NV},4^{V},5^{NV},6^{NV},8^{V},10^{V},4^{V},11^{V})$。

步骤6，6.1，6.1.1 选择 $n=6$，由于这个结点标记为 NV，因此标记它为 V 并处理它。$nodeSeq=(3^{NV},4^{V},5^{NV},6^{V},8^{V},10^{V},4^{V},11^{V})$。

6.1.2 结点6在 C 中，因此：

(a) 把它添加到 PD，得到 $PD=\{4,6,8\}$。

(b) 没有新的结点需要标记。

步骤6，6.1，6.1.1，6.1.2 选择 $n=5$，因这个结点标记为 NV，因此标记它为 V 并处理它。$nodeSeq=(3^{NV},4^{V},5^{V},6^{V},8^{V},10^{V},4^{V},11^{V})$。忽略结点5，因为它不在 C 中。

$nodeSeq$ 中剩下的结点要么标记了 V，要么不在 C 中，因此忽略这些结点。程序 ComputePotentialDep 的输出为 $PD=\{4,6,8\}$。

计算带指针的潜在依赖需要一个复杂的算法，见参考文献注释中关于计算潜在依赖的算法，该算法以 C 语言实现。

5.6.5 计算相关切片

位置 n 处变量 v 针对给定测试用例 t 的相关切片 $RS(t,v,n)$ 就是 $trace(t)$ 中所有结点的集合。如果对该切片进行修改，可能改变程序的输出。给定 $trace(t)$，按照下面的步骤来计算位于 n 处的变量 v 的相关切片：

步骤1 使用 DDG 计算出包含输出变量 v 的结点 n 的动态切片 $DS(t,v,n)$。

步骤2 修改 DDG，根据从结点 n 到谓词结点的所有潜在依赖，增加相应的边。

步骤3 根据数据流以及潜在依赖（非控制依赖）边，查找从 $DS(t,v,n)$ 中任意结点可达的所有结点，得到集合 S。

步骤4 计算相关切片 $RS(t,v,n)=S\cup DS(t,v,n)$。

例5.20 继续讨论例5.19。根据图5-11所示的潜在依赖，可以得到

$$S=\{1,2,4,5,6,8,10\}$$

然后可以计算出 $RS(t,z,11)=S\cup DS(t,z,11)=\{1,2,3,4,5,6,8,10,11\}$。如果利用这个相关切片来做测试用例选择的话，那么1,2,3,4,5,6,8,10和11行中的任何语句发生修改，例5.17中的测试用例 t 都将被选择。

5.6.6 语句的添加和删除

添加语句 假设在程序 P 中添加语句 s 而得到新的程序 P'。显然，程序 P 的任何相关切片都不会包含与 s 相关的结点。但是，需要在 T 中找到测试 P 的测试用例，且该测试用例包含在 P' 的回归测试集 T' 中。为此，做如下假设：

(a) s 定义了变量 x，比如通过赋值语句进行定义。

(b) $RS(t,x,l)$ 表示变量 x 在位置 l 处，针对集合 T 中的测试用例 t 的相关切片。按照下面的步骤来判断 s 是否需要添加到 T' 中：

步骤1 获得所有使用了变量 x 的语句 $s_1,s_2,\cdots,s_k(k\geq 0)$ 的集合 S。用 $n_i(1\leq i\leq k)$ 表示程序 P 的 DDG 中语句 s_i 所对应的结点。集合 S 中的语句，可以是一个使用了 x 的赋值表达式、一条输出语句、一个函数或方法调用。注意，x 也可以是一个全局变量，此时，程序 P 中所有与 x 相关的语句都必须包含在 S 中。显然，如果 $k=0$，那么新加进来的语句 s 是无效的，不需要进行测试。

步骤2 对所有的测试用例 $t\in T$，如果对任意 $j(1\leq j\leq k)$，都有 $n_j\in RS(t,x,l)$，那么将 t 加入 T'。

例5.21 假定在程序 P5.5 的第 4 行后添加语句 $x=g(w)$，并将此语句作为 then 程序块的一部分，那么这个新添加的语句将在第 3 行代码执行之后，在 $f(x)=0$ 的条件下执行。

使用变量 x 的语句集合 $S=\{2,3,4,5,6\}$，现在考虑例 5.14 的测试用例 t_5。可以证实，测试用例 t_5 与位于第 8 行的变量 w 的动态切片和它的 $RS(8)$ 相关切片是相同的。在例 5.15 中计算过 $RS(8)$ 是 $\{1,2,3,5,6,7,8\}$。集合 S 中的几个语句是包含在 $RS(t,w,8)$ 中的，因此 t 一定包含在 T' 中（参见练习 5.19）。

删除语句 现在假设删除程序 P' 中的语句 s 得到新程序 P''。假定 n 是程序 P 的 DDG 中与 s 相关的结点。显然，T 中所有包含 n 的相关切片的测试用例都必须加入到 T' 中。

添加和删除语句 一个有趣的问题是，如果将程序 P' 中的 s 替换为 s' 从而得到一个新的程序 P''，应该如何处理？假定程序 P 的 DDG 中结点 n 是与 s 相关的，s' 修改了变量 x 的值。这种情况可以当作在 P' 中删除 s 并添加 s' 来处理。因此，对任意测试 $t\in T$，只要同时满足以下两个条件，就必须添加到 T' 中：(a) $n\in RS(t,w,l)$；(b) $m\in RS(t,w,l)$。其中，结点 m 包含在 CFG(P) 中，并且一定与程序 P 中某些使用变量 w 的语句相关。

当然，P'' 也可以是对程序 P' 按照其他方式进行修改而得到的。参见练习 5.20，探讨相关切片技术在其他修改情况下的应用方法。

5.6.7 标识切片变量

你可能已经注意到，我们需要计算处于某一位置的变量对应的相关切片。到目前为止，在所有例子中用到的变量都是输出语句的一部分。实际上，对程序 P，只要它被修改过，那么对某一位置的任意程序变量，都可以基于它构造出相应的动态切片。例如，在程序 P5.6 中，就可以对第 9 行的 s 计算相应的动态切片，也可以对第 11 行的 s 计算动态切片。

有些变量可能在某个程序的多个位置出现，此时要计算其对应的动态切片，可以先分别针对其所处的各个位置计算出动态切片，然后再把这些切片合并，构造出一个联合的动态切片（参见练习 5.12）。这种方法对一些相对较小的构件进行回归测试是非常有效的。

在大型程序中，输出可能散布在程序的多个位置。此时，要标识所有这样的位置本身就是一个复杂的任务，这就要求测试人员能够首先标识出变量的准确位置，然后，再基于这些变量来构造动态切片。例如，在安全系统的访问控制软件中，这样的位置可能紧跟在处理激活请求的代码后面，这样的状态变量可能就是需要关注的变量。

5.6.8 简化的动态依赖图

如前所述，在从执行轨迹构造出的 DDG 中，每一个结点都与轨迹中的一条语句相对应。因为执行轨迹的大小是没有限制的，DDG 的大小也没有限制。这里描述另一种构造简化的动

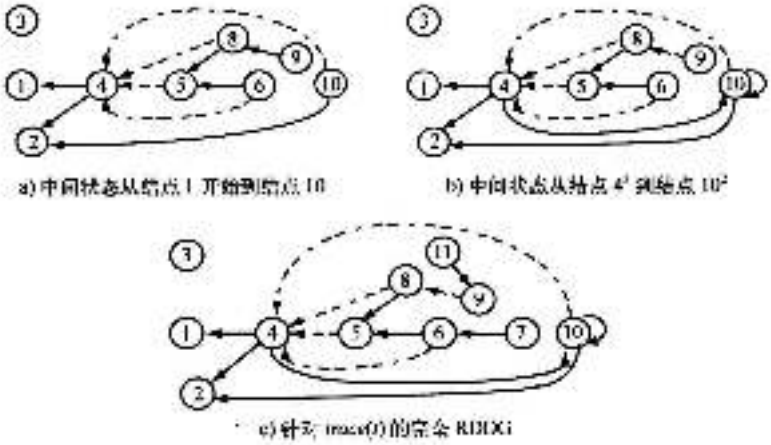
态依赖图（RDDG）的技术。RDDG 会丢掉一些 DDG 中包含的信息，但是并不会影响回归测试所选择的测试用例，而且，这种构造 RDDG 的技术无需在内存中保存完整的执行轨迹。

可以在 P 执行测试用例 t 的过程中构造 RDDG，记为 G。执行位于 t 的语句 s 时，如果 G 中没有相同的结点，那么就将标识为 t 的新结点 n 加入到 G 中。如果 n 被加入到 G 中，那么它的任何数据依赖和控制依赖都要添加到 G 中来。如果 n 没有加入到 G 中（说明它已经被加入了），那么就更新 n 的控制依赖和数据依赖。照此方法构造的 RDDG 中的结点数目最多与 P 中不同的位置个数相等。但是，实际上绝大多数的测试仅仅只是 P 的一部分，因此得到的 RDDG 也会小很多。

例 5.22 假设程序 P5.6 执行测试用例 t_1，其对应的执行轨迹为

$$trace(t_1) = \langle 1,2,3,4^1,5,6,8,9,10,14^2,5^2,6^2,8^2,10^2,14^3,5^3,6^3,7,8^3,10^3,14^4,11\rangle$$

构造 RDDG 的过程如图 5-12 所示。图 5-12a 表示循环第一次迭代结束时的部分 RDDG；图 5-12b 表示第二次迭代结束时的 RDDG；图 5-12c 为程序运行结束后的完整 RDDG。在这个例子中，忽略了声明结点。



a) 中间状态从结点 1 开始到结点 10　　b) 中间状态从结点 4² 到结点 10²

c) 针对 trace(t) 的完全 RDDG

图 5-12　从轨迹 $trace(t) = \langle 1,2,3,4^1,5,6,8,9,10,14^2,5^2,6^2,8^2,10^2,14^3,5^3,6^3,7,8^3,10^3,14^4,11\rangle$ 构造出的程序 P5.6 的 RDDG

需要注意的是，在 $trace(t)$ 中，一条语句最多与 G 中的一个结点相对应，同时要注意新的结点以及新的依赖边是怎样被添加进来的。例如，在第二次迭代时，从结点 4 到结点 10 以及从结点 10 到其自身的依赖边被添加进来。如果采用 5.6.2 节所描述的方法，构造的 DDG 将包含 22 个结点，而此处得到的 RDDG 仅包含 11 个结点。

从 RDDG 中产生动态切片的过程与 5.6.2 节所描述的是一样的。要获得相关切片，按照 5.6.5 节所阐述的方法，需要先找出潜在依赖，然后再计算出其相关切片。

5.7 测试选择算法的可扩展性

前面提到的执行切片和动态切片技术都有不少的额外开销。首先是对程序 P 进行完全静态分析的开销，这里的程序 P 经修改后得到程序 P'。尽管有许多静态分析算法用来发现数据依赖和控制依赖，但是这种分析并不总是很精确，尤其是对那些具有指针的语言来说更是如此。其次，在生成执行轨迹的操作中，会有相应的运行时开销。这种开销对于操作系统和其他非嵌入式软件来说也许是可以忍受的，但是对嵌入式软件来说就难以接受了。

在动态切片中，对每个测试要构造和保存 DDG，这会产生额外开销，能否忍受这种开销

取决于测试集和程序的规模。对成千上万行代码的程序，若再有成千上万个测试用例的测试集，那么构造语句级数据依赖和控制依赖的 DDG，在系统测试上可能效率不高，甚至在进行集成测试时也是这样。

所以，使用基于执行轨迹的技术和基于 DDG 或 RDDG 的技术对大型系统的构件进行回归测试比较高效，但用于测试完整系统时就不那么高效了。在这种情况下，可以进行粗粒度的数据依赖和控制依赖分析，并产生相应的依赖图，也可以使用粗粒度的指令来保存执行轨迹。例如，仅仅跟踪函数调用而不是对每条语句都进行轨迹记录。同样，对依赖的分析也可以只针对函数之间的依赖，而不用分析语句之间的依赖。

例 5.23 考虑例 5.5 中的程序 5.1，用 3 个测试用例进行测试，得到 3 个执行轨迹，这 3 个执行轨迹都是语句级的。

假设需要得到函数调用级的执行轨迹，只需在程序中函数调用点或是在函数定义点处对程序进行跟踪记录。这样，为获得函数级执行轨迹而在程序中添加的探针总数就与程序中的函数总数相同。与这 3 个测试用例相关的函数轨迹见下表：

测试用例(t)	执行轨迹(trace(t))
t_1	main,g2,main
t_2	main,g2,main
t_3	main,g1,main

注意每个执行轨迹中入口数目的减少。3 个测试用例中，函数轨迹一共有 9 个入口，而在例 5.5 中语句级轨迹的入口数目是 30。一般来说，函数级轨迹相对于语句级轨迹所减少的存储空间取决于函数的平均大小（参见练习 5.37）。

进行粗粒度的轨迹跟踪不仅能减少总体运行开销，还可以大大减小 DDG 的规模。例如，可以不描述程序变量间的控制依赖和数据依赖，而在函数级上做这样的事。在绝大多数实际应用中，粗粒度级的数据和控制依赖将比程序变量级的依赖产生的 DDG 更小。

考虑程序 P 中的两个函数 $f1$ 和 $f2$。如果在函数 $f1$ 中定义的变量至少有一个在 $f2$ 中用到，那么 $f2$ 就数据依赖于 $f1$。同样，如果在程序 P 中，从开始到结束至少有两条路径经过 $f1$，而这两条路径中仅有一条经过 $f2$，另一条路径经过 $f1$ 后，可能由于 $f1$ 中的条件计算结果不同而不经过 $f2$，那么这时 $f2$ 就控制依赖于 $f1$。需要注意的是，在构造 DDG（或是 RDDG）时，需要对程序 P 进行数据分析以确定不同函数间的数据依赖和控制依赖。

例 5.24 程序 P5.7 由主函数 main 和 3 个函数 $f1$、$f2$、$f3$ 组成。假设函数的执行轨迹如下：main,f1,f3,f1,main。相对应的 DDG 如图 5-13 所示。

程序 P5.7

```
1  main(){                1  int f1(int x){
2  int x, y, z;           2  int p;
3  input (x, y);          3  if(x>0)
4  z=f1(x);               4     p=f3(x, y);
5  if(z>0)                5  return(p);
6     z=f2(x);            6  }
7  output (z);
8  end
9  }
```

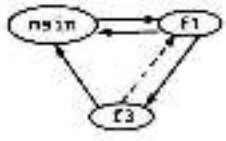


图 5-13 程序 P5.7 针对函数执行轨迹 main,f1,f3,f1,main 的动态数据依赖图

在此执行轨迹中不同函数间的数据依赖和控制依赖如下：main 数据依赖于 $f1$，因为在 main 中调用 $f1$ 计算变量 z 的值；$f1$ 数据依赖于 main，因为它用到变量 x；$f3$ 使用了全局变量 y，因此它也数据依赖于 main；同样，$f3$ 控制依赖于 $f1$，因为它是否被调用将取决于 $f1$ 的条件是否满足（参见练习 5.24）。

使用基于函数轨迹的 DDG 来计算动态切片是比较棘手的问题。首先，在前面讨论的基于程序－变量的切片中可以规定一个变量以及其切片的位置，而基于函数时，进行跟踪的切片应该由什么构成？其次，DDG 显示了函数级而不是程序变量级依赖，那么，怎样把 DDG 与切片需求关联起来？

就像前面做的那样，可以基于特定位置的程序变量来计算动态切片。但是，还是需要进行静态分析以定位包含变量的函数以及这些变量的位置。例如，要对程序 P5.7 第 7 行的变量 z 进行切片计算，我们知道这个变量在 main 函数里。一旦包含该变量的函数确定了，就可以像前面一样利用 DDG 来构造它们的动态切片（参见练习 5.25）。

5.8 测试最小化

回归修改测试选择的目标是发现 T 的子集 T' 以用于回归测试。假设 P 包含 n 个可测试实体（如函数、基本代码块、条件和定义－使用对），设 T' 中的测试覆盖了 m 个可测试实体，$m<n$，很有可能 T' 中某两个测试用例覆盖的测试实体有重叠。

因此，我们会问：缩减 T' 变成 T''，$T''\subset T'$，且 T' 中的测试用例所覆盖的 m 个可测试实体都可以被 T'' 中的测试用例所覆盖到，这样有用吗？测试最小化就是这样的一个缩减测试集规模的过程。当然，也可以直接对 T 进行测试最小化（参见练习 5.30）。

例 5.25 考虑程序 P5.7 和测试集 $T=\{t_1,t_2,t_3\}$。图 5-14 显示了程序 P5.7 的 CFG。设基本代码块为本例采用的可测试实体。T 中的测试用例对基本代码块的测试覆盖如下所示，覆盖信息中未包含函数 $f2$ 和 $f3$，假设它们都是库函数，我们没有源代码，无法衡量其相应的代码块覆盖率。

t_1 *main*：1, 2, 3	$f1$：1, 3
t_2 *main*：1, 3	$f1$：1, 3
t_3 *main*：1, 3	$f1$：1, 2, 3

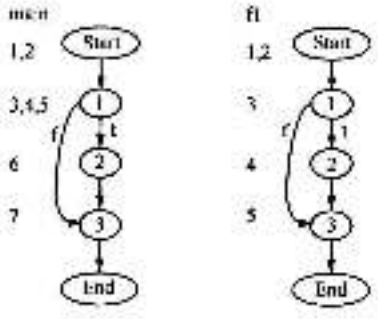


图 5-14 程序 P5.7 的 CFG

T 中的测试用例覆盖了所有 6 个代码块，main 函数中的 3 个和 $f1$ 中的 3 个。很容易看到，t_1 和 t_3 一样可以覆盖这 6 个代码块。尽管非常慎重，但相比于使用 T，我们更愿意使用一个回归测试 $T'=\{t_1,t_2\}$。注意，在本例中，最小测试集是唯一的。

在上例中，通过应用基于覆盖率的最小化，可以在很大程度上减小测试集的规模。然而，减小规模后的测试集是否具有与原来一样的错误检测能力呢？问题的答案取决于从 P 获得 P' 进行的修改，P' 中的错误类型，以及用于最小化的测试实体（参见练习 5.31）。

5.8.1 集合覆盖问题

测试最小化问题可以转化为集合覆盖问题。设 E 为一个实体集，TE 为 E 的子集的集合。集合覆盖是指集合 C 的聚合，$C\subseteq TE$，且 C 中所有元素（也是集合）的并集为 E。集合覆盖问

题，更确切地说是一个集合覆盖优化问题，就是要找到一个最小集合 C。对于测试最小化来说，集合 E 可以是基本代码块的集合，TE 则是每一个测试用例 T 覆盖的代码块的集合的聚合。测试最小化问题就是找到 TE 的一个最小子集，它覆盖了 E 中的所有元素。

例 5.26 根据例 5.25，将测试最小化问题形式化为集合覆盖问题，得到如下集合：

$$E = \{main.1, main.2, main.3, f1.1, f1.2, f1.3\}$$
$$TE = \{\{main.1, main.2, main.3, f1.1, f1.3\},$$
$$\{main.1, main.3, f1.1, f1.3\},$$
$$\{main.1, main.3, f1.1, f1.2, f1.3\}\}$$

测试最小化问题的解决方案为

$$C = \{\{main.1, main.2, main.3, f1.1, f1.3\},$$
$$\{main.1, main.3, f1.1, f1.2, f1.3\}\}$$

5.8.2 测试最小化过程

存在几种解决集合覆盖优化问题的算法。给定集合 TE，一般的算法先计算幂集合 2^n，并从中选出最小的覆盖集合。但是随着 TE 规模的增加，这种算法会很快变得不可行（参见练习 5.32）。

下介绍一种众所周知的贪心算法。给定测试集 T 和实体集合 E，以寻找测试用例 t 开始，$t \in T$，且 t 是能够覆盖 E 中实体最多的测试用例。在 t 被选中后，将其从 T 中剔除，它所覆盖的 E 中实体也相应地剔除。在更改后的 T 和 E 中重复这样的步骤，直到所有实体都被覆盖后停止。尽管贪心算法比集合枚举算法要快，但在某种情况下，它不能找到最小的集合覆盖。下面介绍贪心算法稍微变化的一个版本，取名为 CMIMX。

寻找最小覆盖集合的过程 CMIMX

输入： 一个 $n \times m$ 矩阵 C。若测试用例 i 覆盖了实体 j，则 $C(i, j)$ 为 0，否则 $C(i, j)$ 为 1。C 的每个纵列都要包含至少一个非 0 值。每个纵列对应一个不同的实体，每一横行对应一个测试用例。

输出： 最小覆盖 $minCov = \{i_1, i_2, \cdots, i_k\}$，$C$ 中每一列至少有一个非 0 的实体在至少一个横行中，这个横行的下标在 $minCov$ 中。

Begin of CMIMX

/* 这个过程为 C 中的测试实体计算最小测试覆盖 */

步骤 1 设 $minCov = \varnothing$，$yetToCover = m$。

步骤 2 现在有未标记的 n 个测试用例和 m 个实体。未被标记的测试用例是仍在考虑中的测试用例，而已标记的测试用例则是已经加入到 $minCov$ 中的测试用例。一个未标记的实体是指未被 $minCov$ 中任一个测试用例所覆盖到的实体，而已标记的实体是指至少被 $minCov$ 中一个测试用例所覆盖的实体。

步骤 3 只要 $yetToCover > 0$，重复下面的过程。

3.1 在 C 中所有未标记实体（纵列）中，找出包含 1 最少的列，并令 LC 为所有这些纵列的索引集合。注意，LC 非空，因为 C 中每一个纵列至少包含一个非 0 值。

3.2 在 C 中所有未标记且覆盖了 LC 中实体的测试用例（横行）中，找到那些拥有最多非 0 值的测试用例。令 s 表示这些行中的任一个。

3.3 对测试用例 s 进行标记，并将其加入 $minCov$ 中。标记测试用例 s 所覆盖的所有实体。将 $yetToCover$ 的值减去测试用例 s 所覆盖的实体数。

End of CMIMX

例 5.27 假设程序 P 已经执行了测试集 T 的 5 个测试用例。在下面的表格中，共有 6 个

实体被这5个测试所覆盖；以列中的0(1)表示相应的实体未被覆盖（已被覆盖）。这些实体可能为程序 P 中的基本块、函数、def－use 对或其他任何关注的可测试元素。更进一步地说，P 中没有被这5个测试用例所覆盖的任何可测试实体都不包含在本表格中。

	1	2	3	4	5	6
t_1	1	1	1	0	0	0
t_2	1	0	0	1	0	0
t_3	0	1	0	0	1	0
t_4	0	0	1	0	0	1
t_5	0	0	0	0	1	0

接下来，用 CMIMX 过程找到这6个实体的最小覆盖集。算法输入为上表中的5×6的覆盖矩阵。

步骤1 $minCov = \emptyset$，$yetToCover = 6$。

步骤2 5个测试用例和6个实体都置为未标记状态。

步骤3 只要 $yetToCover > 0$，就执行循环体。

3.1 在未被标记的实体4和6中，每个都只包含单个值1，因此可以作为最高优先级实体。由此可得 $LC = \{4,6\}$。

3.2 在未被标记的测试用例中，t_2 覆盖了实体1，4；t_4 覆盖了实体3，6；从每个测试用例所覆盖的实体数来看，两者都同样覆盖了2个。随机选择测试用例 t_2，因此 $s = 2$。

3.3 $minCov = \{2\}$。测试用例 t_2 被标记。被 t_2 覆盖的实体1和4同样被标记。$yetToCover = 6 - 2 = 4$。

3.1 由于 $yetToCover > 0$，所以继续第二轮循环。在剩下未被标记的实体中，6是唯一被一个测试用例所覆盖的实体，因此，$LC = \{6\}$。

3.2 只有 t_4 覆盖了实体6，因此 $s = 4$。

3.3 $minCov = \{2,4\}$。测试用例 t_4 和实体3，6都被标记。$yetToCover = 4 - 2 = 2$。

3.1 由于 $yetToCover > 0$，所以继续第三轮循环。在剩下未被标记的实体中，2和5有着相同的覆盖值，因此 $LC = \{2,5\}$。

3.2 实体2和5被未标记的测试用例 t_1，t_3 和 t_5 所覆盖。在这些测试用例中，t_1 拥有最多2个非0值，因此 $s = 3$。

3.3 $minCov = \{2,3,4\}$。测试用例 t_1 和实体2，5都被标记。$yetToCover = 2 - 2 = 0$。

步骤4 循环体和过程结束，输出 $minCov = \{2,3,4\}$。

贪心算法与 CMIMX 的不同之处就在于步骤3.1的执行优先于步骤3.2中应用的贪心测试选择。在这个贪心预处理步骤中，CMIMX 优先考虑实体覆盖——只被一个测试用例覆盖的实体得到最高优先级，被两个测试用例覆盖的得到其次的优先级，依次类推。使用贪心算法时，选择那些覆盖最高优先级实体的测试用例。然而，虽然贪心预处理步骤允许 CMIMX 选择更优解决方案是为了防止贪心算法失败，但贪心算法本身并不是可以防错的（参见练习5.33和5.34）。

5.9 测试优先级排序

给定程序 P 和它的修改版本 P'，T 是 P 的测试集，之前讨论的各种测试选择技术通过 T 获得回归测试集 T' 来测试 P'。尽管 T' 是 T 的一个子集，但是 T' 的规模仍然可能很大，所以会导致测试 P' 的代价很高，这可能导致没有足够的预算执行 T' 中的所有用例对 P' 进行测试。尽

管测试最小化算法能够进一步缩小 T' 的规模。但是这些缩小具有一定风险。从 T' 中剔除的测试用例可能对发现 P' 中的错误至关重要，因此，为了避免风险，测试人员可能并不想缩小 T'。在这种情况下，可以运用多种技术对 T' 中的测试用例进行优先级排序，测试时仅使用最前面几个高优先级的测试用例。本节主要介绍测试优先级排序算法。

测试优先级排序需要一个合适的代价评估准则，代价低的测试用例排在测试用例列表的前面，而高代价的测试用例则排在后面。问题是用哪种代价评估准则。当然，可以用多种准则来对测试进行优先级排序。有一点必须记住，排好优先级顺序的测试用例都是通过某种测试选择技术选择出来的，这一点很重要。因此，每一个测试用例的执行轨迹都应该经过 P' 的某些修改部分。当然，也可以对 T 中的所有测试用例进行优先级排序，然后再决定回归测试 P' 使用哪些用例。

一种代价准则直接来源于剩余覆盖（residual coverage）的概念。为了理解剩余覆盖，假设 E 是 P 中所有可执行实体的集合。例如，E 可以是基本块集合、定义－使用集合、函数集合，或者是 P 中所有方法的集合。假设 E 是 P 中所有函数的集合，定义 $E' \subseteq E$ 为 T 测试 P 时至少被调用一次的函数集。如果一个函数在 P 的某些执行中被调用了，就称该函数被覆盖了。同样，假设库函数被排除在 E 和 E' 之外。

设 $C(X)$ 为 P 执行了 $X \subseteq T$ 后被覆盖的函数的数目；初始时 $C(\{\}) = |E'|$，$C(X)$ 是 P' 关于 X 的剩余覆盖。

使用 T' 中的测试用例 t 执行 P' 的代价是使用 t 执行了 P 后没有被覆盖的函数的数目。因此，随着 X 中测试用例的增加，$C(X)$ 会减小，或者保持不变。所以，一个测试用例的代价同这个测试用例所覆盖的函数个数成反比。在下面例子后面的过程 PrTest 计算了 T' 中所有测试用例的剩余覆盖，并且决定下一个最高优先级的测试用例。重复执行这个过程直到所有的测试用例都按照优先级进行了排序。

例 5.28 设 $T' = \{t_1, t_2, t_3\}$ 为 P' 的回归测试集，T' 从 P 的测试集 T 派生而来。E' 是 P 执行 T' 中的测试后被覆盖的函数的集合，并且 $C(\{\}) = |E'| = 6$。假设 t_1 覆盖了 6 个未被覆盖函数中的 3 个，t_2 覆盖了 2 个，t_3 覆盖了 4 个。注意，不同的测试用例所覆盖的函数可能会有重叠。

t_1、t_2 和 t_3 的代价分别是 3、4 和 2，于是 t_3 是最低代价的测试用例，因此在 3 个测试用例中拥有最高的测试优先级。执行完 t_3 后，$C(\{t_3\}) = 2$。接着要在剩下的两个测试用例里进行选择，假设 t_1 没有覆盖任何剩下的函数而 t_2 覆盖了 2 个，于是 t_1 的代价就是 2，而 t_2 的代价为 0。因此，t_2 的优先级比 t_1 高。执行完 t_2 后，$C(\{t_2, t_3\}) = 0$。因此，这些测试用例期望的优先级顺序为 $< t_3, t_2, t_1 >$。注意，P' 执行完 t_3 和 t_2 后，再次执行 t_3，$C(X)$ 不会再缩减。

回归测试集的优先级排序过程

输入：(a) T'，修改后的程序 P' 的回归测试集。

(b) *entitiesCov*，被 T' 所覆盖的 P 中实体的集合。

(c) *cov*，覆盖向量，对每一个测试用例 $t \in T'$，$cov(t)$ 是 P 执行测试用例 t 后被覆盖实体的集合。

输出：PrT，是满足以下条件的测试用例序列。

(a) PrT 中的每一个测试用例都属于 T'。

(b) T' 中的每一个测试用例在 PrT 中仅出现一次。

(c) PrT 中的测试用例按代价递增的顺序排列。

```
Begin of PrTest
/*
PrT被初始化为具有最小代价的测试用例 t。T'中剩下的每一个测试用例都会被计算出代
```

价，最小代价的测试用例将被添加到 PrT 中，此过程一直执行，直到 T' 中的所有测试用例都处理完毕。

*/

步骤 1 $X'=T'$。找到 $t\in X'$ 使得对所有的 $u\in X'$ 且 $u\neq t$ 有 $|cov(t)|\leqslant|cov(u)|$。

步骤 2 设 $PrT=<t>$，$X'=X'\setminus\{t\}$。删除 *entitiesCov* 中被 t 覆盖的所有实体，然后更新 *entitiesCov*，$entitiesCov=entitiesCov\setminus cov(t)$。

步骤 3 当 $X'\neq\varnothing$ 并且 $entitiesCov\neq\varnothing$ 时，重复执行以下步骤。

3.1 计算每一个测试用例 $t\in T'$ 的剩余覆盖。

$$resCov(t)=|entitiesCov\setminus(cov(t)\cap entitiesCov)|$$

$resCov(t)$ 代表了当前没有被覆盖的实体的数量，这些实体在 P 执行测试 t 后仍然不会被覆盖。

3.2 对所有的 $u\in X'$ 且 $u\neq t$，找到测试用例 $t\in X'$ 使得 $resCov(t)\leqslant resCov(u)$。如果有两个或者多个符合条件的测试用例存在，则随机选择其中一个。

3.3 更新优先级顺序、测试集 X' 以及实体集 *entitiesCov*。$PrT=append(PrT,t)$，$X'=X'\setminus\{t\}$，并且 $entitiesCov=entitiesCov\setminus cov(t)$。

步骤 4 把 X' 中的全部剩余的测试用例添加到 PrT 中，所有这些剩下的测试用例具有相同的剩余覆盖 | *entitiesCov* | 。因此，这些测试用例彼此难分伯仲，随机选择其中一个可以打破这种僵局（参见练习 5.35）。

End of PrTest

例 5.29 考虑应用程序 P，它由 C_1，C_2，C_3 和 C_4 这 4 个类构成，每个类都由 1 个或者多个方法组成：$C_1=\{m_1,m_{12},m_{16}\}$

$C_2=\{m_3,m_7,m_9\}$

$C_3=\{m_5,m_8,m_{10},m_{11}\}$

$C_4=\{m_2,m_4,m_6,m_{13},m_{14},m_{15}\}$

在下面的叙述中，使用整数来表示方法，比如 4 表示 m_4。

假设回归测试集 $T'=\{t_1,t_2,t_3,t_4,t_5\}$，$T'$ 中每一个测试用例所覆盖的方法如下表所示。注意，方法 9 没有被 T' 中任何测试用例覆盖（参见练习 5.28）。

测试用例 (t)	覆盖的方法 $(cov(t))$	$\|cov(t)\|$
t_1	1,2,3,4,5,10,11,12,13,14,16	11
t_2	1,2,4,5,12,13,15,16	8
t_3	1,2,3,4,5,12,13,14,16	9
t_4	1,2,4,5,12,13,14,16	8
t_5	1,2,4,5,6,7,8,10,11,12,13,15,16	13

根据过程 PrTest，用剩余覆盖的代价准则进行测试集的优先级排序。PrTest 的输入为：T'，$entitiesCov=\{1,2,3,4,5,6,7,8,10,11,12,13,14,15,16\}$，以及上表中每一个测试用例的测试覆盖的量。注意，由于方法 9 没有被 T' 中任何一个测试用例所覆盖，因此，把方法 9 排除在 *entitiesCov* 之外。

步骤 1 $X'=\{t_1,t_2,t_3,t_4,t_5\}$，$t_3$ 覆盖 X' 中的函数最多（13 个），因此它的代价最小。

步骤 2 $PrT=<t_3>$，$X'=\{t_1,t_2,t_4,t_5\}$，$entitiesCov=\{3,14\}$。

步骤 3 由于 X' 和 *entitiesCov* 都不为空，继续执行该过程。

3.1 计算 X' 中每一个测试用例的剩余覆盖。

$resCov(t_1) = |\{3, 14\} \setminus (\{1, 2, 3, 4, 5, 10, 11, 12, 13, 14, 16\} \cap \{3, 14\})| = |\varnothing| = 0$
$resCov(t_2) = |\{3, 14\} \setminus (\{1, 2, 4, 5, 12, 13, 15, 16\} \cap \{3, 14\})| = |\{3, 14\}| = 2$
$resCov(t_3) = |\{3, 14\} \setminus (\{1, 2, 3, 4, 5, 12, 13, 14, 16\} \cap \{3, 14\})| = |\varnothing| = 0$
$resCov(t_4) = |\{3, 14\} \setminus (\{1, 2, 4, 5, 12, 13, 14, 16\} \cap \{3, 14\})| = |\{3\}| = 1$

3.2 t_1 和 t_2 的代价最小，随机选择 t_1，也可以用其他的标准来改变随机选择方式（参见练习 5.35）。

3.3 $PrT = <t_2, t_3>$，$X' = \{t_1, t_2, t_4\}$，$entitiesCov = \varnothing$。

步骤3 没有任何函数未被覆盖了，结束循环。

步骤4 t_1、t_2 和 t_4 仍未被优先级排序，由于 $entitiesCov$ 为空，剩余覆盖标准不能再用来区分那些剩下的测试用例的优先级。在这种情况下，使用随机选择方法，于是得到 $PrT = <t_2, t_3, t_1, t_2, t_4>$。

回归测试的优先级排序能帮助测试人员在时间有限的情况下决定执行多少个测试用例，以及执行哪些测试。当然，在不能将所有的测试用例都执行的时候，需要寻找一些标准来决定何时停止测试。这个决策依赖多种因素，比如时间约束、测试准则以及用户需求等。

需要注意的是，优先级排序算法 PrTest 没有考虑 T' 中测试用例的任何执行顺序需求。正如在5.2.3节中说明的，T' 中两个或多个测试用例在测试 P 或者 P' 时有执行顺序的要求。练习5.36要求找到方法修改 PrTest，使其能够处理任何测试排序的需求。

5.10 回归测试工具

回归测试需要一种有效的工具支持。在一定的时间和预算限定下完成回归测试是一件令人畏惧且不可能人工完成的事情。要进行回归测试，可能需要应用工具记录下每个测试用例的输出、性能分析、测试终止，以及其他一些信息等。

有一些商业工具已经可以完成上面提到的任务，但是能够使用静态分析和动态分析来进行测试选择、测试最小化以及测试优先排序的工具还很少。执行测试用例是必需但又非常耗时的工作。如果谨慎地使用测试选择、测试最小化和测试优先排序等技术，可以有效地降低回归测试的代价。

下面简要介绍三种先进的回归测试工具，它们使用了某项或多项本章中所讨论过的技术。这些工具都是由商业部门开发的，并且已被用于测试大型程序。显然一套完整的工具集绝不止这三种工具，还有一些由其他研究所和商业部门开发的工具，此处就不一一列举了。

表5-1通过不同的属性总结了三种工具的能力。ATAC/x Suds 和 TestTube 处理 C 语言编写的源代码，Echelon 采用了二进制比对技术。二进制比对技术与源代码比对技术相比，一个关键优点是它避免了采用复杂的静态分析来确定源代码改变的性质和影响，比如说变量的重命名和宏定义等。

表5-1 回归测试3种工具的相关属性

属 性	ATAC/x Suds	TestTube	Echelon
开发者	Telcordia 科技公司	AT&T 贝尔实验室	微软公司
开发时间	1992	1994	2002
支持重新测试	是	是	否
选择基础	控制/数据流覆盖	函数	基本块
优先级排序	是	否	是
测试最小化	是	否	否
切片	是	否	否

（续）

属 性	ATAC/x Suds	TestTube	Echelon
比对	是	是	是
块覆盖	是	否	是
条件覆盖	是	否	否
dd-use 覆盖	是	否	否
p-use、c-use 覆盖	是	否	否
语言支持	C	C	C 和二进制代码

ATAC/x Suds 的特色在于可使用多种准则进行测试充分性评估。回归测试可无缝集成测试执行、切片、比对、代码覆盖计算、依据不同准则的测试最小化、测试优先级排序、测试最小化和测试优先级排序的结合以及测试管理等。TestTube 的特色在于可以使用粗粒度的覆盖准则，即函数覆盖。

这些工具都不涉及嵌入式领域。由于硬件存储限制和时间特性的约束，适合非嵌入式领域的回归测试工具未必适合于嵌入式环境。

小结

在绝大多数商业软件开发环境中，回归测试都是必不可少的环节。因为在开发环境中，软件需要不断地进行修改或者完善，软件会处在持续的变化之中。人们需要通过回归测试确认软件发生变化后，已存在且没变化的那部分代码的行为与人们所预期的一致。

尽管测试执行和测试结果记录也是回归测试的重要内容，但本章主要关注测试选择、最小化和优先级排序等技术。在回归测试中，这三个方面内容需要复杂的工具和技术。本章详细讨论了大多数先进的基于动态切片的测试选择技术。这些技术由程序调试方面的研究演化而来，并成功运用到回归测试中。

使用基于程序比对的测试选择技术来减小回归测试集的规模是安全的，但是测试最小化技术则是不安全的。不管当前测试最小化对错误检测影响的研究结论如何，仅仅依据覆盖来丢弃某些测试用例是具有一定风险的，在高安全性要求软件的测试中不推荐使用这种方法。因此，在这种情况下，测试优先级排序就很有用。这种方法依据一个或多个准则对测试用例进行优先级排序，让测试人员做最后的决策。当然，也可以说测试最小化技术是替测试人员做了决策。ATAC/x Suds 有一个特点，它可以让测试人员综合使用测试最小化和测试优先级排序技术。

参考文献注释

早期研究 Fischer 等人［147］提出了一种选择回归测试用例的形式化方法。这种方法在当时被称为“修改软件的重测试”（retesting modified software）。这种方法通过控制流和数据流分析，确定选择的测试用例。他们提出了如下所示的公式，其主要创新是将测试选择问题转换为每一个都含有 n 个变量的 m 个线性条件的集合：

$$a_{i1}x_1 + a_{i2}x_2 + \cdots + a_{in}x_n \geq b_i \quad (1 \leq i \leq m)$$

如果测试用例 t_i 执行了一次或多次修改的程序片段 s（如一个基本块），那么系数 a_{ij} 的取值为

1，否则就为0。而如果测试用例 t_j 是回归测试用例的候选，那么变量 x_j 为1。b_i 代表必须执行程序片段 i 的测试用例数量的下限值。一种最佳的解决方法是找出这样的 x_j 集合，使得下面的代价函数最小化：

$$Z = c_1x_1 + c_2x_2 + \cdots + c_nx_n$$

其中，c_j 是执行测试用例 t_j 的代价。一个整数规划算法（integer programming algorithm）可以用于求解出最优解情况下 x_j 的值。x_j 的值用来判断测试用例是应该包含于还是应该排除在修改程序的回归测试用例集中。

Hartmann 和 Robson 对 Fischer 等人提出的方法进行了扩展，并且应用到 C 程序中[204，205]。他们的扩展允许在单元和系统层次上进行测试选择。Yau 和 Kishimoto[538] 提出了一种基于原始测试集的测试选择技术，这种测试集使用输入域划分（input domain partitioning）产生。

Miller 在讲述有关软件并发过程自动化方面的问题时指出，有必要识别那些所有变化都能够被局部化的程序单元[327]。Benedusi 等人[41]提出了一种基于路径变化分析的测试选择技术。他们建立了一个测试表格，表格中每一个测试用例都与路径进行关联。于是，测试选择问题也就转化为如何减少测试表格行数的问题。这个操作过程可以通过运用输入条件和路径覆盖的方法来完成。程序路径用代数表达式表达，而未修改和修改的程序所对应表达式的差异就能够用于鉴别那些发生变化的路径。Ostrand 和 Weyuker 提出了使用数据流分析进行测试选择的方法[380]。

程序依赖图 PDG（Program-Dependence Graph）很早就被用于编译器中上下文的并行化和优化处理中[67，274]，但是在回归测试的应用还是相对比较晚的。Ferrante 等人指出 PDG 能够用于程序优化[146]。Horwitz 和 Reps 列举了 PDG 在软件工程领域内的多种应用。Horwitz 等的研究表明 PDG 是一种比较有效的程序行为表示方式，两个 PDG 的同构性质意味着其对应的程序也是基本等价的[230]。

Korel 讨论了 PDG 在程序测试中的运用[266]。Bates 和 Horwitz 将 PDG 用于增量程序测试[33]。Horwitz 等指出如何使用 PDG 为若干过程组成的完整程序计算程序切片[231，232]。Binkley 提出了如何生成精确可执行的过程间（interprocedural）切片[48]。Binkley 提出一种基于调用上下文切片的技术，以减少回归测试的代价[49]。Agrawal 和 Horgan 描述了如何根据执行轨迹构造动态 PDG，同时无需保存执行轨迹[11]。Harrold 等提出一种在解析过程中创建 PDG 的有效技术[199]。

防火墙测试 Leung 和 White 在很多场合表示，需要在集成测试和系统测试阶段进行回归测试。在两篇经典的论文[287，518]中，他们解释了与回归测试、回归测试过程，以及用于测试选择的相关技术。他们将程序的回归可测试性（regression testable）定义为"程序中绝大部分单个语句的改动，只需重新运行当前测试计划中测试用例中的一小部分即可"。White 和 Leung 率先提出防火墙的概念，为确定哪些模块需要进行再测试提供一定的帮助[517]。其基本的思想是在需要进行再测试的模块集合的周围建立一个狭窄的防火墙。他们解释了如何使用代码变化、规约变化、数据流和控制流以及调用图等来计算防火墙。

最近，White 等人已经将防火墙概念应用到 GUI 的回归测试中[514]。White 等人也将这个概念应用到面向对象程序的回归测试中[513，516]。一个将防火墙概念应用于回归测试的工业级应用案例出现在 White 和 Robinson 描述如何检测实时系统中死锁问题的论文中[519]。

动态切片 基于切片的测试选择技术已经超越了当时 Weiser 程序切片的基本思想 [503, 504]。在早期的研究中，这些技术主要应用于程序调试，其目标是从代码中抽取一小部分很有可能含有错误的代码。而目前，RTS 也应用了这类技术。Gupta 等人使用静态程序切片的方法实现了选择性回归测试 [185]。

由于静态切片可能会产生一个较为巨大的程序切片，Korel 和 Laski 提出了一种从程序执行中获取动态切片的方法 [268]。该方法能够提取出可执行的、较小的切片，并且能够实现对数组和其他的结构进行更为精确的处理。Agrawal 在博士研究工作期间，进一步细化了动态切片的思想，提出四种通过执行轨迹计算动态程序切片的算法 [6]。Agrawal 的工作还涉及在有指针和组合变量的情况下进行（相关）切片的相关技术（参见 Agrawal 博士论文第 4 章，同样内容也包含在其撰写的技术报告中 [7]）。

在另外一篇发表的论文中，Agrawal 和 Horgan 描述了 4 种动态切片的算法 [11]。Agrawal 等人又提出了存在自由（unconstraint）指针的情况下计算动态切片的方法 [10]。由 Agrawal 等人提出的算法 4 不需要保存执行轨迹，因此节省了大量的空间开销。Gyimóthy 等人 [188] 提出一种有效的切片相关技术用于程序调试。Zhang 等人引入了一种使用完整执行轨迹计算精确动态切片的有效算法 [543 – 545]。动态切片在 RTS 中的应用参见 Agrawal 等人的相关论述 [12]。Hammer 等人将动态路径条件和静态依赖图结合以生成较小的动态程序切片 [192]。Hammer 等人的工作主要是标识程序中所有影响安全特性的代码片段。

遍历修改（modification-traversing）测试 目前有很多方法进行回归测试用例的选择。本书将主要关注的是不使用切片技术的遍历修改技术。Rothermel 在博士研究工作中，率先提出了使用安全技术进行测试选择 [421]。基本的方法是从 T 中识别出那些遍历了由程序 P 到 P' 过程中被修改的程序片段的测试用例。方法的细节可以在 Rothermel 的博士论文以及其与合作者共同发表的其他论文中查阅到 [44, 422 – 425]。Kim 等人对使用这种技术进行测试选择的效率进行了评价 [259]。

Rothermel 等人已经将安全 RTS 应用到 C++ 程序中 [426]。Harrold 等人提出将安全 RTS 用于 Java 程序 [196, 198]。Orso 等人引入多种方法，将安全 RTS 扩展到大型系统和 Java 应用中 [377]。

当源代码不可获得时，通常需要在构件测试时进行回归测试。Zheng 等人已经指出 RTS 技术适用于这样场景 [546]。他们使用了一种黑盒测试和防火墙测试相互结合的方法，用于识别构件中的变化并进行测试选择。这种方法能够在不影响错误检测效率的前提下将回归测试集的规模减小 70% 以上。

程序比对 大部分（但不是所有的）RTS 技术都运用源代码比对的方式来识别程序修改过程中可能已经改变的可测试的代码片段。早期比对技术的代表性研究工作主要是由 Sankoff [430]、Selkow [437]、Miller 和 Meyers [331] 以及 Horwitz [228] 完成的。Sankoff 的工作主要是在上下文中匹配分子（molecular）字符串；Selkow 进行研究树转换的相关工作。Horwitz 提出一种语义和文本比对技术，以识别两个版本之间的变化 [229]。Horwitz 的技术改进了在 Douglas McIlroy 的 Unix 工具 diff 中使用的比对技术。Sayanaphen 和 Roberts 开发了一种将文本差异可视化的工具 [463]。他们的工作与网页搜索相关。

程序比对技术也能够在动态层次上执行。Reps 等人对这类技术在维护阶段的使用情况进行了研究 [415]。他们针对执行路径在整个程序执行中分布的特性引入了路径谱系（path spectrum）的思想。这个思想也被用于解决著名的 2000 年问题。一组路径谱系可以被看作是程序谱系。Harrold 等人评估了路径谱系作为失效指示度量的效率 [201]。程序谱系能够组织成

程序中不同的可测试项目（包括路径、边、基本块以及 all-uses）覆盖率的一组序列。这些 def-use 中主要用于捕捉某一种类型的路径谱系，具体细节在本书第 6 章介绍。Boardman 等人提出一种全新的表示方法，把程序谱系表示为音符序列，当作程序执行的一部分［51］。

Rothermel 和 Harrold 提出并应用了一种基于 CFG 的程序比对技术［425，426］。在 5.5.2 节中提到的方法是这种方法的变体，即在 CFG 的每一个结点处运用了语法树。Vokolos 等人提出了一种文本对比技术［493，495］。佐治亚理工大学的 Apiwattanapong 等人开发出了一种名为 JDiff 的工具，用于对比面向对象程序［24，25］。Ball 对 Rothermel 和 Harrold 的 RTS 技术进行了理论分析，并且在此基础上提出了三种新的改进算法［30］。

测试最小化 Harrold 等提出一种控制回归测试集规模的方法［197］。该方法包含若干用于最小化测试集的标准，并且比基于代码覆盖的其他最小化测试集技术更加通用。基于代码覆盖的测试集最小化技术是作者提出的用于减小测试集规模的标准之一。

Wong 等人对在保留一个或多个基于控制流和数据流覆盖准则的条件下，最小化测试的故障检测效率进行评测［522，523］。他们发现当把那些不会减少整个块覆盖的测试用例从测试集中移除后，错误检测效率的损失很小，甚至没有。Graves 等人则对基于边覆盖的测试集最小化技术的故障检测效率进行了研究和评测［179］。研究发现，最小化测试集规模的显著减少，往往伴随着故障检测效率的较大降低。本书 5.4.4 节对 Wong 等人和 Graves 等人的研究结果的差异进行了解释。

测试最小化问题是传统的集合覆盖问题的一个特殊案例［253］。然而集合覆盖优化问题是 NP 问题，若干近似的算法被应用于寻找最小集合覆盖［90，248，448］。ATAC 在依然保留一个或多个覆盖准则的前提下使用了一种隐含枚举（implicit enumeration）算法求解最小覆盖集合问题［225］。Tallam 和 Gupta［471］提出了一种基于格（lattice）和支配（dominator）思想的延迟贪心最小化算法［8，184］。Black 等人提出了一种在保留测试覆盖的条件下最大化错误检测率的基于双目标（bi-criteria）的最小化技术。

测试优先级排序 最早的实现是由 ATAC 的 Horgan 和 London［224，225］在一个工业模型工具中完成的。ATAC 后来转变成为 χSuds［475］，运用了一种建立在基于控制流和数据流的覆盖标准基础上的测试优先级排序方法。Wong 等人进行了一个实验，用于调查最小化测试的故障检测效率，并用每个块、每种决策以及其他所有使用的准则进行了优先级排序［521］。此外，也调查研究了最小化的规模减小以及最小化和优先级排序的测准率和测全率等相关问题。一个测试集 T 的测准率是 T 中对 P 以及 P 的修改版本 P' 进行测试产生不同的输出结果的测试用例的比例。测全率是那些被挑选出需要重复执行的测试用例的比例。

随着 ATAC 的不断发展，若干其他的测试优先级排序技术也出现并得到了实现。Srivastava 和 Thiagarajan［456］介绍了一种称为 Echelon 的用于对测试进行优先权排序的工具。Echelon 是由微软开发并使用的一款工业规模的工具。Kim 和 Porter［258］提出了一种基于轨迹的技术，并且讨论了如何在测试选择中对遍历修改测试和测试优先级排序进行折中使用。在一些案例研究中，他们发现最小化只需要付出较少的代价却得到很高的错误检测效率。他们同样也指出最近一次使用（Least-Recently Used，LRU）方法在失效代价很高的情况下性价比最高。LRU 技术根据测试执行轨迹对测试进行了一定排序，并且从中选择出固定比例的测试用例。

Elbaum 等人提出了测试优先级排序的若干种变体［138，139］。Rummel 等人也对运用数据流信息实现测试优先级排序的方法重新产生了很大的兴趣［428］。Do 等人通过对 JUnit 测试用例进行优先级排序来进行成本－收益分析［131，132］。

Aggrawal 等人提供了一种基于覆盖的测试优先级排序技术 [5]。这种技术中的优先级是根据用于测试 P 的原始测试集，而不是用于测试修改版本 P' 或它的后继版本的测试集。Bryce 和 Colbourn 提出一种基于“一次测试一次”贪心方法的优先级技术 [59]。Srikanth 和 Williams 对测试优先级排序技术在经济方面的应用展开了一定的调查。他们指出“基于覆盖的白盒优先级排序技术最适合在单元层次上回归测试，但是很难应用于复杂的系统”。对于这个论述的理解依赖于 Srivastava 和 Thiagarajan 的研究工作。

一旦测试集被选定、最小化以及优先级排序后，还需要对测试的执行进行一定的调度。Xia 等人讨论了一种用于网格功能回归测试的调度策略 [535]。网格允许对一个产品进行跨平台的有效测试。他们的工作与 IBM 的 DB2 产品相关。

工具 ATAC/χSuds [225, 475] 是一个早期的支持测试最小化和优先级排序的工具集。其优点是能够计算一系列控制流和数据流的覆盖度量，并且提供一系列选项用于选择一个或多个测试用例进行测试优先级排序和/或最小化。Gittens 等人根据使用 ATAC 进行案例研究的经验，评价了在回归测试中覆盖与故障发现之间对应关系 [171]。他们的研究涉及对一个含有 221 个模块、共 201629 行代码的商业软件程序进行代码覆盖测量。

Chen 等人推出了一个针对选择性回归测试的工具 TestTube [79]。TestTube 能够分析 C 语言程序，使用文本比对识别那些在原始程序和修改程序之间不同的函数和变量。函数覆盖和比对信息可以用于测试选择。Vokolos 和 Frankl 提出一种针对使用文本比对的回归测试工具 [494]。同时进行了一个案例研究，通过使用 Pythian 调查测试用例数量方面减少的情况 [493, 495]。Srivastava 和 Thiagarajan 提出用于测试优先级排序的工业级工具 [456]。这个工具已经应用于微软的一个大型软件开发项目中。它的创新性主要是运用二进制—二进制的代码匹配方法来识别原始程序和修改程序的差异。

Rothermel 和 Soffa 的用于查找两个程序之间差异的技术已经在 DeJavu 中得以实现 [425]。Renaissance 等人介绍了一个名为 Chianti 的工具，用于对 Java 程序进行程序代码改变影响的分析 [413]。这个工具使用源代码编辑方法识别原子改变。构造动态调用图，并用于选择那些必须在回归测试中使用的测试用例。该工具同样也能够识别出修改的程序中那些可能会影响测试用例行为的所有改变。Orso 等人提出的 DeJavOO 工具用于大型 Java 程序的回归测试选择 RTS [377]。DeJavOO 使用句法比对进行分区处理，从而识别出那些可能会被代码变化所影响的片段。这些代码变化可以定位到类和接口上，然后利用覆盖信息进行测试选择。DeJavOO 工具已经成功地应用于多达 500KLOC 的 Java 程序。

目前一些商业上可用的回归测试工具大部分能够自动地完成如测试执行、登录、输出显示等任务。部分工具有：来自 Empirix 的用于 Web 软件测试的 e-tester；针对 Java 的 JUnit；来自 Infrugistics 的测试 Windows 窗口的 TestAdvantage；来自 Vermont Creative Software 针对独立或基于浏览器软件的 HighTest Plus；来自 AutomatedQA 的 TestComplete；来自 Parasoft 的 C++ Test；来自 IBM/Rational 的 Functional Tester；来自 Mercury 的 WinRunner；来自 Cleanscape 的 χRegress（χSuds 工具集的一部分）；来自 SourceForge 针对数据库单元测试的 SQLUnit 和 DBUnit。

练习

5.1 在例 5.2 中提出“在这样的假设下，s_3 作为第一个测试用例运行时，很容易失效，原因在于期望的输出很可能与 SATM' 所产生的输出不匹配。”那么，在什么样的条件下，这样的结论是错误的？

5.2 给定程序 P 和测试用例 t，用下述两种不同的方式记录 P 执行 t 的执行轨迹：(a) 记录遍历的结点

序列。(b) 记录遍历的结点集合。请解释二者的区别，且在解释中考虑存储空间因素。试举出一个使用集合方式不够充分而需要序列的例子。

5.3 请为例5.7中没有显示在图5-6中的部分画出语法树。

5.4 写一个算法，该算法以两个语法树 T_1 和 T_2 作为输入，如果两棵树是相同的，那么返回真，否则返回假。回忆5.5节中一个叶结点可能是一个函数名字（foo）的情况。在这个例子中，你的算法必须遍历 f 的 CFG 以及相应的语法树，以确定是否等价。

5.5 在例5.9中，程序 P5.1 中 main 函数的结点2右端一一个函数调用。如果 main 中第5行代码替换为 $[p=g1(x,y)+g2(x,y)]$，应用 SelectTests 会怎么变化？

5.6 完成例5.9，为修改的程序确定 T'。

5.7 按照如下要求修改 SelectTests：(a) T' 只包含遍历 main 程序中修改结点和任何被调用函数的测试用例；(b) 能够处理 switch 和 case 语句。

5.8 考虑下面的两个程序 P 和 P'；右边的程序 P' 是左边程序 P 的修改版本。（这个练习是基于 Hiralal Agrawal 等人的观察结果。）

```
1  main(){)          1  main(){
2  if (P1) {         2  if (P1){
3    S1;             3    S1;S2;
4  }                 4  } else {
5  S2;               5    S3;
6  end               6  }
7  }                 7   end
                     8  }
```

(a) 证明 SelectTests 依据遍历 if 语句中真假分支的顺序可能选择所有的或者不选择任何测试用例来重复执行。

(b) 修改 SelectTests 保证只有执行了 P1.S2 的测试用例才能被选择来重复执行。

5.9 (a) 5.5.4节中，过程 SelectTestsMainDecl 忽略了新变量声明的增加和现有变量声明的删除。这是否意味着 SelectTestsMainDecl 是不安全的？

(b) 假设 f 中增加或从声明中移除的变量被加到函数 declChange，中。在 declChange 的定义中这些变化将会以什么样的方式影响 SelectTestsMainDecl 的行为？

5.10 (a) 修改 SelectTests 中的结点等价检测，使得它不仅能够比较两个结点语法树的等价性，而且也能够检测在这个结点中使用的任何变量声明是否发生改变，如果改变就认为这两个结点是不等价的；(b) 根据被选择进行重复执行的测试用例数量，讨论上述修改的优点。（这个练习主要依据 Hiralal Agrawal 的建议。）

5.11 列举至少一个理由，说明 KITS 使用动态切片技术比普通遍历修改技术要好。

5.12 假设程序 P5.5 第8行的输出语句替换为：

$output(x,w)$;

计算第8行 w 的动态切片。试找出关于变量 x 和 w 的动态切片的并集。

5.13 考虑用于程序 P5.5 以及修改版本的测试用例 t：$<x=1, y=0>$。SelectTests 算法会选择测试用例 t 吗？

5.14 考虑程序 P5.5 有如下的测试 t，以及 $f1$、$f2$ 和 $f4$ 的值：

$t:<x=0, y=3>$

$f1(0)=0,\ f2(0)=4,\ f4(0)=5$

同时假设程序 P5.5 的输出语句如练习 5.12 所示。(a) 依据程序 P5.8 执行测试用例 t 所得的执行轨迹构造 DDG。(b) 计算第8行变量 x 和 w 的动态切片。(c) 假设 P' 是程序 P5.8 通过增加两个变量 w 和 z 的初始化语句并移除 if 语句中 else 部分所得到的修改程序。

程序 P5.8

```
1  input (x, y);
2  w=1;
3  z=1;
4  while(x<y){
5    (f1(x)==0)
6      z=f2(x);
7    x=f4(x);
8    w=f5(z);
   }
9  output(x, w);
   end
```

当使用动态切片方法进行测试选择时，T' 会不会包含测试用例 t？（d）一个测试用例需要满足什么条件或属性，才能够使得它在运用动态切片技术时不会被包含到 T' 中。构造一个这样的测试用例及其 DDG，并且计算程序 P5.8 第 9 行的变量 w 的动态切片。

5.15 考虑如下程序 P5.9。假设 P 执行测试 t，$trace(t)=(1, 2, 3, 4, 5, 6, 8, 9, 4, 10)$。

程序 P5.9

```
1  input(x, y);
2  z=0;
3  w=0;
4  while (x < y){
5    if (f(x)<0){
6      if (g(y)<0)
7        z=g(x*y);
8      w=z*w;     }\\ End of first if
9    input (x,y);   ) \\end of while.
10 output (w, z);
   end
```

（a）依据 $trace(t)$ 构造 P 的 DDG。（b）找出第 10 行变量 w 和 z 的组合动态切片。（c）计算 DDG 中的潜在依赖。（d）计算 w 和 z 的组合相关切片。

5.16 根据测试用例 t_1：$<N=2, x=2>$，t_2：$<N=2, x=4>$ 执行程序 P5.6 后获得的执行轨迹。计算 P5.6 的相关切片，假设 $f(2)=0$ 且 $f(4)>0$。

5.17 P 和 P' 分别是程序原始版本和修改版本，T 为 P 的测试集。假设 P' 是通过修改程序 P 中的输出语句 s 后得到的。问：在使用执行切片方法和动态切片方法的情况下，T 中哪些用例不会被选择。

5.18 参考例 5.17 和例 5.20。P 为程序 P5.6，而 e 是 P 中的某一个错误。通过对 P 的修正产生了程序 P'。假设 e 的修正需要修改原有语句中的某一条，或者增加/删除某一条语句，也可以通过更改规格说明的方法使得程序 P 不正确。现在假设 P 根据测试用例 t 进行测试，错误 e 没有被检测到。构造一个错误 e，使得在当把（a）$DS(t, s, 11)$ 和（b）$RS(t, s, 11)$ 用于测试选择时，错误无法被发现。

5.19 如例 5.21 中所指出的，对程序 P5.5 进行修改。假设 t：$<x=1, y=0>$ 并且 $t \in T$。问：通过 5.6.6 节给定的步骤，t 会不会被选择到 T' 中。

5.20 （a）假设程序 P5.9 是通过删除如下所示的程序 P5.10 中一句谓词所得到的程序。练习 5.15 中的测试用例 t 是不是应该包含到程序 P5.10 的回归测试中？（b）假设程序 P5.10 为 P，并且是通过对程序 P5.9 增加谓词 $g(y)<0$ 这一修改后得到的。考虑测试 t，且

$trace(t) = \langle 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8, 4, 9 \rangle$

该测试用例 t 是不是应该包含在程序 P5.9 的回归测试中？(e) 试着给出一个通用的条件，用于判断在增加一个谓词的情况下，一个测试用例是否应加到 T' 中。

程序 P5.10

```
1  input(x, y);
2  z=0;
3  w=0;
4  while(x< y){
5    if (f(x)<0){ ← 紧接该行的断言a(y)<0被删除
6       z=g(x*y);
7     w=z*w;
    }// End of first if
8    input (x, y);
  }// end of while.
9  output(w, z);
   end
```

5.21 P 为一个程序，而 T 为程序 P 相对应的测试用例集。在一个维护场景下，P' 是经过对 P 进行一系列的修改后得到的。这些修改操作是语句、谓词、输出变量的增加和删除，以及其他的一些操作所共同组成的。试着提出一种系统解决方法，使得基于相关切片的测试选择技术能够在上面所说的场景下扩展到大型程序中。

5.22 动态切片技术最初是作为程序调试的辅助技术而提出来的。后来，该技术在回归测试选择技术中也获得了应用。虽然它的应用发生了变化，但是技术本身没有变化。而作为一种资源被用于计算动态或相关切片的 PDG，在用于回归测试的时候可以进行简化。请解释原因。

5.23 解释如何将动态切片技术作为以下两种情况的辅助手段：(i) 程序理解；(ii) 根据程序实现的特定特征定位代码。

5.24 考虑图 5-13 中的程序 P5.7。假设通过执行测试用例 t 得到的函数执行轨迹

$trace(t)$:main, f1, f2, main。

(a) 依据 $trace(t)$ 画出 DDG。(b) 假设对函数 f3 进行了修改，那么 t 是不是会包含到回归测试中？(c) 如果对函数 f1 修改，t 是不是会包含到回归测试中？

5.25 根据图 5-13 中的 DDG 计算出第 7 行变量 x 的动态切片。

5.26 解释你是如何依据函数轨迹构造的 DDG 计算出潜在的依赖关系。

5.27 程序 P 的执行轨迹中每一个语句精确地对应 RDDG 中的一个结点，该 RDDG 使用 5.6.8 节描述的过程构造。虽然这个 RDDG 对 RTS 来说很有用，但是它丢失了很多在调试程序 P 的时候所需要的可用于构造某个变量的动态切片的一部分信息。哪些信息丢失了？这样的信息丢失对 P 的调试会产生什么样的影响？

5.28 在例 5.29 中，方法 9 没有被回归测试集 T' 中的任何测试用例所覆盖。由于 $T' \subseteq T$，并且 T 是应用程序 P 的测试用例集。就测试集在方法 9 上覆盖的缺失问题，我们可以做出怎样可能的解释呢？

5.29 一个调用图在哪些方面不同于基于函数轨迹的 DDG 图？

5.30 T 是 P 的一组有效的测试用例，P' 是对程序 P 进行修改后得到的。P' 的回归测试采用了 T 测试用例集的一个子集 T'。将 5.8 节提到的基于覆盖的测试最小化过程应用到 (a) T' 和 (b) T 各有什么优点？

5.31 T 是被测程序 P 的测试用例集，而 T' 是测试 P 的修改版本 P' 的最小化测试用例集。给出合理的理由说明为什么 T' 的错误检测效率会低于 T。构造一个例子说明确实存在这样的情况：P' 中的一个错误会被 T 中的测试用例检测出来，而 T' 中的却都不行。

5.32 求解最小测试集的原始算法的时间复杂性怎么样？假设对程序 P 采用 n 个测试用例进行测试，总共有 m 个实体被覆盖到。当 $n=100$ 且 $m=300$ 时，估计需要多长时间才能够找出最小覆盖集；对原始算法中执行各种类作所需的时间进行适当的假设，例如集合枚举的时间等。

5.33 考虑如下的复杂集合覆盖问题。

$E=\{1, 2, \cdots, p\}$，其中 $p=2^k-2(k>0)$；

$TE=\{S_1, S_2, \cdots, S_t, X, Y\}$，其中有 (a) S_i 和 S_j 不相交，对于所有的 $1\leqslant(i, j)\leqslant k$ 且 $i\neq j$；(b) S_i 包含 2^{t-1} 项；(c) $S_1\cup S_2\cup\cdots\cup S_k=E$；(d) X 包含每个 S_i 中一半的项，而 Y 包含剩下的一半。于是，$X\cap Y=\varnothing$ 且 $X\cup Y=E$。

问题：找出 E 的最小集合覆盖。例如，当 $k=2$ 时，有

$E=\{1,2,3,4,5,6\}$

$TE=\{S_1, S_2, X, Y\}$

$S_1=\{1, 2\}$

$S_2=\{3, 4, 5, 6\}$

$X=\{1, 3, 4\}$

$Y=\{2, 5, 6\}$

这时的最小覆盖就是 $\{X, Y\}$。试说明含心算法和 GMIMX 算法都无法计算出最小集合覆盖。

5.34 说明 5.8 节中 GMIMX 算法步骤 3.1 的必要性。

5.35 在例 5.29 中，步骤 1 中的两个测试用例在比较代价最小的时候可能发生难分伯仲，这种僵局可能会发生在过程 PrTest 的步骤 4。给出至少两种量化准则用于打破此僵局，以替代过程 PrTest 中通过随机选择打破此僵局的方法。

5.36 T' 是程序 P' 的回归测试集。考虑 $X=\{<T_1'>, <T_2'>, \cdots, <T_k'>\}(k>0)$，它是一个测试序列的集合，其中每一个序列 $<T_i'>$ 包含 T' 的测试用例，而 T' 中的每一个测试用例至少在 X 中的一个序列中出现。修改 PrTest 以满足如下需求：如果任何 $<T_i'>$ 被选择用于执行测试，始终不会违背给定的先后顺序约束。需要注意，X 中的顺序可能是不相交的。

5.37 给定一个包含 n 个函数的程序 P，以及 m 个测试用例，开发一个公式，用于评估当用函数级执行轨迹替代语句级执行轨迹后存储需求节省的情况。针对每一个测试用例，对函数的大小和覆盖做出合理的假设。针对面向对象的程序，当用方法级执行轨迹替换函数级执行轨迹时，公式又应该如何变化？

测试充分性评价与测试增强

以下两章将要回答诸如“已做的测试是否充分”等技术问题。

第6章首先介绍由 Goodenough 和 Gerhart 定义的测试充分性的基础知识。然后介绍基于被测软件控制流和数据流结构的测试充分性准则。

第7章详细介绍了基于程序变异的最有效的测试充分性准则，这个准则是目前为止最为严格的测试充分性准则。

这两章提供了一些示例说明如何按照测试充分性准则增强非充分的测试集，以及哪些错误能检测出来，哪些错误不能检测出来。

第6章
Foundations of Software Testing

基于控制流和数据流的测试充分性评价

本章介绍用于测试充分性评价和测试增强的方法，主要关注基于控制流和数据流的准则进行测试充分性度量。利用这些基于代码的覆盖准则，测试人员可以确定已有多少代码进行了测试，还有多少代码没进行过测试。

6.1 测试充分性基础

6.1.1 什么是测试充分性

假设软件 P 要满足功能需求集合 R，记为 (P, R)。R 包含 n 个需求，记为

$$R_1, R_2, \cdots, R_n$$

假设测试集 T 包含了 k 个测试用例以确认 P 是否满足 R 中所有需求，并假设 T 中的每一个测试用例都执行过 P，且 P 运行正确。

问："T 足够好吗?"

或者问："P 被完全测试了吗?"

再或者问："T 是充分的吗?"

不管怎么问，重要的是，人们总想完全测试 P，以期望当宣布测试结束、软件 P 可以交付时，P 中的所有错误都被发现并改正了。

在软件测试中，同上面的问题一样，"完全"、"足够好"和"充分"具有相同的含义。我们倾向于采用"充分"这种说法。"充分性"用来度量一个给定的测试集是否能验证软件 P 满足其需求。这种度量总是相对于某个具体的准则 C 的。当一个测试集满足准则 C 时，即认为其相对于 C 是充分的。确定软件 P 的测试集 T 是否满足准则 C 依赖于准则自身，本章后面会对此进行说明。

本章仅关注功能性需求，验证非功能性需求的测试技术在其他章节介绍。

例 6.1　考虑编写程序 sumProduct，其需求如下：

R_1：从标准输入设备上输入两个整数 x 和 y。

$R_{2.1}$：当 $x<y$ 时，求 x 与 y 之和，并在标准输出设备上输出 x 与 y 之和。

$R_{2.2}$：如果 $x\geqslant y$，求 x 与 y 之和，并在标准输出设备上输出 x 与 y 之和。

现在假设，测试充分性准则如下：

> **C：如果针对 R 中的每一个需求 r，测试集 T 中至少有一个用例测试证明了 P 满足 r，则认为 T 针对 (P, R) 是充分的。**

很明显，$T=\{t: <x=2, y=3>\}$ 相对准则 C 来讲是不充分的，因为 T 中的测试用例只测试了 R_1 和 $R_{2.1}$，没有测试到 $R_{2.2}$。

6.1.2 测试充分性的度量

一个测试集的充分性由一个有限集来度量。根据所采用的充分性准则，有限集中的元素由软件的需求或者软件的代码导出。对每一个测试准则 C，我们都导出一个有限集，称之为覆盖域，记为 C_r。

如果相应的覆盖域 C_r 仅依赖于被测软件的代码，则称准则 C 是一个白盒测试充分性准则。如果相应的覆盖域 C_r 仅依赖于被测软件的需求，则称准则 C 是一个黑盒测试充分性准则。所有其他的测试充分性准则都是二者的混合，本章不予考虑。本章介绍几个白盒测试充分性准则，它们基于被测软件的控制流或数据流。

假设要度量测试集 T 的充分性。给定 C_r，它有 n 个元素，$n \geq 0$。我们说 T 覆盖 C_r，是指如果 C_r 中的每一个元素 e，在 T 中至少有一个测试用例测试了它。如果 T 覆盖了 C_r 中的所有元素，则称 T 相对于 C 是充分的；如果 T 只覆盖了 C_r 中的 k 个元素，且 $k < n$，则称 T 相对于 C 是不充分的。分数 k/n 代表了 T 对 C 的充分度，也称为 T 对 C、P 和 R 的覆盖率。

要确定 C_r 中的元素 e 是否被 T 测试了，这依赖于 e 和 P，下面通过几个例子进行解释。

例6.2 考虑例6.1中的程序 P、测试集 T 和充分性准则 C。这时，有限集 C_r 就是 $\{R_1, R_{2,1}, R_{2,2}\}$。$T$ 覆盖了 R_1 和 $R_{2,1}$，但没覆盖 $R_{2,2}$。因此，T 相对于 C 是不充分的。T 对 C，P，R 的覆盖率是 0.66 (2/3)。元素 $R_{2,2}$ 没有被 T 测试，而 C_r 中的其他元素都被 T 测试了。

例6.3 考虑另外一个测试充分性准则，即路径覆盖准则。

> **C：如果软件 P 中的每一条路径都被遍历至少一次，则认为测试集 T 针对 $\langle P, R \rangle$ 是充分的。**

给定例6.1中的需求，假设 P 有且只有两条路径，一条对应于条件 $x < y$，一条对应于条件 $x \geq y$。这两条路径分别记为 p_1 和 p_2。针对给定的准则 C，得到覆盖域 $C_r = \{p_1, p_2\}$。

为了度量例6.1中测试集 T 对 C 的覆盖率，对 P 执行 T 中的每一个测试用例，因为 T 仅包含了一个用例即 $x < y$，因此只有 p_1 被执行了，因此 T 对 C，P，R 的覆盖率是 0.5，T 相对于准则 C 是不充分的。我们也称 p_2 没有被测试到。

在例6.3中，假设 P 只包含两条路径，这种假设是基于对需求的理解。然而，由于覆盖域必须包含代码中的所有要素，因此，这些要素必须经过代码分析才能得到，而不能通过需求检查导出。代码中的错误、需求的不完全或不正确，都可能导致软件与我们所想象的不同，同时这些也会导致覆盖域与我们期望的存在差异。

例6.4 考虑如下为满足例6.1中需求而编写的程序，这个程序显然是错误的。

程序 P6.1

```
1  begin
2    int x, y;
3    input (x, y);
4    sum=x+y;
5    output (sum);
6  end
```

上述程序只有一条路径，记为 p_1，这条路径经过了所有的语句。根据例6.3的充分性准则 C，得到覆盖域 C_r 为 $\{p_1\}$。可以很容易看到，当对 P 执行例6.1中的测试集 T 时，C_r 被覆盖了。因此，T 相对于 P 是充分的，尽管这个程序是错误的。

程序P6.1有一个错误，通常称之为路径缺失错误或条件缺失错误。满足例6.1中需求的正确程序如下：

程序 P6.2

```
1  begin
2    int x, y;
3    input (x, y);
4    if (x<y)
5    then
6      output (x+y);
7    else
8      output (x*y);
9  end
```

这个程序有两条路径。当 $x<y$ 时，遍历一条路径；当 $x\geq y$ 时，遍历另一条路径。以 p_1 和 p_2 表示这两条路径，就得到了例 6.3 中的覆盖域 $|p_1, p_2|$。如前所述，例 6.1 中的测试集 T 相对于路径覆盖准则是不充分的。

上述例子说明，一个充分的测试集有可能不能发现软件中最明显的错误。但这丝毫不影响测试充分性度量的价值。下一节将介绍如何采用测试充分性度量手段来增强对软件的测试。

6.1.3 通过度量充分性来增强测试

虽然测试集相对于某些测试准则是充分的，并不能保证程序没有错误，但是，一个不充分的测试集肯定是让人担心的。相对于任何准则的测试不充分一般都意味着测试不足（没有发现程序中潜在的错误）。识别这些不足有助于增强非充分的测试集，使其变得更充分。所谓增强，就是说用以前没有采用过的方式来测试软件（比如测试那些没有被测试过的分支，或者用不同于以前的测试序列来测试软件的某一特性），就有可能提高发现软件错误的几率。

例 6.5 重新检查例 6.4 中程序 P6.2 的测试集 T。为保证 T 相对于路径覆盖准则的充分性，需要增加覆盖 p_2 的测试用例。测试用例 $\{<x=3, y=1>\}$ 可以覆盖路径 p_2，把它加到测试集 T 中，得到测试集为 T'：

$$T'=\{<x=2, y=3>, <x=3, y=1>\}$$

当对程序 P6.2 执行 T' 中的两个测试用例时，p_1 和 p_2 都被覆盖。因此 T' 对路径覆盖准则是充分的。

给定软件 P 的测试集 T，测试增强是一个过程，它依赖于所在组织采用的测试过程。针对每个新加到 T 中的测试用例，都需要执行 P，以确定 P 是否运行正确。如果运行不正确，意味着 P 中存在错误，需要进行调试，直到最终消除错误。有几个过程是增强测试所需要的，其中的一个如下：

通过评价测试充分性来增强测试的过程

步骤 1 评价测试集 T 相对于给定准则 C 的充分性，如果 T 是充分的，则转步骤 3，否则执行下一步骤。注意，在充分性评价中，应能确定 C_r 中是否存在未被覆盖的元素。

步骤 2 对每一个未被覆盖的元素 $e\in C_r$，执行如下步骤，直到 e 被覆盖或确定 e 是不可覆盖的。

2.1 构造一个测试用例 t，它覆盖 e，或者可能覆盖 e。

2.2 针对 t 执行 P。

2.2.1 如果 P 运行不正确，则说明 P 中存在错误。在这种情况下，把 t 加入到 T 中，从 P 中清除错误，再从头开始该过程。

2.2.2 如果 P 运行正确，并且 e 被覆盖，则把 t 加入到 T 中，否则由测试人员决定是忽略 t 还是把它加入到 T 中。

步骤3 测试增强结束。

图6-1说明了一个测试集的构造－增强循环过程示例。循环从构造非空测试集 T 开始，测试用例来源于被测软件 P 的需求规范。对 P 执行 T 中的所有测试用例，如果针对每个需求的所有测试用例都能通过，则 P 是正确的，即可根据选择的某个适当的充分性准则 C 来评价 T 的充分性。如果 T 相对于准则 C 是充分的，则构造－增强循环结束，否则，应增加新的测试用例以消除充分性上的不足。新增加的测试用例同样应该根据 P 的需求来构造。

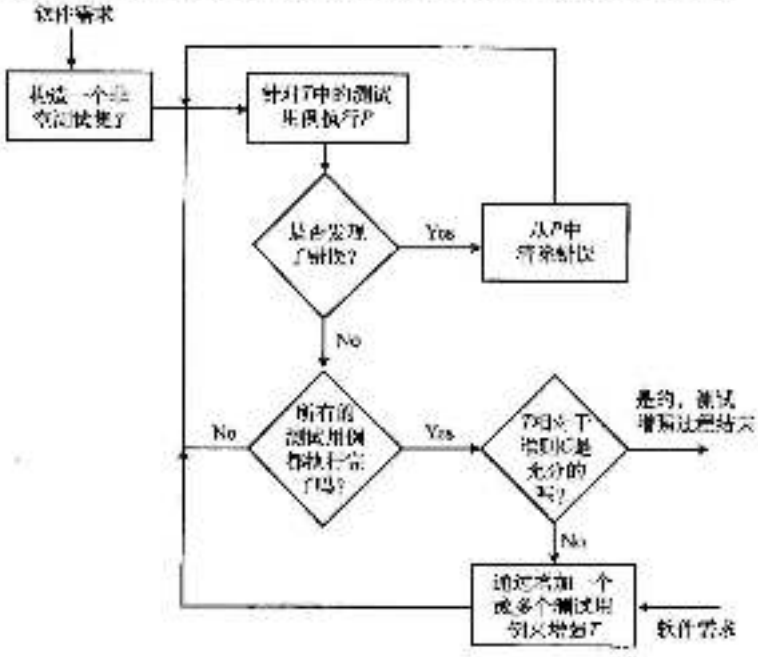


图6-1 测试集的构造－增强循环过程

例6.6 考虑下面计算 x^y（x 和 y 都是整数）的程序。若 $y<0$，程序就让计算并输出适当的错误提示信息。

程序 P6.3

```
1  begin
2    int x, y;
3    int product, count;
4    input (x, y);
5    if (y>=0){
6      product=1; count=y;
7      while(count>0){
8        product=product*x;
9        count=count-1;
10     }
11   output(product);
12   }
13   else
14     output('input does not match its specification.');
15 end
```

考虑如下测试充分性准则：

C：如果测试集 T 对程序 P6.3 的输入 x 和 y 中的每一个，至少测试过一次等于0和不等于0，则 T 是充分的。

C 的覆盖域只需根据 C 就能确定，无需检查程序 P6.3。针对 C，得到

$$C_c = \{x=0,\ y=0,\ x\neq 0,\ y\neq 0\}$$

通过检查 C_c，即可构造出对程序 P6.3 的充分测试集。一个可能的充分测试集如下：

$$T=\{<x=0,\ y=1>,\ <x=1,\ y=0>\}$$

在这种情况下，并不需要应用上述给定的增强过程。当然，需要对程序 P6.3 执行 T 中的每一个测试用例以确定其是否运行正确。对两个测试用例，程序都给出了正确的结果（第一个输出 0，第二个输出 1）。

注意，不参考任何充分性准则也能把 T 设计出来。

例 6.7 例 6.6 中的准则 C 是一个黑盒覆盖准则，因为在评价充分性时，它不需要对被测程序做任何检查。考虑例 6.3 中的路径覆盖准则。检查程序 P6.3，发现由于存在 while 循环导致了路径个数的不确定。因为路径个数依赖于 y，即 count 的值。假设 y 是一个非负的整数，则路径个数可能会非常大。通过对程序 P6.3 的简单分析说明，我们确定不了路径覆盖准则的覆盖域。

这种情况下的一个有效方法是简化 C，重新表述如下：

> **C'：如果测试集 T 测试了所有的路径，则它是充分的。若程序包含循环，则只要 T 遍历过循环体 0 次和 1 次即可。**

根据修改后的路径覆盖准则，导出

$$C_c' = \{p_1,\ p_2,\ p_3\}$$

C_c' 的元素可以用图 6-2 枚举出来。

p_1：[1→2→3→4→5→7→9]

对应 $y\geq 0$，遍历循环体 0 次。

p_2：[1→2→3→4→5→6→5→7→9]

对应 $y\geq 0$，并且遍历循环体 1 次。

p_3：[1→2→3→8→9]

对应 $y<0$，并且控制到达输出语句，根本没进入 while 循环的循环体。

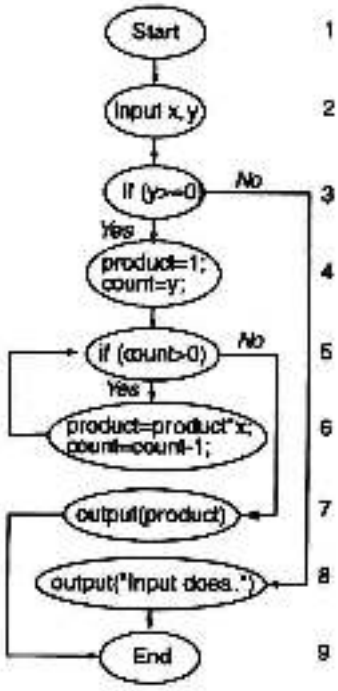


图 6-2 程序 P6.3 的 CFG

C' 和程序 P6.3 的覆盖域 C_c' 是 $\{p_1,\ p_2,\ p_3\}$。根据测试增强过程，首先评价测试集 T 相对于 C' 的充分性。用 T 中的每一个用例测试 P，以确定 C_c' 中的哪些元素被覆盖了，哪些没有被覆盖。因为 T 不包含对 $y<0$ 的测试，所以 p_3 没有被覆盖。因此 T 相对于 C' 的覆盖率是 $2/3=0.66$。

接下来转到测试增强过程的步骤 2，构造覆盖 p_3 的测试用例。任何对 $y<0$ 的测试都能覆盖 p_3。用如下测试用例 t：$<x=5,\ y=-1>$。当用 t 测试 P 时，确定 p_3 被覆盖，并且 P 运行正确，因此把 t 加入到 T 中，这时 C_c' 中的元素全被覆盖，测试增强过程步骤 2 中的循环结束。增强后的测试集如下：

$$T=\{<x=0,\ y=1>,\ <x=1,\ y=0>,\ <x=5,\ y=-1>\}$$

6.1.4 无效性和测试充分性

如果覆盖域中的某个元素不能用待测软件输入域中的任何测试用例覆盖，则认为该元素是

无效的。一般而言，不可能写一个算法来分析待测程序，并确定覆盖域中的给定元素是有效的还是无效的。因此，通常情况都是由测试人员来确定覆盖域中的具体元素是否有效。

覆盖域的有效性可以通过对软件执行测试用例，观察具体的元素是否确实被覆盖了来验证。然而无效性却不能通过执行有限个数的测试用例来验证。不过，正如例6.8所示，可以构造一个简单的参数来说明一个给定的元素是无效的。对于更复杂的程序，确定一个元素是否有效是很困难的，因此，通过用 t 测试 P 试图覆盖 e 以增强测试集可能会失败。

测试用例 t 可以对覆盖域元素 e 执行覆盖的条件依赖于 e 和 P。这些条件将在本章后续讨论不同种类的充分性准则时介绍。

例6.8 本例说明程序中存在无效路径。以下程序输入两个整数 x 和 y，计算 z。

程序 P6.4

```
1  begin
2    int x,y;
3    int z;
4    input (x,y); z=0;
5    if (x<0 and y<0){
6      z=x^x;
7      if(y≥0) z=z+1;
8      }
9    else z=x*x*x;
10   output(z);
11 end
```

根据路径覆盖准则，$C_c = \{p_1, p_2, p_3\}$。C_c 中的元素用图6-3枚举如下：

$$p_1: [1 \to 2 \to 3 \to 4 \to 5 \to 6 \to 8 \to 9]$$

对应条件 $x<0$、$y<0$ 且 $y\geq 0$ 为真。

$$p_2: [1 \to 2 \to 3 \to 4 \to 5 \to 8 \to 9]$$

对应条件 $x<0$ 和 $y<0$ 为真，$y\geq 0$ 为假。

$$p_3: [1 \to 2 \to 3 \to 7 \to 8 \to 9]$$

对应条件 $x<0$ 和 $y<0$ 为假。

经检查易知，p_1 是无效的，任何测试都不可能遍历到该路径。这是因为，当控制到达结点5时，条件 $y\geq 0$ 为假，因此控制永不可能到达结点6。因此，任何关于程序P6.4的路径覆盖准则的充分测试都只能覆盖 p_2 和 p_3。

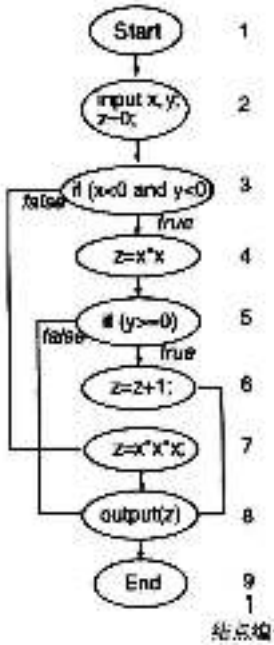


图6-3 程序P6.4的CFG

如果覆盖域中存在无效元素，那么一个测试集覆盖了域中的所有有效元素时就说该测试集是充分的。这就意味着，在有无效元素的情况下，覆盖率小于1时，测试也可能是充分的。

在下面的章节中将讨论到，无效元素是由多种原因引起的。虽然程序员可能不太关心无效元素，但那些试图获得较高代码覆盖率的测试人员却很关心无效元素。在进行测试增强过程之前，测试人员通常不知道覆盖域中哪些元素是无效的，只有在他不断努力构造测试用例以覆盖某个元素时，他才知道该元素是否有效。对某些元素，只有在多次尝试失败后，测试人员才会认定这个元素是无效的。这可能使测试人员非常沮丧，因为花在试图覆盖一个无效元素上的测试精力是相当大的浪费。很遗憾，没有一个自动化的方法能够标识覆盖域中的所有无效元素。尽管如此，仔细

分析程序通常还是能快速标识无效元素。本章后面将专次讨论处理无效元素的话题。

6.1.5 错误检测和测试增强

测试增强的目的在于确定用来测试软件未测部分的测试用例。即使非常仔细地专门针对需求设计的测试用例，也可能需要增强。需求越复杂，针对需求设计的测试集越有可能不充分，即使相对于最简单的充分性准则也是如此。

增强过程就是不断设计新的测试用例并用来测试软件。由于新用例以不同的执行方式测试软件，那么就有更多的机会发现在软件新测部分中的错误。一般而言，很难判断测试增强在发现软件错误上的重要性和可能性。但是，仔细设计和执行的测试增强过程通常在定位软件错误时是非常有用的。

例6.9 编写一个满足如下需求的程序。

R_1 程序启动时，给用户3个选择：

- 计算x^y，其整数$x\geq 0$，$y\geq 0$。
- 计算x的阶乘，其整数$x\geq 0$。
- 退出。

$R_{1.1}$ 如果选择"计算x^y"，用户将输入x和y的值，程序计算并显示x^y的值。然后，用户可再次从3个选择中任选一项。

$R_{1.2}$ 如果选择"计算x的阶乘"，用户将输入x的值，程序计算并显示x的阶乘。然后，用户可再次从3个选择中任选一项。

$R_{1.3}$ 如果选择"退出"，程序显示一条信息，并退出。

考虑如下符合上述需求的程序。

程序 P6.5

```
1  begin
2    int x,y;
3    int product, request;
4    #define exp=1
5    #define fact=2
6    #define exit=3
7    get_request (request); //获取用户选项(三种可能中的一种)
8    product=1; //初始化product
9    // 设置循环，以检验、执行用户选项
10     while (request ≠ exit) {
11   // 处理"计算指数"选项
12     if(request == exp){
13       input (x, y); count=y;
14       while (count > 0){
15         product=product * x; count=count-1;
16       }
17   } // 处理"计算指数"过程结束
18   // 处理"计算阶乘"选项
19     else if(request == fact){
20       input (x); count=x;
21       while (count >0){
22         product=product * count; count=count-1;
```

```
23          }
24        } // 处理"计算阶乘"过程结束。
25      // 处理"退出"选项。
26        else if(request == exit){
27          output("Thanks for using this program. Bye!");
            break; // 退出循环。
28        } //处理"退出"选择结束。
29        output(product); // 输出指数或阶乘的值。
30      get_request (request); // 再次获取用户选项,并回到循环起始处。
31    }
32    end
```

现在假设使用如下包含3个测试用例的测试集来测试程序P6.5是否满足需求。

$$T=\{<request=1, x=2, y=3>, <request=2, x=4>, <request=3>\}$$

按照测试集中的顺序依次对程序执行3个测试用例。每次执行测试用例时都重新启动程序。对于前两个测试用例，程序能够正常输出8和24，当执行最后一个测试用例时，程序退出。在这种情况下，程序的运行是正确的，因此，有人会得出"程序正确"的结论。但是，不难看出，这种结论是错误的。

用例6.9中描述的路径覆盖准则来评价测试集T。在评价之前，先在程序P6.5中找一条T没有覆盖的路径。

在程序P6.5中，所有遍历过三个循环中的每一个0次和1次的路径构成了程序的覆盖域。将列出程序P6.5中的所有路径留作一个练习。在本例中，考虑路径p：从第1行开始，到最外层while循环语句（第10行），然后到第1个if语句（第12行），接着是从第20行开始的计算阶乘的语句，再接着是从第13行开始的计算指数的语句。在本例中，当指数计算完并输出后，我们不再关心程序的后续行为。

我们刻意设计的这条"巧妙的"路径在程序启动后开始执行。首先，第一个测试用例计算阶乘；然后，第二个测试用例计算指数。很容易验证，T中的测试用例不能覆盖p。因此，T相对于路径覆盖准则是不充分的。

为了覆盖p，构造如下测试集：

$$T'=\{<request=2, x=4>, <request=1, x=2, y=3>, <request=3>\}$$

使用T'中的测试用例，按其规定的顺序执行，程序能正确计算出4的阶乘为24，但是错误地计算出指数2^3为192。这是因为在计算指数时，没有初始化变量product，而当开始执行第14行代码时，product已经是24了。注意，在加强路径覆盖测试时构造了T'。通过对程序执行T'，覆盖了一条先前没有覆盖的路径，并发现了程序中的一个错误。

6.1.6 单次和多次执行

例6.9中构造了两个测试集T和T'。T和T'都包含3个测试用例，每一个测试用例对应不同的选项。应该把T当作单次测试还是当作3个测试的集合呢？对于T'，也有这个问题。问题的答案依赖于T中的值是如何输入到被测程序的。在这个例子中，假设所有3个测试，每一个对应不同的request值，在被测程序的一次执行中按序一次性地输入。因此把T'作为包含1个用例的测试集，重写为：

$$T=\{t_1: <<request=1, x=2, y=3>\rightarrow<request=2, x=4>\rightarrow<request=3>>\}$$

注意，最外面的尖括号将所有输入的值组成一个测试，右箭头（→）指示变量的值在同一次测试中是如何变化的。可以采用同样的方式重写 T'。将 T 与 T' 合起来，得到 T''，它包含了两个测试用例：

$$T'' = \begin{cases} t_1: & <<request=1,\ x=2,\ y=3> \rightarrow <request=2,\ x=4> \rightarrow <request=3>> \\ t_2: & <<request=2,\ x=4> \rightarrow <request=1,\ x=2,\ y=3> \rightarrow <request=3>> \end{cases}$$

测试集 T'' 包含两个测试用例，一个来自于 T，一个来自于 T'。

你可能感到无所适从，T 到底什么时候该是测试用例，什么时候该是测试集呢？其实没有关系，可以把 T 看作是包含了 3 个测试用例的测试集，也可以把它看作只包含了一个测试用例的测试集。需要强调的是，软件的不同输入可以在软件多次独立运行时输入，也可以在软件的一次运行中依次输入。

对老一些的非 GUI 软件来讲，多数情况是：软件每独立运行一次，单独执行一个测试用例。例如，对一个排序软件，每次运行软件时，测试人员往往用不同的输入值进行测试。如果软件是“现代”一点的 GUI 软件，测试人员很可能在软件的一次运行中，使用多组不同的输入值对软件进行测试。

在下一节中，将介绍几种基于控制流的测试充分性评价准则。这些准则可用于任何用过程式语言（如 C 语言）编写的程序；也可用来对面向对象语言（如 C++ 语言或 Java 语言）编写的软件的测试充分性度量，这些准则包括简单的方法覆盖以及在复杂上下文环境中的方法覆盖。本章的准则也适用于低级语言编写的软件，如汇编语言。下面，就从基于控制流的测试充分性准则开始介绍。

6.2 基于控制流的测试充分性准则

6.2.1 语句覆盖和块覆盖

任何用过程式语言编写的程序都是由一系列语句组成的。这些语句有些是声明性的，比如 C 语言中的#define 和 int 语句；有些是可执行的，例如 C 语言和 Java 语言中的赋值语句、if 和 while 语句。注意如下语句：

```
int count =10;
```

可以认为是声明性的语句，因为它声明 count 是一个整型变量；也可以认为是一个执行语句，因为它把 10 赋给变量 count。正因如此，针对 C 语言，当定义基于控制流的测试充分性准则时，把所有的声明性语句都当作执行语句。

回忆第 1 章的内容，我们把基本块定义成只有一个输入点和一个输出点的一组连续语句。对任意的过程式语言，相对于语句覆盖和块覆盖的测试充分性准则定义如下：

语句覆盖

测试集 T 针对（P，R）的语句覆盖率计算如下：

$$\frac{|S_c|}{|S_e| - |S_i|}$$

其中，S_c 是所有被覆盖的语句的集合，S_i 是所有不可达语句的集合，S_e 是软件中所有语句的集合，即语句覆盖域。如果 T 针对（P，R）的语句覆盖率为 1，则称 T 相对于语句覆盖准则是充分的。

块覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的块覆盖率计算如下：

$$\frac{|B_e|}{|B_a|-|B_i|}$$

其中，B_e 是所有被覆盖的基本块的集合，B_i 是所有不可达块的集合，B_a 是软件中所有块的集合，即块覆盖域。如果 T 针对 (P, R) 的块覆盖率为 1，则称 T 相对于块覆盖准则是充分的。

在以上定义中，语句覆盖的覆盖域是被测软件中的所有语句，同样，块覆盖的覆盖域是被测软件中的全部基本块。注意，术语“不可达”指那些无效路径中的语句和基本块。

用下面两个例子说明语句覆盖和块覆盖准则。在这些例子中，用语句的行号来代替语句，例如对程序 P6.2 的 S_e 来讲，3 就代表程序的第 3 行语句，即 Input（x，y）。同样，用块的编号来代替块，这些块编号是从被测软件的流程图中导出的。

例 6.10 对程序 P6.4 而言，语句覆盖域如下：

$$S_e = \{2, 3, 4, 5, 6, 7, 76, 9, 10\}$$

这里，用 76 代替语句 z = z + 1。为测试程序 P6.4，考虑包含两个测试用例的测试集 T_1：

$$T_1 = \{t_1: <x=-1, y=-1>, t_2: <x=1, y=1>\}$$

t_1 覆盖语句 2，3，4，5，6，7 和 10。t_2 覆盖语句 2，3，4，5，9 和 10。这两个测试用例都未能覆盖 76。正如在例 6.8 中所见到的那样，语句 76 是不可达的。因此，得到

$$|S_e|=8,\quad |S_i|=1,\quad |S_a|=9$$

T 的语句覆盖率是 8/(9 − 1) = 1。可以得出结论，T 针对 (P, R) 在语句覆盖准则下是充分的。

例 6.11 图 6-4 表示出程序 P6.4 的 5 个块。块覆盖域如下：

$$B_a = \{1, 2, 3, 4, 5\}$$

为了测试程序 P6.4，现在考虑包含 3 个测试用例的测试集 T_2：

$$T_2 = \left\{\begin{matrix} t_1: <x=-1,\ y=-1> \\ t_2: <x=-3,\ y=-1> \\ t_3: <x=-1,\ y=-3> \end{matrix}\right\}$$

t_1 覆盖了基本块 1，2 和 5，t_2 和 t_3 也覆盖了相同的基本块。对 T_2 和程序 P6.4 而言，我们得到

$$|B_e|=5,\quad |B_i|=3,\quad |B_i|=1$$

块覆盖率是 3/(5 − 1) = 0.75。因为块覆盖率小于 1，因此，T_2 相对于块覆盖准则是不充分的。

很容易检查出，例 6.10 的测试集相对于块覆盖准则是充分的。如果把 T_1 中的 t_2 加入 T_2，则也可使 T_2 相对于块覆盖准则是充分的。

本章给出的计算不同类型代码覆盖率的公式都会得到一个介于 0 和 1 之间的值。在定义覆盖率值时，也可以用百分比表示。例如，0.65 的语句覆盖率，与 65% 的语句覆盖率是相同的。

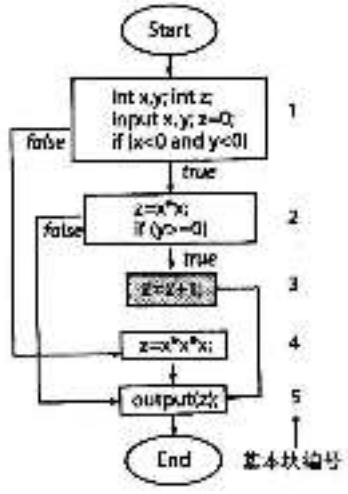


图 6-4 程序 P6.4 的 CFG，从 1 到 5 对基本块进行标记。阴影块 3 是不可达的，因为块 2 中的条件永不为真

6.2.2 条件和判定

为了理解后续基于控制流的充分性评价，需要准确地知道什么是条件、什么是判定。任何计算结果为真或假的表达式就是一个条件，这种表达式也称作谓词。给定布尔变量 A，B，D，整数 x，y，则 A，$x>y$，A or B，A and $(x<y)$，$(A$ and $B)$ or $(A$ and $D)$ and (D)，$(A$ xor $B)$ and $(x\geq y)$ 都是条件。在这些例子中，and，or，xor 称作布尔运算符或逻辑运算符。注意，在 C 语言中，x 和 $x+y$ 也都是有效的条件，常量 1 和 0 也是，相应地，true 和 false 也是有效的条件。

简单条件和复合条件 一个条件可能是简单的或是复合的。简单条件除了用运算符外，不使用其他任何布尔运算符，它由变量和至多一个关系运算符（$<$，$\leq$，$>$，$\geq$，$==$，$\neq$ 中的一个）构成。复合条件由两个或多个简单条件经一个或多个布尔运算符连接而成。在上述例子中，A 和 $x>y$ 是简单条件，其他都是复合条件。简单条件也称为原子条件，因为它们不能再被分解为其他条件。通常提到的“条件”指的是复合条件。在本书中，“条件”可代表任何简单或复合条件。

作为判定的条件 在程序中，任何一个条件都可在适当的上下文环境下当作一个判定。如图 6-5 所示，大多数高级语言都提供 if、while 和 switch 语句来作为判定的上下文，只不过 if 和 while 只包含一个判定，而 switch 可能包含多个判定。

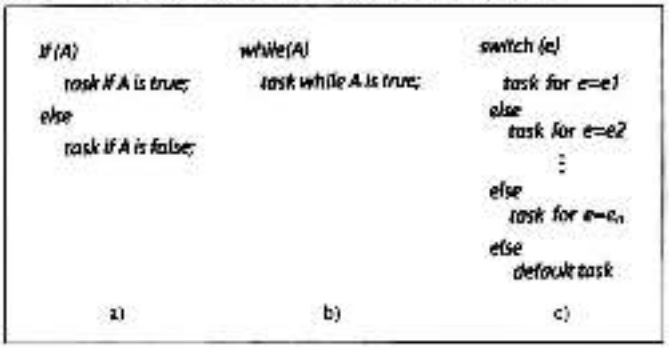


图 6-5 程序中，可能在多处上下文出现判定。在 C、Java 语言的程序中，最常见的 3 个判定的上下文是 if、while、switch 语句。注意，if 和 while 语句强制控制流成为二选一，而 switch 则把控制流分成一个或者多个方向

一个判定有三种可能的输出：真、假和未定义。当条件为真或假时，判定选择其中的一个路径执行；在 switch 语句中，判定从多个备选路径中选择一条路径，控制流也相应地转移过去。但是，在某些情况下，条件的取值确定不下来，因此判定的输出结果就无法定义。

例 6.12 考虑如下程序：

程序 P6.6

```
1  bool foo(int a_parameter){
2    while (true) { // A死循环
3      a_parameter=0;
4    }
5  } // 函数foo()定义结束
⋮
```

```
6  if(x< y and foo(y)){ //假设foo()不会终止
7    compute(x,y);
:
```

第6行if语句中的条件是未定义的。因为2~4行的循环从不结束，因此第6行的判定是未定义的。

耦合条件 经常有人问，一个复合条件中有多少简单条件？例如，$C'=(A \text{ and } B)$ or $(C \text{ and } A)$ 是一个复合条件，C'包含了3个还是4个简单条件？从不同的角度来讲，二者都对。C'中有3个不同的条件A、B、C；但是，当关心简单条件在复合条件中出现的次数时，的确有4次。在上述例子中，A的第一次出现和第二次出现是耦合的。

赋值中的条件 条件可以在赋值语句中出现，例如：

```
1. A = x < y                    //将一个简单条件赋值给布尔变量A。
2. X = P or Q                   //将一复合条件赋值给布尔变量X。
3. x = y + z * a; if (x) …      //如果x=1，条件为真；否则，条件为假。
4. A = x < y; x = A * B;        //A作为x的子表达式，并不是一个判定。
```

当一个条件在选择或循环语句中用作判定时，程序员可能希望它的结果事先就计算出来，就像上面的第1~3行那样。严格地讲，条件只有被用于适当的上下文中才能变成判定，比如if语句。因此，在上面第4行的例子中，$x<y$不构成一个判定，同样，$A*B$也不是一个判定。在后面将要介绍的改进的条件/判定覆盖（MC/DC）上下文中，判定并不等同于由if或while等语句产生的分支点，因此，在MC/DC覆盖上下文中，上面第1行、第2行以及第4行前半部分的条件也都是判定。

6.2.3 判定覆盖

判定覆盖也称为分支判定覆盖。对某个判定来讲，如果控制流已经遍历完判定所有可能的取值（即判定的所有输出结果都被覆盖），则认为该判定被覆盖了。举例来讲，被测软件既处理了if或while表达式计算结果为true的情况，也处理了表达式计算结果为false的情况。switch语句的判定覆盖是指，被测软件在一次或多次运行中，已经遍历完判定所有可能的取值。判定覆盖能够发现软件中可能的错误，这些错误可能是语句覆盖或块覆盖检测不出来的。下面的例子说明了这种情况。

例6.13 为了说明判定覆盖的必要性，考虑程序P6.7，该程序的输入是整数x，如果需要（$x<0$的话），把x转换成正数，然后调用foo-1计算输出z。可以看出，这个程序是有错误的。因为根据需求，当$x\geq 0$时，程序应该调用foo-2计算z。现在，考虑程序的测试集：

$$T=\{t_1: <x=-5>\}$$

很容易验证，当程序执行T中的测试用例时，程序中的所有语句和基本块都被覆盖了。因此，针对语句和块覆盖准则，T都是充分的。但是，这个测试用例使if语句中条件的取值不会是false，也就不会用foo-2来计算z。因此，T没有检测出程序中的这个错误。

程序 P6.7

```
1  begin
2    int x, z;
3    input (x);
4    if(x<0)
5      z=-x;
6      z=foo-1(x);
7      output(z); ← 在这条语句之前不应为条else语句的
8  end
```

假设在 T 中加入一个测试用例，得到增强的测试集 T'：

$$T' = \begin{Bmatrix} t_1: <x=-5> \\ t_2: <x=3> \end{Bmatrix}$$

当程序执行完 T' 中的测试用例时，所有的语句和基本块都覆盖了。除此之外，程序中那个唯一的判定也被覆盖了。因为，t_1 使得 if 语句为 true，t_2 使得 if 语句为 false。当然，执行 t_2 时，程序的控制转移到了第 6 行，第 5 行没有执行，这时就用 foo -1 计算 z，而不是按要求用 foo 2 计算 z。如果 foo -1 (3) ≠foo -2 (3)，那么软件在执行 t_2 时，会给出一个错误输出。

上面的例子说明了判定覆盖帮助测试人员发现错误的条件以及遗漏的语句的过程。读者可能也猜到了，覆盖一个判定并不意味着就能发现相应条件中的错误。现在，正式定义判定覆盖。

判定覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的判定覆盖率计算如下：

$$\frac{|D_c|}{|D_a|-|D_i|}$$

其中，D_c 是所有被覆盖的判定的集合，D_i 是所有无效判定的集合，D_a 是软件中所有判定的集合，即判定覆盖域。如果 T 对 (P, R) 的判定覆盖率为 1，则称 T 相对于判定覆盖准则是充分的。

判定覆盖域由程序中的所有判定组成。注意，每个 if、while 语句都是一个判定，而 switch 则是多个判定。对例 6.13 中的程序来讲，判定覆盖域 $D_a = \{-5\}$，因此 $|D_a| = 1$。

6.2.4 条件覆盖

一个判定可以由简单条件构成，如 $x<0$；也可由很复杂的复合条件构成，如 ((x<0 and y<0) or (p≥q))。逻辑运算符 and、or、xor 将两个或多个简单条件连接成复合条件。除此之外，¬(非) 是一元逻辑运算符，它把一个条件的值取反。

在被测软件的一次或多次执行中，如果软件曾分别计算出一个简单条件为 true 和 false，则认为该简单条件被覆盖了。如果复合条件中的每一个简单条件都被覆盖了，则认为该复合条件被覆盖了。例如，在复合条件 (x<0 and y<0) 中，它被覆盖意味着在软件的一次或多次执行中 x<0 和 y<0 都曾被计算为 true 和 false。

判定覆盖只考虑是否覆盖了所有的判定，而不管这个判定是个简单条件还是复合条件。在下面的程序片段中，只有一个判定能导致控制转移到第 2 行，那就是 if 中的复合条件计算为真。

```
1    if(x<0 and y<0){
2       z=foo(x,y);
```

然而，一个复合条件为真还是为假有很多种方式。例如，上述程序片段中第 1 行的条件，当 x>0 时为假，这时不管 y 是何值。在复合条件 (x<0 or y<0) 中，只要 x<0 为真，不管 y 为何值，复合条件总为真。正因为此，编译器常用复合条件的短路计算 (short-circuit evaluation) 生成代码。例如，上述代码片段中的 if 语句可以转换成如下语句序列：

```
1  if(x<0)
2    if(y<0)  //只有 x<0 为真时才会计算 y<0
3      z=foo(x,y);
```

在上面代码片段中，发现有两个判定，每一个都对应于 if 语句中的简单条件，这就导致如下的条件覆盖定义。

条件覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的条件覆盖率计算如下：

$$\frac{|C_c|}{|C_t| - |C_f|}$$

其中，C_c 是所有被覆盖的简单条件的集合，C_f 是所有无效简单条件的集合，C_t 是软件中所有简单条件的集合，即条件覆盖域。如果 T 对 (P, R) 的条件覆盖率为 1，则称 T 相对于条件覆盖准则是充分的。

有时，用下面的替代公式来计算条件覆盖率：

$$\frac{|C_c|}{2 \times (|C_t| - |C_f|)}$$

其中，根据每一个简单条件是被完全覆盖、部分覆盖还是未被覆盖，分别按照 2，1，0 计算。例如，在评价测试集 T 时，若 $x<y$ 总为真，从不为假，则该简单条件是部分覆盖，$|C_c|$ 的值增加 1。

例 6.14 考虑如下程序，它输入 x 和 y，用函数 fool 或 foo2 计算输出 z。表 6-1 是程序的一部分需求。表 6-1 列出了如何根据 x、y 的不同组合来计算 z。对照表 6-1 来检查程序 P6.8，发现当 $x \geqslant 0$ 和 $y \geqslant 0$ 时，软件错误地用 foo2 (x, y) 计算了 z。

表 6-1 程序 P6.8 中计算 z 时用的真值表

$x<0$	$y<0$	输出 (z)
true	true	fool (x, y)
true	false	foo2 (x, y)
false	true	foo2 (x, y)
false	false	fool (x, y)

程序 P6.8

```
1  begin
2    int x, y, z;
3    input (x, y);
4    if(x<0 and y<0)
5      z=fool(x, y);
6    else
7      z=foo2(x, y);
8    output(z);
9  end
```

考虑如下针对程序 P6.8 的测试集：

$$T=\begin{Bmatrix} t_1: & <x=-3, y=-2> \\ t_2: & <x=-4, y=2> \end{Bmatrix}$$

T 针对语句覆盖、块覆盖和判定覆盖准则是充分的。也可验证，在测试用例 t_1 和 t_2 下，程序 P6.8 是运行正确的。

为了计算 T 的条件覆盖率，记 $C_c=\{x<0, y<0\}$，T 仅覆盖了 C_c 中的第二个简单条件。由于 C_c 中的两个简单条件都是有效的，因此 $|C_f|=0$。将这些值带入公式，得到 T 的条件覆盖率

为 $1/(2-0)=0.5$。

把测试用例 t_2：$<x=3, y=4>$ 加入到 T 中。当程序 P6.8 执行 t_2 时，错误地使用 foo2(x, y) 计算了 z。如果 foo2(3,4)≠foo1(3,4)，则程序就会输出错误的计算结果。增强后的测试集针对条件覆盖准则是充分的，它发现了程序中的那个错误。

6.2.5 条件/判定覆盖

通过前两节知道，如果一个软件在测试过程中执行了每一个判定的所有输出，那么测试集针对判定准则就是充分的。但是，当判定由复合条件构成时，判定覆盖并不意味着复合条件中的每个简单条件的真值 true 和 false 都被覆盖了。

条件覆盖保证复合条件中每一个简单条件的 true 和 false 值都被覆盖到。但是，下面的例子说明，条件覆盖不需要每个判定的两个分支都覆盖到。这样就产生了条件/判定覆盖。条件/判定覆盖也称为分支条件覆盖。

例 6.15 考虑同程序 P6.8 稍微不同的程序 P6.9。P6.9 用 or 替代了 if 语句中的 and，考虑测试集 T_1，T_2。

程序 P6.9

```
1  begin
2    int x, y, z;
3    input (x, y);
4    if(x<0 and y<0)
5      z=foo1(x, y);
6    else
7      z=foo2(x, y);
8    output(z);
9  end
```

$$T_1=\begin{Bmatrix} t_1: <x=-3, y=2> \\ t_2: <x=4, y=2> \end{Bmatrix}$$

$$T_2=\begin{Bmatrix} t_1: <x=-3, y=2> \\ t_2: <x=4, y=-2> \end{Bmatrix}$$

T_1 针对判定覆盖准则是充分的，因为 t_1 使 if 的条件为真，t_2 使 if 的条件为假。但是，T_1 针对条件覆盖准则却是不充分的，因为条件 $y<0$ 从未为真。相反，T_2 针对条件覆盖准则是充分的，但是针对判定覆盖准则却是不充分的。

为了克服单独使用条件覆盖准则或判定覆盖准则的不足，人们提出了条件/判定覆盖充分性准则，其定义如下。

条件/判定覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的条件/判定覆盖率计算如下：

$$\frac{(|C_e|+|D_e|)}{(|C_t|-|C_i|)+(|D_t|-|D_i|)}$$

其中，C_e、D_e 分别是所有被覆盖的简单条件的集合、所有被覆盖的判定的集合，C_i、D_i 分别是所有无效简单条件的集合、所有无效判定的集合，C_t、D_t 分别是软件中所有简单条件的集合、所有判定的集合。如果 T 对 (P, R) 的条件覆盖率为 1，则称 T 相对于条件/判定覆盖准则是充分的。

例 6.16 针对程序 P6.8，简单修改例 6.15 中的 T_1 得到 T，T 针对条件/判定覆盖准则是充分的。

$$T=\begin{Bmatrix} t_1: <x=-3, y=-2> \\ t_2: <x=4, \quad y=2> \end{Bmatrix}$$

6.2.6 多重条件覆盖

多重条件覆盖也称为点条件组合覆盖。为了理解多重条件覆盖，考虑包含两个或多个简单条件的复合条件。对复合条件 C 应用条件覆盖，意味着 C 中每个简单条件的真值 true 和 false 都要被覆盖到。但是，这并不意味着 C 中简单条件之间所有可能的真值组合都进行了覆盖。下面的例子说明了这一点。

例 6.17 考虑复合条件 $D=(A<B)\text{or}(A>C)$，它由两个简单条件 $A<B$ 和 $A>C$ 组成，两个简单条件有 4 种可能的真值组合，如表 6-2 所示。

表 6-2 $D=(A<B)$ or $(A>C)$ 的真值组合

	$A<B$	$A>C$	D
1	true	true	true
2	true	false	true
3	false	true	true
4	false	false	false

现在考虑包含两个测试用例的测试集 T：

$$T=\{t_1:\ <A=2,\ B=3,\ C=1>,\ t_2:\ <A=2,\ B=1,\ C=3>\}$$

当用 T 中的测试用例进行测试时，D 中的两个简单条件都被覆盖，但表 6-2 中只有两个真值组合被覆盖到，即第 1 个和第 4 个真值组合。为覆盖表 6-2 中的第 2 个和第 3 个真值组合，需要设计更多的用例。在 T 中加入两个用例得到 T'，T' 可以覆盖表 6-2 中所有的真值组合：

$$T'=\{t_1:\ <A=2,\ B=3,\ C=1>,\ t_2:\ <A=2,\ B=1,\ C=3>,\ t_3:\ <A=2,\ B=3,\ C=5>,\ t_4:\ <A=2,\ B=1,\ C=5>\}$$

为了定义在多重条件覆盖准则下的测试充分性，现在假设被测软件总共包含 n 个判定 D_1，D_2，…，D_n，同时假设每个判定分别包含 k_1，k_2，…，k_n 个简单条件。每个判定都有一些所含简单条件的真值组合，例如，判定 D_i 有 2^{k_i} 个真值组合。因此多重条件覆盖被覆盖的真值组合总数为 $\sum_{i=1}^{n}2^{k_i}$。在这样的背景下，定义针对多重条件覆盖的测试充分性。

多重条件覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的多重条件覆盖率计算如下：

$$\frac{|C_c|}{|C_t|-|C_f|}$$

其中，C_c 是所有被覆盖的简单条件真值组合的集合，C_f 是所有无效的简单条件真值组合的集合，C_t 是软件中所有的简单条件真值组合的集合，即多重条件覆盖域，$|C_t|=\sum_{i=1}^{n}2^{k_i}$。如果 T 对 (P, R) 的多重条件覆盖率为 1，则称 T 相对于多重条件覆盖准则是充分的。

例 6.18 按要求编写一程序，它输入整数 A，B，C，根据表 6-3 中的规定计算出 S_c。从表 6-3 中可以得知，根据条件 $A<B$ 和 $A>C$ 的不同真值组合，分别选用 $f1$，$f2$，$f3$ 或 $f4$ 来计算

S。程序 P6.10 就是根据这一需求而编写的。程序中有一明显的错误，缺少一种真值组合，即表 6-3 中的第 3 行被漏掉了。

表 6-3 程序 P6.10 中对 S 的计算

	A<B	A>C	S
1	true	true	f1(A, B, C)
2	true	false	f2(A, B, C)
3	false	true	f3(A, B, C)
4	false	false	f4(A, B, C)

程序 P6.10

```
1  begin
2    int A,B,C,S=0;
3    input (A,B,C);
4    if(A<B and A>C) S=f1(A,B,C);
5    if(A<B and A≤C) S=f2(A,B,C);
6    if(A≥B and A≤C) S=f4(A,B,C);
7    output(S);
8  end
```

考虑测试程序 P6.10 的测试集 T，它与例 6.17 中的测试集是相同的：

$$T=\{t_1: <A=2, B=3, C=1>, t_2: <A=2, B=1, C=3>\}$$

当用 T 测试程序 P6.10 时，所有的简单条件都覆盖了。同时，程序 P6.10 第 4 行和第 6 行的判定也被覆盖了，但是第 5 行的判定没有覆盖。因此，T 针对条件覆盖准则是充分的，但针对判定覆盖准则不充分。为增强 T 的判定覆盖充分性，向 T 中加入测试用例 t_3，得到测试集 T'：

$$T'=\{t_1: <A=2, B=3, C=1>, t_2: <A=2, B=1, C=3>, t_3: <A=2, B=3, C=5>\}$$

T'针对判定覆盖准则是充分的，但是 T'中的 3 个测试用例都没能发现程序 P6.10 中的错误。下面讨论 T'针对多重条件覆盖准则是否充分。

程序 P6.10 包含 3 个判定、6 个简单条件，在 3 个判定中总共有 12 种简单条件的真值组合。注意，3 个判定都使用了相同的变量 A，B，C，因此，真正不同的真值组合只有 4 种，表 6-4 列出了这 4 种组合。

表 6-4 程序 P6.10 的条件覆盖

	A<B	A>C	T	A<B	A≤C	T	A≥B	A≤C	T
1	true	true	t_1	true	true	t_1	true	true	t_3
2	true	false	t_2	true	false	t_2	true	false	—
3	false	true	—	false	true	t_3	false	true	t_3
4	false	false	t_2	false	false	—	false	false	t_1

表 6-4 列出了程序 P6.10 中 3 个判定中的 12 个条件组合以及 T'中测试用例的对应覆盖情况。从该表中可发现，3 个判定中的每一个都有一个条件组合没有被覆盖到。例如，表中第 3 行（false，true），即条件 $A<B$ 和 $A>C$ 的一个组合就没有被覆盖。为覆盖这一组合，将 t_4 加入 T'得到如下改进的测试集 T''：

$$T''=\left\{\begin{array}{l} t_1:\ <A=2,\ B=3,\ C=1> \\ t_2:\ <A=2,\ B=1,\ C=3> \\ t_3:\ <A=2,\ B=3,\ C=5> \\ t_4:\ <A=2,\ B=1,\ C=1> \end{array}\right\}$$

T''中的t_2覆盖了表6-4中所有未被覆盖的条件组合。因此T''针对多重条件覆盖准则是充分的。

你可能已发现，对表6-4的分析是多余的。因为，程序P6.10中的所有3个判定都用的是相同的变量A、B、C，只需分析一个判定就能得到针对多重条件覆盖准则充分的测试集。

6.2.7 线性代码序列和跳转覆盖

至少包含一个条件的顺序程序是以对偶的形式递进执行的，每个对偶的第一个元素是一个语句序列（或块），该语句序列结束后，跳转到另一个语句序列（或块）。对偶的第一个元素是逐条按序执行的语句序列，第二个元素表示下一个要执行的语句序列编号，最后一个对偶包含到程序结束的一个跳转。顺序程序的执行路径是由一个或多个这样的对偶组成的。

线性代码序列和跳转（Linear Code Sequence And Jump，LCSAJ）是一个程序单元，它由一段有序的代码序列组成，该序列结束时会跳转到另一个代码序列的开始。一个LCSAL包含一条或多条语句，表示成三元组（X，Y，Z），其中，X、Y分别表示代码序列的第一条语句和最后一条语句的位置，Z是语句Y要跳转到的位置。由于LCSAJ中最后一条语句是一个跳转，因此Z可能是程序的结束。

当程序的控制到达X时，顺序执行相关语句后到达Y，然后跳转到Z。这样，就称LCSAJ（X，Y，Z）被遍历了，也可称LCSAJ（X，Y，Z）被覆盖或被执行了。

下面三个例子说明LCSAJ在不同程序结构中的划分和遍历情况。

例6.19 考虑如下只有一个判定的程序。不关心程序中使用到的函数。

程序 P6.11

```
1  begin
2    int x,y,p;
3    input (x, y);
4    if(x<0)
5      p=g(y);
6    else
7      p=g(y*y);
8  end
```

下表是P6.11中的LCSAJ。注意，每个LCSAJ由一条语句开始，结束时跳转到另一个LCSAJ。LCSAJ结束时的跳转可能把控制转移到另一个LCSAJ或程序直接结束。

LCSAJ	开始行号	结束行号	跳转到
1	1	6	exit
2	1	4	7
3	7	8	exit

考虑如下由两个用例组成的测试集：

$$T=\left\{\begin{array}{l} t_1:\ <x=-5,\ y=2> \\ t_2:\ <x=9,\ y=2> \end{array}\right\}$$

用t_1测试程序P6.11时，执行的LCSAJ是（1，6，exit）；用t_2测试时，执行的LCSAJ

是 (1, 4, 7) 和 (7, 8, exit)。因此，T 中的两个测试用例使 P6.11 中的三个 LCSAJ 各被遍历了至少一次。

例 6.20 考虑如下包含循环的程序：

程序 P6.12

```
1  begin
2  //计算x, a和p是非负整数。
3    int x, y, p;
4    input (x, y);
5    p=1;
6    count=y;
7    while(count>0){
8      p=p*x;
9      count=count-1;
10   }
11   output(p);
12 end
```

下表是 P6.12 中的 LCSAJ。与前面一样，每个 LCSAJ 由一条语句开始，结束时跳转到另一个 LCSAJ。LCSAJ 结束时的跳转可能把控制转移到另一个 LCSAJ 或程序直接结束。

LCSAJ	开始行号	结束行号	跳转到
1	1	10	7
2	7	10	7
3	7	7	11
4	1	7	11
5	11	12	exit

下面由两个用例组成的测试集遍历了上表所列的每一个 LCSAJ：

$$T=\left\{\begin{matrix} t_1: <x=5, y=0> \\ t_2: <x=5, y=2> \end{matrix}\right\}$$

执行 t_1 时，遍历 LCSAJ (1, 7, 11)，然后是 (11, 12, exit)。当执行 t_2 时，LCSAJ 的执行序列是

(1, 10, 7) → (7, 10, 7) → (7, 7, 11) → (11, 12, exit)

例 6.21 考虑如下包含几个条件的程序：

程序 P6.13

```
1  begin
2    int x, y, p;
3    input (x, y);
4    p=g(x);
5    if(x<0)
6      p=g(y);
7    if(p<0)
8      q=g(x);
9    else
10     q=g(x*y);
11 end
```

程序 P6.13 有 5 个 LCSAJ，如下表：

LCSAJ	开始行号	结束行号	跳转到
1	1	9	exit
2	1	5	7
3	7	10	exit
4	1	7	10
5	10	10	exit

下面由三个用例组成的测试集遍历了上表所列的每一个 LCSAJ：

$$T=\left\{\begin{array}{l} t_1:\ <x=-5,\ y=0> \\ t_2:\ <x=5,\ y=2> \\ t_3:\ <x=-5,\ y=2> \end{array}\right\}$$

假设 $g(0)<0$，执行 t_1 时，遍历 LCSAJ (1, 9, exit)；在此次执行中，程序 P6.13 第 5 行和第 7 行的判定都为真。假设 $g(5)\geqslant 0$，执行 t_2 时，LCSAJ 的遍历序列是

$$(1,\ 5,\ 7)\ \rightarrow\ (7,\ 10,\ \text{exit})$$

在此次执行中，两个判定都为假。

注意到，用 t_1、t_2 执行 P6.13 时，两个判定都被覆盖了。因此，即使不包含 t_3，T 针对判定覆盖准则也是充分的。但是 LCSAJ (1, 7, 10)，(10, 10, exit) 还未被遍历。假设 $g(2)\geqslant 0$，则剩下的两个 LCSAJ 就被遍历了。当执行 t_3 时，LCSAJ 的遍历序列是

$$(1,\ 7,\ 10)\ \rightarrow\ (10,\ 10,\ \text{exit})$$

例 6.21 表明，针对判定覆盖准则充分的测试集可能不会完全覆盖所有的 LCSAJ；另外，一个 LCSAJ 可以包含多个判定语句，比如 LCSAJ (1, 9, exit)。下面，给出基于 LCSAJ 覆盖的测试充分性的正式定义。

LCSAJ 覆盖

测试集 T 针对 (P, K) 的 LCSAJ 覆盖率计算如下：

$$\frac{\text{已执行的 LCSAJ 个数}}{\text{所有有效 LCSAJ 的总数}}$$

如果 T 对 (P, K) 的 LCSAJ 覆盖率为 1，则称 T 相对于 LCSAJ 覆盖准则是充分的。

6.2.8 改进的条件/判定覆盖

正如第 6.2.6 节所述，多重条件覆盖要求覆盖复合条件中所有简单条件的真值组合。当嵌入很多简单条件时，要达到多重条件覆盖的代价可能非常高。

当复合条件 C 包含 n 个简单条件时，用于覆盖 C 的最大测试用例数是 2^n。表 6-5 说明了测试集随着 n 的增加而增长的情况。同时，表 6.5 也说明了执行完所有测试用例所需的时间（假设建立并执行一个测试用例需要 1 毫秒的时间）。从表中可以看出，要对复合条件达到 100% 的多重条件覆盖是不切实际的。可能有人会问："有哪个程序员写过包含 32 个简单条件的复合条件？"的确不常出现这种情况，但是在航空电子系统中确实包含这样复杂的条件。

一个基于改进的条件/判定覆盖概念的充分性准则也称为 MC/DC 覆盖，它可以对所有条件和判定进行完全且合理的测试。正如其名称所示，该准则包含两部分，即 MC 部分和 DC 部分。对应判定覆盖的 DC 部分已经在前面介绍过了。下面的例子说明 MC/DC 覆盖准则的 MC 部分。事先声明，该例子只是说明 MC 的含义，并不是说明如何才能获得 MC/DC 覆盖。获得

MC/DC 覆盖的方法将在本节后面介绍。

表 6-5 包含 n 个简单条件的复合条件
用于多重条件覆盖的最大测试用例数的增长情况

简单条件的数量 n	测试用例数	执行所有测试用例所需的时间
1	2	2 毫秒
4	16	16 毫秒
8	256	256 毫秒
16	65536	65.5 秒
32	4294967296	49.5 天

例 6.22 为理解 MC/DC 覆盖的 MC 部分，考虑复合条件 $C=(C_1 \text{ and } C_2) \text{ or } C_3$，其中 C_1、C_2、C_3 是简单条件。为获得 MC 充分性，必须设计一个测试集来说明每一个简单条件都是独立地影响 C 的输出结果的。为构造这样的测试集，固定 C 中三个简单条件的任两个，变化第三个。例如在表 6-6 中的前 8 行，固定 C_1 和 C_2，变化 C_3。因为有三种这样的选择，因此，表 6-6 总共有 24 行。

正如表 6-6 所示，其 24 行中有很多行是重复的。针对三个条件的每一个，我们选择两个测试用例来说明该简单条件对 C 的独立影响：对 C_1，选择测试用例 (3, 4)；对 C_2，选择 (11, 12)；对 C_3，选择 (19, 20)。如表 6-7 所示，共有 6 个这样的测试用例。注意，对 C_1，也可以选择测试用例 (5, 6) 或 (7, 8)。

表 6-7 中还有冗余，因为测试用例 2 与 4、3 与 5 是一样的。剪裁冗余后得到一个最小的 MC 充分测试集，如表 6-8 所示。

表 6-6 为说明 MC/DC 覆盖所用的 $C=(C_1 \text{ and } C_2) \text{ or } C_3$ 的测试集

	测试用例	输 入			输出结果
		C_1	C_2	C_3	C
固定 C_1、C_2 为 true，变化 C_3	1 (9, 1)	true	true	true	true
	2 (11, 7)	true	true	false	true
固定 C_1 为 true，C_2 为 false，变化 C_3	3 (10, 9)	true	false	true	true
	4 (12, 11)	true	false	false	false
固定 C_1 为 false，C_2 为 true，变化 C_3	5 (1, 6)	false	true	true	true
	6 (3, 8)	false	true	false	false
固定 C_1、C_2 为 false，变化 C_3	7 (2, 10)	false	false	true	true
	8 (4, 12)	false	false	false	false
固定 C_1、C_3 为 true，变化 C_2	9 (1, 5)	true	true	true	true
	10 (3, 9)	true	false	true	true
固定 C_1 为 true，C_3 为 false，变化 C_2	11 (2, 7)	true	true	false	true
	12 (4, 11)	true	false	false	false
固定 C_2 为 false，C_3 为 true，变化 C_1	13 (5, 6)	false	true	true	true
	14 (7, 10)	false	false	true	true
固定 C_2、C_3 为 false，变化 C_1	15 (6, 8)	false	true	false	false
	16 (8, 12)	false	false	false	false
固定 C_2、C_3 为 true，变化 C_1	17 (1, 9)	true	true	true	true
	18 (5, 1)	false	true	true	true

（续）

	测试用例	输入			输出结果
		C_1	C_2	C_3	C
固定 C_2 为 true，C_3 为 false，变化 C_1	19 (2, 11)	true	true	false	true
	20 (6, 3)	false	true	false	false
固定 C_2 为 false、C_3 为 true，变化 C_1	21 (3, 10)	true	false	true	true
	22 (7, 2)	false	false	true	true
固定 C_2、C_3 为 false，变化 C_1	23 (4, 12)	true	false	false	false
	24 (8, 4)	false	false	false	false

注 a：影响 C 的输出结果的测试用例，可能包含在 MC/DC 充分的测试集中。圆括号中的数字前相同的测试用例。

表 6-7 $C=(C_1 \text{ and } C_2) \text{ or } C_3$ 的 MC 充分测试集

测试用例	输入			输出结果	对 C 有影响的输入
	C_1	C_2	C_3	C	
1 [3]	true	false	true	true	C_3
2 [4]	true	false	false	false	
3 [11]	true	true	false	true	C_2
4 [12]	true	false	false	false	
5 [19]	true	true	false	true	C_1
6 [20]	false	true	false	false	

注：方括号中的数字代表表 6-6 中的测试用例。

表 6-8 $C=(C_1 \text{ and } C_2) \text{ or } C_3$ 的最小 MC 充分测试集

测试用例	输入			输出结果	备注
	C_1	C_2	C_3	C	
t_1	true	false	true	true	
t_2	true	false	false	false	测试用例 t_1、t_2 覆盖 C_3
t_3	true	true	false	true	测试用例 t_2、t_3 覆盖 C_2
t_4	false	true	false	false	测试用例 t_3、t_4 覆盖 C_1

通过说明复合条件中的每一个简单条件都独立地影响复合条件的结果，例 6.22 的主要思想是：程序中每个复合条件都必须测试到。例 6.22 也说明这比多重条件覆盖准则所需要的测试用例数要少。例如，对于 $C=(C_1 \text{ and } C_2) \text{ or } C_3$，在多重条件覆盖下，最多需要 8 个测试用例，而满足 MC/DC 准则只需要 4 个测试用例即可。

6.2.9 复合条件的 MC/DC 充分测试

在例 6.22 中，对每一个条件使用了“蛮劲”方法产生其 MC/DC 充分测试集，这种情形很容易改善。首先，我们注意到一个简单条件只需要 2 个测试用例。例如，为覆盖简单条件 $x<y$（其中 x，y 是整数），只需要 2 个测试用例，一个使条件为真，一个使条件为假。其次，确定包含 2 个简单条件的复合条件的 MC/DC 充分测试集。表 6-9 列出了这个复合条件的 MC/DC 充分测试集。注意，在采用 MC/DC 准则时，只需要 3 个测试用例就能覆盖这样的复合条件。对于多重条件覆盖，这个数字是 4。仔细检查表 6-9 中的 3 个条件 C_1，C_2，C_3，可以验证这些测试用例的确是独立的（也参见练习 6.13）。

表 6-9 包含 2 个简单条件的复合条件的 MC/DC 充分测试集

条 件	测试用例	C_1	C_2	C	备 注
$C_a = (C_1 \text{ and } C_2)$	t_1	true	true	true	测试用例 t_1、t_2 覆盖 C_1
	t_2	true	false	false	
	t_3	false	true	false	测试用例 t_1、t_3 覆盖 C_2
	C_a 的 MC/DC 充分测试集为 $\{t_1, t_2, t_3\}$				
$C_b = (C_1 \text{ or } C_2)$	t_4	false	true	true	测试用例 t_4、t_5 覆盖 C_1
	t_5	false	false	false	
	t_6	true	false	true	测试用例 t_5、t_6 覆盖 C_2
	C_b 的 MC/DC 充分测试集为 $\{t_4, t_5, t_6\}$				
$C_c = (C_1 \text{ xor } C_2)$	t_7	true	true	false	测试用例 t_7、t_8 覆盖 C_2
	t_8	true	false	true	
	t_9	false	false	false	测试用例 t_8、t_9 覆盖 C_1
	C_c 的 MC/DC 充分测试集为 $\{t_7, t_8, t_9\}$				

现在，为包含 3 个简单条件的复合条件构造表 6-10，表 6-10 与表 6-9 类似。注意，只要 4 个测试用例即可覆盖表 6-10 中的每一个复合条件。

表 6-10 包含 3 个简单条件的复合条件的 MC/DC 充分测试集

条 件	测试用例	C_1	C_2	C_3	C	备 注
$C_a = (C_1 \text{ and } C_2 \text{ and } C_3)$	t_1	true	true	true	true	测试用例 t_1、t_2 覆盖 C_3
	t_2	true	true	false	false	
	t_3	true	false	true	false	测试用例 t_1、t_3 覆盖 C_2
	t_4	false	true	true	false	测试用例 t_1、t_4 覆盖 C_1
	C_a 的 MC/DC 充分测试集为 $\{t_1, t_2, t_3, t_4\}$					
$C_b = (C_1 \text{ or } C_2 \text{ or } C_3)$	t_5	false	false	false	false	测试用例 t_5、t_6 覆盖 C_3
	t_6	false	false	true	true	
	t_7	false	true	false	true	测试用例 t_5、t_7 覆盖 C_2
	t_8	true	false	false	true	测试用例 t_5、t_8 覆盖 C_1
	C_b 的 MC/DC 充分测试集为 $\{t_5, t_6, t_7, t_8\}$					
$C_c = (C_1 \text{ xor } C_2 \text{ xor } C_3)$	t_9	true	true	true	true	测试用例 t_9、t_{10} 覆盖 C_3
	t_{10}	true	true	false	false	
	t_{11}	true	false	true	false	测试用例 t_9、t_{11} 覆盖 C_2
	t_{12}	false	true	true	false	测试用例 t_9、t_{12} 覆盖 C_1
	C_c 的 MC/DC 充分测试集为 $\{t_9, t_{10}, t_{11}, t_{12}\}$					

可以使用如下过程从表 6-9 得到表 6-10，这里假设复合条件 $C = (C_1 \text{ and } C_2 \text{ and } C_3)$。

步骤 1 创建一个 4 行 6 列的表，表的各列从左至右分别标识为测试用例，C_1，C_2，C_3，C，备注（最后一列备注的内容可有可无）。表中的各行自上而下分别是测试用例 t_1，t_2，t_3，t_4。

测试用例	C_1	C_2	C_3	C	备 注
t_1					
t_2					
t_3					
t_4					

步骤2 把表6-9中对应于条件 C_a = (C_1 and C_2 and C_3) 的 C_1、C_2、C 列的内容复制到新建表的 C_1、C_2、C 列中。

测试用例	C_1	C_2	C_3	C	备 注
t_1		true	true	true	
t_2		true	false	false	
t_3		false	true	false	
t_4					

步骤3 把新建表 C_1 列的前3行填上 true，最后一行填上 false。

测试用例	C_1	C_2	C_3	C	备 注
t_1	true	true	true	true	
t_2	true	true	false	false	
t_3	true	false	true	false	
t_4	false				

步骤4 把新建表最后一行的 C_2、C_3、C 列分别填上 true、true、false。

测试用例	C_1	C_2	C_3	C	备 注
t_1	true	true	true	true	
t_2	true	true	false	false	测试用例 t_1、t_2 覆盖 C_3
t_3	true	false	true	false	测试用例 t_1、t_3 覆盖 C_2
t_4	false	true	true	false	测试用例 t_1、t_4 覆盖 C_1

步骤5 这样，就从条件 C = (C_1 and C_2) 的 MC/DC 充分测试集中导出条件 C = (C_1 and C_2 and C_3) 的 MC/DC 充分测试集。

可以对上述过程进行扩展，以便用简单复合条件的测试集导出任意复杂复合条件的测试集（参见练习6.14、练习6.15）。值得注意的一点是，任何复杂的复合条件的 MC/DC 充分测试集的测试用例个数与简单条件的个数是呈线性关系的。

对表6-5进行扩展，得到表6-11。与表6-5相比，表6-11增加了所需的最少 MC/DC 充分测试用例数、执行时间等列。

表6-11 针对包含 n 个简单条件的复合条件，采用多重条件覆盖与 MC/DC 覆盖的测试用例数、执行时间的对比情况

简单条件的数量 n	最少测试用例数		执行所有测试用例所需的时间	
	多重条件覆盖	MC/DC	多重条件覆盖	MC/DC
1	2	2	2 毫秒	2 毫秒
4	16	5	16 毫秒	5 毫秒
8	256	9	256 毫秒	9 毫秒
16	65536	17	65.5 秒	17 毫秒
32	4294967296	33	49.5 天	33 毫秒

6.2.10 MC/DC 覆盖的定义

现在给出 MC/DC 覆盖的完整定义。满足需求 R 的软件 P 的测试集 T 针对 MC/DC 覆盖准则是充分的，如果对 P 执行 T 中的测试用例，满足如下要求：

1）P 中的每一个基本块都被覆盖了；

2）P 中的每一个简单条件都取过真值 true 和 false；

3）P 中的每一个判定都得出过所有可能的输出结果；

4）P 中复合条件 C 中的每一个简单条件对 C 的输出结果的影响是独立的（这就是本节详细讨论过的覆盖的 MC 部分）。

这 4 个要求分别对应块覆盖、条件覆盖、判定覆盖、MC 覆盖，已在本节前面讨论过。

因此，MC/DC 覆盖准则是基于控制流的 4 个覆盖准则的混合体。关于第 2 个要求，注意，条件并非判定的组成部分，例如下面语句中的条件：

$$A = (p < q) \text{ or } (x > y)$$

也被包含在覆盖的条件中。对第 4 个要求，形如 $(A \text{ and } B) \text{ or } (C \text{ and } A)$ 中的条件会引起问题：不可能在保持 A 第一次出现时的值不变的情况下，改变它第二次出现时的值。因此，A 的第一次出现同它的第二次出现是耦合的。在这种情况下，一个充分的测试集只要能证明耦合条件任何一次出现的独立影响效果即可。

可以用一个数值来表示一个测试集针对 MC/DC 覆盖准则的充分性程度。一种办法是，单独处理上述 4 个要求中的每一个针对 MC/DC 覆盖准则的充分性。这样，测试集 T 就会有 4 个不同的覆盖值，分别是块覆盖、条件覆盖、判定覆盖和 MC 覆盖。这 4 个数值中的前三个已经在前面定义过了，MC 覆盖的定义如下。

设 C_1，C_2，…，C_N 是软件 P 中的条件，作为判定的组成部分，每个条件既可以是简单条件，也可以是复合条件；用 n_i 表示条件 C_i 中简单条件的个数；用 e_i 表示能独立影响 C_i 输出结果的简单条件的个数；用 f_i 表示 C_i 中无效简单条件的个数，注意，复合条件 C 中的一个简单条件被认为是无效的，如果不可能证明它对 C 的输出结果有独立影响（此时，C 中的其他简单条件的取值保持不变）。满足需求 R 的软件 P 的测试集 T 的 MC 覆盖率用 MC_c 表示，其计算如下：

$$MC_c = \frac{\sum_{i=1}^{N} e_i}{\sum_{i=1}^{N} (n_i - f_i)}$$

这样，如果测试集 T 的 MC_c 为 1，则称 T 相对于 MC 覆盖准则是充分的。

现在，既然已经全部定义完 MC/DC 的所有组成部分，就能给出 MC/DC 的一个完整定义。

改进的 MC/DC 覆盖

如果测试集 T 针对 (P, R) 在块覆盖、判定覆盖、条件覆盖和 MC 覆盖下都是充分的，则 T 针对 MC/DC 覆盖准则是充分的。

下面的例子说明产生一个软件 MC/DC 充分测试集的过程。该软件含有 3 个判定，其中一个判定由简单条件构成，另外两个判定由复合条件构成。

例6.23 程序P6.14满足如下需求：

R_1：给定坐标x，y，z以及一个方向值d，程序必须根据下列条件调用函数fire-1，fire-2，fire-3当中的某一个：

$R_{1.1}$：当(x<y) and (z*z>y) and (prev == "East")成立时，调用fire-1，其中*prev*、*current*分别代表d的前一个值和当前值。

$R_{1.2}$：当(x<y) and (z*z≤y) or (current == "South")成立时，调用fire-2。

$R_{1.3}$：当上述两个条件都不成立时，调用fire-3。

R_2：上面描述的调用过程必须反复执行，直到输入的布尔变量为真。

程序 P6.14

```
1  begin
2    float x,y,z;
3    direction d;
4    string prev, current;
5    bool done;
6    input (done);
7    current="North";
8    while (¬done) {← 条件C1
9       input (d);
10      prev=current; current=f(d); // 修改prev, current的值
11      input (x,y,z);
12      if((x<y) and (z * z > y) and
         (prev=="East")) ← 条件C2
13         fire-1(x, y);
14      else if ((x<y and (z * z ≤ y) or
        (current=="South")) ← 条件C3
15        fire-2(x, y);
16      else
17        fire-3(x, y);
18    input (done);
19    }
20    output("Firing completed.");
21  end
```

先产生满足指定需求的测试集。用于测试$R_{1.1}$，$R_{1.2}$，$R_{1.3}$的测试用例如下，注意，它们将按所排列的顺序执行：

程序 P6.14的测试集T_1

测试用例	需求	done	d	x	y	z
t_1	$R_{1.2}$	false	East	10	15	3
t_2	$R_{1.1}$	false	South	10	15	4
t_3	$R_{1.3}$	false	North	10	15	5
t_4	R_2	true	—	—	—	—

假设用上述测试用例测试程序P6.14，现在来分析哪些判定被覆盖、哪些判定没有被覆盖。为方便分析，对每一个测试用例，所有简单条件和复合条件的真值列表如下：

条件 C_1 = ¬done

测试用例	done	C_1	备 注
t_1	false	true	C_2 = false，C_3 = true，因此执行 line - 2
t_2	false	true	C_2 = true，因此执行 line - 1
t_3	false	true	C_2 = false，C_3 = false，因此执行 line - 3
t_4	true	false	终止循环，程序 P6.14 第 8 行的判定被覆盖

条件 C_2 = (x<y) and (z<x>y) and (prev = = "East")

测试用例	x<y	z<x>y	prev = = "East"	C_2	备 注
t_1	true	false	false	false	
t_2	true	true	true	true	执行 line - 1，程序 P6.14 第 12 行的判定被测试用例 t_1、t_2 覆盖，也被 t_3、t_4 覆盖
t_3	true	true	false	false	
t_4	—	—	—	—	未计算条件的真值，循环终止

条件 C_3 = (x<y) and (z+z<=y) or (current = = "South")

测试用例	x<y	z+z<=y	current = = "South"	C_3	备 注
t_1	true	true	false	true	执行 line - 2
t_2	—	—	—	—	未计算条件的真值
t_3	true	false	false	false	程序 P6.14 第 14 行的判定被测试用例 t_1、t_3 覆盖
t_4	—	—	—	—	未计算条件的真值，循环终止

首先，很容易验证 T 覆盖了程序 P6.14 中的所有语句，这也意味着程序中所有的基本块都被覆盖了。其次，上面的表格也说明程序 P6.14 中第 8、12、14 行的 3 个判定也被覆盖了，因为每个判定都分别得出过真值 true、false。条件 C_1 分别被 t_1 与 t_4，t_2 与 t_4，t_3 与 t_4 覆盖。但是复合条件 C_2 没有被覆盖，因为 $x<y$ 没有被覆盖。同样，C_3 没有被覆盖，也是因为 $x<y$ 没有被覆盖。最后的结论是：T_1 针对语句覆盖、块覆盖和判定覆盖准则是充分的，但针对条件覆盖准则不是充分的。

下面修改 T_1，使其针对条件覆盖准则也是充分的。C_2 没有覆盖是因为 $x<y$ 未覆盖。为覆盖 $x<y$，生成新的测试用例 t_5，得到如下测试集 T_2。在 t_5 中，x 的值大于 y 的值，$x<y$ 为假；另外，把 d 置为 "South"，以保证 C_3 中 (current = = "South") 为真。注意，t_5 与 t_4 的位置，要确保程序 P6.14 在执行 t_5 之前执行 t_3，否则程序没有覆盖 $x<y$ 就会结束。

程序 P6.14 的测试集 T_2

测试用例	需求	done	d	x	y	z
t_1	$R_{1,3}$	false	East	10	15	3
t_2	$R_{1,1}$	false	South	10	15	4
t_3	$R_{1,2}$	false	North	10	15	5
t_5	$R_{1,1}$和$R_{1,2}$	false	South	10	5	5
t_4	R_2	true	—	—	—	—

下面用 T_2 对 C_1、C_2 的真值重新进行计算。注意，通过增强 T_1 得到的 T_2 在条件覆盖准则下是充分的，但是在多重条件覆盖准则下还不是充分的。要得到这种充分性，至少需要8个测试用例。这个任务留给读者在练习6.20中完成。

条件 C_2 = (x<y) and (z+z>y) and (prev == "East")

测试用例	x<y	z+z>y	prev == "East"	C_2	备 注
t_1	true	false	false	false	
t_2	true	true	true	true	执行 fire-1
t_3	true	true	false	false	
t_5	false	true	false	false	C_2 被覆盖了，因为它的每个子条件都被覆盖了
t_4					求计算条件的真值，循环终止

条件 C_3 = (x<y) and (z+z≤y) or (current == "South")

测试用例	x<y	z+z≤y	current == "South"	C_3	备 注
t_1	true	true	false	true	执行 fire-2
t_5	—	—	—	—	求计算条件的真值
t_2	true	false	false	false	
t_6	false	false	true	true	C_3 被覆盖了，因为它的每个子条件都被覆盖了
t_4	—	—	—	—	求计算条件的真值，循环终止

接下来，验证 T_2 是否针对 MC/DC 准则是充分的。从上面关于 C_2 的表格中可以看出，条件 (x<y) 和 (z+z>y) 在 t_2 和 t_3 中保持不变，而 (prev = "East") 是变化的。这两个测试用例说明 (prev = "East") 对 C_2 结果的影响是独立的，但 T_2 并未说明其余两个条件 (x<y)、(z+z>y) 对 C_2 结果的影响也是独立的。

对 C_3 而言，我们注意到条件 (x<y) 和 (current = "South") 在测试用例 t_1、t_5 中保持不变，而 (z+z≤y) 是变化的。这两个测试用例说明 (z+z≤y) 对 C_3 结果的影响是独立的，但 T_2 并未说明条件 (current = "South") 对 C_3 结果的影响也是独立的。以上分析表明，需要增加至少两个测试用例才能达到 MC/DC 覆盖。

为获得 C_2 的 MC/DC 覆盖，考虑条件 (x<y)。需要两个测试，它们固定条件 (z+z>y)、(prev = "East") 的值，只变化 (x<y)，并且使得 C_2 的取值分别为真和假。再次使用 t_2 作为两个测试用例之一。另一个新的测试用例必须保证 (z+z>y) 和 (prev = "East") 为真，并使 (x<y) 为假。一个这样的测试用例是 t_6，它在 t_1 之后但在 t_2 之前执行。执行 t_6 导致 (x<y) 为假，并且使 C_2 也为假。t_2 和 t_6 一起，证明 (x<y) 对 C_2 结果的影响是独立的。用相同的参数，增加测试用例 t_7，证明 (z+z>y) 对 C_2 结果的影响是独立的。把 t_6 和 t_7 加到 T_2 中，得到增强的测试集 T_3。

程序 Ph.14 的测试集 T_3

测试用例	需求	done	d	x	y	z
t_1	$R_{1,3}$	false	East	10	15	3
t_6	R_1	false	East	10	5	3
t_7	R_1	false	East	10	15	3
t_2	$R_{1,1}$	false	South	10	15	4
t_3	$R_{1,2}$	false	North	10	15	5
t_5	$R_{1,1}$ 和 $R_{1,2}$	false	South	10	5	5
t_8	$R_{1,4}$	false	South	10	5	2
t_9	$R_{1,5}$	false	North	10	5	2
t_4	R_5	true	—	—	—	—

用新增强的测试集，可以发现（x<y），（z=z<y）对 C_3 结果的影响是独立的。增加测试用例 t_8、t_9，证明（current = = "South"）对 C_3 结果的影响是独立的。完整的测试集 T_3 列在上面。对程序 P6.14 而言，它是 MC/DC 充分的。再次提醒大家注意测试用例执行顺序的重要性。t_1 和 t_4 的输入值没有变化，但是由于执行顺序的不同导致了不同的效果。t_2 对覆盖 C_3 的任何部分都没有影响，因为在这个测试用例中 C_3 根本没被计算真值。

条件 C_3 = (x<y) and (z=z>y) and (prev = = "East")

测试用例	x<y	z=z>y	prev = = "East"	C_3	备　注
t_1	true	false	false	false	
t_2	false	true	true	false	t_2 和 t_3 证明（x<y）对 C_3 结果的影响是独立的
t_3	true	false	true	false	t_3 和 t_5 证明（z=z>y）对 C_3 结果的影响是独立的
t_4	true	true	true	true	执行 fire-2
t_5	true	true	false	false	t_5 和 t_4 证明（prev = = "East"）对 C_3 结果的影响是独立的
t_6	false	true	false	false	
t_7	false	false	false	false	
t_8	false	false	true	false	
t_9	—	—	—	—	未计算条件的真值，循环终止

条件 C_3 = (x<y) and (z=z<y) or (current = = "South")

测试用例	x<y	z=z<y	current = = "South"	C_3	备　注
t_1	true	true	false	true	执行 fire-2
t_6	false	false	false	false	
t_7	true	true	false	true	t_7 和 t_4 证明（x<y）对 C_3 结果的影响是独立的
t_2					未计算条件的真值
t_3	true	false	false	false	t_3 和 t_5 证明（z=z<y）对 C_3 结果的影响是独立的
t_4	false	false	true	true	执行 fire-2
t_5	false	true	true	true	t_5 和 t_4 证明（current = = "South"）对 C_3 结果的影响是独立的
t_6	false	true	false	false	
t_8	—	—	—	—	未计算条件的真值，循环终止

6.2.11 最小 MC/DC 测试

在例 6.23 中，没费多大力气就得到了针对 MC/DC 覆盖的最小测试集。但是，当为包含多个复合条件的大型软件设计测试集时，就必须考虑针对 MC/DC 覆盖准则充分的最小测试集。因为每个测试用例都要花费大量的执行时间，比如 24 小时。对某些开发组织来说，这么长的测试执行时间实在是代价太高，因此总希望能利用某种技术来减小测试集的规模。这些减小测试集规模的技术已在本书第 5 章讨论过了。

6.2.12 错误检测和 MC/DC 充分性

在例 6.14 中，看到如何通过获得条件覆盖的测试集而发现软件中的缺失条件错误。现在来看，当采用满足 MC/DC 覆盖准则的增强测试集时，测试人员可能会发现什么错误。假设原来的测试集针对条件覆盖准则是充分的，但针对 MC/DC 覆盖准则不是充分的，并且也没有发现软件中的错误。在此，考虑复合条件中的以下三类错误（简单条件中的错误已在第 6.2.3 节中讨论过了）：

1）条件缺失：复合条件中的一个或多个简单条件缺失。

例如，正确条件应是（$x<y$ **and** done），但是被误写成了（done），缺失了另一个简单条件。

2）不正确的布尔运算符：一个或者多个布尔运算符不正确。

例如，正确条件应是（$x<y$ **and** done），但被误写成了（$x<y$ **or** done）。

3）混合类：一个或者多个简单条件缺失，以及一个或多个布尔运算符不正确。

例如，正确条件应是（$x<y$ **and** $z*z>y$ **and** $d=$ "South"），但被误写为（$x<y$ **or** $z*z>y$）。

注意，我们关心的是代码中的错误。假设给定测试集 T，用来测试程序 P，P 要满足需求 R。T 针对条件覆盖准则是充分的。现在希望增强测试集 T，以使其在 MC/DC 覆盖准则下是充分的。显然，增强过程将向 T 中增加 0 个或多个测试用例；如果 T 在 MC/DC 准则下已经是充分的了，则不需增加任何测试用例。同时，假设 P 包含一个条件缺失错误或者一个不正确的布尔运算符错误。现在的问题是："增强后的测试集 T 能检测到这个错误吗？"

在下面的三个例子中，不考虑整个软件，只把注意力集中在错误的条件上（参见练习 6.24）。

例 6.24 假设条件 $C=C_1$ and C_2 and C_3，编码时被误写成了 $C'=C_1$ and C_3。下表中的头两个测试用例构成一个测试集，它在条件覆盖准则下针对 C' 是充分的。另两个测试用例，当与前两个测试用例合并后构成了 C' 在 MC/DC 覆盖准则下的充分测试集。这里所说的充分是针对程序代码中的错误条件而言，而不是正确的条件。

	测试集			C	C'	是否检测到错误
	C_1	C_2	C_3	C_1 and C_2 and C_3	C_1 and C_3	
t_1	true	true	true	true	true	否
t_2	false	false	false	false	false	否
t_3	true	true	false	false	false	否
t_4	false	false	true	false	false	否

上表中的头两个测试用例没有检测出错误，因为针对每个测试用例，C 与 C' 的计算结果都相同。为获得 MC/DC 覆盖，后增加的两个测试用例也没有检测出错误。因此，在本例中，MC/DC 充分的测试集也未能检测出条件缺失错误。

注意，如果对复合条件采用短路计算（short－circuit evaluation）时，上例中前两个测试用例在条件覆盖准则下也是不充分的。当然这个结果也不能改变已经得到的结论。这个结论可推广到由几个简单条件合取得到的复合条件（参见练习 6.23）。

例 6.25 假设条件 $C=C_1$ and C_2 and C_3 被误写成了 $C'=$（C_1 or C_2）and C_3。下表中的 6 个测试用例构成了一个 MC/DC 充分测试集。实际上，这个测试集检测出了错误，因为 t_4 和 t_2 导致 C 和 C' 的计算结果不同。但是前两个测试用例没有发现错误。再一次提醒注意，当对复合条件采用短路计算时，下表中的前两个测试用例在条件覆盖准则下是不充分的。

	测试集			C	C'	是否检测到错误
	C_1	C_2	C_3	C_1 and C_2 and C_3	(C_1 or C_2) and C_3	
t_1	true	true	true	true	true	否
t_2	false	false	false	false	false	否
t_3	true	true	false	false	false	否
t_4	true	false	true	false	true	是
t_5	false	true	true	false	true	是
t_6	false	false	true	false	false	否

例6.26 假设条件 $C = C_1$ or C_2 or C_3，编码时错误的写成了 $C' = C_1$ and C_3。下面给出由4个测试用例构成的MC/DC充分测试集。除 t_1 之外的所有测试用例都发现了错误。

	测试集			C	C'	是否检测到错误
	C_1	C_2	C_3	C_1 or C_2 or C_3	C_1 and C_3	
t_1	true	true	true	true	true	否
t_2	false	true	false	true	false	是
t_3	true	true	false	true	false	是
t_4	false	true	true	true	false	是

一点也不奇怪，上述例子表明满足MC/DC充分准则并不意味着一定能检测出编码中的条件错误。但是比起条件覆盖，上述例子更倾向于用MC/DC覆盖。三个例子中的前两个测试用例针对判定覆盖准则都是充分的。因此这些例子说明，MC/DC充分测试集有可能比判定覆盖充分测试集、条件覆盖充分测试集能检测出更多的错误。注意，只是有可能而已。

不能保证：针对指定的条件错误，当判定覆盖充分测试集或条件覆盖充分测试集都无能检测出错误时，MC/DC充分测试集能检测出这些错误。

6.2.13 短路计算和无效性

短路计算是指部分地计算复合条件，只要这种计算是充分的就行，也称为"惰性计算"(lazy evaluation)。C语言要求的是短路计算，而Java语言允许二者皆可。例如，考虑由如下条件的合取构成的判定：(C_1 and C_2)，当 C_1 为false时，上述复合条件的输出结果与 C_2 无关。当采用短路计算时，如果 C_1 的计算结果为false，将不再计算 C_2。如果程序设计语言(比如C语言)允许短路计算，那么组合 C_1 = false 与 C_2 = true，C_1 = false 与 C_2 = false 就是无效的。

如果一个判定与另一个判定相关，同样也可能导致无效的组合。考虑下面的语句序列：

```
1  int A, B, C
2  input (A, B, C);
3  if(A>10 and B>30) {
4     S1 = f1(A, B, C)
5     if(A<5 and B>10){
6        S2 = f2(A, B, C);
7  }
```

显然，第5行的判定是无效的，因为 $A > 10$ 与 $A < 5$ 不能同时成立。但是，假设第3行语句被替换成下面的语句，由于调用了函数foo()，该语句产生了副作用：

```
3  if(A>10 and foo ()) {
```

假设foo()的执行可能修改 A，那么第5行中的条件就有可能是有效的。

注意有效与可达的区别。一个判定可能是可达的，但却不一定是有效的，反之亦然。在上面的语句序列中，两个判定都是可达的，但第二个判定是无效的。考虑如下语句序列：

```
1  int A, B, C
2  input (A, B, C);
3  if(A>A+1){ ← 假设输出导致异常
4     S1 = f1(A, B, C)
5     if(A>5 and B>10){
6        S2 = f2(A, B, C);
7  }
```

在这种情况下，第5行的判定不是可达的，因为第3行有个错误；但是，它有可能是有效的。

6.2.14 测试集对需求的追踪

当增强测试集以满足指定的覆盖准则时，很自然地要问："当对被测软件执行新增的测试用例时，测试了软件的哪部分需求。"将测试用例与软件需求关联起来的活动被称为测试追踪(test trace-back)。

测试追踪至少有如下优点：首先，它可以帮助确定新增的测试用例是否是冗余的；其次，有可能发现需求中的错误或二义性；最后，有利于根据需求整理测试文档。当需求更改时，这些文档相当有用，由于一个或多个需求的更改可能同时导致相关测试用例的修改，因此，测试文档可以避免对变更需求的详细分析。

下面的例子说明如何建立一个满足某覆盖准则的测试集同需求之间的追踪关系。例子也说明一个满足某覆盖准则的测试集如何检测出需求或程序中的错误。

例6.27 例6.23中的初始测试集T_1只包含4个测试用例，t_1，t_2，t_3和t_4。为了增强测试，在T_1中加入测试用例t_5，得到测试集T_2。问：测试用例t_5对应于哪个软件需求？

加入t_5是为了覆盖判定C_1，C_1中的简单条件$x<y$。对照程序P6.14的需求，我们可知t_5对应于$R_{1,1}$和$R_{1,2}$。

有人可能会质疑，程序P6.14的需求中没有任何地方明确地提到需要用例t_5。如果假设给定的需求是正确的，那么质疑是有道理的，的确没有对t_5的要求。但是在软件开发项目中，需求可能是不正确的、不完整的或者是具有二义性的。因此，应该尽可能从需求中提取出更多的信息来设计新的测试用例。再次审查例6.23中的需求$R_{1,2}$：

$R_{1,2}$当(x<y) and (z*z≤y) or (current = = "South")成立时，调用fire-2。

注意，$R_{1,2}$没有明确指出当(current = = "South")为假时采取什么动作。当然，需求也确实暗示了当(current = = "South")为假时不调用fire-2。我们是否应认可这个暗示却不生成t_5？或者假设$R_{1,2}$是有二义性的，因此需要一个测试用例来明确测试：当(current = = "South")为假时，程序运行正确。在通常情况下，后一种假设是安全的；当然，从测试用例个数、执行所有测试用例的时间以及产生、分析、维护附加测试等方面讲，选择前一个假设的代价并不高。

进一步再问："测试用例t_5能发现什么错误，而这些错误是测试集T_1(注意T_1中不包含t_5)所不能发现的？"为回答此问题，假设程序P6.14的第14行被误写为如下语句，而别的语句未变：

```
14    else if ((x<y) and (z*z≤y))
```

很显然，程序P6.14现在是不正确的，因为fire-2的调用与(current = = "South")无关。执行T_1中的测试用例不会发现此错误，因为所有测试用例得到的都是正确的结果，与(current = = "South")是否成立无关。但是，针对错误的P6.14执行t_5，导致程序调用了fire-3而不是fire-2，因此t_5发现了这个错误。t_5的产生就是为了强制对(current = = "South")的测试。

测试人员可能还会继续质疑：产生t_5是为了满足条件覆盖准则，而不是基于需求的要求。可以通过检查程序P6.14的代码来解释这个疑问。如果程序P6.14中的代码错误是因为不正确地编写了C_3，那么这个测试用例可能根本就不产生了。为了反驳这个质疑，假设第6.2.10小节中的$R_{1,2}$是不正确的，它的正确版本是：

$R_{1,2}$：当 (x<y) and (z*z<=y) 成立时，调用 Fire 2。

请注意，现在的程序代码是正确的，但是需求不是正确的。在这种情况下，针对 T_1 中的所有测试用例，程序 P6.14 的运行结果都是正确的，对此没有发现需求中的错误。但是，正如在例 6.23 中所述，之所以产生 t_2 是为了覆盖 x<y 和 (current = = "South")。当程序 P6.14 执行 t_2 时，它调用的是 Fire 1，但是需求暗示的是调用 Fire -2。这种程序运行结果与需求的不匹配很可能导致对测试结果的详细分析，从而发现需求中的错误。

根据上述讨论，可判断出测试用例 t_3，t_6，t_7，t_8，t_9 是同需求 R_1 相关的。这也强调了追踪所有测试用例同需求关联的必要性。

6.3 数据流概念

到目前为止，已经讨论了以控制流为基础来导出测试充分性准则，考察了多种程序结构（顺序、分支、循环等），这些结构建立了程序的控制流，同时也是程序员容易犯错误的地方。确保所有这些结构被完全测试是基于控制流的测试充分性评价的最高目标。但是，即使测试了所有的条件和语句块，往往也是不充分的，因为这些测试并不能检测出程序中的所有错误。

另一个测试充分性准则是基于软件中的数据流的。该准则主要关注软件中的数据定义和使用，可以用来改进针对基于控制流准则充分的测试集。下面的例子用来说明基于数据流进行测试充分性评价的基本思想。

例 6.28 下面的程序输入整数 x，y，输出整数 z。程序含有两个简单条件。程序的第 8 行有一个错误。程序之后是一个 MC/DC 充分测试集。

程序 P6.15

```
1  begin
2    int x,y;float z;
3    input (x,y);
4    z=0;
5    if (x!=0)
6      z=z+y;
7    else z=z-y;
8    if (y!=0) ←这个条件应该是(y!=0 and x!=0)
9      z=z/x;
10   else z=z*x;
11   output(z);
12 end
```

测试用例	x	y	z
t_1	0	0	0.0
t_2	1	1	1.0

上面的两个测试用例覆盖了程序 P6.15 的两个条件。注意，程序在第 4 行初始化 z，然后根据 x 和 y 的值在后面语句中对 z 的值进行修正。测试用例 t_1 的路径是，先在第 7 行修改 z，然后是第 10 行；测试用例 t_2 遍历的路径则不同，先是在第 6 行修改 z，然后是第 9 行。这两个测试用例都在第 4 行定义了 z 的值，然后分别在表达式中的第 7 和第 6 行中使用了 z 的值。

正如 z 在第 4 行被定义一样，z 也在第 6、7、9、10 行被定义了。但是，这两个 MC/DC 充分的测试用例并没有诱发 z 在第 7 行的定义在第 9 行被使用。如果出现这种情况（这种情况是有可能发生的，比如 x=0，y=1 时），将导致程序出现“被零除”异常。尽管这个异常不是由 z 的值引起的（是由于 x=0 引起的），但是，如果强制遍历这条路径将导致程序失效。一个

MC/DC 充分的测试集不会强制执行该路径，因此也就检测不出这个错误。然而，如果要求测试确保 x 的每一个有效（定义，使用）对都执行到，那么就能发现程序中的这个错误，比如下面的测试集：

测试用例	x	y	z	覆盖 x 的定义 - 使用对*
t_1	0	0	0.0	(l_4, l_5)、(l_4, l_{10})
t_2	1	1	1.0	(l_4, l_6)、(l_6, l_6)
t_3	0	1	0.0	(l_4, l_5)、(l_7, l_8)
t_4	1	0	1.0	(l_4, l_5)、(l_8, l_{10})

注 a：对偶 (i, j) 表示 x 在程序的第 i 行定义，在第 j 行使用。

容易看出，LCSAJ 充分的测试集也能检测出程序 P6.15 中的错误，虽然 MC/DC 充分的测试集不能检测到。本节的后续部分将提供一些例子，在这些例子中 LCSAJ 充分的测试集也不能保证能检测出程序中的错误，而基于数据流导出的测试集却能检测到程序中的这些错误。

6.3.1　定义和使用

使用 C、Java 等过程语言编写的程序包含大量的变量。变量通过赋值来定义，并在表达式中被使用。下面的赋值语句定义了变量 x：

```
x = y + z;
```

该语句同时也使用了变量 y 和 z。下面的赋值语句定义了变量 x，并在表达式中使用 x：

```
x = x + y;
```

声明也被认为是对变量的定义，下面的声明定义了 3 个变量 x、y、A [10]：

```
int x, y, A[10];
```

一个输入函数，例如 C 语言中的 scanf 函数，也被用于定义一个或者多个变量。例如，下面的 scanf 语句就定义了变量 x 和 y：

```
scanf ("%d%d", &x, &y);
```

同样，下面的 C 语言的 printf 语句使用或者引用了变量 x 和 y：

```
printf ("Output:%d\n", x+y);
```

参数 x 的传值调用被认为是对 x 的一次使用或引用；参数 x 的传址调用被认为是对 x 的一次定义和使用。考虑下面使用指针的语句序列：

```
z = &x;
y = z + 1;
*z = 25;
y = *z + 1;
```

上面的第一行语句定义了一个指针变量 z；第二行定义了 y，并使用了 z；第三行通过 z 定义了 x；最后一行定义了 y，并使用了 x，x 是通过指针变量 z 访问到的。

数组有些特别，考虑如下 C 语言中的声明和赋值语句：

```
int A[10];
A[i] = x + y;
```

第一行声明并定义了变量 A；第二行定义了 A 并使用了 i、x 和 y。有人可能会认为第二行语句只是定义了数组 A 的某个元素，而不是整个数组 A。究竟是定义了整个数组 A 还是只定义了数组 A 中的某个特定元素，依赖于对数据分析要求的严格程度（参见练习 6.27）。

6.3.2 c-use 和 p-use

如果一个变量被用在赋值语句的表达式、输出语句中，或者被当作参数传递给调用函数，或者被用在下标表达式中，都称为该变量的 c-use，其中 c 表示“计算”。下面的语句中有 x 的 5 个 c-use：

```
z = x + 1;
A[x + 1] = B * 2;
foo(x * x);
output(x);
```

如果一个变量被用在分支语句的条件表达式中（比如 if 和 while 语句）则称为变量的 p-use，其中 p 表示“谓词”。下面的语句中有变量 x 的两个 p-use：

```
if(z > 0)output(x);
while(z > x){...};
```

在某些情况下，很难确定变量是 c-use 还是 p-use，例如：

```
if(A[x + 1] > 0)output(x);
```

A 显然是一个 p-use，但是下标表达式中的 x 是 p-use 还是 c-use 呢？令人困惑的根源是 x 在 if 语句中的位置。x 用在表达式 x + 1 中是为了计算 A 的索引值；它没有直接出现在 if 语句的条件中（比如 if(x > 0) {…}）。因此，有人说 x 的出现是一个 c-use，因为它不直接影响 if 语句的条件；也有人认为 x 的出现是 p-use，因为它出现在一个判定上下文中。

6.3.3 全局和局部的定义与使用

一个变量可能在同一个基本块中被定义、使用和重定义。考虑如下含有 3 条语句的基本块：

```
p = y + z;
x = p + 1;
p = z * z;
```

这个基本块定义了 p，使用了 p，并且还重定义了 p。p 的第一个定义是局部的，这个定义被同一基本块中的第二个定义屏蔽了，因此，它的值未能超越此基本块。p 的第二个定义是全局的，因为它的值可以成功超越其定义所在的基本块，并可用于后续的基本块中。同样，p 的第一个使用也是局部使用。

变量 y 和 z 的 c-use 是全局使用，因为它们的定义没有出现在其使用的基本块中。注意，x 的定义也是全局的。在本章节后续部分，我们将只关心全局定义与使用。局部定义与使用在研究基于数据流的测试充分性时没有意义。

这里所讲的全局和局部，是针对程序中的基本块而言，这与其传统的概念有所不同。传统意义的全局变量是在函数或模块的外部声明的，而局部变量是在函数或模块的内部声明的。

6.3.4 数据流图

程序的数据流图（DFG）也称为 def-use 图，它勾画了程序中变量在不同基本块间的定义流。与程序的 CFG（控制流图）相似——CFG 中的结点、边以及所有的路径都在数据流图中保留了下来。

程序的数据流图可以从它的CFG中导出。为此，设$G=(N, E)$为程序P的CFG，其中，N是结点集合，E是边集合。CFG中的结点对应于P中的基本块，假设程序P含有$k>0$个基本块。我们用b_1，b_2，…，b_k来标识这些基本块。

用def_i表示定义在基本块i中的变量的集合。程序中的变量声明、赋值语句、输入语句和传址调用参数都可以用来定义变量。用$c\text{-}use_i$表示在基本块i中有c-use的变量的集合，$p\text{-}use_i$表示在基本块i中有p-use的变量的集合。变量x在结点i中的定义记为$d_i(x)$，类似地，变量x在结点i中的使用记为$u_i(x)$。由于只关注全局的定义和使用，考虑如下基本块b，它包含两条赋值语句和一个函数调用语句：

```
p = y + z;
foo(p + q, number);//传值参数
A[i] = x + 1;
if(x > y){ . . . };
```

由这个基本块得到$def_b=\{p, A\}$，$c\text{-}use_b=\{y, z, p, q, number, x, i\}$，$p\text{-}use_b=\{x, y\}$。

下面说明根据程序P及其CFG构造数据流图的过程：

步骤1　计算P中每个基本块i的def_i、$c\text{-}use_i$和$p\text{-}use_i$。

步骤2　将结点集N中的每个结点i与def_i、$c\text{-}use_i$和$p\text{-}use_i$关联起来。

步骤3　针对每个具有非空p-use集并且在条件C处结束的结点i，如果条件C为真时执行的是边(i, j)，C为假时执行的是边(i, k)，分别将边(i, j)，(i, k)与C，$!C$关联起来。

用下面的例子说明如何使用上述过程来构造图6-4的数据流图。

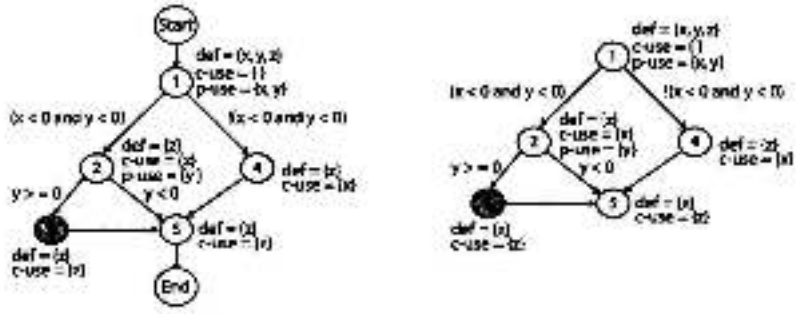
例6.29　首先，计算图6-4中每个基本块的def、c-use、p-use，并将它们与CFG的结点和边关联起来。下表给出了程序中5个基本块的def、c-use、p-use集合。注意，无效基本块4不影响这些集合的计算。

结点（或基本块）	def	c-use	p-use
1	{x, y, z}	{}	{x, y}
2	{z}	{x}	{y}
3	{z}	{z}	{}
4	{z}	{x}	{}
5	{}	{z}	{}

根据上述def、c-use、p-use集合以及图6-4中的控制流图，画出程序P6.4的数据流图，如图6-6所示。与图6-4中的CFG相比，注意到，数据流图中的结点使用圆圈来表示，圆圈中的数字是基本块编号，每个结点都标有相应的def、c-use、p-use集合，每条分支边都标记了条件。当p-use集合为空时，可以忽略，比如在结点3、4、5处；p-use通常与数据流图中的某些边相关联。

正如图6-6所示，我们将p-use集合与在某个条件处结束的结点关联起来，比如if或while语句中的条件。p-use集合中的每个变量也出现在相应结点输出的两条边上。这样，结点1的p-use集合中的变量x、y，就出现在与结点1扇出的两条边相关联的条件中。

正如图6-6b所示，如果有且只有一个基本块没有输入边的话，Start结点可以从数据流图中省略。类似地，End结点也可以省略。在图6-6b中，分别用结点1、5作为Start、End结点。



a) Start 和 End 结点被明确表示出来，没有 def、c-use、p-use 集合与它们关联　　b) 结点 1、5 分别代表 Start、End 结点

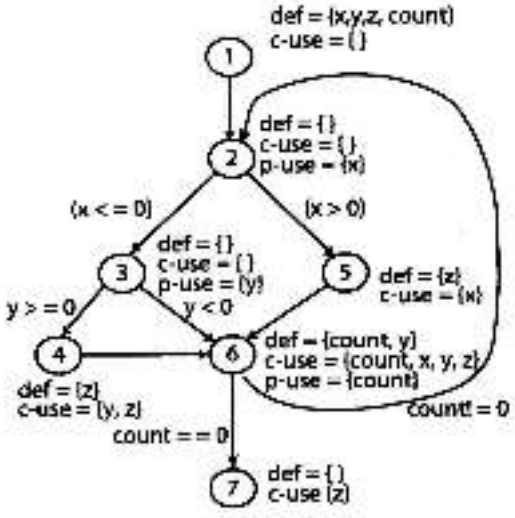
图 6-6　程序 P6.4 的数据流图，结点 3 处使用明显以强调它是不可达的

6.3.5　def-clear 路径

一个数据流图可以有很多路径，特别有趣的一类路径是 def-clear 路径。假设变量 x 在结点 i 中定义，在结点 j 中使用，考虑路径 $p=(i, n_1, n_2, \cdots, n_k, j)$，$k \geqslant 0$，路径 p 从结点 i 开始，结束于结点 j，并且结点 i、j 在子路径 $n_1, n_2, \cdots, n_k$ 中未出现过。如果变量 x 没有在子路径 $n_1, n_2, \cdots, n_k$ 中被重定义，称 p 是变量 x 的 def-clear 路径。在这种情况下，也称 x 在结点 i 处的定义，即 $d_i(x)$ 在结点 j 处是活跃的。

注意，变量 x 可能有多个定义在 x 被使用的某个结点 j 处是活跃的，但是路径不同；同时，当控制到达 x 被使用的结点 j 时，最多只有一个 x 的定义是活跃的。

例 6.30　考虑图 6-7 所示程序 P6.16 的数据流图，路径 $p=\langle 1, 2, 5, 6\rangle$ 针对 $d_1(x)$，$u_6(x)$ 是 def-clear 路径。因此，$d_1(x)$ 在结点 6 处是活跃的。路径 p 针对 $d_1(z)$，$u_6(z)$ 不是 def-clear 路径，因为存在 $d_2(z)$。同样，路径 p 针对 $d_1(\text{count})$，$u_6(\text{count})$ 而言也是 def-clear 路径。



结点	源程序代号
1	1, 2, 3, 4
2	5, 6
3	7
4	8, 9, 10
5	11, 12, 13
6	14, 15, 16
7	17, 18

图 6-7　程序 16.16 的数据流图

路径 $q=[6,2,5,6]$ 针对 $d_6(count)$，$u_6(count)$ 而言是 def-clear 的（参见练习 6.28）。变量 y 和 z 在结点 4 处被使用，很容易验证，定义 $d_1(y)$，$d_2(y)$，$d_1(z)$ 和 $d_3(z)$ 在结点 4 处都是活跃的。

程序 P6.16

```
1  begin
2    float x, y, z=0.0;
3    int count;
4    input (x, y, count);
5    do {
6      if (x<0) {
7        if (y>0) {
8          z=y*z+1;
9        }
10     }
11     else{
12       z=1/x;
13     }
14     y=x*y+z
15     count=count-1
16   while (count>0)
17   output (z);
18 end
```

6.3.6 def-use 对

前面已经介绍过，def-use 对勾画了变量的一次特定的定义和使用。例如，在程序 P6.4 中，x 在第 4 行的定义和在第 9 行的使用构成了一个 def-use 对。程序的数据流图包含了该程序的所有 def-use 对。

我们关心两种类型的 def-use 对：一种是定义及其 c-use 构成的 def-use 对，另一种是定义及其 p-use 构成的 def-use 对。分别用集合 **dcu** 和 **dpu** 来描述这两类 def-use 对。对一个变量定义而言，总有一个 dcu 集合和一个 dpu 集合。

对 $d_i(x)$ 来说，**dcu**$(d_i(x))$ 是所有结点 j 的集合，结点 j 满足：存在 $u_j(x)$，并且存在一条从结点 i 到结点 j 的针对 x 的 def-clear 路径。**dcu**$(d_i(x))$ 也可表示成 **dcu**(x, i)。

当 $u_k(x)$ 出现在谓词条件中时，**dpu**$(d_i(x))$ 是边 (k, l) 的集合，边 (k, l) 满足：存在一条从结点 i 到边 (k, l) 的针对 x 的 def-clear 路径。注意，在一个 dpu 集合中，元素的个数总是偶数。**dpu**$(d_i(x))$ 也可表示成 **dpu**(x,i)。

例 6.31 计算图 6-7 中的 dcu 集合和 dpu 集合。首先计算 dcu$(x,1)$，它是所有与变量 x 在结点 1 处的定义相关的 c-use 的集合。注意到，结点 5 有 x 的一个 c-use，并且有一条从结点 1 到结点 5 的 def-clear 路径 $(1, 2, 5)$，因此，将结点 5 包含在 dcu$(x,1)$ 中。类似地，结点 6 也包含在 dcu$(x,1)$ 中，这样就得到 dcu$(x,1)=\{5,6\}$。

接下来，计算 dpu$(x,1)$。结点 2 处有 x 的一个 p-use，从结点 2 输出的边是 $(2, 3)$ 和 $(2, 5)$。很容易看出，从结点 1 到边 $(2, 3)$，$(2, 5)$ 都有在一条 def-clear 路径，不存在 x 的其他 p-use，因此，得到 dpu$(x,1)=\{(2,3),(2,5)\}$。

这样，图 6-7 中所有的 dcu 和 dpu 集合如下表所示：

变量 (v)	定义所在的结点 (n)	dcu(v,n)	dpu(v,n)
x	1	{5, 6}	{(2, 3), (2, 5)}
y	1	{4, 6}	{(3, 4), (3, 6)}
y	6	{4, 6}	{(3, 4), (3, 6)}
z	1	{4, 6, 7}	{}
z	4	{4, 6, 7}	{}
z	5	{4, 6, 7}	{}
count	1	{6}	{(6, 2), (6, 7)}
count	6	{6}	{(6, 2), (6, 7)}

6.3.7 def-use 链

一个 def-use 对，由一个变量在某个基本块中的定义和该变量在另一个程序基本块中的使用构成。def-use 对的概念可以扩展成变量的一个交替出现的定义、使用序列，这种序列也称为 def-use 链或 k-dr 交互。def-use 链中的结点各不相同；在 k-dr 交互中，k 表示链的长度，由链中结点的个数来表示。它比链中的 def-use 对的个数多 1。字母 d，r 分别代表“定义”和“引用”。记住，我们将“引用”（reference）与“使用”（use）当作同义词。

例 6.32 在程序 P6.16 中，注意到了 $d_1(z)$ 和 $u_4(z)$ 的存在。变量 z 在结点 1 和 4 中的 def-use 交互构成了一个 k-dr 链，这里 $k=2$。这个链可表示成对偶 (1, 4)。

通过向链 (1, 4) 增加 $d_4(z)$，$u_6(z)$，得到一个更长的链 (1, 4, 6)。注意，对 z 而言，不存在 $k>3$ 的交替 def-use 链。因此，对应于 def-use 序列 $(d_1(z), u_4(z), d_4(z), u_6(z))$ 的 $k=4$ 的路径 (1, 4, 4, 6)，不是一个有效的 k-dr 链，因为结点 4 重复出现。

例 6.32 中的 def-use 链对应于同一变量 z 的定义和使用。从变量交替出现的定义、使用序列也可构造出 k-dr 链，况且不必完全不同。一般而言，变量 x_1，x_2，…，x_{k-1} 的 k-dr 链就是一条路径 $(n_1, n_2, \cdots, n_i)$，在该路径中存在 $d_1(x_1)$ 和 $u_i(x_i)$，$1 \leqslant i < k$，并且有一个从结点 n_1 到结点 n_{i-1} 的 def-clear 路径。k-dr 链的这个定义意味着变量 x_{i+1} 与 x_i 是在相同的结点定义的。一个链也可以包含变量在谓词中的使用（即 p-use）。

例 6.33 再一次使用程序 P6.16，考虑变量 y 和 z。三元组 (5, 6, 4) 是一个长度为 3 的 k-dr 链，它对应于交替序列 $(d_2(z), u_6(z), d_3(y), u_4(y))$。另一个 k-dr 链 (1, 4, 6) 对应于交替序列 $(d_1(y), u_4(y), d_4(z), u_6(z))$。

在构造 k-dr 链时，要求数据流图中的每一个分支对应于一个简单谓词。当程序中的判定是一个复合谓词时，比如 $(x<y)$ and $(z<0)$，则将其分裂成两个结点，以便进行 k-dr 分析（参见练习 6.35）。

6.3.8 优化

通常，经过简单分析数据流图就可以减少要覆盖的 def-use 对个数。为便于理解，仍用图 6-7 中的 def-use 图。在该图中，发现 $dcu(y,1) = \{4,6\}$。同时 $dcu(z,1) = \{4,6,7\}$。现在问：“覆盖了 $dcu(z,1)$ 是否也就意味着覆盖了 $dcu(y,1)$？”为覆盖变量 z 在结点 4 中的 c-use（其对应的定义在结点 1 中），必须遍历路径 (1, 2, 3, 4)。但是遍历了路径 (1, 2, 3, 4) 就意味着覆盖了变量 y 在结点 4 中的 c-use（其对应的定义也在结点 1 中）。

类似地，为覆盖变量 z 在结点 6 中的 c-use（其对应的定义在结点 1 中），必须遍历路径

(1, 2, 3, 6)。同样，遍历了路径 (1, 2, 3, 6) 就意味着覆盖了变量 y 在结点 6 中的 c-use (其对应的定义也在结点 1 中)。这个分析指出，在设计覆盖所有 c-use 的测试用例时，无需考虑 dcu(y,1)；如果覆盖了 dcu(z,1)，则 dcu(y,1)将自动被覆盖。

可用类似于上述的分析证明：在设计覆盖所有 c-use 的测试用例时，无需考虑 dcu(x,1)；因为，如果覆盖了 dcu(z,5)，将自然覆盖 dcu(x,1)。继续分析，dcu(count,1)也可以忽略。这就导致如下表所示要覆盖的最小 c-use 集。注意，要考虑的 c-use 个数已从 17 减少到 12；要考虑的 p-use 个数也从 10 减少到 4。减少 p-use 个数的分析过程留给读者完成 (参见练习 6.30)。

变量 (v)	定义所在的结点 (n)	dcu(v,n)	dpu(v,n)
y	6	{4, 6}	{(3, 4), (3, 6)}
z	1	{4, 6, 7}	{}
z	4	{4, 6, 7}	{}
z	5	{4, 6, 7}	{}
count	6	{6}	{(6, 2), (6, 7)}

通常，只要程序稍具规模，进行以上分析就会相当困难。在设计测试用例覆盖所有的 c-use 和 p-use 时，常用的测试工具，比如 Telcordia Technologies 公司的 Suds，能够自动地完成这种分析并将要考虑的 c-use、p-use 个数减少到最小。注意，这种分析并不是从程序中消除任何 c-use 和 p-use，而只是简单地在设计测试用例时不予考虑，因为覆盖其他 c-use、p-use 的测试用例会自动覆盖到它们。

6.3.9 数据上下文和有序的数据上下文

设 n 是数据流图中的一个结点，每一个在结点 n 中使用的变量都是 n 的输入变量。类似地，在结点 n 中定义的变量都是 n 的输出变量。结点 n 中所有输入变量的活跃定义就构成了结点 n 的数据环境，记为 $DE(n)$。

设 $X(n)=\{x_1,x_2,\cdots,x_k\}$ 是数据流图 F 中结点 n 用于计算表达式 (算术表达式、关系表达式或逻辑表达式等) 所需的输入变量集合。设 $x_i^{j_i}$ 表示变量 x_i 在 F 中的第 j_i 个定义。结点 n 的基本数据上下文记为 $EDC(n)$，其形如 $\{x_1^{j_1}, x_2^{j_2}, \cdots, x_k^{j_k}\}$，其中 $i_k \geqslant 1$，是 $X(n)$ 中所有变量定义的集合，当控制到达结点 n 时，这些变量定义是活跃的。结点 n 的数据上下文是其所有基本数据上下文的集合，表示为 $DC(n)$。假设变量 x_i 的第 j_i 个定义出现在某个结点 k 中，我们将其表示为 $d_k(x_i)$。

例 6.34 考虑图 6-7 中数据流图的结点 4。结点 4 的输入变量集合表示为 $X(4)$，$X(4)=\{y,z\}$。结点 4 的数据环境，表示为 $DE(4)$，$DE(4)=\{d_1(y),d_6(y),d_1(z),d_4(z),d_5(z)\}$。

$DE(4)$ 中的每一个定义在结点 4 都是活跃的。例如，$d_4(z)$ 在结点 4 是活跃的，因为存在一条从开始结点到结点 4 的路径，一条从结点 4 再返回到结点 4 的路径，并且没有重定义 z，直到结点 4 使用了 z。这个路径是 (1, 2, 3, 4, 6, 2, 3, 4)。路径中第一次出现的结点 4 是变量 z 被定义的地方；第二次出现的结点 4 是指 z 的定义是活跃的，并且在此得到了使用。

下表给出了图 6-7 中所有结点的数据上下文。注意，数据上下文仅在包含至少一个变量 c-use 的结点才有。因此在确定结点的数据上下文时，要排除仅包含变量 p-use 的结点。结点 1, 2, 3 就是图 6-7 中 3 个这样的结点。同样，也省掉了结点 6 的一些无效的数据上下文 (参见练习 6.40)。

结点 k	数据上下文 $DC(k)$
1	没有
2	没有
3	没有
4	$\{(d_1(y),d_1(z)),(d_6(y),d_1(z)),(d_6(y),d_3(z))\}$
5	$\{(d_1(z))\}$
6	$\{(d_1(x),d_1(y),d_1(z),d_1(count)),(d_1(x),d_1(y),d_3(z),d_1(count)),(d_1(x),d_1(y),d_2(z),d_1(count)),(d_1(x),d_6(y),d_2(z),d_6(count)),(d_1(x),d_6(y),d_3(z),d_6(count))\}$
Y	$\{(d_1(z)),(d_2(z)),(d_3(z))\}$

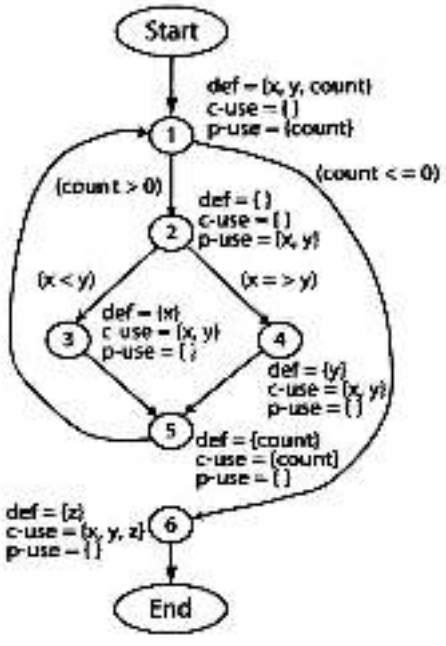
在基本数据上下文中，变量定义是按照顺序沿着程序路径出现的。例如，考虑图6-7中结点4的基本数据上下文$\{d_6(y),d_1(z)\}$。在结点4沿着路径（1，2，3，4，6，2，3，4，6，7）第二次出现时，$d_3(z)$先出现，接着是$d_6(y)$。当控制到达结点4时，$d_6(y)$后面紧跟着$d_1(z)$的序列是不可能的，因此只有一个序列，即$d_3(z)$后面紧跟$d_6(y)$对结点4是可能的。

现在考虑结点6沿着路径（1，2，3，6，2，5，6，7）的第二次出现，此时，结点6的输入变量的定义序列是$d_1(x)$、$d_2(y)$、$d_6(count)$、$d_3(z)$。接下来，再次考虑结点6的第二次出现，但这次是沿着路径（1，2，5，6，2，3，6），在这种情况下，结点6的输入变量的定义序列是$d_1(x)$，$d_2(z)$，$d_6(y)$，$d_6(count)$。这两个序列是不同的，因为变量y、z的定义顺序不同。

上面的例子引出结点n的有序基本数据上下文的概念，简写为$OEDC(n)$。数据流图中结点n的有序基本数据上下文由结点n的输入变量定义的有序排列组成。结点n的有序数据上下文是结点n所有有序基本数据上下文的集合，记为$ODC(n)$。

例6.35 考虑程序P6.17，其数据流图如图6-8所示。结点6的输入变量集合是$\{x,y\}$。结点6的数据上下文$DC(6)$由下面4个基本数据上下文组成：

$$DC(6)=\{(d_1(x),d_1(y)),(d_1(x),d_4(y)),(d_5(x),d_1(y)),(d_5(x),d_4(y))\}$$



结点	源程序行号
1	1，2，3，4
2	5
3	6
4	7，8
5	9，10
6	11，12，13

图6-8 程序P6.17的数据流图，用于说明有序数据上下文

结点6的有序数据上下文给定如下：

$$ODC(6)=\{(d_1(x),d_2(y)),(d_2(y),d_1(x)),(d_1(x),d_3(y)),(d_3(x),d_4(y)),(d_4(y),d_3(x))\}$$

注意，因为包含有序的基本数据上下文，$ODC(6)$除包含$DC(6)$的所有元素外，还包含一个不属于$DC(6)$的元素。

程序 P6.17

```
1  begin
2    int x, y, z, count;
3    input (x, y, count);
4    while (count>0) {
5      if(x<y)
6        x=fool(x-y);
7      else
8        y=fool(x+y);
9      count=count-1;
10   }
11       z=foo2(x, y);
12   output (z);
13 end
```

6.4 基于数据流的测试充分性准则

为了构造基于dpu和dcu集合的测试充分性准则，首先介绍一些与覆盖相关的概念。在以下定义中，假设程序P的数据流图包含k个结点，n_1、n_k分别表示开始结点和结束结点。当针对测试用例t执行程序P时，如果遍历了完整路径$(n_{i_1},n_{i_2},\cdots,n_{i_j},n_{i_m})$，则称程序$P$数据流图中的结点$s$被测试用例$t$覆盖了；其中，$s=n_{i_j}$，$1\leqslant j\leqslant m$，$m\leqslant k$，即$s$在被遍历的路径当中。

同样，当针对测试用例t执行程序P时，如果遍历了上述完整路径，则称程序P数据流图中的边(r,s)被测试用例t覆盖了。其中，$r=n_{i_j}$，$s=n_{i_{j+1}}$，$1\leqslant j\leqslant m-1$，$m\leqslant k$。

设CU、PU分别表示程序P中定义的所有变量的c-use总数目，p-use总数目。设$v=\{v_1,v_2,\cdots,v_n\}$表示程序P中所有变量的集合，d_i表示变量v_i的定义次数，$1\leqslant i\leqslant n$，$0\leqslant d_i\leqslant|N|$，$N$是程序$P$数据流图的结点集合。$CU$和$PU$计算如下：

$$CU=\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{d_i}|\mathrm{dcu}(v_i,n_j)|$$

$$PU=\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{d_i}|\mathrm{dpu}(v_i,n_j)|$$

其中，n_j是变量v_i第j次被定义时所在的结点，$|S|$表示集合S中元素的个数。针对例6.31中的程序，$n=4$，$d_1=1$，$d_2=2$，$d_3=3$，$d_4=2$，因此得到$CU=17$，$PU=10$。

6.4.1 c-use覆盖

设s是$\mathrm{dcu}(x,q)$中的一个结点，即结点s包含在结点q处定义的变量x的一个c-use，如图6-9a所示。假设针对测试用例t_c执行程序P，遍历了如下完整路径：

$$p=(n_1,n_{i_2},\cdots,n_{i_j},n_{i_{j+1}},\cdots,n_{i_m},\cdots,n_k)$$

其中，$2\leqslant i_j<k$，$1\leqslant j\leqslant k$。如果$q=n_{i_j}$，$s=n_{i_{j+1}}$，$(n_{i_j},n_{i_{j+1}},\cdots,n_{i_m})$是一个从$q$到$s$的def-use路径，则称变量$x$的该c-use被覆盖。如果$\mathrm{dcu}(x,q)$中的每一个结点在程序$P$的一次或多次执行中都被覆盖了，则称变量$x$的所有c-use被覆盖。如果程序$P$中所有变量的所有c-use都被覆盖了，

则称程序中所有 c-use 被覆盖。现在，定义基于 c-use 覆盖的测试充分性准则。

c-use 覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的 c-use 覆盖率计算如下：

$$\frac{CU_c}{CU - CU_u}$$

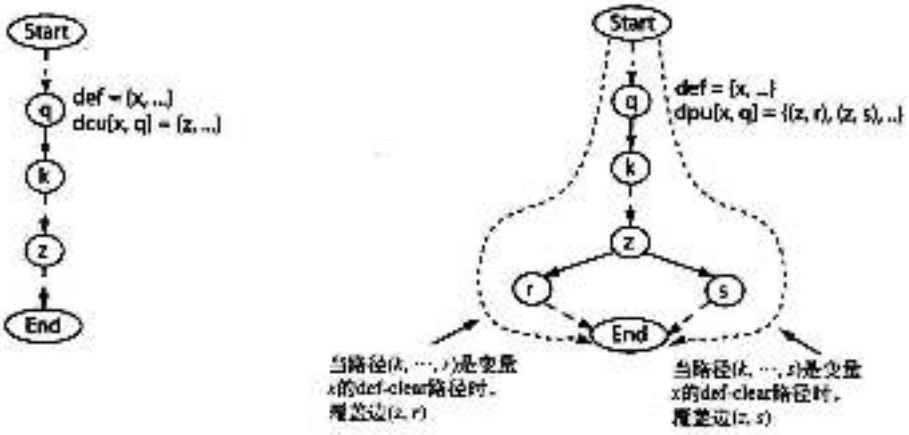
其中，CU 是程序 P 中所有变量的 c-use 个数，CU_c 是覆盖的 c-use 个数，CU_u 是无效的 c-use 个数。如果 T 针对 (P, R) 的 c-use 覆盖率为 1，则称 T 相对于 c-use 覆盖准则是充分的。

例 6.36 考虑程序 P6.16，其数据流图如图 6-7 所示。设计一个测试用例 t_1，它能覆盖 dcu(z,5) 中的结点 6，即覆盖在结点 1 定义的变量 x 在结点 6 的 c-use。考虑如下测试用例：

$$t_1: <x=5, y=-1, count=1>$$

程序 P6.16 执行 t_1 时，遍历的完整路径是 (1, 2, 5, 6, 7)。显然，该路径包含结点 5, 6；变量 x 在结点 5 被定义，结点 6 有 x 的一个 c-use，并且针对 x 的这个定义，子路径 (5, 6) 是一个 def-use 路径。因此，t_1 覆盖结点 6，结点 6 是 dcu(z,5) 的一个元素。

注意，t_1 也覆盖了结点 7，但是没有覆盖结点 4，结点 7 也包含 z 的一个 c-use。考虑到总共有 12 个 c-use，而 t_1 仅覆盖了其中的 2 个。因此，测试集 $T=\{t_1\}$ 的 c-use 覆盖率是 2/12 = 0.167，显然，T 在 c-use 准则下针对程序 P6.16 是不充分的。



a) 路径 (Start, ..., q, k, ..., z, ..., End) 覆盖了变量 x 在结点 z 的 c-use，x 是在结点 q 定义的

b) 当路径 (Start, ..., q, k, ..., z, r, ..., End) 和 (Start, ..., q, k, ..., z, s, ..., End) 被遍历时（其中虚线所示），变量 x 在结点 z 与 p-use 就被覆盖了

图 6-9 c-use 覆盖和 p-use 覆盖遍历的路径连接两个结点的虚线箭头表示，沿着这条路径可能还有另外一些结点没有画出来。如果 $(k, \cdots, z)$ 是变量 x 的一个 def-clear 路径

6.4.2 p-use 覆盖

设 (z, r)，(z, s) 是 dpu(x,q) 中的两条边，即结点 z 包含变量 x 的一个 p-use，x 是在结点 q 中定义的，如图 6-9b 所示。假设针对测试用例 t_1 执行程序 P，遍历了如下完整路径：

$$p=(n_1, n_{i_1}, \cdots, n_i, n_{i+1}, \cdots, n_{j_1}, n_{j_2}, \cdots, n_k)$$

其中，$2 \leq i_1 < k$，$1 \leq j \leq k$。如果下面的条件满足了，则称结点 q 定义的变量 x 在结点 z 的 p-use

的边 (z, r) 被覆盖：$q=n_{i_1}$，$z=n_{i_2}$，$r=n_{i_{m+1}}$，并且$(n_{i_1}, n_{i_2}, \cdots, n_{i_m}, n_{i_{m+1}})$对 x 而言是一个 def-clear 路径。

类似地，如果下面的条件满足了，则称结点 q 定义的变量 x 在结点 z 的 p-use 的边 (z, s) 被覆盖：$q=n_{j_1}$，$z=n_{j_2}$，$s=n_{j_{m+1}}$，并且$(n_{j_1}, n_{j_2}, \cdots, n_{j_m}, n_{j_{m+1}})$对 x 而言是一个 def-clear 路径。

当在程序 P 的同一次或多次执行中满足上述两个条件时，则称变量 x 在结点 z 的 p-use 被覆盖。现在，定义基于 p-use 覆盖的测试充分性准则。

p-use 覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的 p-use 覆盖率计算如下：

$$\frac{PU_c}{PU - PU_i}$$

其中，PU 是程序 P 中所有变量的 p-use 个数，CU_c 是覆盖的 p-use 个数，PU_i 是无效的 p-use 个数。如果 T 针对 (P, R) 的 p-use 覆盖率为 1，则称 T 相对于 p-use 覆盖准则是充分的。

例 6.37　再次以程序 P6.16 为例，考虑结点 6 中变量 y 的定义。现在的目标是覆盖这个定义在结点 3 的 p-use。这要求测试用例先将程序控制流控制到结点 6，定义完 y 之后，将控制流转移到结点 3，这期间不能重定义 y，并且在 if 语句的条件表达式中使用 y。

如果测试用例遍历的是标记为 $y \geqslant 0$ 的边，则称该边被覆盖，尽管变量 y 的 p-use 尚未完全覆盖。随后，在同一次或多次执行中，覆盖标记为 $y<0$ 的边。考虑如下测试用例：

$$t_p: \ <x=-2,\ y=-1,\ count=3>$$

仔细检查程序 P6.16 及其数据流图，发现执行 t_p 时遍历了如下路径：

$$p=(1,2,3,6_1,2,3,4,6_2,2,3,6_3,7)$$

6_1、6_2、6_3 分别表示变量 y 在循环的第一、第二、第三次迭代中在结点 6 处被定义，其值分别为 2，−3，7。当子路径 $(1, 2, 3, 6_1)$ 被遍历时，变量 y 在结点 6 被定义，其值为 2。当 $(6_1, 2, 3, 4)$ 被遍历时，y 的值（此时 $y=2$）在结点 3 的判定中使用。注意，边 $(3, 4)$ 现在被覆盖了，因为从结点 6 到边 $(3, 4)$ 之间有一个 def-clear 路径 $(2, 3)$。

接下来，路径 $(6_2, 2, 3, 6_3, 7)$ 被遍历，y 在结点 6 处又被定义两次，其值分别为 −3，7，其中 $y=-3$ 的 def-clear 路径 $(2, 3)$ 传播到边 $(3, 6)$。最后，控制转移到结点 7，程序终止。测试用例 t_p 成功地覆盖了 $dpu(y, 6)$。事实上，程序 P6.16 中的所有 p-use 都被测试集 $T=\{t_c, t_p\}$ 覆盖了。因此，T 的 p-use 覆盖率为 1，这样，该测试集在 p-use 覆盖准则下针对程序 P6.16 是充分的（参见练习 6.31）。

6.4.3 all-use 覆盖

将 c-use 覆盖和 p-use 覆盖准则结合起来就得到 all-use 覆盖准则。当所有的 c-use 和 p-use 都被覆盖时，就认为满足 all-use 覆盖准则。all-use 覆盖准则定义如下。

all-use 覆盖

测试集 T 针对 (P, R) 的 all-use 覆盖率计算如下：

$$\frac{CU_c + PU_c}{(CU + PU) - (CU_i + PU_i)}$$

其中，CU、PU 分别是程序 P 中所有变量的 c-use 个数、p-use 个数，CU_c、PU_c 分别是覆盖的 c-use 个数、p-use 个数，CU_i、PU_i 分别是无效的 c-use 个数、p-use 个数。如果 T 针对 (P, R) 的 all-use 覆盖率为 1，则称 T 相对于 all-use 覆盖准则是充分的。

例 6.38 对于程序 P6.16 以及从例 6.36、例 6.37 中导出的测试用例，测试集 $T=\{t_1,t_2\}$ 针对 all-use 覆盖准则是充分的。

6.4.4 k-dr 链覆盖

考虑程序 P 的 k-dr 链 $C=(n_1,n_2,\cdots,n_k)$，其中对于 $1\leqslant i<k$，存在 $d_{n_i}(x_j)$ 和 $u_{n_{i+1}}(x_j)$。根据结点 n_k 的最后一条语句是否是个判定语句，考虑如下两种情况：

1）如果结点 n_k 的最后一条语句不是判定语句，那么，k-dr 链 C 被测试集 T 覆盖当且仅当程序 P 执行测试集 T 时，如下路径被遍历了：

$$(\text{Start},\cdots,n_1,p_1,n_2,\cdots,p_{k-1},n_k,\cdots,\text{End})$$

其中，每一个 $p_i(1\leqslant i<k)$ 是变量 x_j 从结点 n_i 到结点 n_{i+1} 的一条 def-clear 子路径。

2）如果结点 n_k 的最后一条语句是判定语句，那么，k-dr 链 C 被测试集 T 覆盖当且仅当程序 P 执行测试集 T 时，如下路径被遍历了：

$$(\text{Start},\cdots,n_1,p_1,n_2,\cdots,p_{k-1},n_k,r,\cdots,\text{End})$$

$$(\text{Start},\cdots,n_1,p_1',n_2,\cdots,p_{k-1}',n_k,s,\cdots,\text{End})$$

其中，$p_i r$ 和 $p_i' s(1\leqslant i<k)$ 是变量 x_j 的 def-clear 子路径，结点 r，s 是结点 n_k 的直接后继。

上述条件保证，那个包含变量 x_j 沿此路径最后一次使用的判定是被覆盖了的，也就是说，判定的两个分支都被考虑到了。正如例 6.40 所说明的那样，在一次执行中是可能遍历两条路径的。

在确定 k-dr 链时，假定数据流图中的每一个分支都对应一个简单谓词。当程序中的判定是一个复合谓词时，比如 $(x<y)$ and $(z<0)$，则将其分解成两个简单谓词 $x<y$，$z<0$。这种分解要保证数据流图中的每个判定结点都只包含一个简单谓词（参见练习 6.35）。

如果循环中包含某变量的第一次定义或最后一次使用，则必须考虑循环的至少两次迭代。不妨考虑循环的两个迭代次数 1 和 2：

1）循环迭代一次后退出；

2）在相同或不同执行中，循环迭代两次并退出。

例 6.39 考虑例 6.32 中程序 P6.16 的 3－dr 链 $C=(1,5,7)$，链 C 对应于变量的 def-use 序列 $(d_1(x),u_5(x),d_5(z),d_6(z))$，下面的测试用例覆盖了 C：

$$t_1:\ <x=3,\ y=2,\ count=1>$$

例 6.40 考虑例 6.32 中程序 P6.16 的 3－dr 链 $C=(1,4,6)$。注意到，链 C 结束于结点 6，而结点 6 的最后一条语句是个判定语句，结点 7，2 是结点 6 的直接后继。因此，为覆盖 C，必须遍历下面两类子路径：

$$\lambda_1=(1,p_1,4,p_2,6,7)$$

$$\lambda_2=(1,p_1',4,p_2',6,2)$$

其中 p_1，p_2，p_1'，p_2' 是变量 x 的 def-clear 子路径。另外，由于循环中有变量 x 的最后一次使用，因此循环要迭代一个最小的次数以及一个稍大的次数。下面的测试集覆盖了 C：

$$T=\left\{\begin{matrix}t_1:<x=-5,y=2,count=1>\\ t_2:<x=-5,y=2,count=2>\end{matrix}\right\}$$

当程序 P6.16 执行 t_1 时，遍历如下路径：

$$(1,\ 2,\ 3,\ 4,\ 6,\ 7)$$

显然，路径 (1，2，3，4，6，7) 属于 λ_1 类的，其中 $p_1=(2,3)$，p_2 为空。这里，包含 $u_5(z)$ 的循环被遍历一次，这是迭代的最小次数。

当程序 P6.16 执行 t_2 时，遍历如下路径：

$$(1, 2, 3, 4, 6, 2, 3, 6, 7)$$

该路径可以写为：

$$(1, p_1, 4, p_2, 6, 2, p_3)$$

也可以写为：

$$(1, p_1', 4, p_2', 6, 7)$$

其中，$p_1=(2,3)$，$p_2=()$，$p_1'=(2,3)$，$p_2'=(6,2,3)$。p_3 是空路径，p_1、p_2、p_1'、p_2' 都是变量 z 的 def-clear 路径。这样就满足了覆盖子路径 λ_1，λ_2 的条件。因此，测试集 T 覆盖 k-dr 链 C_k。

6.4.5 使用 k-dr 链覆盖

为确定测试集 T 针对 (P, R) 的充分性，k 应取适当的值。因为 k 值越大，覆盖所有 k-dr 链的难度就越大。在确定 k 的值之后，下一步是确定所有 $l-$dr 链 $(1\leqslant l\leqslant k)$，用 k-dr(k) 表示所有 l-dr 链的集合。k-dr 链覆盖充分性准则定义如下。

k-dr 链覆盖

对于给定的 $k\geqslant 2$，测试集 T 针对 (P, R) 的 k-dr 链覆盖率计算如下：

$$\frac{C_c^k}{C^k-C_i^k}$$

其中，C_c^k 是被覆盖的 k-dr 链个数，C^k 是在 k-dr(k) 中的元素个数，C_i^k 是 k-dr(k) 中无效的 k-dr 链个数。如果 T 针对 (P, R) 的 k-dr 链覆盖率为 1，则称 T 相对于 k-dr 链覆盖准则是充分的。

6.4.6 无效的 c-use 和 p-use

为了覆盖一个 c-use 或 p-use，要求遍历程序中的某条路径。但是，如果该路径是无效的，那么，那些要求遍历该路径的 c-use 和 p-use 也可能是无效的。如果没有相应的测试工具，很难发现无效的 c-use 和 p-use。下面的例子说明程序 P6.16 中某个 c-use 为何是无效的。

例 6.41 考虑程序 P6.16，其数据流图如图 6-7 所示。考虑变量 z 在结点 4 的 c-use，它是在结点 5 定义的。为覆盖这个 c-use，程序的控制流必须首先到达结点 5，然后经 z 的一条 def-clear 路径转到结点 4。

进一步分析发现：要使控制流首先到达结点 5，必须有 $x>0$；要使控制流从结点 5 转到结点 4，必须遍历结点 6，2，3；但这是不可能的，因为只有 $x\leqslant 0$ 时，才能遍历边 (2, 3)。

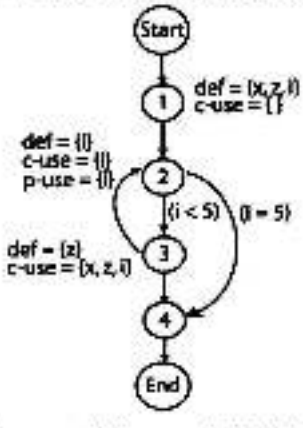


图 6-10 程序 P6.18 的数据流图

注意，变量 x 除了在结点 1 处被定义外，未在程序中其他地方定义过。因此，当控制流第一次到达结点 2 时，如果 $x>0$，那么，在循环的任何后续迭代中，不可能有 $x\leqslant 0$。这意味着，覆盖变量 z 在结点 4 的 c-use 所需要的条件不可能成立。因此，变量 z 在结点 4 的 c-use 是无效的。

例 6.42 一个迭代次数固定的 for 循环也可能产生无效路径。考虑下面的程序，它在进入循环前定义了变量 x，并在循环体中以及循环刚退出时使用 x。这样，在第 5、第 7 行都有变量 x 的一个 c-use。程序的数据流图如图 6-10 所示。

程序 P6.18

```
1  begin
2    int x,z,i
3    input(x); z=0;
4    for(i=1; i<5, i++){
5    z=z+x*i;
6      }
7    output(x, z);
8  end
```

为了覆盖变量 x 在第 7 行的 c-use，需要遍历路径（Start，1，2，4，End）。但是，这条路径是无效的，因为 for 循环体将执行 5 次，而不是遍历该路径所要求的 0 次。

6.4.7 上下文覆盖

设 P 是被测程序，F 是其数据流图，t 是针对程序 P 的一个测试用例，$X(k)$ 是 F 中结点 k 的输入变量集合，$EDC(k)$、$OEDC(k)$ 分别是结点 k 的基本数据上下文和有序基本数据上下文。如果程序 P 执行测试用例 t 时满足下列两个条件，则称测试用例 t 覆盖了结点 k 的基本数据上下文 $EDC(k)$：

1）当 P 执行 t 时，结点 k 在遍历的路径之中。

2）当控制流沿此路径到达结点 k 时，所有在 $EDC(k)$ 中的变量定义都是活跃的。

如果结点 k 数据上下文 $DC(k)$ 中的所有基本数据上下文都被覆盖了，则称结点 k 的数据上下文 $DC(k)$ 被覆盖。类似地，如果程序 P 执行测试用例 t 时满足下列条件，则称测试用例 t 覆盖了结点 k 的有序基本数据上下文 $OEDC(k)$：

1）当 P 执行 t 时，结点 k 在遍历的路径之中。

2）当控制流沿此路径到达结点 k 时，所有在 $OEDC(k)$ 中的变量定义都是活跃的。

3）变量在 $X[k]$ 中的定义顺序与在 $OEDC(k)$ 中的顺序相同。

如果结点 k 的有序数据上下文 $ODC(k)$ 中的所有有序基本数据上下文都被覆盖了，则称结点 k 的有序数据上下文 $ODC(k)$ 被覆盖。

基本数据上下文和有序基本数据上下文测试充分性准则定义如下。

基本数据上下文覆盖

给定满足需求 R 的程序 P，其数据流图包含 n 个结点，测试集 T 针对（P，R）的基本数据上下文覆盖率计算如下：

$$\frac{EDC_c}{EDC - EDC_i}$$

其中，EDC 是程序 P 中所有基本数据上下文的个数，EDC_c 是被覆盖的基本数据上下文的个数，EDC_i 是无效基本数据上下文的个数。如果 T 针对（P，R）的基本数据上下文覆盖率为 1，则称 T 相对于基本数据上下文覆盖准则是充分的。

有序基本数据上下文覆盖

给定满足需求 R 的程序 P，其数据流图包含 n 个结点，测试集 T 针对（P，R）的有序基本数据上下文覆盖率计算如下：

$$\frac{OEDC_c}{OEDC - OEDC_i}$$

其中，$OEDC$ 是程序 P 中所有有序基本数据上下文的个数，$OEDC_c$ 是被覆盖的有序基本数据上下文的个数，$OEDC_i$ 是无效有序基本数据上下文的个数。如果 T 针对 (P, R) 的有序基本数据上下文覆盖率为 1，则称 T 相对于有序基本数据上下文覆盖准则是充分的。

在上述两个定义中，分别计算了基本数据上下文和有序基本数据上下文覆盖率。还有一个替代的办法，就是定义数据上下文和有序数据上下文覆盖准则（参见练习 6.39）。数据上下文和有序数据上下文覆盖准则没有上面定义的覆盖准则精确。例如，根据数据上下文覆盖准则，如果数据上下文中任何一个基本数据上下文未被覆盖的话，这个数据上下文就被认为没有覆盖。

例 6.43 针对程序 P6.16，其数据流图如图 6-7 所示。计算下面测试集 T 的基本数据上下文覆盖率：

$$T=\left\{\begin{array}{l} t_1:<x=-2,y=2,count=1> \\ t_2:<x=-2,y=-2,count=1> \\ t_3:<x=2,y=2,count=1> \\ t_4:<x=2,y=2,count=1> \end{array}\right\}$$

假设程序 P6.16 执行上述测试集，针对每一个测试用例，下表显示了覆盖的路径、覆盖的基本数据上下文、累积的基本数据上下文（EDC）覆盖率。带星号的结点表示相应的基本数据上下文已经被覆盖，不再计入累积的 EDC 中。

从图 6-7 和例 6.34 的表中，得知程序 P6.16 的基本数据上下文总数为 12。因此，测试用例 $t_j(1\leqslant j\leqslant 4)$ 的累积 EDC 覆盖率按 $EDC_c/12$ 计算，其中 EDC_c 是程序执行 t_j 时覆盖的基本数据上下文个数。注意，可以使用例 6.34 中从结点 4 到结点 7 的 4 个数据上下文来计算数据上下文覆盖率。如果是那样的话，当其所有基本数据上下文都被覆盖时，才认为该数据上下文被覆盖。

测试用例	覆盖的路径	覆盖的基本数据上下文 [结点：EDC]	累积的 EDC 覆盖率
t_1	(1, 2, 3, 4, 6, 7)	4:($d_1(y)$, $d_1(z)$) 6:($d_1(x)$, $d_1(y)$, $d_4(z)$, $d_1(count)$) 7:($d_4(z)$)	3/12 = 0.25
t_2	(1, 2, 3, 6, 7)	6:($d_1(x)$, $d_1(y)$, $d_1(z)$, $d_1(count)$) 7:($d_1(z)$)	5/12 = 0.42
t_3	(1, 2, 5, 6, 7)	5:($d_1(x)$) 6:($d_1(x)$, $d_1(y)$, $d_2(z)$, $d_1(count)$) 7:($d_2(z)$)	8/12 = 0.67
t_4	(1, 2, 5, 6, 2, 5, 6, 7)	5*:($d_1(x)$) 6*:($d_1(x)$, $d_1(y)$, $d_2(z)$, $d_1(count)$) 5*:($d_1(x)$) 6:($d_1(x)$, $d_2(y)$, $d_2(z)$, $d_2(count)$) 7*:($d_2(z)$)	9/12 = 0.75

从上表最右侧的一列可以看出，测试集 T 针对基本数据上下文覆盖准则是不充分的。注意，测试集 T 针对 MC/DC 覆盖准则却是充分的。

6.5 控制流与数据流

基于控制流的测试充分性准则旨在测试程序中大量的甚至是无穷多路径中很少的一部分路径。例如，如果测试时遍历的路径涉及了被测程序中所有的基本块，则认为满足了基本块覆盖准则。基于数据流的测试充分性准则的目的也是从被测程序的众多路径中选择一些来执行。例如，如果测试时遍历的路径覆盖了所有的 c-use，则认为满足了 c-use 覆盖准则。但是，有时基于数据流的测试覆盖准则比基于控制流的测试覆盖准则（包括 MC/DC 覆盖准则）具有更强的错误检测能力。为了证明此论断，再次考虑程序 P6.16。假设下面的测试集 T 是根据程序 P6.16 的需求（虽然我们并未详细描述其需求）设计出来的：

$$T=\left\{\begin{array}{l} t_1:<x=-2,y=2,count=2> \\ t_2:<x=2,y=2,count=1> \end{array}\right\}$$

令人惊奇的是，除了 LCSAJ 准则之外，测试集 T 针对前文描述的所有基于控制流的测试准则都是充分的，即针对基本块覆盖、条件覆盖、多重条件覆盖和 MC/DC 覆盖准则，其覆盖率都是 100%。但是，T 的 c-use 覆盖率仅有 58.3%，p-use 覆盖率仅有 75%。如果用错误检测能力来衡量，这个例子说明基于数据流的测试充分性准则比那些基于控制流的测试充分性准则更有可能检测出程序中的错误。

例 6.44 假设程序 P6.16 的第 14 行有一个错误，正确的语句应该是：

```
14    y = x + y + z
```

下面的测试集 T 针对 MC/DC 覆盖准则是充分的：

$$T=\left\{\begin{array}{l} t_1:<x=-2,y=2,count=1> \\ t_2:<x=-2,y=-2,count=1> \\ t_3:<x=2,y=2,count=1> \\ t_4:<x=2,y=2,count=2> \end{array}\right\}$$

P6.16 执行 T 时，得到 z 的值如下：

$$z(t_1)=1.0$$
$$z(t_2)=0.0$$
$$z(t_3)=0.5$$
$$z(t_4)=0.5$$

很容易验证，正确的程序执行测试集 T 时，得到 z 的值也是这样。那么就可以说，测试集 T 没有检测出程序 P6.16 中的那个简单错误。而 T 的 c-use 覆盖率、p-use 覆盖率分别是 0.75、0.5（包括无效的 c-use）。T 没有覆盖的一个 c-use 就是在第 8 行的 y，它的定义在第 14 行。为了覆盖这个 c-use，需要一个测试用例，它能确保程序 P6.16 按下面的顺序执行：

1）控制流必须到达第 14 行（任何一个测试用例都能满足这一点）。

2）控制流必须到达第 8 行；要满足这个要求，必须有 $count>1$，这样循环才不结束，并且条件 $x\leq 0$ 和 $y\geq 0$ 必须为真。

下面的测试用例可以满足上面列举的条件：

$$t_5:<x=-2,\ y=2,\ count=2>$$

程序 P6.16 执行 t_5 时，导致 y 在第 8 行的 c-use 被覆盖，但是输出的 z 是 1.0，而正确程序输出的 z 是 2.0。因此，测试用例 t_5 检测出了程序 P6.16 中的错误。

尽管在例6.44中，通过覆盖c-use检测出了程序中的错误，但面临的一个重要问题是“每一个覆盖例6.44中提到的c-use的测试用例都能检测到这个错误吗?”这个问题留在练习6.34中来回答。同时还需要注意的是，尽管上面的测试集T没有检测出程序P6.16中的错误，但是另外某些MC/DC充分测试集也许能检测到这个错误。

6.6 包含关系

已经讨论了大量的基于控制流和数据流的准则来评定测试的充分性。这些准则从被测软件巨量的甚至是无限的输入以及程序执行路径中选择一小部分合适的来执行。所有基于数据流和控制流的测试准则的目的都是一样的，即辅助测试人员从被测程序的所有路径中选出一个合适的子集。基于此，下面的两个问题很有意义：

包含性 给定测试集T，它针对测试准则C_1是充分的，针对另一个测试准则C_2，能得出什么结论?

有效性 给定测试集T，它针对测试准则C是充分的，在检测错误的有效性方面，能期望些什么?

本章主要涉及第一个问题。图6-11说明了本章介绍的部分测试充分性准则之间的包含关系。

例6.45 程序P6.19有3个输入x，y和z，并计算p。

程序 P6.19

```
1  begin
2    int x, y, z, p;
3    input (x, y, z);
4    if (y<=0) {
5      p=y*z+1;
6    }
7    else{
8      x=y+z+1;
9    }
10   if (z<=0){
11     p=x+z+1;
12   }
13   else{
14     p=z*z+1;
15   }
16   output (p);
17 end
```

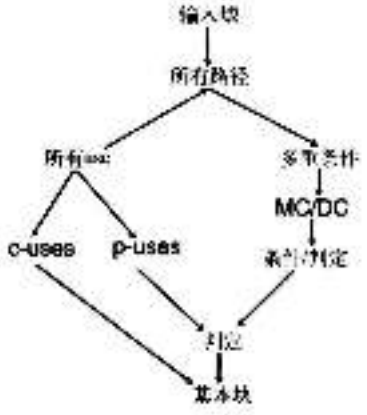


图6-11 基于控制流和数据流的不同测试充分性准则之间的包含关系。$X \rightarrow Y$表示X包含Y。参见参考文献注释中的相关文献，它们指出了满足这些关系所需的假设条件

程序P6.19的如下测试集T针对p-use准则是充分的：

$$T=\left\{\begin{matrix}t_1:<x=5,y=-2,z=1>\\t_2:<x=5,y=2,z=-1>\end{matrix}\right\}$$

但是，T不覆盖c-use$(d_1(x),u_{11}(x))$。这个例子说明：一个p-use充分的测试集不一定是c-use充分的。

注意，对于程序P6.19，覆盖c-use$(d_2(x),u_{11}(x))$的测试用例一定导致第4行、第10行的条件计算结果为真。满足p-use充分性并不一定要求这种条件组合（参见练习6.42）。下面

的例子说明 c-use 充分的并不一定也是 p-use 充分的。

例 6.46 对程序 P6.20 输入 x、y，计算 z。

程序 P6.20

```
1  begin
2    int x, y, z=0;
3    input (x, y);
4    if (y<0) {
5      z=y*x+2;
6    }
7    z=z*z+1;
8    output (z);
9  end
```

程序 P6.20 的如下测试集 T 针对 c-use 准则是充分的，但针对 p-use 准则却是不充分的：

$$T=\{t_1<x=5,y=-2>\}$$

6.7 结构性测试与功能性测试

通常认为，当测试人员度量代码覆盖时，采用的是结构性测试方法，也称白盒测试方法或玻璃盒测试方法。另外也有人认为，结构性测试是将被测软件的行为与程序员在源代码中表达的明确意图相比较，而功能性测试是将被测软件的行为与软件需求规范相比较。下面从不同的角度来描述结构性测试与功能性测试的区别。

正如在第 6.1.2 节和第 6.1.3 节中解释的那样，代码覆盖程度的度量是评价一个测试集 T 是否优秀或完全的一种方法，而测试集的目的在于检测被测软件 P 的行为是否与软件需求规范相符合。这样，当程序 P 执行测试集 T 中的测试用例 t 时，测试人员实际上是将程序 P 的行为与软件需求规范进行比较，因为测试用例 t 本身就是从软件需求规范中导出的。

当成功执行完测试集 T 中的所有测试用例后，测试人员可以从至少两个选项中选项一个：其一是采用非基于代码覆盖的测试准则来评价测试集 T 的优秀程度；另一个则是采用代码覆盖来评价测试集 T。

如果测试人员选择了第一个，就说测试人员在没有任何基于代码的测试充分性度量辅助的情况下完成了功能性测试。当然，测试人员可以使用非基于代码的测试充分性准则，比如需求覆盖。但是，当测试人员选择第二个时，就度量了某种形式的代码覆盖，并且这种代码覆盖可能用来增强测试集 T。如果觉得测试集 T 针对某个基于代码的充分性准则（比如充分性准则 C）是充分的，那么测试人员可以决定采用更强的充分行准则进一步评价测试集 T，或者认为 T 已经满足了要求。

当测试集 T 针对准则 C 不充分时，测试人员需要像设计、执行测试集 T 中的测试用例那样，继续设计、执行新的测试用例。例如，假设覆盖度量指出函数 myfunc 中第 136 行的判定 d 未被覆盖，期望测试人员能根据软件需求确定为什么这个判定没有被覆盖。有几个可能的原因，列举如下（其中软件需求的标识是任意的）：

- 测试集 T 中没有用于测试需求 R_{11} 的测试用例。
- 仅使用默认参数对需求 R_6 进行了测试，使用别的输入参数值测试 R_6 将覆盖判定 d。
- 判定 d 只有在测试用例先测试需求 R_{23}，接着测试需求 R_{15} 之后，才能被覆盖。

一旦确定了未覆盖的原因，测试人员就可继续设计新的测试用例 t'。然后对程序 P 执行 t'，

以确保程序 P 的行为与需求一致。

对程序 P 执行 t' 会有几个可能的结果。一种结果是判定 d 依然没有被覆盖，说明 t' 设计得不合适。另一种结果是程序 P 执行 t' 时行为不正确。不管是哪种情况，测试总是针对需求的，而覆盖度量只是作为探测测试集 T 是否充分的一个手段。

以上讨论得到一个结论，即结构性测试是功能性测试外加基于代码的充分性度量。因此，与其将结构性测试和功能性测试看作两种不同的测试方法，倒不如将它们视作互为补充。这样，就可将结构性测试当作功能性测试的增强。通过度量代码覆盖并用这种度量来增强功能性测试中设计的测试集，就可把结构性测试当作功能性测试的一部分来进行。

6.8 覆盖度量的可量测性

也许有人会说，代码覆盖度量以及基于这种度量的测试增强仅适用于单元测试。这种争辩隐含的一个意思是，代码覆盖度量不适用于集成测试和系统测试。在本节的余下部分，我们将讨论代码覆盖度量的实用性，并向测试人员提出如何针对大型软件量测覆盖度量以及增强其测试过程的建议。

假设测试人员能够访问被测软件的源代码，这时进行代码覆盖测试就是可能的。但是，虽然基于二进制代码也可能进行代码覆盖度量，但不能访问源代码使得度量代码覆盖即使有可能也是特别困难的工作。一些工具，像 Joy Agustin 开发的 JBlanket 以及基于 Apache 软件许可证的 Quilt，可以通过插装目标码（Java 字节码）来度量某些类型的代码覆盖。但是，其他一些代码覆盖度量的工具通常都依赖于插装源代码。因此，如果得不到源代码就不能使用这些工具。

开放系统 首先考虑开放系统。所谓开放系统，是指不嵌入在任何特定硬件当中、能在开放桌面环境下运行的应用程序。这种应用的例子随处可见，包括办公软件产品、Web 服务以及数据库系统等。

如果能访问到这些应用程序的源代码的话，测试人员就有机会使用基于代码的覆盖准则来评价测试。然而在测试大型软件系统时，具备覆盖度量工具几乎是必需的。可用覆盖度量工具来插装这些代码。在测试执行过程中，代码覆盖率是被实时监测的；当完成一定量的测试后，最终的代码覆盖率会被显示出来。所有的覆盖度量工具都以某种方式显示代码覆盖值，这个值可以用来判定测试的充分性。

增量式与选择性覆盖度量 覆盖大型软件所需的数据量可能是庞大的。例如，如果应用软件包含10 000个模块、涉及45 000个条件，这将导致出现巨量的覆盖数据。如此巨量数据的存储和显示对测试人员和覆盖度量工具来讲都是个挑战。例如，测试进度慢得令人难以接受；磁盘空间不足，难以存储所有覆盖数据；覆盖度量工具也可能因为没有在如此巨量数据环境下进行过测试而崩溃。这些问题可以通过增量式度量和增强来解决。

增量式覆盖度量可分几种方式进行。其中一种方式是给代码元素建立层级图，然后根据一些准则（比如使用频度或者重要性）对这些元素进行优先级排序。这样，在一个包含10 000个模块的大型软件中，可能要创建3个优先级递减的模块集，比如 M_1、M_2 和 M_3。代码度量工具就可以先对 M_1 中模块的代码进行插装和覆盖度量，并根据得到的覆盖数据对测试进行增强。对 M_2、M_3 中的模块重复同样的过程。

减少进行代码覆盖度量的模块数，将减轻代码覆盖度量工具的负担，也能减轻测试人员处理测试覆盖数据、为提高覆盖率而增强测试的难度。然而，单纯地减少模块数也许还不够。在

这种情况下，测试人员可以将模块集（比如 M_1）进一步分解为代码元素，并对其进行优先级排序。这种分解可以基于单个的类甚至方法。这样的分解进一步减少了将要插装的代码数量以及测试人员为增强测试而需分析的数据量。

除了限制进行覆盖度量的代码，也可以限制选用的覆盖准则。例如，可以从被测软件模块的方法覆盖或函数覆盖开始进行度量。一旦度量完代码覆盖，增强了测试，获得了充分的代码覆盖，就可以转到其他代码，重复这个过程。

嵌入式系统 在代码覆盖度量中，嵌入式系统是一个艰巨任务。困难主要在于有限的内存空间，在某些情况下还因为严格的时间约束。当在嵌入式环境下测试时，插装代码有可能增大代码的规模，可能会造成可用内存空间不够；即使存在足够的内存空间，又可能影响实时约束，进而影响被测软件的行为。

内存限制可以通过至少两个方法来克服。一个是使用上述讨论的增量式覆盖思想，每次只插装代码的一部分。这样，对代码覆盖的度量分几次才能完成，因此会增加完成代码覆盖度量的时间。另一个克服内存限制的方法是基于硬件的。使用工具对程序执行进行剖面分析，在机器代码中获得分支点。剖面分析是通过监测微处理器—内存总线，采用非植入方式实现的。将获取的分支点映射到源代码，再进行代码覆盖度量，比如基本块、分支覆盖等。

面向对象程序的代码覆盖度量 在面向对象设计中，程序员使用类和方法来构造程序。一个类封装了一个或多个方法，并作为创建对象的模板。这样，虽然本章讨论的所有代码覆盖准则都可用于面向对象的程序，但还可另外设计一些代码覆盖度量方法，如方法覆盖、上下文覆盖、对象覆盖等。

小结

本章详细了采用结构性覆盖准则进行测试评价和测试增强的基础知识。这些覆盖准则分为基于控制流的和基于数据流的。每一个覆盖准则都通过实例来定义和说明。这些实例也说明当某个覆盖准则被满足时，故障是如何检测出来的，或是如何漏掉的。大量商用测试工具都实现了最简单的基于控制流的覆盖准则，如语句覆盖、判定覆盖等。

本章也介绍了几个基于数据流的充分性准则，如 c-use 覆盖、p-use 覆盖和 all-use 覆盖。一些没有包含在此的基于数据流的覆盖准则，列在本章参考文献注释中。尽管基于数据流的覆盖准则比基于控制流的覆盖准则更强，但是很少有商用测试工具支持。Telcordia Technologies 公司的 Suds 以及一些教学科研机构的好工具，正在使这种现状得到改观。

本章并没有完全涵盖所有的基于控制流和数据流的充分性准则。还有很多充分性准则，如数据上下文覆盖准则等。某些未被涵盖的充分性准则在本章参考文献注释中作了简要介绍。

参考文献注释

测试充分性 测试充分性也称为测试完全性，这个概念同软件测试一样久远，自从有了软件测试就有了测试充分性。提及 Miller 和 Maloney [329] 在 1963 年发表的论文，Paige 和 Balkovich 写到："这类测试的目的就是使每一条路径都被遍历至少一次" [383]。显然，Paige 和 Balkovich 是在介绍一种测试充分性准则，那就是完全的路径覆盖。考虑到因存在循环而出现无数条路径的可能性，他们进一步写到："可以用两种方式来测试循环，这依赖于循环次数是受输入数据的影响还是次数固定的。"基于此，他们给出了测试循环的方法。

Howden 定义了内部边界（boundary interior）测试路径的概念［233］，并提出一种方法来选择测试数据以执行这些路径，只要这些路径可达。Howden 定义的这个内部边界方法是测试程序和循环中的所有可能路径，并执行循环的所有边界和内部测试。循环的边界测试保证控制流到达循环但不迭代该循环（即不执行循环体），循环的内部测试执行循环体至少一次。同比，Howden 的测试完全性准则同 Page 和 Balkovich 介绍的类似，只是 Howden 还建议测试循环（测试零次、一次或多次）。Chusho［89］提出了一种采用基本分支（essential branches）概念来选择覆盖路径的方法。

Zhu 等人提供过一个关于测试覆盖度量和测试充分性度量的详细综述［547］。他们将测试数据充分性准则定义为终止规则，测试充分性度量准则也一样。将测试充分性准则分为基于规范的和基于程序的两类。大量基于控制流和数据流的覆盖准则以及基于变异的覆盖准则都包含在该综述中。

Goodenough 和 Gerhart 正式定义了测试完全性或者说测试充分性准则的属性［174～176］，严密地给出了理想测试、成功测试、可靠准则和有效准则的概念。Goodenough 和 Gerhart 工作的另一个重要贡献在于对 Naur 程序［348］的精确分析，Naur 程序在业界传播甚广，并被认为证明是正确的。Goodenough 和 Gerhart 指出了程序中的错误，这使他们发现形式证明的局限性，以及软件测试与形式证明之间的互补性。

另一个经典的论文由 DeMillo 等人［122］所著，它引入了程序变异的思想，并介绍如何用程序变异来评价测试的完全性。论文介绍并解释了本书第7章提及的耦合效果（coupling effect）概念。DeMillo 等人还通过实例证明，根据“暴露简单错误”原则导出的测试数据也比随机选择的数据强。DeMillo 等人的工作也包含了多条件/判定覆盖的思想，只不过它不叫 MC/DC（参见［122］的35～36页）。论文首次证明如何采用软件错误研究中的发现来设计充分的测试集，就像 Youngs［541］指出的那样。

Woodward 等人为测试设计定义了 LCSAJ 准则［533］，并将其用于数值计算程序的测试［212］。他们开展过一个评价 LCSAJ 准则错误检测效力的实证性研究工作。

Belli 和 Dreyer 使用正则表达式来表示 Howden 内部边界测试中的各类路径［40］。程序的控制流结构可以用正则表达式来表示。采用双向扩展（biexpansion）的概念将正则表达式 R 扩展成对偶类（biclasses）。如果每个对偶类对应的路径至少一条被覆盖，那么就认为针对该对偶类集合的测试集是充分的。针对五个包含错误的程序（包括 Goodenough 和 Gerhart 以前研究过的 Naur 程序［348］），Belli 和 Dreyer 研究了这个测试准则的错误检测效力。他们发现，该准则能够检测出除 Naur 程序中错误之外的所有错误。他们也详细分析了 Naur 程序的错误，以及针对不同面向路径准则充分的测试集在检测 Naur 程序错误时的情况。

Pavlopoulou 和 Young 提出了一种在驻留环境中有效监测代码覆盖的方法［392］。ICSE 研讨会探讨了一项运程度量驻留软件质量的技术［376］。

Marre 和 Bertolino 提出采用生成集（spanning set）方法来获得元素的最小集，该最小集足以完全覆盖给定集合 E 中的所有元素。他们提出的算法能够获得集合 E 中包含的元素的最小集合，该集合能满足不同的基于控制流、数据流覆盖准则的充分性要求。实证性研究表明，采用生成集方法导出的测试集在提高覆盖率和检测错误方面是有效的。Wong 等人早期在代码覆盖有效性方面的研究结果［522，523］也被 Marre 和 Bertolino 的研究工作所证实。

Taylor 等人提出了并发程序结构性测试的充分性准则［473］。Wong 等人描述了一个采用可达性图（reachability graph）设计并发程序测试集的方法［524］。设计的测试集能够满足全结点、全边准则。注意，Wong 等人的算法产生的测试集针对的充分性准则与 Taylor 等人提出

的充分性准则是不同的。

虽然为了提高所交付软件的质量，几乎都采用不同形式的基于代码的覆盖性准则来评价测试的充分性，但这样有可能会不当地使用覆盖数据。Marick 给出了一些对覆盖数据的不合理解释［308］。尽管测试有可能没有检测出程序中的常见错误，其中这些测试是满足一个或多个覆盖性准则的，Weyuker 还是指出了代码覆盖度量如此重要的四个原因［509］。

MC/DC 覆盖 自从其被作为机载软件的标准要求之后，MC/DC 覆盖开始流行起来了［410，411］。Hayhurst 等人编写过一本关于 MC/DC 覆盖的精彩教程［210］。Chilenski 和 Miller 描述了 MC/DC 覆盖对软件测试的适用性［82］。Hayhurst 和 Holloway 发表过一篇关于航电软件指南的重要文章［209］。

Leveson 和 Dupuy 评价了基于 MC/DC 的测试充分性准则在高能瞬态探测器（HETE－2）卫星软件错误检测方面的效能［288］。Rayadurgam 和 Heimdahl 提出了一种采用模型检测自动生成 MC/DC 充分测试集的方法［409］。Kapoor 和 Bowen 研究过判定覆盖、全谓词覆盖（FPC）、MC/DC 覆盖在错误检测效能方面的差异［251］。他们发现，随着程序中条件数量的增加，DC 和 FPC 的平均效能下降，而 MC/DC 的效能保持不变。Woodward 和 Hennel 将所有 Jump-to-Jump（JJ）路径与 MC/DC 覆盖准则进行过比较［534］。他们发现，针对在特定条件下编写的程序，所有 JJ 路径都包含 MC/DC。

控制流覆盖度量工具 大量的商用和其他工具都能够度量不同类型的代码覆盖。这里只介绍很少的几种。Telcordia Technologies 公司的 ATAC 和 Suds 可度量 C 程序的块覆盖、判定覆盖、条件覆盖以及数据流覆盖［224，225］。Magellan［455］是微软使用的一个工具集，其中的一个工具通过插装二进制代码来收集基本块和边覆盖。在二进制代码级获得的代码覆盖率可通过图形化方式在源代码级显示出来，而代码覆盖数据可以在用户态和核心态进行收集。

Masood 和 Husted 描述了 JUnit，它是一个 Java 类的覆盖度量工具［309］。JUnit 度量基本块覆盖和判定覆盖。IBM 的 Rational PurifyPlus 是一个 Linux 和 UNIX 平台上的覆盖分析工具，用于度量 C、C++ 和 Java 程序的基本块覆盖。除此之外，PurifyPlus 能检测内存冲突和内存泄露。Agustin 开发的 JBlanket 可度量 Java 程序的方法覆盖［14］，JBlanket 通过插装 Java 字节码来度量方法覆盖。除了确定多少方法被调用外，它还能识别出那些没有被测试的方法。

还有其他几个工具能度量 Java 程序测试集的充分性，包括 Cenqua 的 Clover，开源工具 Quilt、Codework 的 JCover。IBM 的 Rational PureCoverage 支持 Windows NT 和 UNIX 平台，可度量 Java 和 Visual C++ 程序。BullseyeCoverage 是 Bullseye Technology 公司（www.bullseye.com）的 C++ 覆盖分析器。

Cantata 和 Cantata++ 来自于 IPL。这些工具可用于度量 OO 程序的覆盖。Cantata++ 使用上下文覆盖的概念在出现多态时辅助进行覆盖度量，方法覆盖及其上下文（即封装了方法的对象和类）的覆盖都可度量。其他几个工具，例如 Borland 的 Optimizeit 采用用户友好的方式来度量 OO 程序中的方法和类覆盖。

Rocha 研究过工具 J-FuT，它使用等价类划分和边界值分析等技术进行 Java 程序的功能测试［419］，其创新之处在于能够采用基于代码的覆盖准则来评价功能测试的充分性。因此，与其他几个覆盖度量工具一样，J-FuT 支持本章描述的测试设计——测试增强模式。J-FuT 采用了面向方面的编程技术，以便强制性地将对测试相关程序代码的关注点分离出来。

基于数据流的充分性准则 Herman 在 1976 年就提出了在软件测试中使用数据流分析的思想。同年，Fosdick 和 Osterweil 建议采用数据流分析来开发可靠性高的软件［149］。20 世纪 70 年代后期，基于数据流测试充分性准则的理论和实践一直是一部分研究人员关注的焦点，他们

的目标始终是定义充分性准则以便从程序的所有路径之中选择一个路径子集。

Korel 和 Laski [267, 280] 以及 Laski [278] 为测试用例选择提出过面向数据流的准则。Rapps 和 Weyuker [407, 408] 也独立地提出过不同的基于数据流的测试充分性准则。虽然 Rapps 和 Weyuker、Korel 和 Laski 提出的充分性准则都是基于程序中数据流概念的，但是具体的准则还是有所不同。例如，Korel 和 Laski 提出的有序数据上下文概念就同 Rapps 和 Weyuker 定义的有所不同。Ntafos 提出过采用 k 元组方法作为 def-use 对方法的扩展 [352, 353]。Harrold 和 Rothermel 研究过数据流在 OO 类测试中的应用 [200]。

通过理论分析，Clarke 等人比较过不同的基于控制流和基于数据流的充分性准则，并且建立了它们之间的层次关系 [93, 94]。这是一项细致而彻底的研究工作，精确地定义了不同控制流、数据流准则之间的包含关系。Ntafos 建议修改 Clarke 等人提出的层次关系 [354]，这种修改是基于 Ntafos 对数据流策略定义的解释的。

早期数据流测试的研究工作主要是针对过程或函数内的数据流。Harrold 和 Soffa 研究了过程间的数据流分析，并提出了测试跨过程数据流的方法 [202]。Ostrand 描述了如何精确地使用指针的 C 程序中的数据流 [378]。Liu、King 和 Hsia 使用数据流来测试 Web 应用软件 [296]。Tsai 等人使用数据流来测试 OO 程序中的类 [478]。Liu 还使用数据流来测试 JSP 程序 [295]。

数据流测试的效能 开展过一些理论和实证研究，旨在评价不同的面向数据流的测试充分性准则在错误检测方面的效能。Hennel 等人在研究 ALGOL 68 数值计算程序时使用过数据流 [214]。Howden 采用数据流分析来研究数值计算程序中的错误及其确认 [234, 237]。以 IMSL 图书馆中的一个错误作为实例，Howden 证明了一个变量的错误数据流是如何引起错误的，他称之为数据流错误。虽然这个研究工作并非旨在评价基于数据流充分性准则的效能，但它确实说明了在软件测试中考虑数据流的重要性。

Frankl 和 Weyuker 分析性地研究过数据流测试的错误检测能力 [155]，他们研究过包含关系与错误检测效能之间的关系。之前，Hamlet 已证明：假设准则 C 包含准则 C_2，程序 P 的 C_1 充分的测试集有可能检测不出 P 中的错误，但 C_2 充分的测试集却可能检测到。为评价数据流测试的成本与错误检测效能之间的关系，Weyuker 开展过案例研究 [510, 511]。Mathur 和 Wong 分析性地比较过基于数据流和基于变异测试充分性准则的错误检测能力 [319]。

Wong [520]、Mathur 和 Wong [318]、Frankl 等人 [153]、Offutt 等人 [367] 比较过基于数据流和基于变异测试充分性准则的错误检测效能。这些实证性研究都得到一个普遍结论，那就是基于变异的测试充分性准则在检测程序错误方面能力更强。但是，其他研究工作发现的这两类准则的错误检测能力差异并不明显。Frankl 和 Weise 比较过分支测试和数据流测试的错误检测效能 [152]。

数据流测试工具 数据流覆盖的度量最好在自动化工具的帮助下进行。Frankl 和 Weyuker 开发了 ASSET，它是一个度量 Pascal 程序数据流覆盖的工具 [154]。

Laski 的实验性工具为 STAD，后来研究程序中的数据流模式 [279]。

Horgan 在 Bellcore（现在 Telcordia Technologies）领导的研究小组开发了 ATAC，它是一个 C 程序的控制流和数据流覆盖度量工具 [224, 225]。后来，ATAC 增加了友好的图形用户界面，并且工具也进行了进一步的扩展，为测试者增加了额外的工具，这就导致了后来的 Suds 工具集。

Chaim 开发了 POKE-TOOL，一个 C 程序的数据流测试工具 [73]。POKE-TOOL 的创新之处在于它对 Maldonado 等人描述的潜在使用（potential use）概念的实现 [303]。Virgilio 等人

指出基于潜在使用的覆盖准则比 all-use 覆盖准则具有更强的错误检测能力 [486]。

Harrold 和 Soffa 研究过一个过程间数据流测试工具 [202]。

文献中报告的大量实证性研究都是使用 ASSET、ATAC 和 χSuds 完成的。χSuds 继续用于一些大学的软件测试和软件工程教学。Ostrand 和 Weyuker 研究过一个用于 C 程序数据流充分性度量的工具，TACTIC [381]。TACTIC 的创新之处在于其能在有指针的情况下对数据流进行全面的分析。

基于数据的覆盖 虽然人们主要关注的是基于代码属性（比如控制流和数据流等）的充分性准则，但可采用其他基于测试数据属性的充分性准则。Netisopakul 等人 [349] 为测试设计提出了一个数据覆盖策略。该策略向测试集产生输入数据，测试集的大小受限于输入数据的大小。策略的中心思想是生成测试输入，这些测试输入的规模从小到大直到某个临界点，以致于当测试输入的规模超过该临界点时，测试集再也检测不出错误。经试验表明，该策略的错误检测能力强于语句覆盖。

Vilolik [350] 提出了一种新颖的基于振荡多样性（oscillation diversity）技术的充分性评价方法。一个测试集的振荡多样性用它在代码和数据流覆盖中获得偏移（dispersion）的能力来度量。例如，用被测条件分支输出结果中 true、false 的数量差异来度量振幅。可以通过增加测试用例数来增加测试集的多样性，从而使振幅在某个给定的方向（如 true 或 false 方向）上得到增加。这项研究工作的另一个创新之处在于它在软件测试的环境中定义了阻抗、感应系数和 Tera（类似于 Herz）的概念。

硬件设计的覆盖 我们通常使用专门的硬件描述语言（HDL）如 Verilog 来表示硬件设计。流片之前要对硬件设计进行测试。一些研究人员已经给出了评价 HDL 测试充分性的覆盖准则。Tasiran 和 Keutzer 为硬件设计提出了一套覆盖准则 [472]，他们提出的覆盖准则不同于软件测试中采用的覆盖准则。硬件设计的并发性促使了这些准则的诞生。

Katrowitz 和 Noack 描述了在 DEC 基于 Alpha 21164 芯片的微处理器设计的测试中使用覆盖分析的情况 [254]。他们针对不同的覆盖度量，评价了伪随机测试的充分性。虽然他们研究过几个覆盖度量标准，他们也指出，尽管进行了覆盖分析，还是有极少量的错误混进了最终的成品中。他们得出的结论是，旁路覆盖（即跳过正常的数据流）和多级事件覆盖对检测这些混进的错误是必需的。

Benjamin 等人研究过一个覆盖驱动的测试生成器 GOTCHA，它能生成在有限状态模式下获得状态和转换覆盖的测试集 [42]。Wang 和 Tan 讨论过几种用于 Verilog 中硬件设计测试的基于覆盖的方法 [501]。他们称，硬件设计师可以从覆盖数据中获得有益的反馈信息，即使是不完全的覆盖。

Shye 等人研究过一种方法和一个原型工具，采用硬件性能检测支持来获得对代码覆盖的度量 [441]。他们针对 Itanium 2 处理器的实验指出，当使用硬件性能检测时，只花 3% 的总开销就可获得超过 80% 的代码覆盖。

大型软件系统的代码覆盖 Kim 等人研究了一种在大型工业软件系统中获得代码覆盖的方法 [262]，并给出了粗粒覆盖分析和详细覆盖分析的概念。他们提出使用软件缺陷的类 Pareto 分布 [145]，即少量的模块集中了大量的缺陷，减少了需测试的代码量。

Kim 将这个覆盖评价方法用于测试一个大型软件系统。该系统包括 1980 万行 C/C++、Java 以及 Perl 语言的混合代码。他们使用 ATAC 工具来度量详细覆盖，并使用一个内部工具来度量粗粒覆盖。

Gittens 等人进行过一个详细的实证研究，以便确定系统测试和回归测试的广度。他们用代

码覆盖和产品发布之前以及之后发现的故障数来度量测试的广度。对一个包含 201 629 行 C/C++ 代码、221 个模块的商用软件进行了块覆盖的度量，采用的工具是 ATAC。他们的研究得出一个结论：在系统测试中，当覆盖率达到 51% ~ 60% 之前，错误检测率与覆盖率相关；在回归测试中，当覆盖率达到 61% ~ 70% 之前，错误检测率与覆盖率相关。这说明在错误发现率与覆盖增长之间存在饱和效应。Piwowarski 等人在研究大规模工业软件系统时也得出了类似的结论［399］。

代码插装 度量代码覆盖时需要插装代码。这种插装导致的是植入式覆盖度量，而用先前描述的硬件监测完成的是非植入式覆盖度量。代码插装在二进制代码中增加了监测代码，因而也就增加了运行时的总开销。因此，减少插装的代码量是个值得研究的方向。

早期关于优化放置探针的建议是由 Ramamoorthy 等人［404］、Knuth 和 Stevenson［264］、Probert［401］提出的。探针是一段代码，用于确定某个指令块是否被覆盖。Maheshwari 证明探针放置问题（他将探针称为标杆）是一个 NP 完全问题［301］。

Agrawal 提出了支配者和超级块的概念，作为程序实体，它们对减少精确代码覆盖所需的插装量非常有用［8］。Agrawal 提出的检测支配者和超级块的技术已在 ATAC 和 χSuds 中实现了。

Tikir 和 Hollingsworth 描述了进行代码插装的有效方法［476］。他们的方法是动态的，因为插装的代码可以在程序运行时加入或移除。他们使用支配树（与 Agrawal 使用的类似），将减少的需插装代码块数从 34% 提高到 48.7%。Ball 和 Larus［31］、Larus［277］、Pavlopoulou 和 Young［392］也进行了相关的研究，以降低因插装引起的内存和运行时总开销。

练习

6.1 在文献中经常会出现“完全的测试是不可能的”这样的话。这句话是根据什么充分性准则说出的？针对本章讨论的充分性准则，这句话正确吗？

6.2 列举程序 P6.5 中的所有路径，假设每一个循环都要求遍历 0 次和 1 次。

6.3 为什么我们要在程序 P6.5 的一次执行中输入 T 中的所有测试用例？如果我们每次执行程序时只输入一个测试用例，能否发现程序 P6.5 中的错误？

6.4 画出程序 P6.5 的 CFG。列举程序中遍历过循环零次和一次的所有路径。

6.5 设 A、B、C 是 3 个布尔变量，$Cond = (A \text{ and } B) \text{ or } (A \text{ and } C) \text{ or } (B \text{ and } C)$ 是一个条件，下面的测试所需的最小/最大测试用例数是多少：(a) 覆盖基于 $Cond$ 的判定，(b) 覆盖 $Cond$ 中的所有原子条件？

6.6 用你喜欢的语言编写一个程序，该程序输入 3 个整数 x、y、z，根据表 6-12 中的规定计算输出结果 O。假设 $f_1(x,y,z) = x+y+z$，$f_2(x,y,z) = x \times y \times z$。在该程序中埋入一个错误。现在构造一个测试集 T，它针对判定覆盖准则是充分的，但针对多重条件覆盖准则不充分，并且它没有发现你埋入的那个错误。扩充测试集 T，使之针对多重条件覆盖准则是充分的，并且发现了你埋入的那个错误。所有针对多重条件覆盖准则充分的测试集都能发现程序中你埋入的那个错误吗？

表 6-12 练习 6.6 中程序对输出结果 O 的计算规则

测试用例	x<y	x<z	O
1	true	true	$f_1(x, y, z)$
2	true	false	$f_2(x, y, z)$
3	false	true	$f_2(x, y, z)$
4	false	false	$f_1(x, y, z)$

6.7 假设，针对某程序及其相应需求规范的测试集 T 在语句覆盖准则下是充分的。那么 T 在块覆盖准则下也总是充分的吗？

6.8 (a) 一条 if 语句会引入多少个判定？

(b) 一个 switch 语句会引入多少个判定？

(c) 程序中的每一个判定都会导致一条新路径吗？

6.9 考虑下面这句话："如果一个判定含有 n 个简单条件，那么覆盖所有简单条件的测试用例个数为 $2n_2$"。如可能，请编写一个程序来说明，在通常情况下，这句话不正确。

6.10 改进例 6.15 中的测试集 T，使之针对程序 P6.9 在条件/判定覆盖准则是充分的。

6.11 给定简单条件 A，B，C，导出如下条件的最小 MC/DC 充分测试集：

(a) A and B and C (b) A or B or C (c) A xor B

在每种情况下的测试集都是唯一的吗？

6.12 当从表 6-6 中清除冗余的测试用例时，我们选择用测试用例 (3, 4) 来覆盖条件 C_3。如果我们选择了 (5, 6) 或者 (7, 8)，那么最小 MC 充分测试集是什么？

6.13 针对三个条件中的每一个条件，对于下表中给定的测试集是否唯一：

(a) 表 6-9 (b) 表 6-10

6.14 第 6.2.9 节给出了一个简单的过程，根据条件 $C = C_1$ and C_2 的 MC/DC 充分测试集来导出条件 $C = C_1$ and C_2 and C_3 的 MC/DC 充分测试集。以此过程为指导，构造另一个过程：

(a) 给定 $C = C_1$ or C_2 的 MC/DC 充分测试集，导出 $C = C_1$ or C_2 or C_3 的 MC/DC 充分测试集

(b) 给定 $C = C_1$ xor C_2 的 MC/DC 充分测试集，导出 $C = C_1$ xor C_2 xor C_3 的 MC/DC 充分测试集。

6.15 扩展第 6.2.9 节中的过程，根据条件 $C = C_1$ and $C_2 \cdots$ and C_{n-1} 的 MC/DC 充分测试集，导出条件 $C = C_1$ and $C_2 \cdots$ and C_{n-1} and C_n 的 MC/DC 充分测试集。

6.16 使用练习 6.14、6.15 得到的过程，构造如下条件的 MC/DC 充分测试集：

(a) $(C_1$ and $C_2)$ or C_3 (b) $(C_1$ or $C_2)$ and C_3 (c) $(C_1$ or $C_2)$ xor C_3

6.17 假设某个程序 P 的测试集 T 针对条件覆盖准则是充分的，那么它针对判定覆盖准则也是充分的吗？反之成立吗？

6.18 假设程序 P 只包含一个复合条件 C，除此之外不包含任何其他类型的条件。C 由 n 个简单条件组成。设测试集 T 是程序 P 的 MC/DC 充分测试集，证明 T 包含至少 n 个、最多 $2n$ 个测试用例。

6.19 测试集 T 是程序 P 针对某种覆盖准则 C 的充分测试集。假设 $T_1 \cup T_2 = T$，且 T_1 和 T_2 针对 C 也是充分的。P' 是 P 的一个改进版本。为了测试 P'，在什么条件下将执行：(a) T 中所有测试用例？(b) 仅 T_1 中的测试用例？(c) 仅 T_2 中的测试用例？

6.20 例 6.23 中的 T，针对 MC/DC 覆盖准则是最小的吗？如果不是，请清除其中的冗余测试用例，并形成最小的测试集。

6.21 (a) 在例 6.23 中，假设程序 P6.14 第 12 行的条件 C_2 被错误地编码为：

```
12  if ((z < z>y) and (prev == "East"))
```

对程序 P6.14 执行测试用例 t_2 能检测出这个错误吗？

(b) 在例 6.23 中，假设程序第 14 行的条件 C_2 也被错误地编码为：

```
14  else if ((z < z<y) or (current == "South"))
```

注意，现在程序中有两条错误的语句，对程序 P6.14 执行测试用例 t_2 能检测出这些错误吗？

(c) 构造一个测试用例，它能导致错误的程序 P6.14 产生不正确的输出，从而暴露出这些错误。

(d) 例 6.23 中的测试用例 t_1，t_2，…，t_6 分别能检测出需求中的哪些错误？

6.22 两个简单条件的合取的 MC/DC 充分性仅由 3 个测试用例即可实现，为什么例 6.24 的 MC/DC 充分测试集包含了 4 个测试用例？

6.23 (a) 给定条件 $C = C_1$ and C_2 and…and C_n，假设 C 被错误地编码为

$C' = C_1$ and C_2 and…and C_{i-1} and C_{i+1}…and C_n

即 C' 中缺失一个条件。请证明：在一般情况下，一个 MC/DC 充分的测试集不太可能检测出 C' 中的错误。

(b) 我们能说 MC/DC 充分测试集不能检测出这个错误吗？

(c) 随着缺失的简单条件个数的增长，MC/DC 覆盖准则的错误检测能力会发生变化吗？

(d) 当 $C = C_1$ or C_2 or…or C_n，$C' = C_1$ or C_2 or…or C_{i-1} or C_{i+1}…or C_n 时，回答问题(a)和(c)。

6.24 (a) 假设在例 6.23 中程序 P6.14 第 12 行的条件 C_2 有个错误，丢失了一个简单条件：

```
12   if ((z < z > y) and (prev == "East"))
```

为程序 P6.14 的错误版本设计一个 MC/DC 充分测试集。要设计多少个测试用例才能检测出这个错误？针对这个错误程序的每个最小 MC/DC 充分测试集，上述问题的答案保持不变吗？

(b) 假设 (a) 中的错误是将 C_2 错误地编码为如下语句：

```
14   else if ((x<y or z<x<=y) and (current == "South"))
```

(a) 中的问题又该如何回答？

6.25 设 A，B，C 是布尔表达式。考虑一复合条件 D，定义如下：

$$D = (A \text{ and } B) \text{ or } (A \text{ and } C) \text{ or } (B \text{ and } C)$$

假设 D 用在某个判定中，为 D 构造一个最小测试集，使其针对判定覆盖、条件覆盖、多重条件覆盖、MC/DC 覆盖准则都是充分的。

6.26 证明：针对 LCSAJ 覆盖准则充分的测试集，不一定针对 MC/DC 覆盖准则也是充分的；反之亦然。

6.27 当考虑数组的数据流覆盖时，至少有两种选择。一是将整个数组看作成一个变量，这样，无论何时，只要变量名出现在赋值上下文中，就认为整个数组被定义了；当变量名出现在使用上下文中时，即认为整个数组被使用了。另一种选择是将数组中的每个元素都当作成一个不同的变量。讨论每种选择的影响：(a) 生成数据流充分测试集的代价；(b) 在自动化的数据流覆盖率度量工具中，跟踪覆盖率变化的代价。

6.28 (a) 在例 6.30 中，(1, 2, 5, 6) 是变量 *count* 的一条 def-clear 路径，*count* 在结点 1 定义，在结点 5 使用。考虑 *count* 在结点 6 的定义，为什么 *count* 的这个重定义没有屏蔽掉 *count* 在结点 1 的定义？(b) 针对图 6-7 中变量 *nowt* 在结点 6 的定义和使用，构造两条完整的贯穿图 6-7 中数据流图的 *count* 的 def-clear 路径。

6.29 例 6.37 中的测试用例 t_p 在 c-use 覆盖和 p-use 覆盖准则下是充分的吗？如果不是充分的，请设计附加的测试用例，使其在这些准则下是充分的。

6.30 在第 6.3.8 节中，列出了 c-use、p-use 的最小集合，当被测试集 T 覆盖时能确保所有有效 c-use、p-use 都被 T 覆盖了。请证明所列出的集合是最小的。

6.31 (a) 证明：从例 6.36、6.37 中导出的测试集 $T = \{t_p, t_q\}$ 针对 p-use 准则是充分的。

(b) 增强 T，获得 T'，使 T' 针对 c-use 准则是充分的。

(c) T' 是最小的吗，即能化简 T'，并从化简后的测试集中得到完全的 c-use 覆盖和 p-use 覆盖？

6.32 考虑某程序 P 中的路径 s，沿着该路径，变量 v 在结点 nd 处定义，并在后续结点 n_u 的一条赋值语句中使用，即变量 v 沿着路径 s 有一个 c-use。现在假设路径 s 是无效的。

(a) 这是否意味着变量 v 在结点 n_u 的 c-use 是无效的？

(b) 假设变量 v 沿着路径 s 在结点 n_u 有一个 p-use。如果路径 s 是无效的，这个 p-use 也是无效的吗？请解释你的答案。

6.33 考虑由 Boyer、Elspas 和 Levitt 提供的程序 P6.21，Rapps 和 Weyuker 在他们关于数据流测试的重要论文中也对该程序进行过分析。

程序 P6.21 求输入 p 的平方根，精度为 e，其中 $0 < p < 1$，$0 < e < 1$。

程序 P6.21

```
1  begin
2    float x=0, p, e, d=1, c;
3    input (p, e);
4    c=2*p;
5    if (c<2) {
6      output ("Error");
7    }
8    else{
9      while (d>e) {
10       d=d/2; t=c-(2*x+d);
11       if (t>=0) {
12         x=x+d;
13         c=2*(c-(2*x+d));
14       }
15       else{
16       c=2*c; }
17       }
18     }
19   output ("Square root of p=", x);
20   }
21 end
```

(a) 画出其数据流图；

(b) 设计 MC/DC 充分的测试集 T_{mc}；

(c) 增强 T_{mc} 得到 T，使 T 针对 all-uses 覆盖准则是充分的；

(d) 程序 P6.21 中有一个错误，必须交换第 12 行和第 13 行源代码才能消除这个错误，T 能检测出这个错误吗？

(e) T_{mc} 检测出错误了吗？

(f) 每一个针对 all-uses 覆盖准则充分的测试集 T 都能检测出这个错误吗？

6.34 (a) 在例6.44中，程序 P6.16 的测试用例需满足什么条件才能产生一个不正确的输出？将这个条件记为 C_1。

(b) 假设要覆盖变量 y 在第 8 行 c-use 的条件为 C_2，而 y 对应的定义在第 14 行，C_1 与 C_2 相同吗？

(c) 对程序 P6.16，如果 C_1 不蕴含 C_2，你将得出什么样的检测结论？反之呢？

6.35 (a) 在 k-dr 分析中，一般假设数据流图中的每个结点对应一个简单谓词。修改图 6-6 所示的数据流图，使得修改后的数据流图中的每个结点对应一个简单谓词。

(b) $k=2$ 的 k-dr 覆盖蕴含有条件覆盖、多重条件覆盖或 MC/DC 覆盖吗？

6.36 (a) 画出程序 P6.22 的数据流图 F。

(b) 为 F 中的所有结点构造数据上下文集合；(c) 构造一个数据上下文覆盖充分的测试集。假设函数 foo1()、foo2()、foo3()、foo4()、P1()和 P2()已在别处定义。

程序 P6.22

```
1  begin
2    int x, y, z;
3    input (x, y);
4    y=foo1(x, y);
5    while (P1(x)){
6      z=foo2(x, y);
7      if(P2(x, y){
8        y=foo3(y);
9      }
10     else{
11       x=foo4(x);
12     }
13   } //循环结束
14   output (z);
15 end
```

6.37 (a) 例 6.34 中的表只列出了程序 P6.16 数据流图中各结点的有效基本数据上下文。列出结点 4，

5，6和7的所有基本数据上下文，并标识出其中的无效基本数据上下文。

(b) 如果删除掉初始化 $z=0$，并且将第4行语句替换为下面的语句，(a) 中的答案将是什么？

```
4  input (x, y, z, count);
```

6.38 构造程序 P6.22 数据流图中所有结点的 DDC(n)。练习6.36构造的测试集 T 针对右序数据上下文覆盖准则是充分的吗？如果不是，请增强 T，使之成为充分的。

6.39 (a) 参照基本数据上下文覆盖、右序基本数据上下文覆盖的定义，分别定义数据上下文覆盖和右序数据上下文覆盖。

(b) 为了度量测试充分性以及增强测试，你会推荐这两组定义中的哪一组？为什么？

6.40 找出图6-7中结点6的所有无效基本数据上下文。

6.41 针对程序 P6.23，构造一个在 p-use 准则下充分、在 c-use 准则下不充分的测试集。

程序 P6.23

```
1  begin
2    int x, y, c, count;
3    input (x, count);
4    y=0;
5    c=count;
6    while (c>0) {
7      y=y*x;
8      c=c-1;
9    }
10   output (y);
11 end
```

6.42 证明：对于只包含一个条件语句、没有循环语句的程序，p-use 准则包含 c-use 准则。

6.43 "结构性测试是将被测软件的行为与源代码的明确意图相比较"。这句话也可重述为"功能性测试是将被测软件的行为与源代码的明确意图相比较"。你同意这种说法吗？解释你的答案。

6.44 William Howden 提出的内部边界测试要求一个循环需要迭代零次和最少一次。构造一个程序，它的循环当中存在一个错误，这个错误只有在循环迭代至少两次时才能发现。你可以采用嵌套循环。注意，可以很容易构造出这样的程序：将两数 f 放到循环当中，只有在循环的第二次或后续迭代时才能执行函数 f。尽量构造一个复杂点的程序。

6.45 假设一个程序包含两个循环，其中一个嵌套在另一个当中。为了满足 Howden 的内部边界充分性准则，最少需要多少个内部边界测试用例？

6.46 评判下面这段来自某网站的论述：

白盒测试常因以下缺点遭到诟病：

(a) 造成软件质量稳定、可靠的假象。一个软件往往能够通过所有的单元测试，但仍因某个非功能性构件（比如数据库、连接池等）的原因而不能用。这是一个致命性的问题，因为它使IT团队看起来好像不胜重任。

(b) 不能验证用例的完整性，因为白盒测试采用的是不同的应用接口。

第7章
Foundations of Software Testing

基于程序变异的测试充分性评价

本章主要介绍程序变异。作为一种技术，程序变异可用于评价测试充分性和增强测试集。本章还将关注过程语言和面向对象语言变异算子的设计和应用。

7.1 导引

程序变异（program mutation）是一项用于评价测试优良程度的有效技术，它为测试评价和测试增强提供了一套严格的准则。即使测试集满足了某些测试充分性准则，如 MC/DC 覆盖准则，但针对程序变异提供的大多数准则仍是不充分的。

程序变异是一种评价测试和增强测试的技术。在本章中，将“程序变异”简称为“变异”。当测试人员采用变异技术来评价测试集的充分性或增强测试集时，我们称这种活动为变异测试；有时，使用变异技术对测试充分性进行评价也称作变异分析。

由于需要全部或部分源码，变异又被认为是白盒（测试）或基于代码的测试技术。有些人将变异测试当作故障注入测试，但是必须注意的是，故障注入测试本身是一个独立的研究领域，应该与作为测试充分性评价和测试增强技术的变异测试区分开来。

变异也可作为黑盒测试技术。在这种情况下，它作为变异规范，如在 Web 应用软件中，对客户端与服务器端之间交互的消息进行变异。本章主要关注使用 Fortran、C、Java 等高级语言编写的程序的变异。

虽然对程序进行变异时需要访问被测软件的源代码，但其他变异时则不一定。例如，对接口进行变异时，只需访问被测软件的接口即可。而类似于变异的运行时故障注入技术，则只需访问被测软件的二进制代码。

变异可用于单元测试的评价和增强，如 C 函数和 Java 类。它也可用于构件集成测试的评价和增强。因此，正如本章余下部分所介绍，变异是一种强有力的技术，可用于单元、集成和系统测试。

注意 变异与上一章讨论的测试充分性评价方法截然不同。因此，当阅读本章时，你很可能时不时地就想：“为什么这样”、“为什么那样”。请耐心些，你会在本章中找到大多数（即使不是全部）问题的答案。

7.2 变异和变体

变异（mutation）是一种变更程序的行为，哪怕只是轻微的变更。用 P 表示被测原始程序，M 表示轻微变更 P 后得到的程序，那么 M 称为 P 的变体（mutant），P 是 M 的父本（parent）。假设 P 的语法正确，能顺利通过编译，则 M 也必定是语法正确的。M 表现出的行为可能与 P 相同。

变异（mutate）是指对程序进行变更的活动。变异一个程序意味着对该程序进行变更。当然，为了达到测试评价的目的，我们进行的变异只是些轻微的变更。

例7.1 考虑如下的简单程序：

程序 P7.1

```
1 begin
2   int x,y;
3   input (x, y);
4   if (x < y)
5     output(x+y);
6   else
7     output(x*y);
8 end
```

对程序P7.1可以进行很多种变更，变更后得到的程序语法仍然正确。下面给出了程序P7.1的两个变体。变体M_1将操作符"<"替换成"≤"；变体M_2用操作符"/"替换了"*"。

程序P7.1的变体M_1

```
1 begin
2   int x, y;
3   input (x, y);
4   if(x<=y) ← 被变异的语句
5     output(x+y);
6   else
7     output(x*y);
8 end
```

程序P7.1的变体M_2

```
1 begin
2   int x, y;
3   input (x, y);
4   if(x<y)
5     output(x+y);
6   else
7     output(x/y); ← 被变异的语句
8 end
```

注意 对原来程序所做的变更都很简单。没有向原来程序中增加任何代码块来产生变体。只要对文体做一个简单的变更就能产生其一个变体。[⊖]

7.2.1 一阶变体与高阶变体

进行程序测试时，仅由1次变更所产生的变体称作一阶变体。相应地，二阶变体则是进行了2次简单的变更，三阶变体是进行了3次简单的变更，依次类推。对一个一阶变体再进行一次一阶变更就产生了一个二阶变体，类似地，一个n阶变体可以由一个$(n-1)$阶变体进行一个一阶变更来产生。

例7.2 再次考虑程序P7.1。有很多种方法来产生程序P7.1的二阶变体。下面就是一个

⊖ 变体是一次变异活动产生的结果。变异只是一种行为，而变体则代表结果。——译者注

二阶变体：将 11 语句中的变量 y 替换为 y+1，将表达式 x+y 中的操作符“+”替换为“/”。

程序 P7.1 的变体 M_5

```
1  begin
2    int x,y;
3    input (x, y);
4    if (x < y+1) ← 被变异的语句
5      output(x/y); ← 被变异的语句
6    else
7      output(x+y);
8  end
```

高于一阶的变体称作高阶变体。在实际使用中，一阶变体用得最多。这里列出两个原因来说明为什么一阶变体比高阶变体更受青睐。原因之一是，高阶变体的数目远远大于一阶变体的数目。举个例子，一个仅包含 28 行 Fortran 代码的 FIND 程序就能产生 528 906 个二阶变体。如此大量的变体导致了充分性评价的可量测问题。另一个原因与耦合效应有关，这将在第 7.6.2 节中详细讨论。

注意，到目前为止，我们不停地使用“简单变更”这样一个词汇，却一直没有解释“简单”的含义，到底什么是简单变更，什么是复杂变更，答案将在下面章节中给出。

7.2.2 变体的语法与语义

目前为止所举的例子，都是利用变更语法的方式来变异一个程序。是否可以进行语义上的变更呢？当然可以。但是请注意，在计算机程序中，语法是语义的载体。这样，假设程序 P 使用良好定义的编程语言编写的，P 中的一个语义变更是因一个或多个语法变更所产生的。下面给出几个例子加以说明。

例 7.3　用 $f_{P7.1}(x,y)$ 表示在程序 P7.1 中计算的函数。将 $f_{P7.1}(x,y)$ 写成：

$$f_{P7.1}(x,y)=\begin{cases}x+y & \text{如果 } x<y\\ x*y & \text{其他}\end{cases}$$

用 $f_{M_1}(x,y)$，$f_{M_2}(x,y)$ 分别表示在程序 P7.1 变体 M_1，M_2 中计算的函数。将 $f_{M_1}(x,y)$，$f_{M_2}(x,y)$ 写成：

$$f_{M_1}(x,y)=\begin{cases}x+y & \text{如果 } x\le y\\ x*y & \text{其他}\end{cases}$$

$$f_{M_2}(x,y)=\begin{cases}x+y & \text{如果 } x<y\\ x/y & \text{其他}\end{cases}$$

请注意，函数 $f_{P7.1}(x,y)$，$f_{M_1}(x,y)$，$f_{M_2}(x,y)$ 是不同的，这样通过变更程序 P7.1 的语法就变更了它们相应的语义。

前面的例子说明了“语法是语义的载体”的含义。乍看起来，变异仅仅是对一个程序进行语法变更。实际上，这样一个简单的语法变更可能会对程序的语义产生重大影响，当然，也可能根本不会产生任何影响。下面的两个例子说明了其中的原因。

例 7.4　目前，核反应堆的控制越来越依靠软件。尽管人们加强了安全机制，比如采用 40 万公升的重水制冷缓和剂，控制软件仍然要对反应堆的大量相关参数进行连续监测，并能够对各种可能导致堆内恶化的条件作业适当的反应。例如，坐落在加拿大多伦多附近的达灵顿核电站就使用两套独立的计算机控制的关闭系统。尽管已经采用形式化方法向管理当局证明了软件的可靠性，然而，对这样的软件进行全面彻底的测试仍是必需的。

虽然计算机控制的紧急关闭系统的决策逻辑非常复杂，但下面高度简化的子程序说明，对

控制程序的一个简单变更都会导致灾难性的后果。假设核反应堆监控系统调用子程序checkTemp，向其提供传感器获得的核反应堆当前温度的3个最新数据。子程序checkTemp通过变量danger的调用者返回一个危险信号。

程序 P7.2

```
1  enum dangerLevel (none, moderate, high, veryHigh);
2  procedure checkTemp (currentTemp, maxTemp){
3    float currentTemp[3], maxTemp; int highCount=0;
4    enum dangerLevel danger;
5    danger=none;
6    if (currentTemp[0]>maxTemp)
7      highCount=1;
8    if (currentTemp[1]>maxTemp)
9      highCount=highCount+1;
10 if (currentTemp[2])>maxTemp)
11   highCount=highCount+1;
12 if (highCount==1) danger=moderate;
13 if (highCount==2) danger=high;
14 if (highCount==3) danger=veryHigh;
15 return(danger);
16 }
```

子程序checkTemp比较3个温度传感器读数是否超过允许的最大值。如果3个读数都没有超出最大值，则返回信号None。否则，当有一个、两个或三个读数超过了允许的最大值时，相应地分别返回信号Moderate、High、veryHigh。现在，将程序P7.2第14行中的常量veryHigh换成None，得到程序P7.2的如下变体：

程序 P7.2 的变体 M_1

```
1  enum dangerLevel (none, moderate, high, veryHigh);
2  procedure checkTemp (currentTemp, maxTemp) {
3    float currentTemp[3], maxTemp; int highCount=0;
4    enum dangerLevel danger;
5    danger=none;
6    if (currentTemp[0]>maxTemp)
7      highCount=1;
8    if (currentTemp[1]>maxTemp)
9      highCount=highCount+1;
10   if (currentTemp[2])>maxTemp)
11     highCount=highCount+1;
12   if (highCount==1) danger=moderate;
13   if (highCount==2) danger=high;
14   if (highCount==3) danger=none; ← 被变异的语句
15   return(danger);
16 }
```

注意，程序 P7.2 与其变体 M 在行为表现上的差别。在同样条件下，当 3 个温度传感器的读数都超过允许的最大值时，程序 P7.2 返回信号 veryHigh，而它的变体 M_1 则返回信号 None。

虽然对程序进行的语法变更只是微小的，但引起的软件行为的改变可能导致反复地关闭软件的一次数据操作，很可能会引起一次生态环境和人员的大灾难。我们称这种软件行为上的变化为“变难性的”。在软件测试中提及的“变难性的”通常指的是一个程序或其变体的行为所产生可能后果的程度。

例 7.5 虽然对一个程序的简单变更可能会产生与其行为大相径庭的变体，但也可能会产生一种与其原来行为完全一致的变体。请看下面的例子，它是将程序 P7.2 第 12 行中的操作符“==”用“>=”替换后产生的变体。

程序 P7.2 的变体 M_2

```
1  enum dangerLevel {none, moderate, high, veryHigh};
2  procedure checkTemp (currentTemp, maxTemp){
3    float currentTemp[3], maxTemp; int highCount=0;
4    enum dangerLevel danger;
5    danger =none;
6    if (currentTemp[0]>maxTemp)
7      highCount=1;
8    if (currentTemp[1]>maxTemp)
9      highCount=highCount+1;
10   if (currentTemp[2])>maxTemp)
11     highCount=highCount+1;
12   if (highCount >=1) danger=moderate; ← 被变异的语句
13   if (highCount==2) danger=high;
14   if (highCount==3) danger=veryHigh;
15   return(danger);
16 }
```

很容易验证，对所有输入的 3 个温度值及最大允许温度值，程序 P7.2 和 M_2 都将返回相同的 danger 值。当然，在执行过程中，变体 M_2 同程序 P7.2 相比，可能会表现出一些不同的行为。但是，程序 P7.2 和变体 M_2 所返回的结果是一致的。

正如上面例子说明的那样，虽然在执行过程中一个程序变体可能与其父体表现出不同的行为，但在变异测试中，只要它们在特定的观察点所表现的行为是相同的，就认为这两个变体的行为是一致的。为此，将一个变体与其父体比较时，测试人员必须对观察点非常清楚，这就导出了强变异与弱变异的概念。

7.2.3 强变异和弱变异

前面提及，当变体与其父体行为有别时，称变体区别于其父体，那么自然会同一个问题：“应该在程序运行中的哪些点观察程序的行为呢?”

需要考虑两类观察：内部观察和外部观察。

假设在程序结束后立即对其行为进行观察，这时观察的是程序返回值以及相关影响，包括全局变量值和数据文件的变化等。我们称这种观察模式为外部观察。

内部观察是指当程序或其变体各自执行时，对其各自状态的观察。内部观察可用多种方式进行，这些方式区别的焦点在于在何处对程序状态进行观察。测试人员可在任何状态发生变化

时进行观察，也可在程序中的特定点来进行观察。

强变异测试使用外部观察模式。因此，当变体及其父体都运行结束时，在此处比较它们各自的输出。弱变异测试使用内部观察模式。很可能出现这样的情况，变体的行为与其父体在强变异测试下是相同的，但在弱变异测试下却不同。

例7.6 假设使用外部观察方法对程序P7.2及其变体M_2的行为进行比较。正如在上一个例子中所看到的，这两个程序对所有输入的返回值Gauger都是一致的，在表现行为上没有任何不同。

但若使用内部观察方法对程序P7.2及其变体M_2的行为进行比较时，在每一行源程序执行结束时观察程序的状态。那么，对于下面的输入t，在第12行源代码被执行之后很快观察到两个程序的状态是不同的。

$$t = \langle maxTemp = 1200, currentTemp = [1250, 1389, 1127] \rangle$$

对于上面的输入，程序P7.2和M_2在执行完第12行源代码时的状态如下：

	danger	highCount
P7.2	None	2
M_2	Moderate	2

值得注意的是，虽然输入也是程序状态的一部分，但还是将它们从上表中剔除掉，因为它们在程序及其变体的执行过程中没有发生任何变化。上面列出的两个状态明显不同。但是在这个例子中，所观察到的程序及其变体状态的不同并没有影响到它们各自的返回值，它们的返回值还是一致的。

对于所有的输入，在外部观察模式下变体M_2同其父体程序P7.2的行为表现一致。因此，在强变异测试下变体M_2等价于程序P7.2。然而，正如上表所示，变体M_2同程序P7.2在测试用例t上还是有所区别的。因此，这两者在弱变异测试下又是不等价的。

7.2.4 为什么要变异

人们很自然地想知道为什么要对一个程序进行变异。在回答这个问题之前，先考虑一个在实际工作中可能碰到的场景。

假设你开发了一个程序P，并对P进行了测试。在测试过程中发现了P中的很多错误。然后你修改了所有发现的错误并重新测试了P。你确信你的测试集针对MC/DC覆盖准则是充分的。在花大量精力测试完P之后，你有理由确信P针对其需求是正确的。

在高兴和自信之后，你准备把程序P提交给公司中另一小组。就在这个交接过程中，有人看了一眼你的程序，指着源代码中的某一行，问道：

"这个表达式应该是 boundary < corner，还是 boundary < corner + 1?"

这样的场景可能发生在与同事的非正式讨论中，也可能发生在正式的代码审查中。应该鼓励程序员去证明为什么问题的另一候选方案不是正确的或者不是更好的。这种可选方案可能会导致程序与当前的迥然不同。如同上面的场景一样，这种可选方案可能只是一个简单的变体。

程序员有多种办法来说服人们相信现有的方案（如上面场景中的 boundary < corner）是最佳的。一种方法是通过程序性能比较给出相关性能方面的证据来证明为什么当前的方案比另一候选方案更好。另一种方法是证明现有方案是正确和受青睐的，而另一方案则不是。如果另一候选方案是原方案的变体的话，那么程序员需要简单地证明这个变体的行为不同于其父体，并且也不正确。这只需设计一个测试用例，证明现有方案与另一候选方案不同，并且现有方案是正确的。

当然，也有可能提出的候选方案等价于现有方案。但这就需要一个更强的证据来证明对所有可能的输入皆如此，而不是一个仅仅用来证明候选方案错误的证据。

变异提供了一种能够产生许多类似于上述场景的系统方法。当产生的变体确实是不正确的时候，变异将证明被测程序正确的任务交给了测试人员或者开发者。正如本章余下部分将要说明的那样，采用变异的测试通常能够发现程序中的细微瑕疵。而这种发现常常在测试人员竭力证明变体对要解决的问题来说是一种错误方案时产生。

7.3 用变异技术进行测试评价

既然已知道什么是变异技术以及什么是变体，下面就来看看如何利用变异技术评价测试集的充分性。利用变异技术评价测试集的问题可用下面这段话来表述：

假设 P 是将要测试的程序，T 是 P 的测试集，R 是 P 必须满足的需求。假设用 T 中的每一个测试用例对 P 进行了测试，发现 P 在每个测试用例中针对需求 R 都是正确的。这时，我们想知道“T 究竟好到何种程度？”

变异技术提供了一种回答上述问题的方法。正如本节将要介绍的那样，给定程序 P 和测试集 T，通过计算 T 的变异值可以获得对 T 优良程度的定量评价。变异值是一个介于 0 到 1 之间的数值。变异值为 1 表示测试集 T 针对变异准则是充分的，而变异值低于 1 则代表 T 是非充分的。一个非充分的测试集可以通过增加测试用例来增强，使其变异值得以提高。

7.3.1 测试充分性评价的步骤

下面开始深入研究一个评价测试集充分性的具体过程，如图 7-1 所示。注意，图 7-1 说明了一个采用变异技术对测试集进行充分性评价的步骤序列，这个序列涉及 12 个具体的步骤；还有其他可能的步骤序列，将在本节后面介绍。

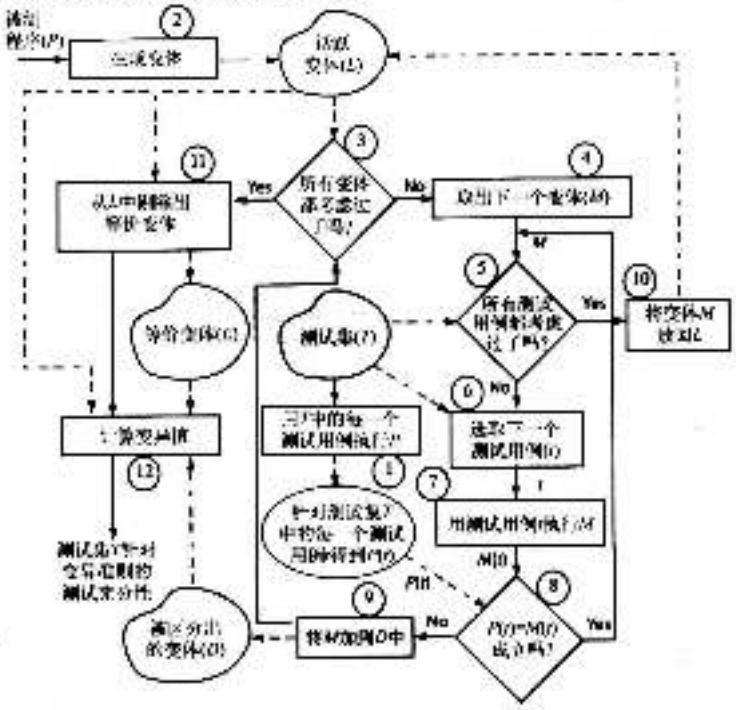
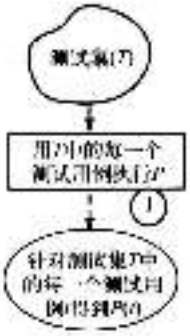


图 7-1 利用变异技术对测试集进行充分性评价的过程。实线指向下一处理步骤。虚线代表数据在数据库和处理步骤之间的流动。L、D、E 分别代表活跃变体、被区分出的变体、等价变体。$P(t)$、$M(t)$ 分别代表程序、变体在执行测试用例 t 时所表现出来的行为

图7-1看起来可能相当混乱、让人迷惑，但不要担心。另外，图中的某些术语还没有定义。经过下面一步一步地解释后，这些迷惑都会被澄清。图中的所有术语都将随着我们对评价过程的描述而被明确定义。

为简单起见，在整个解释过程中将采用程序P7.1作为例子。当然，变异技术在商业和学术环境下适合的程序可能与程序P7.1截然不同。程序P7.1在本节中只起一个示范作用：用来解释图7-1中的各个步骤。另外，为了尽可能简单，假设程序P7.1针对其需求来说是正确的。第7.8节将介绍采用变异技术的充分性评价如何帮助检测被测程序中的错误。

步骤1 执行程序



评价测试集T针对(P, R)充分性过程的第一步就是针对T中的每一个测试用例t执行P。$P(t)$代表P执行t时被观察到的行为。通常，程序P的行为被表示为P中输出变量值的集合。当然，观察到的行为也可能与程序P的性能相关。

如果程序P已经执行了测试集T中的每一个测试用例，并且$P(t)$也已经记录在数据库中，那么步骤1就不是必需的了。无论如何，步骤1的最后结果都是一个对于所有$t \in T$的$P(t)$数据库。

此时，假设对于所有的$t \in T$，$P(t)$均满足其需求R。若发现$P(t)$是错误的，则必须修改程序P，然后重新执行步骤1。必须指出的是，当发现程序P针对测试集T是完全正确的之后，采用变异技术评价测试充分性的过程才真正开始。

例7.7 考虑程序P7.1，以P表示。P是用来计算函数$f(x,y)$的：

$$f(x,y)=\begin{cases} x+y & \text{如果 } x<y \\ x*y & \text{其他} \end{cases}$$

假设已经用以下测试集对P进行了测试：

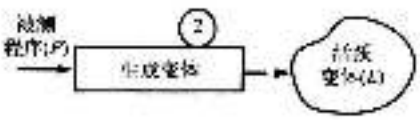
$$T_P=\left\{\begin{array}{l} t_1:<x=0,y=0> \\ t_2:<x=0,y=1> \\ t_3:<x=1,y=0> \\ t_4:<x=-1,y=-2> \end{array}\right\}$$

对于所有的$t \in T_P$，其$P(t)$数据库列表如下：

测试用例(t)	预期输出$f(x,y)$	实际输出$P(t)$
t_1	0	0
t_2	1	1
t_3	0	0
t_4	2	2

注意，对于所有的$t \in T_P$，$P(t)$计算了函数$f(x,y)$的值。因此，$P(t)$对T_P中所有测试用例t都正确的条件是满足的。下面继续进行测试充分性评价过程。

步骤2 生成变体



评价测试集T针对(P, R)充分性过程的第二步就是生成变体。虽然已经说明什么是变体以及变体是如何产生的，但还不清楚如何系统地生成某个程序的一组变体，我们将在第7.4节中阐述这个过程。

假设以下变体是通过下面步骤由程序P变更而来的：(a) 变更算术运算符，将所有的加

法运算符（+）都替换成减法运算符（-），将所有的乘法运算符（*）都替换为除法运算符（/）；(b) 变更整数变量，将整数变量 x 替换为 $x+1$。

例 7.8 采用上述方法，共得到程序 P7.1 的 8 个变体，分别标记为 M_1 至 M_8，如下表所示。注意，为了节省篇幅，我们没有列出完整的变体程序。每次只用下表中的一条变体语句替换程序 P7.1 中的相应语句，就可得到一个类似于程序 P7.1 的典型变体。

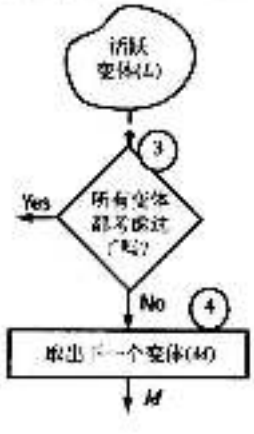
源程序行号	原始语句	变体标识符	变体语句
1	begin		无
2	int x, y		无
3	input(x, y)		无
4	if(x<y)	M_1	if(x+1<y)
		M_2	if(x<y+1)
5	then		无
6	output(x-y)	M_3	output(x-y)
		M_4	output(x-1+y)
		M_5	output(x-y+1)
7	else		无
8	output(x*y)	M_6	output(x/y)
		M_7	output((x+1)*y)
		M_8	output(x*(y+1))
9	end		无

注意，在上表中没有对变量说明以及 input、then、else 等语句进行变更。其原因在第 7.4 节中再进行解释。当然，也没对保留标识符 begin、end 进行变更。

在步骤 2 结束时，一共得到 8 个变体。将这 8 个变体称为活跃变体。将其称为活跃变体的原因是还没有将它们与原来的程序区分开。这个工作将在下面的几个步骤中完成。这样，就得到一个集合

$$L=\{M_1,M_2,M_3,M_4,M_5,M_6,M_7,M_8\}$$

注意，将一个活跃变体同其父体程序区分开的过程有时又称作杀死（killing）一个变体。

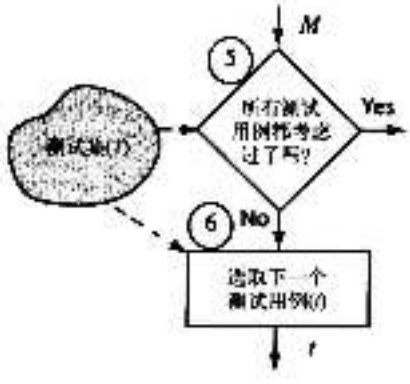


步骤 3 和 4　选取下一个变体

在步骤 3 和步骤 4 中，选择下一个将要考虑的变体，这个变体必须是以前没有考虑过的。注意，从此时开始，将循环选取 L 中的变体，直到每一个变体都被选取过为止。显然，当 L 中只有一个变体没有被选取过时，只能选取它。这个选取过程在步骤 3 中完成。若 L 中还有多个未选取过的活跃变体，那么任意选取其中一个即可。将被选取的变体从 L 中剔除掉。

例 7.9 在步骤 3 中，发现 L 中有 8 个变体，因此进入步骤 4，任意选取其中的一个。假设选取的是 M_1，将 M_1 从 L 中剔除掉，得到

$$L=\{M_2,M_3,M_4,M_5,M_6,M_7,M_8\}$$



步骤 5 和 6　选取下一个测试用例

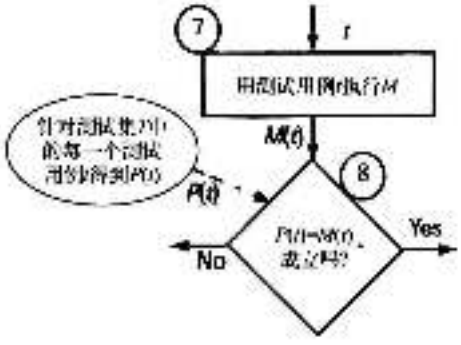
选取变体 M 后，现在就要努力从测试集 T 中找到一个测试用例将 M 与其父体程序区分开。为此，需要针对 T 中的测试用例执行变体 M。这样就进入另一个循环，即针对每个选取的测试用例执行变体 M。循环结束时，要么是所有的测试用例都执行完了，要么是

变体 M 被某个测试用例发现与父体程序不同，无论哪种情况发生，循环即终止。

例7.10 既然已经选取了 M_1，就要检查能否采用测试集 T_p 中的测试用例将其与父体程序 P 区分开来。在步骤5和步骤6中，选取下一个测试用例。同上面情况类似，只要 T_p 中还有未被 M_1 执行过的测试用例，就选择它。假设选取的是 t_1：$<x=0, y=0>$。

步骤7、8和9 变体的执行和分类

到目前为止，已经选取出了变体 M 准备执行测试用例 t。在步骤7中，使用测试用例 t 执行变体 M；在步骤8中，检查针对测试用例 t 执行 M 产生的结果与执行 P 产生的结果是否相同。



例7.11 到此，已经选择了变体 M_1 和测试用例 t_1。在步骤7中，针对 t_1 执行 M_1。给定输入 $x=0$，$y=0$，由于条件 $x+1<y$ 为假，导致输出结果为0。这样，$P(t_1)=M_1(t_1)=0$。这意味着测试用例 t_1 并不能将 M 与 P 区分出来。在步骤8中，当 $t=t_1$ 时，条件 $P(t)=M(t)$ 为真，返回到步骤5。

在步骤5和步骤6中，继续选取下一个测试用例 t_2，并针对 t_2 执行 M_1。在步骤8中，发现 $P(t_2)\neq M_1(t_2)$，因为 $P(t_2)=1$，$M_1(t_2)=0$，这样也就结束了从步骤5开始的测试用例—执行循环。接着进入步骤9，将变体 M_1 添加到被区分出的（或称被杀死的）变体集合 D 中。

例7.12 为了完整起见，再回顾从步骤3开始的整个变体－执行循环。已经考虑过了变体 M_1，接着选取变体 M_2，并针对测试集 T_p 中的测试用例执行 M_2，直到 M_2 被区分出来或者 T_p 中所有测试用例都执行完。步骤3到步骤9的执行结果总结在下表中。表中的列 D 表示被区分出的变体集合。如表所示，除了 M_2 之外，测试集 T_p 区分出了其余的所有变体。而最初，所有的变体都是活跃的。

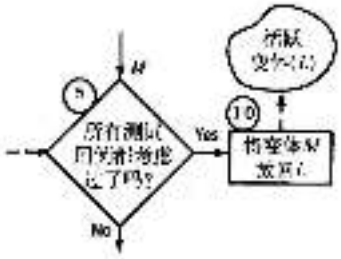
如图7-1所示，在步骤8中，变体一旦被区分出来，其执行过程将立刻被终止。下表中的项 NE 表示此行的变体没有执行此列对应的测试用例。注意，变体 M_8 是被测试用例 t_1 区分出来的，由于被0除，其输出是没有定义的（表中用 "U" 标识）。这意味着 $P(t_1)\neq M_8(t_1)$。第一个区分出变体的测试用例被标以星号（*）。

		t_1	t_2	t_3	t_4	D
父体程序	$P(t)$	0	1	0	2	
变体程序	$M_1(t)$	0	0*	NE	NE	$\{M_1\}$
	$M_2(t)$	0	1	0	2	$\{M_1\}$
	$M_3(t)$	0	2*	NE	NE	$\{M_1, M_3\}$
	$M_4(t)$	0	2*	NE	NE	$\{M_1, M_3, M_4\}$
	$M_5(t)$	0	−1*	NE	NE	$\{M_1, M_3, M_4, M_5\}$
	$M_6(t)$	0	1	0	0*	$\{M_1, M_3, M_4, M_5, M_6\}$
	$M_7(t)$	0	1	1*	NE	$\{M_1, M_3, M_4, M_5, M_6, M_7\}$
	$M_8(t)$	U*	NE	NE	NE	$\{M_1, M_3, M_4, M_5, M_6, M_7, M_8\}$

注：U表示输出结果未定义；NE表示变体未执行；*表示第一个区分出此行变体的测试用例。

步骤 10 活跃变体

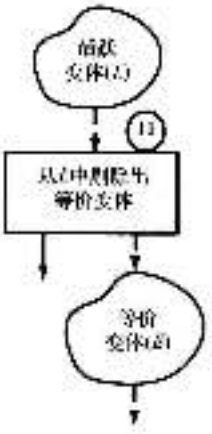
当测试集 T 中没有测试用例能将变体 M 与其父体程序 P 区分开来时，M 被放回到活跃变体集合 L 中。当然，任何被放回活跃变体集合 L 的变体在步骤 4 中都不会再被选取，因为它已经被选取过一次了。



例 7.13 在本例中，仅有变体 M_2 不能被测试集 T_2 中的测试用例区分出来。对此，在步骤 10 中，M_2 被放回到活跃变体集合中。注意，M_2 不会再被选取来测试，因为它已经被选取过一次了。

步骤 11 等价变体

在执行完所有变体后，就要检查是否还存在活跃变体，即检查 L 集合是否非空。如果还存在活跃变体，就要测试其与父体程序的等价性。如果针对程序 P 输入域的每个测试输入，观察到变体 M 的行为总与 P 的行为一致，就称变体 M 与其父体程序 P 等价。将在第 7.7 节中讨论如何判断一个变体是否是等价变体。下面的例子说明针对程序 17.1 如何判断一个变体是否是等价变体的过程。



例 7.14 从例 7.13 中注意到，测试集 T_2 中没有测试用例能将 M_2 与 P 区分开来，因此，M_2 是活跃变体。这时不禁要问：M_2 与 P 是等价的吗？要回答这个问题，就需要对这两个程序（父体程序和变体程序）的行为进行仔细分析。在本例中，假设 $f_P(x,y)$ 代表 P 计算的函数，$g_{M_2}(x,y)$ 代表 M_2 计算的函数，如下所示：

$$f_P(x,y)=\begin{cases}x+y & \text{如果 } x<y\\ x*y & \text{其他}\end{cases}$$

$$g_{M_2}P(x,y)=\begin{cases}x+y & \text{如果 } x<y+1\\ x*y & \text{其他}\end{cases}$$

暂且不管 M_2 是否等价于 P，而是寻找满足 $f_P(x_1,y_1)\neq g_{M_2}(x_1,y_1)$ 的条件 $x=x_1$，$y=y_1$。通过对这两个函数的简单分析发现，为使 $f_P(x_1,y_1)\neq g_{M_2}(x_1,y_1)$ 成立，以下两个条件（标识为 C_1 和 C_2）必须成立：

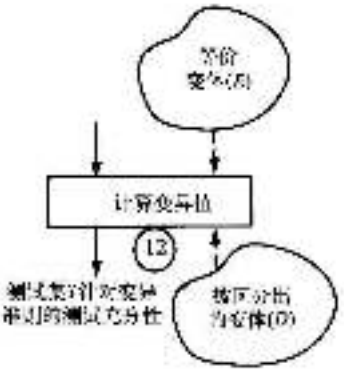
$$C_1:(x_1<y_1)\neq(x_1<y_1+1)$$

$$C_2:x_1*y_1\neq x_1+y_1$$

为了同时满足条件 C_1 和 C_2，必须有 $x_1=y_1\neq 0$。注意到，虽然测试用例 t_1（即 $<x=0,\ y=0>$）满足 C_1，但它不满足 C_2。然后，下面的测试用例 t 却能同时满足 C_1 和 C_2：

$$t:<x=1,\ y=1> \tag{7-1}$$

通过简单的计算可以证明 $P(t)=1$，$M_2(t)=2$。这就说明 M_2 至少可以通过一个测试用例区分出来。因此，M_2 与其父体程序 P 不等价。由于此时集合 L 中只有一个活跃变体，而这个变体已经过等价性检查，因此步骤 11 结束。等价变体集合 E 仍然为空。



步骤12 变异值的计算

这是评价测试集T针对(P, R)充分性过程的最后一步。给定集合L，D和E，用$MS(T)$表示测试集T的变异值，其计算如下：

$$MS(T)=\frac{|D|}{|L|+|D|}$$

应该注意的是，集合L只包含活跃变体，而且这些变体与父体程序均不等价。正如上面计算公式所示，变异值总是介于0到1之间。

假定$|M|$代表步骤2中生成的变体总数，也可采用下面公式来计算变异值：

$$MS(T)=\frac{|D|}{|M|-|E|}$$

如果测试集T能区分出除等价变体外的所有变体，那么$|L|=0$，变异值$MS(T)$为1。如果T不能区分出任何一个变体，那么$|D|=0$，变异值$MS(T)$为0。

这里出现一个很有趣的情况，就是测试集T不能区分出任何一个变体，并且所有生成的变体均与父体程序等价的情况。此时，$|L|=|D|=0$，变异值不能确定。这样，有人会问："难道这个测试集就绝对不充分吗？"答案是："是的，就是不充分。"在这种情况下，生成的变体集合不足以对测试集的充分性进行评价。在实际工作中，即使有可能也很少见到这种情况发生，几乎不可能出现$|L|=|D|=0$并且所有生成的变体都与父体程序等价的情形。这其中的原因在第7.4节讨论完变异算子后就会真相大白。

注意，测试集变异值的计算是针对具体变体集合的。因此，一个测试集没有一个固定不变的最佳变异值。采用不同的变体集合来评价一个测试集，可以得到不同的变异值。所以，当测试集T看起来非常充分，即针对特定变体集合可以得到$MS(T)=1$时，针对另一个变体集合可能相当地不充分，可能是$MS(T)=0$。

例7.15 继续给例说明。很容易计算出例7.7中测试集T_p的变异值。在例7.8中从8个变体开始，到步骤11结束时，只剩下1个活跃变体、7个被区分出的变体，并且没有等价变体，即$|D|=7$，$|L|=1$，$|E|=0$。这样，$MS(T_p)=7/(7+1)=0.875$。

在例7.14中发现一个能将活跃变体M_3与其父体程序区分开的测试用例t。假设现在将t添加到T_p中，得到改进的T_p'，T_p'包含5个测试用例。那么T_p'的变异值该是多少呢？很显然，$MS(T_p')=1$。因此，通过增加测试用例t，增强了测试集T_p。

7.3.2 测试充分性评价的替代过程

第7.3.1节中描述的步骤不是一成不变的，可以有变化，也鼓励进行变化。首先从步骤2开始。如图7-1所示，步骤2表明所有的变体都在测试执行前产生完毕。但是，即使是再简短的程序或软件中的简短函数也很可能要产生大量的变体，针对这种情况，采用渐进的方法比较合适。

当采用渐进方法进行测试充分性评价时，测试人员只从一部分变异算子生成变体。先用生成的变体集合对给定测试集进行评价，得到一个变异值。如果变异值小于1，就增加新的测试用例以确保变异值趋近于1。对变异算子的其余部分重复此循环，测试集也不断地得到增强。直到所有的变异算子都被考虑过，这个过程才终止。

这种渐进方法使被评价的测试集逐步得到增强。这种方式与评价过程结束时增强测试集的方式不同，后者也许还存在大量活跃变体，可能会令测试人员感到茫然。

可以采用图7-1所示过程的多测试人员版本。给每个测试人员分配一个变异算子子集，测

试人员共享一个公共测试集。各测试人员根据分配的变异算子生成变体，并采用生成的变体计算变异值，从而增强测试集。通过公共测试用例库，新产生的测试用例在不同测试人员之间共享。虽然这种并行评价测试充分性的方法可以节省开发充分测试集的时间，但是也可能会导致冗余测试用例（参见练习 7.11）。

7.3.3 被区分的变体与被杀掉的变体

正如前文所述，如果一个变体针对某些测试输入所表现出的行为与其父体程序不同的话，认为该变体是要“被杀掉的”。但是，为了在变异测试中提倡平和的氛围，更倾向于采用“被区分的”来代替“被杀掉的”。特别要指出的是，关于变异测试的大多数文献都采用“被杀掉的”这个词。有些人喜欢用“检查出一个变体”这样的说法来暗示所指的变体不同于其父体程序。

7.3.4 区分变体的条件

一个能将变体 M 与其父体程序 P 区分出来的测试用例必须满足以下三个条件，分别标记为 C_1，C_2，C_3：

C_1 **可达性** 必须存在一条从变体 M 的开始语句到变异语句的执行路径。

C_2 **状态感染性** 通过执行变异语句，必须导致 M 和 P 的状态彼此不同。

C_3 **状态传播性** 通过执行变异语句，必须保证 M 和 P 的状态差异一直传播到变体执行结束。

这样，只有当测试用例 t 满足条件 $C_1 \wedge C_2 \wedge C_3$ 时，一个变体才能被区分出来。更准确地说，条件 C_1 是 C_2 的必要条件，C_2 又是 C_3 的必要条件。下面的例子用来说明这三个条件。注意，尽管条件 C_3 必须在变体执行过程中为真，但在变异语句第一次执行时不一定要为真。另外，在程序执行过程的任一时刻，所有的程序变量和程序控制点构成了程序的状态。

当 P 的输入域中没有测试用例能满足上面任一条件时，就认为变体 M 与被测程序 P 等价。值得注意的是，等价是指针对变体和父体程序在整个输入域上的一致行为而言，而不仅仅是正在进行充分性评价的测试集。

例 7.16 考虑程序 P7.2 中的变体 M_1。可达性条件要求控制流到达第 14 行。因为这个程序是直线式无跳转的，程序结束时返回，所以每个测试用例都能满足可达性条件。

状态感染性条件则意味着在第 14 行语句（变异语句）执行之后，变体的状态必须与其父体程序有所区别。用 danger_P 和 danger_M 分别表示第 14 行的语句执行后变量 danger 在父体程序和变体程序中的值。当 $\text{danger}_P \neq \text{danger}_M$ 时，状态感染性条件才能满足。当 highCount = 3 时，任何测试用例都满足状态感染性条件。

最后，因为第 14 行语句是变体中最后一个可以影响程序状态的语句，所以再也不会有任何变更可以影响变量 danger 的值了。因此，一般认为，只要能满足状态感染性条件的测试用例就能满足状态传播性条件。下面是一个满足上述三条件的测试用例。

```
t = < currentTemp = [23,34,29], maxTemp = 18 >
```

针对测试用例 t，得到 $P(t)$ = veryHigh，$M(t)$ = none，因此区分出了变体与父体程序。

例 7.17 下面考虑程序 P7.3 中的函数 findElement，其功能是找出一个原子重量大于 w 的化学元素。要求这个函数在找不到任何元素时，返回 None；若在前 size 个元素中找到这样的元素，则返回第一个被找到元素的名称。数组 name 和 atWeight 中分别包含元素名称和相应的原子重量，全局常量 maxSize 代表两个数组的大小。

程序 P7.3

```
1  String findElement (name, atWeight, int size, float w){
2    String name[maxSize]; float atWeight[maxSize], w;
3    int index=0;
4    while (index<size){
5      if (atWeight[index]>w)
6        return(name[index]);
7      index=index+1;
8    }
9    return("None");
10 }
```

假设用 index≤size 来替换循环条件，得到程序 P7.3 的一个变体。

任何只要能够激活 findElement 的测试用例，均满足可达性条件，并将这个变体区分出来。用 C_P 和 C_M 分别表示程序 P7.3 及其变体的循环条件。如果某测试用例在某次循环迭代中使 $C_P \neq C_M$，那么它就满足状态感染性条件。当变体的返回值不同于其父体程序的返回值时，则满足状态传播性条件。下面的测试用例满足所有三个条件：

```
t1 : < name = ["Hydrogen","Nitrogen","Oxygen"],
       atWeight = [1.0079,14.0067,15.9994],
       maxSize =3, size =2, w =15.0 >
```

执行测试用例 t_1，程序 P7.3 中的循环终止时仍未找到原子重量大于 w 的化学元素，程序返回 "None"。与之相反的是，当变体执行 t_1 时，循环迭代到 index = size 时，找到一个原子重量大于 w 的元素。程序 P7.3 返回 "None"，而变体返回 "Oxygen"。因此，t_1 满足用于区分变体与其父体程序的所有三个条件（另见练习 7.8 和练习 7.10）。

7.4 变异算子

在前面的章节中，给出了通过对被测程序进行不同变更得到其不同变体的实例。直到现在，一直都是以一种 ad hoc 的方式来生成变体。其实，变体可自动生成，这一点可通过系统化的方法和准则来实现。本节就介绍这样一种系统化的方法以及一套准则。下面，先介绍什么是变异算子以及如何使用变异算子。

变异算子是一种产生式装置。其他用来表示变异算子的名称包括"变更算子"、"算子变体"，或者简单称为"算子"。本章余下部分在不引起混淆的情况下，交替使用"变异算子"和"算子"这两个词。

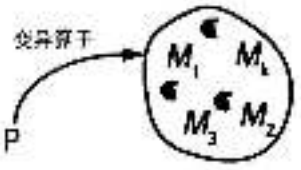


图 7-2 通过应用一个变异算子生成 P 的一系列变体：M_1，M_2，…，M_k。生成的变体数目 k 依赖于变异算子和程序 P，k 可以为 0

为方便引用起见，每个变异算子都被赋予一个唯一的名称。例如，ARS 和 ROR 就是例 7.18 中两数的变异算子的名称。

如图 7-2 所示，当用于语法正确的程序 P 时，一个变异算子就能产生 P 的一系列语法正确的变体。对 P 应用一个或多个变异算子，就能产生多种变体。一个变异算子可能会产生一个或多个变体，但可能一个也产生不了。下面的例子将说明这一点。

例 7.18 假设有一个名为 CCR 的算子。当它用于程序 P 时，CCR 通过用常量 d 替换常量 c 的每次出现来生成变体；c 和 d 在 P 中都必须出现。当它用于程序 P7.1 时，因程序不含任何

常量，故CCR不能生成任何变体。

接下来，假设有一个名为ABS的算子，当应用于程序P时，ABS通过用表达式$abs(e)$替换算术表达式e的每次出现来生成变体。这里，同大多数编程语言一样，用abs代表绝对值函数。当ABS用于程序P7.1时，生成下面8个变体。

位　置	原来的语句	变异后的语句
第4行	if(x<y)	if(abs(x)<y) if(x<abs(y))
第5行	output(x+y)	output(abs(x)+y) output(x+abs(y)) output(abs(x+y))
第7行	output(x-y)	output(abs(x)-y) output(x-abs(y)) output(abs(x-y))

请注意，输入语句和声明语句目前为止还没有被变异过。声明语句定义变量的名称和类型，这里没有被变异，在本节后面将会提到，其实这是一种特殊的变异类型。输入语句没有被变异的原因是，若对一个输入变量增加一个abs操作将会导致程序产生一个语法错误。

7.4.1 算子类型

设计变异算子的目的是模拟程序员可能犯的简单编程错误。当然，程序中的错误远比变异算子能模拟的简单错误复杂，但是人们已经发现，无论变异将多么简单，当努力将变体程序与其父体程序进行区分时，还是会发现很多复杂错误。将在第7.6.2节讨论这个令人匪夷所思的话题。

注意到，为了提高代码覆盖率和域覆盖率，某些变异工具提供了精心设计的算子。STRP就是针对C语言和Fortran语言设计的算子。当STRP用于某个程序时，它通过将每条语句替换为一个陷阱（trap）条件就产生一个变体。当程序的控制流达到被替换的语句时，就会将这个变体与其父体程序区分出来。一个能够区分出所有STRP变体的测试集被认为针对语句覆盖准则是充分的。

根据域覆盖准则，针对C语言的算子VDTR（见第7.10.9节，译者注）可以保证一个具体的测试集对于被测程序中某些特定变量针对域覆盖准则是充分的。这个域是一个由负数、零和正数组成的集合。这样，对于一个整数变量，只要保证在被测程序的执行中该变量能任取一个负数、零或正数，就能得到域覆盖。

尽管某些变异算子是特地针对某个编程语言的，但它们仍然可以被划分为一般分类的一个小子集。表7.1中就是这样的一种分类。在阅读表中的示例时，右箭头（→）表示"变异为"。注意第一行中的示例，常量1被替换为常量3，而常量3出现在另一语句（y = y + 3）中。

表7-1　一个对变异算子以及常用程序错误的通用分类示例

类　型	模拟的程序错误	示　例
常量变异	处理常量不正确	x = x + 1; → x = x + 3; y = y * 7; → y = y * 3;

（续）

类　型	模拟的程序错误	示，例
操作符变异	使用操作符不正确	if(x<y) → if(x≤y) x++ → ++x
语句变异	替换语句不正确	z=x+1 → Delete; z=x+1; → break; break → z=x+1;
变量变异	使用变量不正确	int x,y,z; z=x+1;→z=y+1; z=x+y;→z=abs(x)+y;

表7-1中仅列出了4种一般的类型。在后面会看到，实际中每种分类下面都有很多个变异算子。每种分类下面变异算子的类型和数量依赖于设计这些算子时针对的编程语言。

常量变异算子模拟了在常量使用中常犯的一些错误。不同类型的常量，如浮点型、整型和布尔型，都会在变异中被用到。在常量变异分类中，一个常量变异算子的域就是出现在程序中的常量变更集合；变异算子并不会引入新的常量。因此，在表7-1的示例中，由于常量3同样出现在了另一语句 y = y*3 中，语句 x=x+1 被变更成 x=x+3。

操作符变异算子模拟了在操作符使用中常犯的共性错误，包括算术运算符、关系运算符、逻辑运算符以及编程语言提供的其他操作符的不正确使用。

语句变异算子模拟了程序员在编写程序语句时常犯的各类错误，包括语句位置放置错误、语句缺失、循环终止错误以及循环结构错误等。

变量变异算子模拟了程序员在表达逻辑或算术表达式时常犯的共性错误。表7-1中列出了两个这样的错误。第一个错误：在原本应该使用变量y的地方，错误地使用了变量x；第二个错误：在原本应该使用其绝对值的地方，错误地使用了变量x。与常量变异算子相比，变量变异算子的域则是程序中所有被声明、使用的变量集合。变量变异算子同样不会引入新的变量。

7.4.2 变异算子的语言依赖性

虽然可以将变异算子分为几个通用类型，如前一节中描述的那样，但是变异算子本身与编程语言语法是密切相关的。例如，对于用ANSI C（下文中用C代替）语言编写的程序，人们需要使用C的变异算子。而对Java程序的变异则得用针对Java语言设计的变异算子。

变异算子依赖于程序语言语法的原因至少有三个。

第一，假设被变异的程序是语法正确的，那么变异算子必须要生成一个语法正确的变体。为了做到这一点，需要在同样的程序语言中将一个有效语法结构映射为另一个有效语法结构。

第二，一个变异算子的域是由编程语言的语法规则决定的。例如，在Java语言中，用一个关系运算符替换另一个关系运算符的变异算子的域为 {<，<=，>，>=，!=，==}。

第三，一种程序语言的语法特性对程序员可能犯的错误类型有着很深的影响。注意，一个程序语言的过程特性或面向对象特性，都蕴藏在程序语言的语法当中。

例7.19　在Java语言中，用访问修饰变更（Access Modifier Change，AMC）算子替换另一个访问修饰符，比如“private”被“public”替代。这种变异模拟了Java编程人员在控制变量和方法的访问时常犯的错误。

用C语言编写的程序是可能存在不正确作用域的。但在Java程序中，访问控制的思想是通过各种各样的访问修饰符及其组合准确表达出来的。因此，在变异Java程序时采用AMC算

于是合适的。由于缺乏明确的访问控制手段，在变异C程序时则没有相应的访问控制算子；在C语言中，访问控制是通过声明语句的位置来实现的，而编译器常常能够检测出错误的声明语句。

例7.20 设x，y和z是某个C语言程序中声明的整型变量。下面是一条有效的C语句：

$$S: z = (x < y)\ ?\ 0 : 1;$$

现在假设要对语句S中的关系运算符进行变异。关系型算子$<$可用C语言中其余5个关系型算子中的任何一个来替换，即==，!=，>，<=或>=。只要被变异的语句原来是正确的，那么这样一个替换产生的语句在C语言或其他一些语言中也是有效的。

然而在上面的语句中，C语言也允许用一个算术运算符替换关系运算符$<$。这样，$<$也可以被集合{+，-，*，/，%}中任何一个算术运算符替代。例如，当将S中的$<$用+替换时，将产生一条有效的C语句。但在Java语言和Fortran语言中则不行。这说明，变异算子的效在C语言与Java语言中是不同的。

本例还说明，使用C语言的程序员可能犯的错误类型与使用Java或其他语言的程序员所犯错误类型不同。完全有理由想象，一个C程序员在编写语句S时由于某种原因反而将其写成了S'：

$$S': z = (x + y)\ ?\ 0 : 1;$$

虽然S和S'都是语法正确的，但程序执行结果却不一样。S和S'中只有一个是正确的。很容易找到大量这样的变异例子，以及程序员在某种编程语言中很可能犯而在别的语言中又不会犯的错误的例子。

上面这个例子说明，变异算子的设计是一项语言依赖性活动。进一步讲，虽然可以通过猜测一个程序员可能会犯的某些简单错误来设计特定编程语言的变异算子，但是一个科学的变异算子设计方法是以经验数据为基础的。这些经验数据反映了常见的程序设计错误。事实上，人们在设计程序设计语言的变异算子时往往都考虑了经验数据以及设计团队的集体编程经验。

7.5 变异算子的设计

7.5.1 评判变异算子优良的准则

变异是一种用于评价一个测试集针对特定程序优良程度的手段。变异技术借助于一套变异算子将被测程序变异成大量的程序变体。假设程序P的测试集T_P针对变异算子集合M是充分的，那么，对于程序P的正确性而言，这个充分性意味着什么呢？这个问题引出下面的定义：

理想变异算子集合 令P_L表示所有用L语言编写的程序的集合，M_L是L语言的一个变异算子集合。如果下面条件成立，则认为M_L是理想的：

(a) 对于P_L中的任一元素P，P的任何测试集T_P针对P的需求规范S都是充分的，T_P对M_L的充分性反映了P对S的正确性；

(b) 不存在规模小于M_L的变异算子集合M_L'使得条件(a)成立。

因此，一个理想变异算子集合是规模最小的，并且保证针对该集合的充分性就能反映正确性。虽然对绝大多数编程语言来说，构建这样一个理想变异算子集合几乎是不可能的，但构建一个确保正确性的变异算子集合还是很有可能的。这正是期望的变异算子集合。这种极有可能的正确性的含义针对第7.6.1节、7.6.2节中解释的称职程序员假设（competent programmer hypothesis/assumption）、耦合效应（coupling effect）是最好理解的。

在上述理想变异算子集合的定义当中，条件（a）和（b）与故障检测效率及变异测试成本相关。试图找到一套变异算子，使得测试人员设计的测试用例尽可能多地发现程序中的缺陷。我们期望得到很高的故障检测效率，同时希望被检测的变体数目最少。编译、执行和分析变体都是非常耗时的，也必须最小化。一般情况下，通过减少生成的变体数目来降低变异测试的代价。

7.5.2 指导准则

指导准则有两个目的。第一，这些准则提供一个基础，据此决定哪些应该变异。第二，这些准则也有利于理解和评价一套已有的变异算子集合，正如本章后面将要描述的那样。

值得注意的是，变异算子的设计既是一门科学，也是一种艺术。大量的试验以及在其他变异系统上的经验，对于判断一套变异算子针对某种编程语言的优良程度是必不可少的。但是，为获取这样的经验，需要设计一套变异算子。

针对共性错误的经验数据可以作为变异算子设计的基础。在变异研究的早期，变异算子是根据经验数据设计出来的，而这些经验数据来源于各种各样的软件错误研究。这些算子的有效性都经过深入的研究。这里提供的指导准则基于对过去软件错误的研究、对其他变异系统的经验，以及对评价变异算子检测程序中复杂错误的有效性的经验性研究。

1）**语法正确性** 一个变异算子必须产生一个语法正确的程序。

2）**典型性** 一个变异算子必须能模拟一个简单的共性错误。但注意，真实程序中真正的错误常常并不简单。例如，程序员为改正一个导致程序故障的错误可能需要更改很大一部分代码。然而，设计的变异算子仅能模拟简单的错误，很多这样的简单错误在一起构成一个复杂错误。

这里强调简单错误，例如，将操作符“<”误输入成“>”，而且有很多原因会不经意地产生这样的错误。然而，没有办法能够保证一个简单的错误不会导致灾难性的后果。例如，会导致价值上亿元的火箭发射失败。因此，这里用简单错误一词并不能等价于简单、不合理或者轻微的失效。

3）**最小性和有效性** 变异算子的集合应该是最小且有效的集合。

4）**精确定义** 必须明确定义变异算子的域和范围。变异算子的域和范围均依赖于具体的编程语言。例如，一个变异二元算术运算符的变异算子，比如加法运算（+），就其域和范围而言都是正确的。在某些语言中，例如C，用逻辑运算符（比如&&）替换一个二元算术运算符也能产生一个语法正确的有效程序。因此，当定义变异算子范围时必须考虑所有这样的语法保真替换。

7.6 变异测试的基本原则

变异测试是一种获得正确或者接近正确程序的强有力的测试技术。它依赖两个基本原则。其一是众所周知的称职程序员假设，另一原则是耦合效应。将对这些原则进行讨论。

7.6.1 称职程序员假设

称职程序员假设（Competent Programmer Hypothesis，CPH）来源于实际工作中程序员的简单观察。这个假设说的是这样一个现象：在给定问题描述的情况下，程序员可以写出一个接近于正确的程序 P。

对 CPH 的一个极端解释为：当给定一个账户，要求程序员写一个程序计算账户余额时，程序员不会写一个将钱存入账户的程序。当然，尽管出现这种情况的可能性不太大，但一个愚蠢的程序员也可能会写出这样的一个程序。

对 CPH 的一个更合理的解释是：为满足一系列需求而编写的程序是正确程序的一些变体。这样，尽管程序的第一版本并不正确，但经过一系列简单变异后，它可能就被纠正成为正确的。有人可能会质疑 CPH："条件缺失导致的错误该怎么办？为获得正确的程序，就必须增加这个缺少的条件。"事实上，给定一个正确程序 P_c，它的某个变体果真就是通过删除条件语句中的条件而得到的。因此，这样的一个条件缺失确实对应一个简单变体。

CPH 假设程序员知道解决手上问题的算法，即使不知道，他也会在写程序之前找到一个算法。这样一来，下面的假设就是安全的：当要求写一个排序数据列表的程序时，一个称职的程序员知道并会使用至少一种排序算法。当然，在对算法进行编码时也可能会出现错误，但通过一次或多次一阶变异就可改掉程序中的错误。

7.6.2 耦合效应

相对 CPH 原则来源于对程序员行为的观察，耦合效应（coupling effect）是根据经验得到的。DeMillo、Lipton 和 Sayward 将耦合效应解释为：

通过简单的错误就能将正确的程序同其他所有程序区分开来的测试数据是非常敏感的，以至于它也可用来区分更复杂的错误。

同样，DeMillo、Lipton 和 Sayward 解释道："……通过这种耦合效应，看似简单的测试也可变得非常敏感。"正如前面所解释的那样，一个看似简单的一阶变体既可能等价于其父体程序，也可能不等价。对于某些输入来说，一个非等价变体会引起被测程序状态空间的扰动。这种扰动发生在变异点处，并可能影响程序的整个状态空间。正是在对变体行为与父体行为关联的分析中，测试人员发现了复杂的错误。

大量试验表明：一个针对一阶变体充分的测试集，针对二阶变体很可能也是充分的。注意，发现由多个一阶变异组合引起的错误并不难。几乎任何测试都有可能发现这样的错误。正是那种类似于一阶变异的细微错误才经常是很难发现的。但是，由于这种耦合效应，一个能够区分一阶变体的测试集很有可能会导致一个不正确的被测程序失效。7.8 节会详细介绍变异测试的错误检测能力。

7.7 等价变体

给定程序 P 的变体 M，如果对于所有可能的测试输入 i，$P(i) = M(i)$ 都成立，就说 M 等价于 P。换句话说，如果 M 和 P 在所有可能的输入下其行为均保持一致，那么就称这两者等价。

这里"行为一致"的含义要仔细斟酌。在强变异中，变体程序、父体程序的行为是在各自执行结束时才进行比较。因此，举例来说，一个等价变体可能与其父体的执行路径不同，但在结束时二者产生的输出相同。

在强变异下与父体等价的变体，在弱变异下与父体可能不同。这是因为，在弱变异下，变体和父体的行为一般都是在执行过程中的某些中间点进行比较的。

一个变体是否等价于其父体，这种一般性判断问题是不可判定的，等价于停机问题。因此，在大多数实际情况下，测试人员是通过仔细分析后才会做出变体与其父体是否等价的判

断。在本章的参考文献注释中会指出一些自动检测等价变体的方法。

这里需要说明的是，在变异测试中判定变体等价性的问题类似于判定 MC/DC 或数据流测试中一条给定路径是否可达的问题。因此，那种将等价变体与非等价变体剥离开来，以为可以降低变异测试相比其他基于覆盖率测试充分性评价方法的吸引力的想法，是非常不明智的。

7.8 通过变异进行错误检测

变异技术提供了一种评价测试集充分性的定量化准则。假设程序 P 的测试集 T_P 针对某些变体是非充分的，这样就提供了一个构造新测试用例的机会。希望以与先前不同的方式执行 P。这反过来也提高了发现潜在错误的可能性，这些潜在错误在针对 P 执行 T_P 后仍未检测出来。本节将说明变体是如何引导新测试用例的构造的，这些新测试用例可以发现原来由变异算子未必直接能模拟的错误。

下面，通过一个例子来说明，如何在区分变体的过程中发现一个条件缺失错误，这个变体是利用一个类似于 C 语言 VLSR 算子的变异算子产生的。

例 7.21 考虑函数 misCond。它以整数数组 data 的 0 或多个整数的序列作为输入，要求计算序列中从第一个整数到第一个 0 之间所有整数之和。因此，当输入序列为 (6, 5, 0) 时，misCond 应该输出 11；当序列为 (6, 5, 0, 4) 时，misCond 也应该输出 11。

```
1  int misCond(data, link, F){
2  int data[3], link[3], F;          ←输入
3  int sum;          ← 输出
4  int L;          ←局部变量
5  sum=0;
6  L=F;
7   if(L ≠ -1){          ←部分条件缺失
8    while (L ≠-1){
9     if(data[L]≠0) sum=sum+data[L]; ←冗余条件
10     L=link[L];
11    };
12   }
13   return(sum);
14   }
```

数组 link 定义了 data 中每个整数序列的起始位置。假设数组下标从 0 开始。整数 F 指向 data 中被累加的整数序列的第一个整数，link(F)指向序列的第二个整数，link(link(F))指向第三个，依次类推。在 link 中，-1 代表着一个从 data(F)开始的整数序列终止。

下面列举一组输入示例。data 包含两个序列 (6, 5, 0) 和 (6, 5, 0, 4)。置 F 为 0，表示函数将开始于 data(0)的序列 (6, 5, 0) 进行累加。置 F 为 3，表示函数将 data 中的第二个序列 (6, 5, 0, 4) 进行累加。

数组索引→	0	1	2	3	4	5	6
data =	6	5	0	6	5	0	4
link =	1	2	-1	4	5	6	-1

F = 0

在上面的输入示例中，序列在 data 中的存储是连续的，然而，这不是必须的，link 可用来规定任意的存储模式。

函数 misCond 有一处条件缺失错误。第 7 行的条件应为

```
(L ≠ -1) and (data[L] ≠ 0)
```

考虑 misCond 的变体 M，它是经 misCond 变异第 9 行代码而得到的：

```
if (data[F] ≠ 0) sum = sum + data[F];
```

将在下面说明 M 是一个能发现错误的变体。注意，这里用变量 F 替换了 L。这是一个典型的变体，多数变异测试工具在用变量替换算子（如 C 语言中的 VLSR 算子）对程序进行变异时都会产生这样的变体。

现在来确定一个能将 M 与 misCond 区分开的测试用例。用 C_p、C_q 分别表示条件 data(L)≠0 和 data(F)≠0，用 SUM_p、SUM_q 分别表示当控制流到达 misCond、M 的终点时 sum 的值。任何一个能够区分 M 的测试用例 t 必须满足以下条件：

1）可达性　从 misCond 的起点到被变异的第 9 行语句之间必须有一条路径。

2）状态感染性　在循环中，至少会出现一次 $C_p \neq C_q$。

3）状态传播性　$SUM_p \neq SUM_q$。

为满足可达性，则必须具备条件 L = F ≠ -1。在第一次循环中，由于初始化语句就在循环开始之前，因此 F = L。这条初始化语句在第一次循环中还使得 $C_p = C_q$。因此，为使 link(F) ≠ -1，循环至少执行两次。在循环的第二次或后续执行中，下面两个条件都有可能为真：

```
if data(F) ≠ 0 then data(L) = 0        (7-2)
if data(F) = 0 then data(L) ≠ 0        (7-3)
```

然而，条件（7-3）并不保证状态传播性条件成立，因为给 sum 加上 0，其值与上次循环中 sum 的值没有差别。但只要第二个以及后续的元素都非 0 的话，条件（7-2）就可保证状态传播性条件成立。

总之，为使 misCond(L) ≠ M(L)成立，测试用例 t 必须满足以下条件：

```
L ≠ -1
link(L) ≠ -1
data(L) = 0
```

$\sum_{j}$ data(j) ≠ 0，j 的范围为从 link(L) 到整数序列最后一个元素的索引。

用 P_c 表示 misCond 函数的正确版本。对于任何满足上述 4 个条件的测试用例 t，很容易验证得到 $P_c(t) = 0$，而 $M(t) \neq 0$ 时。因此，测试用例 t 导致函数 misCond 失败，由此检查出一个错误。下面是一个能检查出错误的测试用例示例：

数组索引	>0	1	2
data	0	5	0
link	1	2	-1

F = 2

练习 7.19 和 7.20 提供了另外一些能检查出错误的变体的例子。练习 7.21 旨在说明变异技术相对于面向路径的充分性准则技术的优势。

上面的例子说明了这样的一种尝试，通过区分变量替换算子可以构造出能导致被测程序失败的测试用例。现在，不禁要问：是否存在别的针对 misCond 的变异，同样能够检测出该错

误呢？一般来说，没有自动化工具的帮助，很难回答这样的问题。下面，将给出类似以上例子中变体的形式化定义。

7.9 变体的类型

现在给出上述错误检测过程示例的一个形式化定义。假设 P 代表被测程序，并且 P 必须遵循规范 S。D 是 P 的输入域，D 是从 S 中导出的。P 的每个变体都具有检测出 P 中一个或多个错误的潜力。当然，由于这样或那样的原因，它也可能检测不出任何错误来。从测试人员的角度出发，将变体分为三类：错误检测型，错误提示型和可靠预示型。用 P_c 表示 P 的正确版本，考虑以下三种类型的变体：

1）当且仅当 $\forall t \in D$，有 $P(t) \neq M(t)$，$P(t) \neq P_c(t)$，且至少有一个这样的测试用例存在，则称变体 M 为 P 的错误检测型变体（ε），t 为错误检测型测试用例。

2）当且仅当 $P = M$，$P_c != M$ 时，称变体 M 为 P 的错误提示型变体（$\mathcal{H}$）。

3）当且仅当存在 $t \in D$，$P_c(t) = P(t)$ 时，$P(t) \neq M(t)$，则称变体 M 为 P 的可靠预示型变体（$\mathcal{R}$）。

用 S_x 表示所有类型为 x 的变体的集合。通过等价类的定义，可得出 $S_\varepsilon \cap S_\mathcal{H} = \varnothing$，$S_\mathcal{H} \cap S_\mathcal{R} = \varnothing$。一个用于区分变体的测试用例，要么检测出错误，此时它属于 S_ε，要么检测不出错误，这时它属于 $S_\mathcal{H}$，对此，$S_\varepsilon \cap S_\mathcal{R} = \varnothing$。

在测试过程中，像 MuJava 或者 Proteum 这样的工具可以产生 P 的变体并针对 T 中的测试用例执行变体。就在这个过程中，测试人员判定某个变体究竟属于哪种类型。并没有一种简单或者自动的方法来判断所产生的变体分别属于以上提到的三种类型中的哪一类。当然，经验证明，若 P 中有错，那么很有可能这些变体中至少有一个是属于错误检测型的。

7.10 C 语言的变异算子

本节将详细讨论为 C 语言设计的变异算子。正如前面所提到的，全部的 77 个变异算子被分为四类：常量变异、操作符变异、语句变异和变量变异。本节内容对那些负责设计变异算子以及开发变异测试工具的程序员尤为有用。

本节中所介绍的变异算子集合是由 Purdue 大学 Richard A. Demillo 领导的研究小组所设计的。这个集合可能是已知的针对 C 语言最大、最全面而且也是唯一的变异算子集合。巴西 São Carlos 大学 José Maldonado 领导的研究小组在工具 Proteum 中实现了 C 语言的全部算子。7.12 节将比较不同语言的变异算子集合，7.13 节将介绍一些有助于测试人员进行变异测试的工具。

7.10.1 什么没有被变异

每个变异算子的操作域都可能无限大。操作域本身由一些语法实体的实例构成，它们出现在被测程序中，被变异算子所变异。例如，用 do-while 语句替换 while 语句的变异算子在其操作域中就包括了所有 while 语句的实例。可是，这个例子只说明了操作域已知的情况。

不妨考虑一个用 C 语言编写的函数，其仅包含一条声明语句：int x, y, z。在这条语句中会出现什么样的语法错误呢？一种可能的情况是：程序员原本打算把 z 声明为一个实数变量，但却声明成了整数。当然，可以定义一个变异算子来模拟这种错误。但是，这种情况可能无限多，如果可能的话，对其进行穷举非常困难。困难的主要原因在于，可供选择的类型与标

识符组合的集合几乎无限大。因此，任何对一个声明语句进行操作的变异算子所具有的操作域都是难以决定的。

以上分析致使将声明语句看作程序中的一般性定义（universe-defining）实体。上面提到的这种由声明定义的一般性语句被认为是对事实的阐述。声明“int x, y, z”表述了三个事实，一个事实对应一个标识符。一旦将声明语句当作阐述事实的程序实体，就不能将其作为可变异的语句，因为已经假设不存在语法错误的机会。以此分析为基础，不对 C 语言中的声明语句进行变异。声明中的错误则希望通过一个或多个变体来发现。

以下是程序中不需要进行变异的实体列表：

- 声明
- 地址操作符（&）
- I/O 函数中的格式字符串
- 函数声明头
- 控制行
- 标志函数调用的函数名（注意，在函数调用中实参是可变异的，而函数名不可变异。这就意味着如下 I/O 函数名 scanf、printf 和 open 是不可变异的）
- 预处理条件

7.10.2 线性化

在 C 语言中，一个语句的定义是递归的。为了理解语句变异中的不同变异算子，将引入线性化（linearization）和压缩线性化序列（Reduced Linearized Sequence，RLS）的概念。

用 S 表示一个可被解析为 C 语言语句的语法结构。注意，这里的语句指的是 C 语言中的一个语法类型。对一条由 S 代表的循环或选择语句来说，$'S$ 表示控制 S 执行的条件。

若 S 是个 for 循环语句，$'S$ 表示在一个循环体执行完而且下一个循环体即将执行时要被执行的表达式。同样，若 S 是个 for 循环，$'S$ 表示每次 S 执行时仅被执行一次的初始化表达式。若控制条件缺失，$'S$ 默认为 true。

若 S 是个 if 语句，使用上面的符号，把在一个执行序列中 S 的执行表示为 $'S$。

若 S 是个 for 循环语句，那么在一个执行序列中，用一个 $'S$、一个或多个 $'S$、0 个或多个 $'S$ 来表示 S 的执行。若 S 是一个复合语句，那么在执行序列中，S 只是表示一些存储分配活动。

例 7.22 考虑如下的 for 语句：

```
for (m=0,n=0;isdigit(s[i]);i++)
n=10*n + (s[i]-'0');
```

用 S 表示上面的语句，则，

```
'S:m=0,n=0
'S:isdigit(s[i]),and
'S:i++.
```

若用 S 表示下面的 for 语句，

```
    for(;  ;) {
 ⋮
    }
```

这时会得到，

'S': 空表达式语句

'S': true

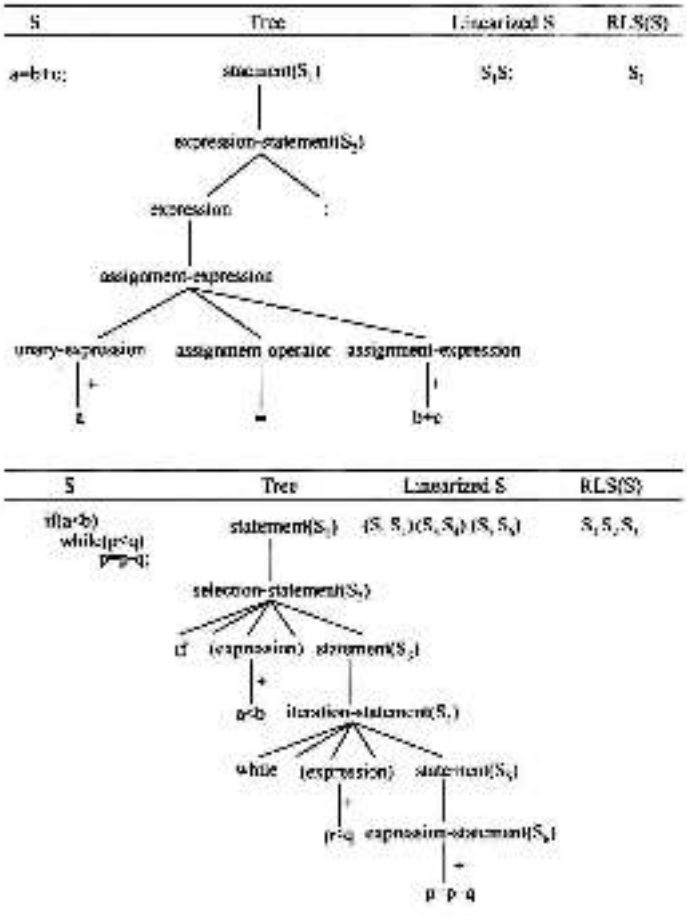
'S': 空表达式语句

用 T_f，T_s 分别表示函数 f，语句 S 的语法分析树。如果 T_s 的某个结点可以用如下任意一个语法要素所标识，则称该结点是可确认的（identifiable）。

- 语句
- 带标记的语句
- 表达式语句
- 复合语句
- 选择语句
- 循环语句
- 跳转语句

S 的线性化是通过对 T_s 进行前序遍历并依次列出 T_s 的可确认结点而完成的。

译者注：为了更好地理解线性化的概念，给出如下的两个实例，这两个实例来自参考文献 [9] "Design of Mutant Operators for the C Programming Language" 的第 8.4 节的图 5。



对任意的 X，用 X_i^j 表示序列 $X_iX_{i+1}\cdots X_{j-1}X_j(1\leqslant j\leqslant i)$。用 $S_i=S_i^j$ $(l\geqslant 1)$ 表示语句 S 的线性化。若 S_iS_{i+1} 是 S_i 中的一对相邻元素，且 S_{i+1} 是 T_i 中 S_i 的直接后继结点，并且没有 S_i 的其他直接后继结点，那么称 S_iS_{i+1} 是一个可分解（collapsible）对，而 S_i 是该可分解对的头结点。将 S 的压缩线性化序列称写成 *RLS*，它是通过反复采用头结点替换掉 S_i 中的所有可分解对之后获得的。一个函数的 *RLS* 是这样得到的：首先将整个函数体当作一条语句 S，然后再计算 S 的 *RLS*。通过以上方法获得的 *RLS* 是一个语句序列，其中各语句的序号并不是顺序递增的，即相邻元素的序号间并不相差 1。我们总是通过对其元素重新编号来简化 *RLS*，使得对于任意两个相邻元素 S_iS_j，都有 $j=i+1$。

分别用 *RLS*(*f*)、*RLS*(*S*) 表示函数 f、语句 S 的 *RLS*。

RLS(*f*) 的形式一般为：$S_1S_2\cdots S_nR(n\geqslant 0)$。其中，$R$ 是一个 return 语句或者是一个隐式的 return 语句，例如代表程序结束的右大括号'}'。$S_i(1\leqslant i\leqslant n)$ 和 R 称为 *RLS* 的元素。*RLS* 中元素的个数称为其长度，记为 *L*(*RLS*)。我们将使用 *RLS* 来定义变异算子并描述执行序列。[注]

7.10.3 执行序列

尽管大多数变异算子都被设计用来模拟简单错误，但人们期望通过变异测试，这些算子最后还是能够或多或少地检测出程序中的错误。本节将定义一些基本概念，这些定义可以帮助我们更好地理解变异算子以及变异算子对被测程序的动态影响。

当执行 f 时，*RLS*(*f*) 中的元素将会按序执行，这个顺序是由测试用例和 *RLS*(*f*) 中的执行路径判断条件共同决定的。设 $E(f,t)=S_1^m(m\geqslant 1)$ 为 $RLS(f)=S_1^nR$ 针对测试用例 t 的执行序列，其中 $S_j(1\leqslant j\leqslant m-1)$ 是 $S_i(1\leqslant i\leqslant n)$ 中的任一个，且 S_j 不是 return 语句。假设 f 针对测试用例 t 终止。这样，$S_m=R'$，其中 R' 就是 R 或者是 *RLS*(*f*) 中的其他返回语句。

$E(f,t)$ 的任何前缀 $S_1^k(0<k<m)$ 只要满足 $S_k=R'$，就是一个提前终止的执行序列（Prematurely Terminating Execution Sequence，PTES），并表示为 $E'(f,t)$。而 $E(f,t)$ 的后缀为 S_{k+1}^m，并用 $E^s(f,t)$ 表示。$E'(f,t)$ 表示 f 执行序列中最后一条语句。若 f 终止，$E^e(f,t)=$return。

设 $E_1=S_1^i$，$E_2=Q_1^j$ 为两个执行序列。当且仅当 $i=k$，$j=l$ 和 $S_q=Q_q(1\leqslant q\leqslant j)$ 时，E_1 和 E_2 是相同的。举个简单的例子，假设 f、f' 各自由一条赋值语句组成，分别为 $a=b+c$，$a=b-c$，那么就找不出一个测试用例 t 使得 $E(f,t)$，$E(f',t)$ 是相同的。这里必须注意到的是，即使两个执行序列不相同，其产生的输出却可能是相同。在上面的例子中，对任何只要 $c=0$ 的测试用例 t，都会有 $P_f(t)=P_{f'}(t)$。

例 7.23 考虑下面定义的函数 trim。注意，本例以及本章其他例子中用于变异的程序片段均来自 Brian Kernighan 和 Dennis Ritchie 大名鼎鼎的专著《C Programming Language》。

```
/* 本函数来自 Kernighan 和 Ritchie 的著《C Programming Language》的第 63 页 */
    int trim (char s [ ])
S1  {
      int n;                                                    F1
S2  for (n = strlen(s)-1; n >= 0; n--)
S3    if (s [n] !=  && s [n] != '\t' && s [n] != '\n')
S4      break;
S5  s [n+1] = '\0';
S6  return n;
    }
```

注 通过与参考文献 [9]"Design of Mutant Operators for the C Programming Language" 相比较，发现原书在此处漏掉了一段重要的文字，而这段文字中的定义在下面的章节中需要用到，因此在此处补全这段文字。——译者注

得到 $RLS(trim)=S_1S_2S_3S_4S_5S_6$。考虑测试用例 t，其输入参数 x 取值为 ab，其中字符 b 后带一个空格字符，那么执行序列 $E(trim,t)$ 就是 $S_1{}^1S_2{}^1S_2{}^2S_3{}^1S_4{}^1S_5S_6S_7S_8$。$S_1{}^1S_2{}^1$ 是 $E(f,t)$ 的一个前缀，而 $S_6S_7S_8$ 为 $E(trim,t)$ 的一个后缀。注意，$E(f,t)$ 的前缀和后缀还有其他几种。

类似于 $RLS(f)$ 这样的执行序列，定义 $RLS(S)$ 的执行序列，表示为 $E(S,t)$，并且 $E^v(S,t)$，$E^s(S,t)$，$E^l(S,t)$ 的含义与 $E^v(f,t)$，$E^s(f,t)$，$E^l(f,t)$ 相同。

执行序列 $E_1=p_1^i$，$E_2=q_1^j$ 的组合结果为 $p_1^iq_1^j$，记为 $E_1\circ E_2$。E_1 和 E_2 针对条件 c 的条件组合记为 $E_1|_cE_2$，其定义如下：

$$E_1|_cE_2=\begin{cases}E_1 & \text{如果 } c \text{ 为假}\\ E_1\circ E_2 & \text{否则}\end{cases}$$

在上面的定义中，假定了条件 c 是在整个 E_1 已执行完后才求值的。注意，$\circ$ 与 $|_{c,\cdots}$ 具有同样的效果。$\circ$ 的作用规则是从左至右，而 $|_c$ 的作用规则是从右至左。因此，可以得到

$$E_1\circ E_2\circ E_3=(E_1\circ E_2)\circ E_3$$

$$E_1|_{c_1}E_2|_{c_2}E_3=E_1|_{c_1}(E_2|_{c_2}E_3)$$

$E(f,*)$，$E(S,*)$ 分别表示函数 f，语句 S 在其用到的所有变量的当前值条件下的执行序列。在下面定义 C 语言中函数和语句的执行序列时，将用到上面这些定义。

设 S，S_1，S_2 各表示一条 C 语句，除非特别声明，这里的 C 语句不包括 break、continue、goto 和 switch。在确定任一 C 函数的执行序列时，可采用下面这些规则：

R1 $E(\{\},t)$ 是一个空序列。

R2 $E(\{\},t)\circ E(S,t)=E(S,t)=E(S,t)\circ E(\{\})$。

R3 $E(\{\},t)|_cE(S,t)=|_cE(S,t)=\begin{cases}\text{空序列} & \text{如果 } c \text{ 为假}\\ E(s,t) & \text{否则}\end{cases}$

R4 若 S 是赋值表达式，则 $E(S,t)=S$。

R5 对任何语句 S，如果 $RLS(S)$ 除 0 或多个赋值表达式外不包含其他语句，则 $E(S,t)=RLS(S)$

如果 $RLS(S)$ 除赋值表达式外还包含其他语句，由于可能会出现条件语句和循环语句，下面的等式则不一定能成立。

R6 若 $S=S_1;S_2;$，则 $E(S,t)=E(S_1,t)\circ E(S_2,*)$。

R7 若 $S=$ while(c) S_1，则 $E(S,t)=|_c(E(S_1,*)\circ E(S,*))$；

若 $RLS(S)=S_1^n,n>1$，且 $S_i=$ continue，$1\leqslant i\leqslant n$，则

$$E(S,t)=|_cE(S_1,*)\circ(|_{c\&\&\text{continue}}E(S_{i+1}^{n-i},*))\circ E(S,*);$$

若 $RLS(S)=S^n,n>1$，且 $S_i=$ break，$1\leqslant i\leqslant n$，则

$$E(S,t)=|_cE(S_1,*)\circ(|_{c\&\&\text{break}}(E(S_{i+1}^{n-i},*)\circ E(S,*)))。$$

R8 若 $S=$ do S_1 while (c)；则 $E(S,t)=E(S_1,t)|_cE(S,*)$；

若 $RLS(S)$ 包含一个 continue 语句或 break 语句，则可以采用上述针对 while 语句的方法得到它的执行序列。

R9 若 $S=$ if(c)S_1，则 $E(S,t)=|_cE(S_1,*)$。

R10 若 $S=$ if(c)S_1 else S_2，则

$$E(S,t)=\begin{cases}E(S_1,t) & \text{如果 } c \text{ 为真}\\ E(S_2,t) & \text{否则}\end{cases}$$

例 7.24 考虑例 7.23 中的语句 S_4（if 语句），得到 $RLS(S_4)=S_5S_6$。重用例 7.23 中的测

试用例，置 $n=3$，则 $E(S_3,*)='S_3$；如果 $n=2$，则 $E(S_3,\times)='S_3\ S_4$。类似地，对语句 S_2（for 语句），可到 $E(S_2,*)='S_2'S_3'S_4'S_2'S_3\ S_4$。对整个函数体来说，可得到

$$E(trim,t)='S_1E(S_2,*)\circ E(S_3,*)\circ E(S_4,*)$$

7.10.4 执行序列的影响

同前面一样，设 P 为被测程序，f 为 P 中将被变异的函数，t 为测试用例。假设当 P 终止时，$P_f(t)$ 表示针对 t 执行 P 所产生的输出结果。P 的下标 f 用来强调程序中函数 f 被变异。

设 f' 为 f 的一个变体，若 $P_f(t)\neq P_{f'}(t)$，就说 $E(f,*)$ 具有区分 P 输出结果的效果。称 $E(f,*)$ 是 $P_f(t)$ 针对 f' 的可区别执行序列（Distinguishing Execution Sequence，DES）。

给定 f 及其变体 f'，为找到一个用于区分（杀死）f' 的测试用例 t，必要条件是 $E(f,t)\neq E(f',t)$，但这不是充分的。充分性条件是 $P_f(t)\neq P_{f'}(t)$，这意味着 $E(f,t)$ 是 $P_f(t)$ 针对 f' 的 DES。

当一个测试用例足以区分一个程序与其变体时，常用 DES 来描述变体算子。检查一个函数或一个语句的执行序列，是常用的构造用于区分变体的测试用例的一个好办法。

例 7.25 为证明上面提到的执行序列影响的概念，考虑例 7.23 中 F1 定义的函数 *trim*。用字符串 *s* 表示 *trim* 的输出。若测试用例 *t* 的输出结果是一个由字符 *a*、*b* 和空格组成的字符串（连接起顺序），那么 $E(trim,t)$ 将产生输出字符串 *ab*。由于这就是期望的输出结果，因此，认为在这种情况下它是正确的。

现在，通过变异 F1 中的 S_4 来变成 *trim*，采用 continue 来替代 break。用 *trim'* 表示被变异的函数，得到：

$$E(trim',t)='S_1'S_2'S_3'S_2'S_3'S_2'S_3'S_2'S_3\ S_4'S_2'S_3\ S_4'S_2\ S_5S_6 \tag{7-4}$$

$E(trim',t)$ 的输出结果不同于 $E(trim,t)$ 的输出结果。因此，$E(trim,t)$ 是 $P_{trim}(t)$ 针对函数 *trim'* 的一个 DES。

在区分变体的过程中，DES 是很重要的。为获得给定函数 f 的 DES，必须构造一个适当的测试用例 t，使得 $E(f,t)$ 是 $P_f(t)$ 针对 f' 的一个 DES。

7.10.5 全局标识符集和局部标识符集

为了说明 7.10.10 节中定义的变量变异，本节介绍全局标识符集、局部标识符集的概念，在下一节介绍全局引用集、局部引用集的概念。

首先，用 f 表示一个将被变异的 C 函数。如果一个标识符指的是一个在 f 中使用、但未在 f 中声明的变量，则该标识符针对 f 来讲就是全局的。用 G_f 表示 f 中所有全局标识符的集合。注意，任何外部标识符都在 G_f 中，除非它在 f 中被声明。在计算 G_f 时，假定所有 #include 语句行中所指述的文件都已被 C 预处理器包括进来了。因此，G_f 包含了 #include 里文件中声明的所有全局变量。

用 L_f 表示 f 所有局部标识符的集合，这些标识符要么声明为 f 的参数，要么在函数体的头部进行了声明。函数名标识符不属于 G_f 或 L_f 之列。

在 C 语言中，很有可能出现这样一种情况，即一个函数 f 被赋了很多组合语句，而其个组合语句 S 在其头部又声明了一些变量。在这种情况下，计算 S 的全局和局部标识符集合时就要利用 C 语言中的作用域规则。

将 GS_f、GP_f、GT_f 和 GA_f 定义为 G_f 的子集，分别表示标量、指针、结构和数组标识符集合。注意，这四个子集是两两独立的。同样，也相应地定义 L_f 的子集 LS_f、LP_f、LT_f 和 LA_f。

7.10.6 全局引用集与局部引用集

在表达式内使用的标识符称为引用（reference）。通常一个引用可以是多级（multilevel）

的，也就是说，它可以由一个或多个子引用（subreference）组成。比如，ps 是一个指向某个包含成员 a、b 的结构（structure）的指针，那么在(*ps).a 中，ps 是一个引用，*ps 与(*ps).a 是两个子引用；更进一步，*ps.a 是一个三层引用，其中，第一层是 ps，第二层是(*ps)，第三层是(*ps).a。注意，在C语言中，(*ps).a 与 ps->a 意义相同。

全局引用集（global reference set）和局部引用集（local reference set）都是由二层或多层引用组成的。在第一层的全局引用集和局部引用集属于上节定义的标识符集。分别用 GR_f、LR_f来表示函数 f 的全局引用集、局部引用集。

对数组或结构内成员的引用可能会得到一个标量值（scalar quantity）。同样，对一个指针的值引用（dereference）可能得到的是一个标量值。把这类引用定义为标量引用，并分别用 GRS_f、LRS_f表示对函数 f 的全局标量引用集、局部标量引用集。如果引用的元素是在函数 f 的全局作用域内声明的，那么该引用就是一个全局引用，否则就是一个局部引用。

对 GS_f和 LS_f进行扩展，可以定义 GS'_f和 LS'_f：

$$GS'_f = GRS_f \cup GS_f$$

$$LS'_f = LRS_f \cup LS_f$$

其中 GS'_f是函数 f 的全局标量引用集（scalar global reference set），LS'_f是局部标量引用集（scalar local reference set）。

同样，分别用 GRA_f、LRA_f来表示全局的、局部的数组引用集，用 GRP_f、LRP_f来表示全局的、局部的指针引用集，用 GRT_f、LRT_f来表示全局的、局部的结构引用集。引入这些概念之后，可以构造相应的扩展全局引用集和扩展局部引用集，即 GA'_f、GP'_f、GT'_f、LA'_f、LP'_f、LT'_f。

举例来说，如果某个结构中有一个数组成员，那么对该成员的引用就是一个数组引用，属于数组引用集。同样，如果一个结构是某个数组中的元素，那么对该数组中元素的引用就是一个结构引用，属于结构引用集。

初次检查时，会发现，全局引用集和局部引用集的定义可能有些模糊。这在程序中出现指向实体（entity）的指针时尤为明显。程序中的实体既可以是标量、数组或结构，也可以是指针。假设，函数引用是不能变异的。不过，只要 f_v是指向某个实体的指针，那么 f_v是否是 GRP_f或 LRP_f中的元素取决于它被声明的地方。另一方面，如果 f_v是一个指针实体，那么它要么属于 GRX_f，要么属于 LRX_f，其中 X 可以是 A、P 或 T。

例7.26 为了说明上述定义，考虑以下对函数 f 的外部声明：

```
int i, j; char c, d; double x, s;
int *p, *q [3];
struct point {
  int x;
  int y;
};
struct rect {
  struct point p1;
  struct point p2;
};
struct rect screen;
struct key {
  char * word;
  int count;
} keytab [NKEYS];
```

下面是针对上述声明的全局集合：

$G_f = \{i, j, c, d, r, s, p, q, screen, keytab\}$

$GS_f = \{i, j, c, d, r, s\}$

$GP_f = \{p\}$

$GT_f = \{screen\}$

$GA_f = \{q, keytab\}$

注意，结构中的成员 x、y、$word$ 和 $count$ 不属于任一全局集。上述代码中的 $rect$、key 等类型名也不属于全局集。程序变异时并不考虑类型名称，其原因已在 7.10.1 节中介绍过。

现在，假设函数 f 中有如下声明：

```
int fi; double fx; int *fp, (*fpa)(20);
struct rect fr; struct rect *fprct;
int fa[10 ]; char *fname[nchar];
```

此时，函数 f 的局部集如下：

$L_f = \{fi, fx, fp, fpa, fr, fprct, fa, fname\}$

$LA_f = \{fa, fname\}$

$LP_f = \{fp, fpa, fprct\}$

$LS_f = \{fi, fx\}$

$LT_f = \{fr\}$

为进一步说明引用集，假设函数 f 包含如下引用（此时并未考虑这些引用所在语句的具体内容）：

```
i=j+fi
r=s-fx+fa[i]
*p+=1
*q [j] =*p
screen.p1=screen.p2
screen.p1.x=i
keytab [j].count=*p
p=q[i]
fr=screen
*fname[j]=keytab [i].word
fprct=&screen
```

上述引用所对应的全局引用集和局部引用集如下：

$GRA_f = \{\}$

$GRP_f = \{q[i], keytab[i].word, \&screen\}$

$GRS_f = \{keytab[j].count, *p, *q[j], screen.p1.x\}$

$GRT_f = \{keytab[i], keytab[j], screen.p1, screen.p2\}$

$LRA_f = \{\}$

$LRP_f = \{fname[j]\}$

$LRS_f = \{*fname[j], fa[i]\}$

$LRT_f = \{\}$

可以使用上面的引用集来扩展局部集。

与全局变量集和局部变量集类似，可以定义全局常量集 GC_f和局部常量集 LC_f。GC_f是函数 f 的所有全局常量的集合，LC_f是函数 f 的所有局部常量的集合。注意，常量可以用在声明之中，也可以用在表达式之中。

把只包含整数常量、实数常量、字符常量和指针常量的 GC_f的子集定义为 GCI_f、GCR_f、GCC_f和 GCP_f。GCP_f只包含指针 null。以此类推，还可以定义 LCI_f、LCR_f、LCC_f和 LCP_f。

7.10.7 程序常量变异

现在开始讨论C语言的常量变异算子。这类算子模拟的是程序中的巧合正确性（coincidental correctness）现象。从这点来看，常量变异算子与7.10.10节中讨论的标量变量替换运算符类似。表7-2中列出了常量变异算子的完整清单。

表7-2 C语言中的常量变异算子表

变异算子	定义域	说明
CGCR	常量	使用全局常量替换程序中出现的常量
CLSR	常量	使用局部常量替换程序中出现的标量
CGSR	常量	使用全局常量替换程序中出现的标量
CRCR	常量	必需的常量替换
CLCR	常量	使用局部常量替换程序中出现的常量

1. 必需的常量替换

用 I 表示集合$|0,1,-1,u_i|$，用 R 表示$|0,1,-1,u_r|$，其中，u_i 和 u_r 分别表示用户指定的整数常量和实数常量。CRCR模拟的是这样的错误：程序中本来应该使用 I 或 R 中元素的地方，程序员却使用了其他的变量。

采用 I 或 R 中的元素替换掉程序中的每一个标量引用。如果该标量引用是一个整数，那么就用 I 中的元素替换它；如果该引用是浮点类型的，那么就使用 R 中的元素替换它。如果该引用是通过指向实体的指针实现的，那么就用 null 替换它。赋值运算符、++和--的左操作数不在CRCR变异的范围之内。

例7.27 考虑语句 $k=j+*p$，其中 k，j 都是整数，p 是一个指向整数的指针。当对该语句进行CRCR变异时，得到下面的变体：

$k=0+*p$

$k=1+*p$

$k=-1+*p$

$k=u_i+*p$

$k=j+\text{null}$

CRCR变体能够促使测试人员设计充分的测试用例，以确保程序中被替换的变量使用的是 I、R 集合之外的数值。这样的变体有助于减少被测程序 P 中的巧合正确性。

2. 常－常替换

程序员可能犯的一个错误，就是使用错误的标识符代替了正确的标识符。与此类似，他们也可能会使用错误的常量代替了正确的常量。变异算子CGCR和CLCR模拟的就是这样的错误，它们分别用 GC_f、LC_f中的元素来替换函数 f 中使用的常量来生成变体。

例7.28 假设某一表达式中出现了常量5，且 $GC_f=\{0,1.99,'c'\}$，那么就会分别使用0、

1.99 和'c'替换5，由此产生3个变体。

常一常替换并不对指针常量 null 进行变异，赋值运算符、++和--运算符的左操作数也不在该类变异的范围之内。

3. 常－标替换

程序员可能会在本该使用常量的地方使用了标量变量，CGSR 和 CLSR 变异算子模拟的就是这类错误。CGSR 使用 GC_f 中的常量替换函数 f 中所有的标量变量和标量引用。CLSR 与此类似，所不同的是它使用 LC_f 中的常量进行替换。赋值运算符、++与--运算符的左操作数不在该类变异的范围之内。

7.10.8 运算符变异

运算符变异模拟的是程序员在使用各种 C 运算符时所犯的常见错误。这里重载使用了术语“运算符”（operator），读者要区分清楚。使用术语“变异算子”（mutation operator）表示前面讨论过的变异运算符，术语“运算符”（operator）指的是 C 语言中的运算符，比如算术运算符 + 和关系运算符 <。

1. 二元运算符变异

二元运算符变异模拟的是程序表达式中二元 C 运算符的使用错误。该类变异算子分为两类：同类运算符替换（comparable operator replacement，Ocor）和非同类运算符替换（incomparable operator replacement，Oior）。每个子类中的变异算子又分别对应 C 语言中的非赋值运算符（non-assignment operator）和赋值运算符（assignment operator）。表 7-3、表 7-4 和表 7-5 列举了 C 语言中的所有二元变异算子。

每个二元变异算子都会系统化地使用其值域内的 C 语言运算符替换被测程序中出现的其定义域内的 C 运算符。表 7-3、表 7-4 和表 7-5 详细列举了所有变异算子的定义域和值域。注意，在进行变异时，可能并不会使用到所有的算术运算符，而是根据具体情况选择使用不同的子集。比如说，对两个指针进行加法运算是错误的，但是两个指针的减法则不是如此。所有针对 C 语言运算符的变异算子都要遵守这样一条准则：必须能够识别类似的异常情况，以确保所产生变体的语法正确性。

表 7-3 Ocor 中变异算子的定义域和值域

名 称	定 义 域	值 域	示 例
OAAA	算术赋值	算术赋值	a += b →a -= b
OAAN	算术	算术	a + b →a * b
OBBA	位赋值	位赋值	a &= b →a |= b
OBBN	位	位	a & b →a | b
OLLN	逻辑	逻辑	a && b →a || b
ORRN	关系	关系	a < b →a <= b
OSSA	移位赋值	移位赋值	a <<= b →a >>= b
OSSN	移位	移位	a << b →a >> b

X→Y 表示“X 变异为 Y”。

表 7-4 Oior 中变异算子的定义域和值域：算术运算符与位运算符

名 称	定 义 域	值 域	示 例
OABA	算术赋值	位赋值	a -= b →a |= b
OAEA	算术赋值	单纯赋值	a -= b →a = b

（续）

名 称	定 义 域	值 域	示 例
OABN	算术	位	a + b →a&b
OALN	算术	逻辑	a + b →a&&b
OARN	算术	关系	a + b →a < b
OASA	算术赋值	移位赋值	a += b→a <<= b
OASN	算术	移位	a + b→a << b
OBAA	位赋值	算术赋值	a |= b→a += b
OBAN	位	算术	a&b→a + b
OBEA	位赋值	单纯赋值	a& = b→a = b
OBLN	位	逻辑	a&b→a&&b
OBRN	位	关系	a&b→a < b
OBSA	位赋值	移位赋值	a& = b →a <<= b
OBSN	位	移位	a&b →a << b

X→Y 表示"X 变异为 Y"。

表 7-5 Oior 中变异算子的定义域和值域：单纯赋值、逻辑与关系

名 称	定 义 域	值 域	示 例
OEAA	单纯赋值	算术赋值	a = b→a += b
OEBA	单纯赋值	位赋值	a = b→a& = b
OESA	单纯赋值	移位赋值	a = b→a <<= b
OLAN	逻辑	算术	a&&b→a + b
OLBN	逻辑	位	a&&b→a&b
OLRN	逻辑	关系	a&&b→a < b
OLSN	逻辑	移位	a&&b→a << b
ORAN	关系	算术	a < b →a + b
ORBN	关系	位	a < b →a&b
ORLN	关系	逻辑	a < b →a&&b
ORSN	关系	移位	a < b →a << b
OSAA	移位赋值	算术赋值	a <<= b→a += b
OSAN	移位	算术	a << b→a + b
OSBA	移位赋值	位赋值	a <<= b→a |= b
OSBN	移位	位	a << b→a&b
OSEA	移位赋值	单纯赋值	a <<= b→a = b
OSLN	移位	逻辑	a << b→a&&b
OSRN	移位	关系	a << b →a < b

X →Y 表示"X 变异为 Y"。

2. 一元运算符变异

该类变异的变异算子模拟的是一元运算符和条件运算符的使用错误。这些操作运算符可以细分为 5 类，下面进行详细介绍：

递加/递减（Increment/Decrement） C 程序中经常会用到 ++ 和 -- 运算符，OPPO 和 OMMO 变异算子模拟的就是使用这两个 C 运算符时可能会出现的错误。这些错误是：(a) -- （或 ++）用成了 ++ （或 --）；(b) 后置递增（递减）用成了前置递增（递减）。

OPPO 算子能够生成两个变体。形如 ++x 的表达式将会变异成为 x ++ 和 --x，形如 x ++ 的表达式将会变异成为 --x 和 x --。OMMO 算子的变异操作与 OPPO 算子类似，它把 --x 变异成为 x -- 和 ++x，把 x -- 变异成为 --x 和 x ++。如果一个表达式的值并没有被使用，那么这两个运算符都不会对该表达式进行变异，比如说 for 语句头中的形如 i ++ 的表达式就不会被

变异，这样可以避免生成两个相同变体的情况。另外，形如 *x-- 的表达式将会被变异成为 *--x和 *x--。

逻辑否定（Logical Negation） 在使用C语言编程时，程序员在设定迭代语句和选择语句中的条件时可能会错误地使用相反的条件。OLNG变异算子模拟的就是这类错误。考虑形如 x op y 的表达式，其中 op 是 && 和 || 两个逻辑运算符中的任意一个。OLNG 变异算子将会生成3个变体：x op !y，!x op y 和!(x op y)。

逻辑上下文否定（Logical Context Negation） 在除 switch 之外的选择语句和迭代语句中，程序员设定控制条件时可能会错误地设置相反的条件，OCNG 变异算子模拟的就是这类错误。进行变异时，迭代语句和选择语句中的控制条件会被变异为相反的条件。下面的例子演示了 OCNG 是如何对迭代语句与选择语句中的表达式进行变异的。

```
if (expression) statement →
  if (!expression) statement

if (expression) statement else statement →
  if (!expression) statement else statement

while (expression) statement →
  while (!expression) statement

do statement while (expression) →
  do statement while (!expression)

for (expression; expression; expression) statement →
  for (expression; !expression; expression) statement

expression ? expression : conditional expression →
  !expression ? expression : conditional expression
```

在使用 OCNG 算子对迭代语句进行变异时，可能会生成带有无限循环的变体，并且它也可能与 OLNG 生成一样的变体。注意，OLNG 并不会对 if 语句中形如 (x<y) 的条件进行变异，但是 OLNG 和 OCNG 都可能将条件((x<y)&&(p>q))变异成(!(x<y)&&(p>q))。

位取反（Bitwise Negation） 程序员在使用涉及位操作的表达式（bitwise expression）时常常出错。比如，在该使用（或不该使用）某位补操作的时候，程序员却没有采用（或采用了）位取反操作。OBNG 算子模拟的就是这种错误。

考虑形如 x op y 的表达式，其中 op 是 | 和 & 两个位运算符中的一个。OBNG 变异算子将会把它变异成为 x op ~y，~x op y 和 ~(x op y)。对迭代和条件运算符的处理也与此一样。因此使用 OBNG 对形如 if (x&&a|b) p=q 的语句进行变异会得到如下的语句：

```
if (x && a | b)p=q
if (x && ~a |b)p=q
if (x && ~(a |b))p=q
```

间接运算符优先级变异（Indirection operator Precedence Mutation） 当表达式是由 ++、--与间接运算符（*）复合使用构成时，常常会出现优先级错误。比如，如果在本该使用 (*p)++的地方用到了 *p++，那么就会出现该类错误。OIPM 变异算子模拟的就是这类错误。

OIPM 变异算子把形如 *x op 的引用变异成为(*x) op 和 op(*x)，此处的 op 可以是 ++和--。在C语言中，*x op 与 *(x op)等价。此处如果 op 的形式是 [y]，那么进行变异时只会得到变体(*x) op。比如说，引用 *x[op]将会被变异成为(*x)[op]。

上面的定义只考虑了引用中只出现了一个间接运算符的情况。通常可以组合使用多个间接运算符来构成一个引用。比如说如果 x 被声明为 int **x，那么 *x、*x++就是一个合

法的C引用。针对这种情况，下面为OIPM建立一个更为通用的定义。

考虑下面的引用 $\underbrace{**\cdots*}_{n}x\ op$。OIPM变异算子系统化地把它变异成下列引用：

$\underbrace{**\cdots*}_{n-1}$	$(*x)$	op
$\underbrace{**\cdots*}_{n-1}$	op	$(*x)$
$\underbrace{**\cdots*}_{n-2}$	$(**x)$	op
$\underbrace{**\cdots*}_{n-1}$	op	$(**x)$
⋮	⋮	⋮
*	$(\underbrace{**\cdots*}_{n-1}x)$	op
*	op	$(\underbrace{**\cdots*}_{n-1}x)$
	$(\underbrace{**\cdots*}_{n}x)$	op
	op	$(\underbrace{**\cdots*}_{n}x)$

多重间接运算符在平常并不多见，因此多数情况下，希望每个使用了间接运算符的引用都只会生成两个OIPM变体。

强制转型运算符替换（Cast Operator Replacement） 强制转型运算符的功能是明确地指定操作数的类型。程序员在使用该类运算符时可能会犯错，OCOR变异算子模拟的就是这类错误。

使用OCOR算子时，被测程序中的每一个强制转型运算符都会被变异。强制转型运算符的变异应遵循下面的约束。该约束是由ANSI C所规定的C规则衍生出的。可以这样阅读下面的强制转型运算符变异："↔"读作"变异为"。↔左边的所有元素都会被变异为右边的元素，反之亦然。其中的标记"X^*"读作"X与其所有变体，副本（duplicate）除外"。

```
char ↔ signed char unsigned char
  int* float*

int ↔ signed int unsigned int
  short int long int
  signed long int signed long int
  float* char*
  float ↔ double long double
    int* char*

  double ↔ char* int*
    float*
```

例7.29 考虑下面的语句：

```
return (unsigned int)(next/65536) % 32768
```

对该语句使用OCOR变异算子，得到如下变体（此处只列出了被变异的部分）：

```
short int long int
   float double
```

注意，在本节中没有讨论的那些转型运算符并不在被变异之列。比如说，下面语句中的转型就不会被变异：

```
qsort((void* *)lineptr,0,nlines-1,(int(*) (void*, void*))
                                    (numeric? numcmp :strcmp))
```

不对某些转型进行变异是有原因的。一方面它们并不常用，另一方面它们的使用错误难以通过程序变异来模拟。比如，一个形如 void** 的转型并不常见，并且程序员在使用时把它误用成 int 的可能性很小。

7.10.9 语句变异

下面讨论所有的语句变异算子，它们的变异对象是整个句子或者句子中的关键语法元素。表7-6中列出了这类变异算子的完整清单，其中包含了每个变异算子的定义和它所模拟的错误。使用受影响语法实体（effected syntax entity）来描述变异算子的定义域。

表7-6 C语句变异算子列表

变异算子	定义域	说　明
SBRC	break	使用 continue 替换 break
SBRn	break	Break 到第 n 层
SCRB	continue	使用 break 替换 continue
SDWD	do-while	使用 while 替换 do-while
SGLR	goto	互换 goto 语句的标签
SMVB	语句	上（下）移动右花括号
SRSR	return	互换 return 语句
SSDL	语句	删除语句
SSOM	语句	顺序运算符变异
STRI	if	if 条件陷阱
STRP	语句	语句执行陷阱
SWTC	迭代语句	多次迭代循环
SWVM	switch 语句	switch 语句变异
SWTT	迭代语句	多次迭代陷阱
SWDD	while	使用 do-while 替换 while

注意，其中的有些语句变异算子仅仅是用来保证代码覆盖率的，它们并没有模拟任何程序错误。STRP 变异算子就属于这类运算符。

本节介绍的运算符变异与变量变异同样也会影响到程序中的语句，但是它们与语句变异有所不同。它们并不能模拟选择语句、迭代语句与跳转语句特定的错误。

1. 语句执行陷阱

使用该变异算子的目的是找到被测程序中不可达的代码。被测程序中的每一条语句都会被系统化地替换为 trap_on_statement()。使用测试用例执行变体，如果执行到了 trap_on_statement()，那么就终止该变体的执行。这样的变体就是可被区分的变体，即被杀死的变体。

例7.30 考虑下面的程序片段：

```
while(x!=y)
  {
    if(x < y)
      y=x;
    else
      x=y;
  }
```

对上面的语句进行 STRP 变异，可以得到4个变体 M_2、M_3、M_4和 M_5。如某一个测试用例能够区分出所有的4个变体，那么就认为它是充分的，它能够保证 F_1 中所有4条语句都至少被执行一次。

```
trap_on_statement();                    M2
while(x!=y)
  {
    trap_on_statement();                M3
  }
while(x!=y)
  {
    if(x<y)                             M4
      trap_on_statement();
    else
      x-=y;
  }
while(x!=y)
  {
    if(x<y)                             M5
      y-=x;
    else
      trap_on_statement();
  }
```

如果把 STRP 变异算子应用到整个程序上面，那么测试人员就必须设计出能够确保每条语句都会被执行的测试用例。如果不能设计出这样的测试用例，那就说明程序中存在不可达的代码。

2. if 条件陷阱

STRI 变异算子的用途是对 P 中的 if 语句进行分支分析。在使用 STRI 的同时使用 STRP、SSWM 和 SMTT，可以对程序进行彻底的分支分析。STRI 将会针对每个 if 语句生成两个变体。

例7.31 下面是 if(e) S 经过 STRI 变异生成的两个变体：

```
v=e
if(trap_on_true(v))S                    M6
v=e
if(trap_on_false(v))S                   M7
```

这里的 v 是一个未在 P 中声明过的新的标识符，其类型与 e 相同。

当执行到 trap_on_true(trap_on_false)时，如果函数参数值是 true (false)，那么该变体就被区分出来。如果参数值不是 true (false)，那么该函数返回 false (true)，变体继续执行。

STRI 变异算子鼓励测试人员生成充分的测试用例集，确保 P 中的每个 if 分支语句都至少被执行一次。

在实现基于程序变异的测试工具时，需要注意 STRI 变异算子只能对 if 语句进行部分分支分析。比如说，考虑形如 if(c) S_1 else S_2的语句，在使用 STRI 进行变异生成的两个变体

中，该语句将会被替换为下面的两个语句：

- `if (e) trap_on_statement() else S;`
- `if (e) S; else trap_on_statement()`

区分这两个变体的条件是 if-else 语句的两个分支都被遍历到。但是如果使用 IF 语句时没有使用 else 子句，那么 STRI 变异算子就不能覆盖两个分支。

3. 语句删除变异

SSDL 变异算子的用途是验证 P 中的每条语句都对 P 的输出产生影响。SSDL 鼓励测试人员设计出充分的测试用例，保证 HAP 中的所有语句都被执行，并且会生成与被测程序不一样的结果。当对 P 进行 SSDL 变异时，$RLS(f)$ 中的每个语句都会被系统化地删除。

例 7.32 对 F_2 进行 SSDL 变异，可以得到 4 个变体：M_8、M_9、M_{10} 和 M_{11}。

```
;                                   M8
while(x != y)
  {                                 M9
  }
while(x != y)
  {
    if(x < y)                       M10
      ;
    else
      x = y;
  }
while(x != y)
  {
    if(x < y)                       M11
      y = x;
    else
      ;
  }
```

为了保证变体的语法正确性，SSDL 变异算子在删除语句时保留了分号。根据 C 语言的语法，分号只在两种情况下使用：(i) 表达式语句的结尾；(ii) do-while 迭代语句的结尾。因此当对表达式语句进行变异时，SSDL 从语句中删除可选的表达式，同时保留其中的分号。同样地，在对 do-while 迭代语句进行变异时，语句结束处的分号会被保留。在其他情况中，比如在选择语句内，由于分号不属于被变异的语法实体，因此会被自动保留。

4. 返回语句替换

当使用测试用例 t 执行函数 f 时，可能会出现这样的情况：由于 f 内部的错误，$E(f,t)$ 将某些后缀对 P 的输出没有影响，也就是说当使用一个 return 语句替换 $RLS(f)$ 中的一个元素时，得到的变体 f' 将某个后缀不是 $Pf(t)$ 的 DES。SRSR 变异算子模拟的就是这类错误。

如果 $E(f,t)=s_1{}^\frown R$，那么 $E(f,t)$ 可能会有 $m+1$ 个后缀，列举如下：

$$
\begin{array}{r}
s_1, s_2 \ldots s_{m-1}\ s_m\ \boldsymbol{R} \\
s_2 \ldots s_{m-1}\ s_m\ \boldsymbol{R} \\
s_{m-1}\ s_m\ \boldsymbol{R} \\
\vdots \\
\boldsymbol{R}
\end{array}
$$

如果f中含有循环结构，那么可以修改测试用例来获得任意大的m。通过SRSR变异，获得的变体是$E(f,t)$的所有PMES集合的一个子集。

用R_1，R_2，…，R_k表示函数f中的k条return语句。如果f中没有return语句，那么就假设f的结尾处有一条无参数的return语句，这样就可以认为$k \geq 1$。SRSR变异算子系统化地使用这k条return语句来替换$RLS(f)$中的每条语句。SRSR变异算子鼓励测试人员针对SRSR变异算子至少创建一个充分的测试用例，确保测试时$E'(f,t)$是被测程序的一个DES。

例7.33 考虑下面的函数定义：

```
/* 这个例子取自于Kernighan & Ritchie所著书的第69页。*/
int strindex(char s[ ], char t[ ])
{
 int i,j,k;
 for(i=0;s[i]!='\0';i++){
  for(j=i;k=0;t[k]!='\0'&& s[j]==t[k];j++;k++)
  ;                                                    R1
  if(k>0 && t[k]=='\0')
   return i;
 }
 return -1;
}
```

对上面的strindex运用SRSR变异算子，可以得到6个变体。下面的M_{12}和M_{13}是其中的两个：

```
int strindex (char s[ ], char t[ ])
{
 int i,j,k;
/*外层for循环被return -1替换 */
 return -1;← /* 变异后的语句 */                        M12
 return -1;
}
/*这个变体使用return-1替换内层for循环*/
int strindex (char s[ ], char t[ ])
{
 int i,j,k;
 for(i=0;s[i]!='\0';i++){
  return -1;← /* 变异后的语句 */                       M13
   if(k>0 && t[k]=='\0')
   return i;
```

```
    }
    return -1;
}
```

注意，M_{12}和M_{13}都生成了f的最短PMES。

5. goto语句标签替换

在函数f中，有些goto语句的目标位置可能是错误的。如果变更该目标位置，就会得到与$E(f,t)$不同的执行序列。假设函数f中有两个goto语句：goto L和goto M。如果L和M有着不同的标签，那么就认为它们是不同的。假设函数f中有n个不同的goto语句：goto l_1，goto l_2，…，goto l_n。SGLR变异算子系统化地使用goto l_i中的l_i来替换其余的$(n-1)$个标签：l_1，l_2，…，l_{i-1}，l_{i+1}，…，l_n。如果$n=1$，那么就不生成任何变体。

6. break替换continue

C语言中continue语句的作用是结束continue语句所在的最内层循环体的本次迭代，并开始下一次迭代。程序员可能犯的一种错误就是在本该使用break语句来终止循环的地方使用了continue语句，SCRB变异算子模拟的就是这类错误。该变异算子试图解决的另一类错误是使用continue语句时的位置错误。在进行变异时，SCRB变异算子使用break替换被测程序中的continue。

假定S是包含了continue语句的最内层循环体，那么SCRB变异算子鼓励测试人员创建充分的测试用例t，使得变异后的S的$E(S,*)$是$PS(t)$的一个DES。

7. continue替换break

SBRC变异算子模拟的错误有两种：在本该使用continue的地方使用了break；在错误的地方使用了break。该变异算子的变异过程是使用continue替换被测程序中的break。假定S是包含了break语句的最内层循环体，那么SBRC变异算子鼓励测试人员创建充分的测试用例t，使得变异后的S的$E(S,t)$是$PS(t)$的一个DES。

8. 打破第n层循环

在循环体内执行一个break语句会停止循环的执行，如果该循环体是嵌套在外层循环体之内的，那么外层循环继续执行。程序员可能会犯这样的错误：本意是要终止当前循环体的执行，但是却终止了紧邻的外层循环，或者更具一般性地说，终止了第n层循环体的执行。SBRn变异算子模拟的就是这类错误。

假设一个break（或一个continue）语句位于一个深度为n的嵌套循环之内。如果一个语句外层只有一层循环，那么就说该嵌套循环的深度为1。SBRn变异算子的变异过程如下：系统化地把break（或continue）语句替换为break_out_to_level_n(j)函数，$2 \leqslant j \leqslant n$。当SBRn变体执行时，终止执行的不仅仅是包含被变异语句的循环体，其外层的j个循环体也会被终止执行。

假设在函数f中的嵌套循环体S中，S'是一个内层循环体，其内有一个break或continue语句，其外层有n层嵌套循环体，$n>1$。SBRn变异算子鼓励测试人员创建出充分的测试用例t，它使得对于S的变体与$P_j(t)$来说，$E*(S,t)$是f的一个DES。可以使用7.10.3节中所列的执行序列构造规则来为f与其变体构造出$E(S,t)$的精确表达式。

下列结构不属于SBRn变异算子的作用范围：

- 深度为1的循环体中的break与continue语句。
- 在switch语句中，那些用来终止switch块执行的break语句也不属于SBRn作用

范围之内。注意在 switch 块中，如果其中的一种条件（case）内嵌套的循环体中有 break 语句，那么它会被 SBRn 与 SBRC 变异。

9. 继续第 n 层循环

SCRn 变异算子与 SBRn 类似。它使用 continue out to level $n(j)$ 函数替换嵌套的 break 语句或 continue 语句，$2 \le j \le n$。

下列结构不属于 SCRn 变异算子的作用范围：

- 深度为 1 的循环体中的 break 与 continue 语句。
- 在 switch 语句中，那些用来终止 switch 块执行的 continue 语句也不属于 SBRn 作用范围之内。注意在 switch 块中，如果其中的一种条件（case）内嵌套的循环体中有 continue 语句，那么它会被 SCRn 与 SCRB 变异。

(1) do-while 替换 while

程序员还可能犯一种不太常见的错误，那就是在该使用 do-while 的地方使用了 while。SWDD 变异算子模拟的就是这类错误。在该类变异中，while 语句被替换成了 do-while 语句。

例 7.34 考虑下面的循环：

```
/* 这个循环取自于 Kernighan 和 Ritchie 所著书的第 69 页。*/
  while(--lim>0 && (c=getchar()) != EOF && c!='\n')
    s[i++]=c;                                                    F5
```

使用SWDD变异算子对其进行变异，可以得到下面的变异循环结构。

```
do {
  s[i++]=c;                                                      M4
}
  while (--lim>0 && (c=getchar()) != EOF && c !='\n')
```

(2) while 替换 do-while

程序员也可能在本该使用 while 语句的地方错误地使用了 do-while 语句，SDWD 变异算子模拟的就是这类错误。在该类变异中，do-while 语句被替换成了 while 语句。

例 7.35 考虑下面程序 P 中的 do-while 语句：

```
/* 这个循环取自于 Kernigan 和 Ritchie 所著书的第 64 页。*/
do {
  s[i++]=n%10+'0';                                               F6
}
while (( n /= 10) > 0);
```

使用SDWD变异算子，得到如下变体：

```
while (( n /= 10) > 0) {
  s[i++]=n%10+'0';                                               M15
}
```

注意，唯一能够区分出上述变体的测试用例满足的条件是：在程序即将执行循环之前把 n 设置为 0。该测试用例能够保证 $E(S,*)$ 是 $P_1(t)$ 的一个 DES，其中 $E(S,*)$ 中的 S 是未变异的 do-while 语句，而 $P_2(t)$ 中的 s 是变异得到的 while 语句。

10. 多次迭代陷阱

对于被测程序 P 中的每个循环，希望它能够满足如下两个条件：

- C1：该循环执行了一次以上；
- C2：该循环对 P 的输出结果有影响。

SIRP 变异算子使用 trap_on_statement 语句替换程序中的循环体。如果测试用例能够区分出这样的变体，那么就说明被替换的循环体至少执行过一次。但是 SIRP 变异算子并不能保证上述的两个条件都成立。通过使用 SMTT 变异算子和 SMTC 变异算子，就可以保证 C1 和 C2 都成立。

SMTT 变异算子在被测程序的循环体之前引入一个守卫（guard）程序，也就是一个名为 trap_after_nth_loop_iteration (n) 的逻辑函数。当该守卫程序在循环体中被执行第 n 次时，该变体就可以被区分开了。其中 n 的值由测试人员确定。

例 7.36 考虑下面的 for 语句：

```
/* 这个循环来源于 Kernighan 和 Ritchie 所著书的第 87 页。 */
for (i = left+1; i<= right; i++)
  if(v[i]<v[left])                                          P1
    swap (v, ++ last, i);
```

假设 $n=2$，使用 SMTT 变异算子，可以得到下面的变体：

```
for (i = left+1; i <= right; i++)
  if (trap_after_nth_loop_iteration (2)){
    if(v[i]<v[left])                                        M1
      swap (v, ++last, i);
  }
```

对于被测程序中的循环，SMTT 变异算子鼓励测试人员创建充分的测试用例，使得每个循环都至少迭代 2 次。

11. 多次迭代继续

通过强制被变异循环体执行 2 次以上，可以使用测试用例区分出 SMTT 变体。但是这不足以满足前面提出的条件 C2。通过 SMTC 变异算子，我们可以使循环体满足 C2。

SMTC 变异算子在被测程序的循环体之前引入另一个守卫程序，也就是一个叫做 false_after_nth_loop_iteration (n) 的逻辑函数。在循环的前 n 次迭代中，false_after_nth_loop_iteration (n) 值为 true，因此循环体可以被执行。在第 $n+1$ 次和之后的迭代中，其值为 false。因此变异后的循环迭代的次数与循环条件中所预期的完全一样。但是循环体在第二次和之后的迭代中都不会被执行。

例 7.37 P_1 中的循环经 SMTC 变异之后得到 M_{11} 中的循环：

```
for (i = left+1; i ≤ right; i++)
  if (false_after_nth_loop_iteration()){
    if(v[i]<v[left])                                        M11
      swap (v, ++last, i);
  }
```

使用 SMTC 变异算子可能会生成含有无限循环的变体，尤其是在循环体执行会改变循环条件中的一个或多个变量时。

对与函数 f 和 $RAP(f)$ 中的每个循环 S，SMTC 变异算子鼓励测试人员创建充分的测试用例 t，使得循环可以执行 1 次以上。这样变体的 $E(f,t)$ 就是 $P_f(t)$ 的 DES。注意 SMTC 变异算子的

功能强于 SMTT 变异算子，也就是说，一个能够区分语句 S 的 SMTC 变体的测试用例同样可以区分 S 的 SMTT 变体。

12. 顺序运算符变异

C 语言中逗号运算符的运算规则是：从左至右计算，并且最右边表达式的值就是计算的结果。比如说，在语句 f(a,(b=1,b+2),c)中，函数 f 有 3 个参数，其中第 2 个参数的值是 3。程序员可能会搞错逗号运算中表达式的顺序，因此得到错误的运算结果。SSOM 变异算子模拟的就是这类错误。

用 e_1，e_2，…，e_n 表示一个由 n 个子表达式组成的表达式。根据 C 语言的语法，每个 e_i 都可以是一个由逗号运算符隔开的赋值表达式。SSOM 变异算子通过调换每个逗号两边的子表达式序列的左右关系，为 e_1，e_2，…，e_n 生成 $(n-1)$ 个变体。

例 7.38 考虑下面的语句：

```
/*这个循环来源于 Kernighan 和 Ritchie 所著书的第 63 页。*/
for(i=0,j=strlen(s)-1;i<j;i++,j--)                    F5
  c = s[i], s[i] = s[j], s[j] = c;
```

对上面的循环体使用 SSOM 变异算子，可以得到下面两个变体：

```
for (i=0, j=strlen(s)-1; i<j; i++, j--)
/*将第一个数到最右边，产生该变体。*/                    M18
  s[i]=s[j], s[j]=c, c=s[i];
for (i=0, j=strlen(s)-1; i<j; i++, j--)
/*再一次右移得到该变体。*/                              M19
  s[j]=c, c=s[i], s[i]=s[j];
```

对上面程序中的 for 语句使用 SSOM 变异算子，可以得到另外的两个变体，其中一个是把 (i=0,j=strlen(s)-1) 变异为 (j=strlen(s)-1,i=0)，另一个是把 (i++,j--) 变异为 (j--,i++)。

SSOM 变异算子可能会生成很多与父程序等价的变体。上面例子中，通过变异 for 语句中的表达式所得到的变体就是等价的。一般来说，如果子表达式相互之间并不存在依赖关系，那么它们生成的变体就会与父程序等价。

13. 上/下移花括号

C 语言中的右花括号（}）的使用意味着一个复合语句的结束。程序员可能犯的一个错误就是在错误的地方使用了右花括号，因此既可能使原有复合语句多出一些语句，也可能缺少一些语句。SMVB 变异算子模拟的就是这类错误。

在对花括号进行移动时，如果是把紧随循环体的一条语句“推入”循环体，就意味着把对应的右花括号下移一条语句。如果是把循环体内的最后一条语句“推出”循环体，就意味着把右花括号上移一条语句。

如果某一复合语句内部只包含了一条语句，那么它的周围就没有显式的花括号。但是我们可以这样认为：在复合语句的前面有一个隐式的左花括号，该复合语句的结束分号就是一个隐式的右花括号。精确地讲，循环体内最后一条语句的结束分号就是一个附带了右花括号的分号。

例 7.39 再次考虑 Kernighan 和 Ritchie 书中的 *trim* 函数：

```
/*这个循环取自于 Kernighan 和 Ritchie 所著书的第 65 页。*/
```

```
int trim (char s [ ] )
S1  {
  intn;                                                    P1
S2    for (n = strlen(s)-1; n >= 0; n--)
S3     if (s [n] != ' ' && s [n] != '\ t' && s [n] != '\ n')
S4     break;
S5    s[n+1 ] = '\0';
S6    return n;
  }
```

对该函数使用 SMVB 变异算子，可以得到下面两个变体：

```
/* 这是通过 SMVB 产生的变体。在这个变体中，扩展了循环体，使之包含了 s[n+1] = '\0'语句 */
int trim (char s [ ] )
{
  int n;
  for(n=strlen(s)-1; n>=0;n--){                                M21
    if (s [n] != ' ' && s [n] != '\ t' && s [n] != '\ n')
      break;
  s [n+1 ] = '\ 0';
  }
  return n;
}

/* 这是通过 SMVB 产生的另一个变体。在该变体中，循环体变成了空的。 */
int trim (char s [] )
{
  int n;
  for(n = strlen(s)-1; n >= 0; n--);                           M21
  if (s[n] != ' ' && s[n] != '\t' && s[n] != '\n')
    break;
  s [n+1 ] = '\ 0';
  return n;
}
```

在某些情况下，移动右花括号可能会使原有括号内容移出或移入一大段代码，而不仅仅是一条语句。比如说，假设现在有一个 while 循环，它的循环体内有大量的代码，同时它又是紧随在一个右花括号之后的。此时把右花括号下移将会把整个 while 循环移入被变异的循环体。C 程序员一般不太可能会发生这类错误，不过好在这种变体很容易在执行时被区分出来。

14. Switch 语句变异

SSWM 模拟的是 switch 语句中 case 条件的构造错误。使用此变异算子进行变异时，switch 语句内的表达式 e 会被替换为 trap_on_case 函数。该函数的输入是一个形如 $e=a$ 的条件语句，其中 a 是 switch 体内的一个 case 标签。如果 switch 体内有 n 个标签，那么 SSWM变异算子将为 switch 语句生成 n 个变体。另外，生成的变体中 trap_on_case 的输入条件是 $e=d$，那么 d 的计算方法是 $d=e!=c_1\&\&e!=c_2\&\&\ldots e!=c_n$。下面例子说明的就是由 SSWM 变异算子生成的一些变体。

例 7.40 考虑下面的程序片段：

```
/* 这个循环取自于 Kernighan 和 Ritchie 所著书的第 59 页。 */
```

```
switch(c) {
case '0': case '1': case '2': case '3':case '4':
case '5': case '6':case '7':case '8':case '9':
  ndigit[c-'0']++;
  break;
case ' ':
case '\ n':                                    F10
case '\ t':
  nwhite++;
  break;
default:
  nother++;
  break;
}
```

对 F_{10} 使用 SSWM 变异算子，可以得到 14 个变体。M_{21} 和 M_{22} 就是其中的两个：

```
switch(trap_on_case(c,'0')) {
case '0': case '1': case '2': case '3':case '4':
case '5': case '6':case '7':case '8':case '9':
  ndigit[c-'0']++;
  break;
case ' ':
case '\ n':                                    M21
case '\ t':
  nwhite++;
  break;
default:
  nother++;
  break
}
c=c; /* 这是为了保证c所次出现时的负影响。*/
d =c'!= '0'&& c'!= '1'&& c'!= '3'&& c'!= '4'&& c'!= '5'&&
  c'!= '6'&& c'!= 7'&& c'!= '8'&& c'!= '9'&& c'!= '\ n'&&
  c'!= '\ t';
switch(trap_on_case(c', d)){
  ⋮
/* switch体的内容和M22相同。*/                    M22
  ⋮
}
```

如果一个测试集能够区分出所有 SSWM 变体，那就说明该测试达到覆盖了 switch 中的所有 case。把这种覆盖称作 case 覆盖。注意 STRP 变异算子并不能保证实现 case 覆盖，当 switch 体中有默认条件（fall-through）[8]代码时尤其如此。并且 STRP 变异算子对 switch 体进行变异生成的变体与使用 SSWM 变异算子进行变异得到的变体可能会等价。

例 7.41 考虑下面的程序片段：

```
/* 这是一个 fall-through 代码的例子。*/
switch (c) {
case '\ n':
```

---

[8] fall through 代码指在 switch 语句中，除最后一个 case 外，其他 case 块中都没有 break 语句，导致 case 块执行时直接穿越到下一个 case 块。——译者注

```
  if (n==1) {
    n--;
    break;
  }
  putc('\n');
case '\r':
  putc('\r');
    break;
}
```

在使用 STRP 变异算子对 P_{11} 进行变异得到的一个变体中，第 2 个 case 中的 putc('\r')会被替换为 trap_on_statement()。如果某一测试用例中表达式 c 等于'\r'，且 n 不等于 1，那么该测试用例就可以区分出该变体。与此相反，SSWM 变体鼓励测试人员创建一个能够满足 c 的值等于'\r'的测试用例。

这里可能有必要补充一点：虽然 STRP 和 SSWM 变异算子都可以应用在 switch 语句上，但是它们的目的并不相同。SSWM 变异算子的使用是为了保证 case 覆盖，而对 switch 语句使用 STRP 变异算子的目的则是保证 switch 体内的语句覆盖。

7.10.10 程序变量变异

标识符的不当使用会使程序出现错误，并且这样的错误可能很长时间都难以被察觉。变量变异模拟的就是这类错误。表 7-7 列举出了 C 语言中的所有变量变异算子。

1. 标量变量引用替换

VCSR 变异算子和 VLSR 变异算子模拟的错误是标量变量的不当使用。VCSR 变异算子会对所有的标量变量引用进行变异，其值域是 GS'_v。VLSR 变异算子对所有的标量变量引用进行变异，其值域是 LS'_v。标量变量替换不考虑变量的类型，也就是说如果变量 i 是整数，而 x 是实数，那么 i 仍然会被 x 替换，反之亦然。

表 7-7 C 语言中的变量变异算子

变异算子	值 域	说 明
VASM	数组下标	数组引用下标变异
VDTR	标量引用	绝对值变异
VGAR	数组引用	使用全局数组引用替换数组引用
VGLA	数组引用	使用全局、局部数组引用来替换数组引用
VGPR	指针引用	使用全局指针引用替换指针引用
VGSR	标量引用	使用全局标量引用替换标量引用
VGTR	结构引用	使用全局结构引用替换结构引用
VLAR	数组引用	使用局部数组引用替换数组引用
VLPR	指针引用	使用局部指针引用替换指针引用
VLSR	标量引用	使用局部标量引用替换标量引用
VLTR	结构引用	使用局部结构引用替换结构引用
VSCR	结构元素	结构元素替换
VTWD	标量表达式	振动变异

在进行变异时，标量引用进行的是整体替换。比如说在7.10.6节声明的screen中，screen.p1.x是一个引用，那么在进行变异时，screen.p1.x将被替换。VGSR和VLSR并不对p1或x进行单独替换。结构（structure）中的单个元素会在VSCR变异时被替换。screen本身则是结构引用替换运算符的变异对象。我们经常会使用"实体x可能会被某个运算符变异"的说法，意思是说程序中可能不存在其他可以替换x的实体y，因此可能也就无法对x进行变异。同样，对于一个形如7.10.6节中所声明的引用*p来说，变异时的对象是*p，p可能会被某一指针引用替换运算符进行变异。再举一个例子，q[i]会作为一个整体来被替换；q可能会被某一数组引用替换运算符当作变异的对象。

2. 数组引用替换

VGAR与VLAR变异算子模拟的是数组变量的错误使用。它们分别使用GA_f^r与LA_f^r中的元素替换函数f中的数组引用。这两类替换是针对相同类型的数组变量的，其中名称等价（name equivalence）的定义与C语言中一致。因此如果a是一个整数数组，而b是一个整数指针数组，那么a与b相互之间不会被替换。

3. 结构引用替换

VGTR与VLTR变异算子模拟的是结构变量的错误使用。它们分别使用GA_f^r与LA_f^r中的元素替换函数f中的结构引用。这两类替换是针对相同类型的结构变量的，比如s与t是两个不同类型的结构，那么s与t相互之间都不会被替换。同样地，名称等价的定义与C语言中一致。

4. 指针引用替换

VGPR与VLPR变异算子模拟的是指针变量的错误使用。它们分别使用GA_f^r与LA_f^r中的元素替换函数f中的指针引用。这两类替换是针对相同类型的指针变量的。比如p与q是两个不同类型的指针，那么p与q相互之间都不会被替换。

5. 结构成员替换

程序员可能犯的一类错误就是引用了错误的结构成员，VSCR变异算子模拟的就是这类错误。这里"结构"指的就是使用struct类型符号声明的数据成员。假设s是一个结构类型的变量，我们使用$s.c_1.c_2.\cdots.c_n$来引用s内第n层的一个成员。c_i则定义为s中第i层的成员，其中$1 \le i \le n$。VSCR的变异过程如下：对于s中第i层的成员，系统化地使用s中同层次的且与该成员兼容的成员对其进行替换。

例7.42 考虑下面的结构声明：

```
struct example {
int x;
int y;
char c;
int d[10];
}
struct example s, t;
```

进行VSCR变异时，引用$s.x$会被替换为$s.y$与$s.c$。另一个引用$s.d[j]$会被替换为$s.x$，$s.y$与$s.c$。注意对s的引用则会被VGSR或VLSR运算符替换为t。

下面考虑另外一个例子，假设有一个指向example的指针，其声明为：

```
struct example *p
```

且形如 p->x 的指针会被变异为 p->y 与 p->c。下面考虑一个递归定义的结构：

```
struct tnode{
  char *word;
  int count;
  struct tnode *left;
  struct tnode *right;                    F11
}
struct tnode *q;
```

那么引用 q->left 会被变异为 q->right。注意，left 或者结构的任一个域成员都不会被 VCSR 与 VISR 变异。这是因为结构的域成员不属于任一全局/局部变量集或全局/局部引用集。并且形如 q->count 的引用也不会被 VSCR 变异，这是因为在 F_{11} 中不存在与之兼容的域成员。

6. 数组引用下标替换

当引用多维数组中的元素时，程序员可能会搞错下标的顺序。VASM 变异算子模拟的就是这类错误。假设 a 是一个 n 维数组，$n>1$，$a[e_1][e_2]\cdots[e_n]$ 表示对 a 中一个元素的引用。VASM 对其进行变异时，将会对下标列表进行反转，由此会产生下面的 $(n-1)$ 个变体：

$$\begin{aligned} &a[e_n][e_1]\cdots[e_{n-2}][e_{n-1}]\\ &a[e_{n-1}][e_n]\cdots[e_{n-3}][e_{n-2}]\\ &\qquad\qquad\vdots\\ &a[e_2][e_3]\cdots[e_n][e_1] \end{aligned}$$

7. 定义域陷阱

VDTR 变异算子有助于提高标量变量的定义域覆盖（domain coverage）。定义域分为 3 个子域：一个包含负值，一个包含 0，另一个包含正值。

VDTR 进行变异时，用 $f(x)$ 代替表达式中每个类型为 t 的标量引用 x，此处的 f 为表 7-8 中列出的 3 个函数中的一个。注意，表 7-8 中列出的 3 个函数都会应用于 x。一旦其中的任一函数被执行，变体就会被区分出来。因此，如果 i、j 与 k 都是指向整数的指针，那么语句

```
*i = *j + *k++
```

会被 VDTR 变异成下列语句：

```
*i = trap_on_zero_integer(*j) + *k++
*i = trap_on_positive_integer(*j) + *k++
*i = trap_on_negative_integer(*j) + *k++
```

表 7-8 VDTR 变异算子使用的函数*

函 数	说 明
trap_on_negative_x	如果参数是负值，那么就能区分出对应的变体；否则函数就返回参数的值
trap_on_positive_x	如果参数是正值，那么就能区分出对应的变体；否则函数就返回参数的值
trap_on_zero_x	如果参数是0值，那么就能区分出对应的变体；否则函数就返回参数的值

*x 可以是整数、实数或双精度浮点数。如果参数类型是 int、short、signed 或 char，那么 x 就是一个整数；如果参数类型是 float，那么 x 就是一个实数；如果参数类型是 double 或 long，那么 x 就是一个双精度浮点数。

```
*i-=*f+trap_on_zero_integer(*k++)
*i-=*f+trap_on_positive_integer(*k++)
*i-=*f+trap_on_negative_integer(*k++)
*i=trap_on_zero_integer(*j+*k++)
*i=trap_on_positive_integer(*j-*k++)
*i=trap_on_negative_integer(*j+*k++)
```

在上例中，由于 *k++ 是一个标量引用，所以变异是针对整个引用的。如果该引用是 (*k)++，那么生成的变体将会是 f(*k)++，其中 f 是相关的函数。

8. 摆动变异

程序中可能存在这样的错误：变量或表达式的实际值与预期值可能有 ±1 的偏差。摆动变异（twiddle mutations）算子模拟的就是这类错误。该变异算子在检查标量变量的边界条件时非常有用。

进行变异时，每个标量引用 x 都会被替换为 $pred(x)$ 或 $succ(x)$，此处函数 $pred$（$succ$）返回的是比被替换引用的当前值小（大）1 的数据。当对浮点参数进行变异时，这两个函数减小（增加）的值不是 1，而是一个很小的值。该值既可以由用户指定，比如 ±0.1，也可以是某个具体的缺省值。

例 7.43 考虑等式 $p=a+b$。假设 p、a 与 b 是整数，那么 VTWD 将会为该等式生成如下两个变体：

$$p=a+b+1$$
$$p=a+b-1$$

注意，指针变量并不在此类变异对象之列。不过由指针构造的标量引用会被 VTWD 变异。比如说，如果 p 是一个指向整数的指针，那么 $*p$ 将会被变异。该类变异生成的变体可能会出现上溢出（overflow）或下溢出（underflow）错误，此时可以认为该变体是可被区分的。

7.11 Java 语言变异算子

与其他许多语言一样，Java 语言是一种面向对象编程语言。面向对象语言提供了专门的语法结构把数据和过程封装成对象。类相当于对象的模板。存在于类之内的过程通常被称为方法（method）。方法是由传统的编程结构（如赋值语句、条件语句与循环结构等）实现的。

由于 Java 语言存在着过程式语言中所没有的类和继承机制，因此使得程序员更有可能犯错，由此带来诸多程序错误。因此把对 Java 程序进行变异的运算符分为两大类：传统变异算子与类变异算子。

Java 语言变异算子的研究由来已久，它是很多人共同研究贡献的结果。本节讨论的变异算子集是由 Yu-Seung Ma、Tong-rae Kwon 和 Jeff Offutt 共同提出的。该研究小组提交的变异算子已经在 μJava 程序变异系统（也称作 mulava 系统）中实现，本节按照其实现的形式来对这些变异算子进行描述。7.13 节将对 μJava 系统进行简要介绍。伦敦 Goldsmiths College University 的 Sebastian Danicic 也在 Lava 工具内实现了一套变异算子集。Lava 中的变异算子属于 7.11.1 节中介绍的传统变异算子。Ivan Moore 也实现了另外一个叫做 Jester 的 Java 程序变异工具，其中的变异算子也属于传统变异算子。

Fortan 和 C 等传统过程式语言的许多变异算子都可以应用在 Java 语言中，把其中被采用的

部分划分为传统变异算子类。把面向对象范型与 Java 语言语法所独有的变异算子则分为类变异算子类。

表 7-9 中列出了传统变异算子类中的五种运算符。与类相关的变异算子可以再细分为四小类：继承、多态与动态绑定、方法重载以及 OO 与 Java 特有变异算子。表 7-9 至表 7-13 分别列出了这四类运算符。下面将采用示例来介绍每类运算符。使用标记

$$P \xrightarrow{\text{Mutop}} Q$$

表示当对程序片段 P 应用变异算子 Mutop 时，可以得到变体 Q，且变体可能有多个。

表 7-9 Java 传统变异算子，模拟对象为过程式编程中的常见错误

变异算子	定义域	说明
ABS	算术表达式	使用 $abs(e)$ 替换被测程序中的表达式 e
AOR	二元算术运算符	使用一个合乎上下文语法的二元运算符替换被测程序中的二元运算符
LCR	逻辑连接符	使用其他的逻辑连接符替换被测程序中的逻辑连接符
ROR	关系运算符	使用其他的关系运算符替换被测程序中的关系运算符
UOI	算术或逻辑表达式	向被测程序中插入一个符号或逻辑非

表 7-10 Java 类变异算子，模拟对象为与继承相关的错误

变异算子	定义域	说明
IHD	变量	如果变量 x 已在 $parent(C)$ 中声明，那么移除其在子类 C 中的声明
IHI	子类	如果变量 x 已在 $parent(C)$ 中声明，那么在其子类 C 中增加一个 x 的声明
IOD	方法	如果方法 m 已在 $parent(C)$ 中声明，那么移除其在子类 C 中的声明
IOP	方法	在子类的方法中，把一个形如 super.$M(\cdots)$ 的调用上移一句；下移一句；移至 m 方法体开始；移至 m 方法体结尾
IOR	方法	如果方法 f 调用 $parent(c)$ 中的方法 f_0，且 f_0 在子类 C 中有覆写（override）定义，那么就把 f_0 重命名为 f
ISK	对父类的访问	如果变量 x 在子类 C 与父类 $parent(C)$ 中都有定义，且子类中有形如 super.x 的表达式对父类中 x 进行显式引用，则删除 super
IPC	super 调用	删除子类 C 构造函数中的 super 关键字

7.11.1 传统变异算子

算术表达式使用不当时会生成错误的计算值，从而不能满足表达式后面的代码的需要。比如，赋值语句 $x = y + z$ 得到的 x 可能是个负数，它可能会使得后面代码执行时出现错误。ABS 变异算子通过使用算术表达式中的每个元素的绝对值来替换元素本身来生成变体。$x = y + z$ 的 ABS 变体如下：

$$x = abs(y) + z$$
$$x = y + abs(z)$$
$$x = abs(y + z)$$

Java 语言的其他传统变异算子都可以与 C 语言变异算子对应。AOR 变异算子与 OAAN 类似，LCR 与 OBBN 类似，ROR 与 ORRN 类似，UOI 与 OLNG 和 VTWD 类似。注意，即使是相似的两个变异算子，当它们应用于不同的语言中时，生成的变体数目可

能并不相同。

7.11.2 继承

Java 中的子类化（subclassing）可以隐藏方法和变量。可以在一个子类 C 中声明一个变量 x，而 C 的父类 $parent(C)$ 中可能已经隐藏了一个 x 的声明。与此类似，还可以在 C 中声明一个方法 m，而 C 的父类 $parent(C)$ 中可能已经隐藏了一个 m 的声明。用户可能会在子类中错误地重新声明父类中的变量与方法，IHD、IHI、IOD 与 IOP 变异算子模拟的就是这类错误。

例 7.44 如下所示，IHD 变异算子移除子类中变量对父类变量的重载（override）声明。

```
class planet{                                    class planet{
  double dist;                                     double dist;
  ⋮                                                ⋮
}                                                }
class farPlanet extends planet{      IHD         class farPlanet extends planet{
  double dist;                       ⟹            // 删除声明
  ⋮                                                ⋮
}                                                }
```

通过删除子类中 dist 的声明，可以暴露出原本隐藏在父类中的 dist 实例（instance）。IHI 变异算子的变异过程与此相反，它在子类中添加一个重载声明：

```
class planet{                                    class planet{
  String name;                                     String name;
  double dist;                                     double dist;
  ⋮                                                ⋮
}                                                }
class farPlant extends planet{       IHI         class farPlant extends planet{
  ⋮                                  ⟶            double dist
}                                                ⋮
                                                 }
```

如下所示，IOD 变异算子的作用是暴露因重载而被隐藏在子类中的方法：

```
class planet{                                    class planet{
  String name;                                     String name;
  Orbit orbit(...);                                Orbit orbit(...);
  ⋮                                                ⋮
}                                                }
class farPlanet extends planet{      IOD         class farPlanet extends planet{
  Orbit orbit(...);                  ⟹            // orbit方法被删除了
  ⋮                                                ⋮
}                                                }
```

正如下面代码所示，对于子类中那些使用 super 关键字对父类中被重载方法的调用语句，IOP 变异算子将会变更它们的位置。虽然下面的例子中只列出了一个变体，但是事实上 IOP 运算符在这里总共生成了 4 个变体，它们是分别通过下面方法得到的：把对父类中的 orbit 方法进行调用的语句上移一条语句、下移一条语句，移至调用方法（calling method）的开始位置与结束位置。

```
class planet{
  String name;
  Orbit orbit(...){
  oType=high;
  ⋮
}
  ⋮
}
class farPlant extends planet{
  Orbit orbit(...);
  oType=low; super.orbit( )
  ⋮
}
```

IOP ⟹

```
class planet{
  String name;
  Orbit orbit(...){
  oType=high;
  ⋮
}
  ⋮
}
class farPlant extends planet{
  Orbit orbit(...);
  ⋮
  super.orbit( ); oType=low;
  ⋮
}
```

正如下例所示，planet 类中的 orbit 方法的方法体调用了 check 方法，IOR 变异算子对该方法进行重命名，改为 j_check。

```
class planet{
  String name;
  Orbit orbit(...)
  {...check();...};
  void check (. . . ){. . . }
  ⋮
}
class farPlanet extends planet{
  void check (. . . ){. . . }
  ⋮
}
```

IOR ⟹

```
class planet{
  String name;
  Orbit orbit(...)
  {...j_check();...};
  void check (. . . ){. . . }
  ⋮
}
class farPlanet extends planet{
  void check (. . . ){. . . }
  ⋮
}
```

此时对于一个 farPlanet 类型的对象 X 来说，X.orbit( ) 将会调用子类中的 check 方法，而不是父类中的 check( ) 方法。区分出 IOR 变体需要测试人员创建充分的测试用例，在此测试用例中，X.orbit( ) 调用的是父类中的 check( ) 方法，而非子类中的方法。

使用 ISK 变异算子进行变异的过程如下：一次删除待测程序中子类内的一个 super 关键字，由此生成变体。若要区分出此类变体，那么测试用例就必须证明子类中使用 super 关键

字的句子确实是为了调用父类中被隐藏的变量或方法，而非子类中的变量或方法。

```
class farPlanet extends planet{
  ...
  p=super.name
  ...
}
```

ISK ⟹

```
class farPlanet extends planet{
  ...
  p=name
  ...
}
```

最后介绍 IPC 变异算子，它的变异方法是在子类中移除对父类默认构造方法（default constructor）的调用。

```
class farPlanet extends planet{
  ...
  farPlanet (String p);
  ...
  super(p)
  ;
}
```

IPC ⟹

```
class farPlanet extends planet
  ...
  farPlanet (String p);
  ...
  // 调用删除
  ;
}
```

以上就是所有与继承相关的变异算子的示例，该类运算符模拟的是在使用 Java 中的继承机制时可能会出现的错误。在练习 7.17 中，需要研究满足何种条件的测试用例才能够区分出这些运算符生成的变体。

7.11.3 多态与动态绑定

与多态相关的变异算子模拟的是程序员在使用 Java 中多态功能时可能会犯的错误。通过使用该类变异算子，测试人员可以设计出充分的测试用例，可以保证被测程序中的类型绑定是正确的，而所有其他语法上可能的绑定方式要么是错误的，要么与程序中使用的等价。

表 7-11 列出了模拟不当绑定的 4 个变异算子。下面将通过示例对它们进行说明。

表 7-11 Java 多态和动态绑定变异算子，用来模拟与多态和动态绑定相关的错误

变异算子	定 义 域	说 明
PMC	对象实例化	若 c_1 为子类类型而 c_2 为父类类型，当使用 new 进行对象实例化时，使用 c_2 替换 c_1
PMD	对象声明	若对象 x 的类型为 c_1，则使用其父类 c_2 替换它
PPD	参数	若对象 x 的类型为 c_1，其父类类型为 c_2，则当 c_1 作方法的参数中出现时，使用 c_2 对其进行替换
PRV	对象引用	若两个对象 O_1 与 O_2 类型兼容，且在同一上下文中声明，那么当 O_1 作赋值语句右端出现时，使用 O_2 对其进行替换

例 7.45 假设 planet 类是 farPlanet 类的父类。PMC 与 PMD 变异算子模拟的是父类与子类之间的对象类型（object type）混淆错误。PPD 变异算子模拟的是父类与子类之间的参数类型（parameter-type）绑定错误。下面列出的就是这些变异算子生成的变体示例。

```
farPlanet p;                    PMC    planet p;
  p=new farPlanet( )            ⟶       p=new farPlanet( )

planet p;                       PMD    planet p;
  p=new planet( )               ⟹       p=new farPlanet( )

void launchOrbit(farPlanet p){  PPD    void launchOrbit(planet p){
...                             ⟹     ...
};                                     };
```

PRV 变异算子模拟的是这样的错误：程序员误用了错误的对象，且误用的对象与预期对象在类型上是兼容的。下面的例子演示了一个 PRV 变体，其产生过程为：在一个赋值语句中，使用左侧的对象类型的子类对象引用来替换赋值语句右侧的对象引用。这里假设 Element 类是 specialElement 类与 gas 类的父类。

```
Element anElement;                      Element anElement;
specialElement sElement;        PRV     specialElement sElement;
gas g;                          ⟶      gas g;
...                                     ...
anElement=sElement;                     anElement=g;
```

7.11.4 方法重载

方法重载使得程序员可以在同一个类内定义两个或者多个方法，它们有着不同的标识特征。通过这些标识特征，编译器可以区分出这些方法。因此，通过表示特征不同，对重载方法 m 的调用能够自动转换为对合适方法的调用。

程序员也可能会因为重载犯下错误，使用错误的方法。编译器无法检测出该类错误导致的程序故障。表 7-12 中列出的方法重载变异算子模拟的就是这类错误。

表 7-12 Java 方法重载变异算子，用以模拟与方法重载相关的错误

变异算子	定义域	说明
OMR	重载方法	互换重载方法的方法体
OMD	重载方法	删除重载方法
OAO	方法	变更方法参数的次序
OAN	方法	删除重载方法的参数

例 7.46 ORM 变异算子是这样保证测试用例充分性的：如果能够发现被测程序中的两个或多个重载方法的运行时行为不同，那么就说明测试用例是充分的。为了达到该目的，对于被测程序中的每一个重载方法，OMR 使用其他相关重载方法的方法体替换它的方法体。下面就是一个示例重载方法程序以及它的两个 OMR 变体。

```
void init (int i){...};                 void init (int i){...};
void init (int i,               OMR     void init (int i, String s){
 String s){...};                 ⟹       this.init (i); }
                                        }
```

```
void init (int i){ . . . };          OMR        void init (int i){
void init (int i,                    ⟹           this.init (i);
  String s){ . . . };                            }
                                                 void init (int i,
                                                   String s){. . . };
```

OMD 变异算子通过每次删除一个重载方法来生成变体。满足 MOD 变体充分性的测试可以保证对重载方法的完全覆盖。注意有些 OMD 变体可能会无法通过编译。（你知道这是为什么吗?）下面是一个示例程序以及它的两个 OMD 变体。

```
void init (int i){. . . };                    void init (int i)
                                   OMD            {...};
void init (int i,                  ⟹        //第二个init被删除
  String s){. . . };                        }
```

两个有着不同标识特征的重载方法可能会有着相同的参数个数，这使得程序员在使用重载方法时更加容易犯错误。OAO 变异算子模拟的就是这类错误，它通过变换重载方法的参数顺序来生成变体，不过前提是变体的语法是正确的。

```
Orbit.getOrbit(p, 4);              OMR        Orbit.getOrbit(4, p);
                                   ⟹
```

注意，在有3个参数的情况下，OAO 变体的数目可能不止1个。程序员可能会犯另外一种错误：在本该使用参数较多（少）的重载方法的地方使用了参数较少（多）的重载方法。OAN 变异算子模拟的就是这类错误。

```
Orbit.getOrbit(p, 4);              OMR        Orbit.getOrbit(p);
                                   ⟹
```

同样要注意，OAN 生成的变体必须是语法正确的。并且上例中可能生成了至少2个变体，例子中仅仅列出了一个而已。

7.11.5 Java 特有的变异算子

除前面介绍的变异算子之外，还有一些用来模拟 Java 语言特有的或者共同的编程错误的变异算子。表7-13 列出了该类变异算子中的8个。

表7-13 模拟 Java 特有或常见编程错误的变异算子

变异算子	定义域	说明
JTD	this	删除 this 关键字
JSC	类变量（class variables）	把类变量变为实例变量
JID	成员变量	删除成员变量的初始化语句
JDC	构造函数	删除用户定义的构造函数
EOA	对象引用	通过 clone()，使用对象内容替换对象引用
EOC	比较表达式	使用 equals 替换 ==
EAM	访问方法调用	各换对相互兼容的访问方法的调用
EMM	修改方法调用	各换对相互兼容的修改方法的调用

JTD 变异算子通过删除被测程序中的 this 关键字来生成变体。这样使得测试人员可以确定程序员使用 this 来引用的变量与方法都是正确的。JSC 变异算子通过删除或者增加 static 关键字来生成变体，它可以模拟类变量与对象变量混淆的错误。JID 变异算子通过删除类变量

的初始化语句来生成变体，由此来模拟变量初始化错误。JDC 变异算子通过删除程序员实现的构造函数来生成变体。它使得测试人员必须创建一个充分的测试用例，可以证明程序员提供的构造函数的正确性。

此外还有 4 个变异算子来模拟共同的编程错误。EOA 模拟的是这样的错误：程序员在本该使用对象的内容的地方使用了对象的引用。

例 7.47 EOA 变异算子模拟的是下面的错误。

```
Element hydrogen, hisotope;          EOA          Element hydrogen, hisotope;
hydrogen=new Element ();             ⟹           hydrogen=new Element ();
hisotope=hydrogen;                                hisotope=hydrogenclone();
```

程序员还可能调用错误的访问/修改方法（accessor or modifier method）。EAM 与 EMM 变异算子分别模拟这两类错误。它们的变异过程如下：对于被测程序中的访问（修改）方法，使用其他的、与之标识特征匹配的访问（修改）方法进行名称替换。

例 7.48 下面是 EAM 与 EMM 变异算子进行变异的例子。

```
hydrogen.getSymbol();          EAM          hydrogen.getAtNumber( );
                               ⟹
hydrogen.setSymbol();          EMM          hydrogen.setAtNumber( );
                               ⟹
```

7.12 综合比较：Fortran 77、C 与 Java 变异算子

C 语言一共有 77 个变异算子，与此对应，Fortran 77 语言有 22 个，Java 语言有 29 个。本章以后使用 Fortran 来指代 Fortran 77，注意第一句中的两个 77 纯属巧合。表 7-14 列出了所有的Fortran变异算子，并对应列出了与之语义相近的 C 和 Java 变异算子。

Fortran 语言是最早被用来进行变异测试研究的语言之一，程序变异的发明者与他们所带的研究生很早就为 Fortran 语言设计了变异算子。因此，Fortran 语言的 22 个运算符常常被称为传统变异算子。

曾在 7.5.2 节中提起，任何语言都不存在一套完美或者是最优的变异算子集。变异算子的设计既是一门科学，也是一门艺术。因此，每个人都完全可以提出本章所没有提及的新的变异算子。从这点出发，在此比较研究一下 Fortran 语言、C 语言与 Java 语言中已经设计与实现的变异算子集，理解相互之间的异同。

表 7-14 Fortran、C 与 Java 语言变异算子对比

Fortran 77	说　明	C	Java
AAR	数组引用互换	VLSR, VGSR	无
ABS	插入绝对值	VDTR	ABS
ACR	常量替换数组引用	VGSR, VLSR	无
AOR	算术运算符替换	OAAN	AOR
ASR	标量变量替换数组引用	VGSR, VLSR	无
CAR	数组引用替换常量	CGSR, CLSR	无
CNR	同类数组名替换	VGSR, VLSR	无
CRP	常量替换	CRCR	无
CSR	标量替换常量	CGSR, CLSR	无
DER	Do 语句 End 替换	OTT	无

（续）

Fortran 77	说　明	C	Java
DSA	DATA语句交换	无	无
GLR	GOTO标号替换	SGLR	无
LCR	逻辑连接符替换	OBBN	LCR
ROR	关系运算符替换	OHHN	ROR
RSR	return语句替换	SRSR	无
SAN	语句分析	STRP	无
SAR	数组引用替换标量变量	VTSR，VGSR	无
SCR	标量替换标量	VTSR，VGSR	无
SDL	删除语句	SSDL	无
SRC	源常量替换	CRCR	无
SVR	标量变量替换	VTSR，VGSR	无
UOI	插入一元运算符	OLNC，VTWD	UOI

1）经验研究表明，仅仅使用一小套变异算子，就可以设计出比较充分的测试集，并由此检测出大量的程序错误。比如，在一个实验里面，对5个程序使用ABS与ROR变异算子，测试人员检测出程序中存在的87.67%的错误。

其他的一些研究也同样表明，只需要使用一小部分变异算子就可以充分、高效地进行变异测试。这也是为什么Java只有5个传统变异算子的原因。虽然表7-14中的每个变异算子都可以应用到Java程序中，但是它们并未纳入7.11节中介绍的传统变异算子集。

2）C语言中的原始类型（primitive type）要多于Fortran语言，并且C语言中的类型可以进行各种各样的组合。因此C语言中有较多的与运算符使用不当相关的错误。所以C语言中有大量模拟这些错误的变异算子。Java程序员也会犯类似的错误，比如误用&运算符替换逻辑与运算符&&，因此在设计变异算子时需要考虑这种情况。因此很多用于C表达式的变异算子同样适用于Java程序。Lava变异系统还为运算符变异引入了一套扩展集。

当然，许多可以应用至Java语言的C变异算子并未引入Java语言中，OEAA变异算子就属于其中的一个。读者可以翻阅7.10节来找出其他类似的运算符。

3）C语言中的语句结构是递归的，而Fortran语言中的语句结构则是单行的。C语言中并未因之增加变异算子，但是C中的SSDL、SRSR等变异算子的定义与Fortran语言中的定义大相径庭。Java语言中并没有这些语句变异算子。

4）C语言中，可以使用函数、指针、结构和数组来构成标量引用，而Fortran中只能使用函数和数组。因此C语言中有许多诸如VSCR以及其他的变量替换变异算子。注意在Fortran中SVR是一个变异算子，而C中的SVR则是一组变异算子。

5）C语言中有一个逗号运算符，Fortran中则没有。因此，C语言中有一个SSOM变异算子；Java中并未引入该运算符。

6）C语言中可以使用break来结束循环体的迭代，或者使用continue结束当前迭代。Fortran中并没有类似的语法。因此，C语言中有Fortran所没有的SBRC、SCRB和SBRn等语句变异算子。Java语言中也有break和continue语句，因此也有同样的变异算子。

7）Java语言的内部类变异算子是针对面向对象语言的，因此并不适用于C和Fortran语言。当然，这些变异算子有些是Java特有的。

7.13 变异测试工具

在评估测试充分性时，工具支持至关重要，即使对一个很小的、只有100行代码的C程序也不例外。变异测试最早的开发者也认识到了这一点。因此，在研究程序变异的同时，开发人员同样进行着程序变异原型工具甚至是健壮的实用工具的研究。

表7-15列出了部分程序变异工具。此处列出的部分工具有的已经成为历史，被新的版本取代；还有一些仍然活跃在人们的应用中。Mothra、Proteum、Proteum/IM、μJava和Lava属于后者。与众不同的是，Lava支持生成二阶变体，而在一些科学实验研究中Mothra也可以生成更高阶的变体。

表7-15 部分程序变异工具与可用性

语言	工具	年份	可用性
Fortran	PIMS	1976	不可用
	FMS	1978	不可用
	PMS	1978	不可用
	EXPER	1978	不可用
	Mothra	1988	http://www.ists.gmu.edu/faculty/ofut/mrsch/mut.html
COBOL	CMS.1	1980	不可用
C	Proteum	1993	可以从 José Maldonado (jcmaldon@icmc.usp.br) 获得此软件
	PMothra	1989	不可用
	CMothra	1991	不可用
	Proteum/IM	2000	不可用
CSP	MeGAT	2001	http://www-users.cs.york.ac.uk/~jill/Tool.html
C#	Nester	2001	http://jester.sourceforge.net/
Java	Jester	2001	http://jester.sourceforge.net/μ
	μJava	2002	http://www.ists.gmu.edu/ofut/mujava/
	Lava	2004	http://gec.gmd.ac.uk/~mod3tal/classes/mutation.tar.gz
Python	Pester	2001	http://jester.sourceforge.net/

大多数程序变异工具都允许用户选择只使用一小部分变异算子，并且可以只对被测程序的片段进行变异。它们的这两个特性使得测试人员可以进行增量测试。测试人员可以只对应用程序的关键部分的测试集进行评估。比如，在一个核电站控制软件中，为了评估与紧急关机系统相关的组件的测试集的充分性，测试人员需要使用大量的变异算子来对该部分进行处理。

虽然进行变异测试的最佳方法是增量式的，但是在待评估测试集经过控制流统计评估与数据流统计评估之后进行变异测试同样也不无益处。经验研究表明，即使一个测试数据在传统的控制流准则（比如判定覆盖）下是充分的，在程序变异准则下它却不能保证充分性。因此在已经建立控制流充分性之后使用程序变异有两个好处：第一，测试人员可以使用控制流充分性轻松区分出许多变体；第二，未被区分出的变体有助于测试人员增强测试集。

实践表明，基于数据流的测试充分性准则要强于基于控制流的准则。经验研究同样表明，满足all-uses准则的测试集并不能区分出由ABS和ROR运算符生成的变体。当然，这条结论在有些情况下并不成立。不过这可以给我们一些启示：在测试集的充分性满足all-uses准则之后，可以使用ABS和ROR运算符对该测试集的充分性进行评估。

7.14 低成本变异测试

实验表明，在所有的软件测试充分性准则中，变异测试提供的充分性准则的表达能力最

强。变异测试的这种高能力意味着如果一个测试集的充分性满足了变异准则，那么它就很可能满足其他任何的充分性准则。这也同时意味着一个测试集即使满足了其他的充分性准则，它仍然可能不能满足某些基于程序变异的充分性准则。注意，程序变异充分性准则的高低取决于测试人员所选用的变异算子。如果谨慎地选择变异算子，那么变异算子越多，所获得的充分性准则生就越高。

当然，程序变异的高能力必然伴随着高的代价。使用 C_A 来表示测试人员开发出一个满足充分性准则 A 的测试集所需的开销。C_A 的一部分开销在于测试人员为被测程序开发出满足 A 充分性的测试集所需的时间，另外一部分开销在于生成、变异与执行变体所耗费的时间。如果使用 C_{mu} 来表示变异测试的开销，那么 C_{mu} 会远远高于大多数基于路径的充分性准则 A 的开销 C_A。因此需要使用一些策略来控制 C_{mu}，使其不超出预算。

目前测试人员可以选择很多策略来降低 C_{mu}，使其降至所属机构内可以接受的水平。这些策略有些是由测试人员直接使用的，有些则是变异测试工具用于进行开销评估的。本节将简要介绍两种测试人员经常使用的、降低变异测试开销的方法。已经有人提出这样的方法：把所有的变体合并入一个程序中，且并行执行该程序，由此降低整体的执行开销。我们将在参考文献注释中对该方法进行介绍。

7.14.1 划分变异函数的优先级

假设准备测试的应用程序 P 中有大量的类，那么明智的方法就是对这些类进行优先级划分，这样做能使应用程序核心功能的类得到优先照顾。如果被测应用程序是用诸如 C 之类的面向过程的语言实现的，那么就按照其中的函数与被测程序核心功能的关系对函数进行优先级划分。注意，对于被测程序的某一功能，可能有一个或多个类或方法关系到它的实现。在图 7-3 中，根据程序各功能的能力来划分与它们相关的类的优先级。

用 T_p 表示需要进行充分性评估的测试集，假设被测程序 P 在使用 T_p 进行测试时能够满足程序的功能需求。先使用变异工具对最高优先级的类进行变异，然后应用表 7-1 中的评估过程进行充分性评估。通过该过程，可以获得 T_p 对已变异的类的变异分数。如果 T_p 是充分的，那么既可以终止变异评估的过程，也可以对次高优先级的类重复上述过程。如果此时 T_p 不充分，那么就可以向 T_p 中加入新的测试来获得充分的测试集 T_p。

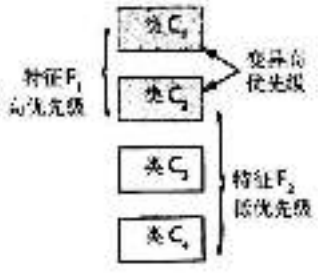


图 7-3 图中特征 F_1 的优先级高于 F_2，因此变异时 C_1 与 C_2 的优先级要较高。被测程序特征的优先级取决于它们的重要程度，如该特征执行失败所带来后果的严重性

测试人员可以使用上述的策略来控制变异测试的成本。执行完该过程之后，可以获得一个对程序中的关键部分非常可靠的测试集。该策略的一个主要优点是，它使得测试主管可以根据测试的预算来调整测试过程。预算越高，被变异的类就越多。对于任意大规模的被测程序，通过使用该策略，可以精心地选择其中一部分代码进行测试，以达到进行变异测试的目的。当然，以此类推，可以将该策略应用于其他基于代码覆盖准则的充分性测试中。

7.14.2 选择使用部分变异算子

大多数的变异工具都提供了大量的变异算子供测试人员选择。在极端情况下，可以将工具

中的所有变异算子应用在被测程序 P 上。那么根据 P 的规模，测试工具会生成一个巨大的变体集合。与这种方法不同，建议测试人员选择使用一小部分变异算子，并只对 P 中挑选出的部分代码进行变异。这就突显出一个问题：测试人员应该选择哪些变异算子？

表 7-16 回答了上面的问题。该表中的数据来源于两个互相独立的研究小组的实验。其中的一个实验报告由于 Jeff Offutt，Greg Rothermel 与 Christian Zapf，发表于 1993 年 5 月。另一个实验报告出于 Eric Wong 的博士毕业论文，发表于 1993 年 12 月。这两个实验都表明，如果一个测试集对于表 7-16 中列出的变异算子子集是充分的，那么对于其他大得多的变异算子子集，该测试集几乎还是充分的。

表 7-16 可以获得接近 1 的变异分数的变异算子的来子集

研究人员	足够的变异算子子集
Offutt，Rothermel 与 Zapf	ABS，ROR，LCR，UOI，AOR
Wong	ABS，ROR

Offutt 与他的同伴发现，通过使用表 7-16 中的 5 个变异算子获得的充分测试集，应用于使用表 7-14 列出的 22 个变异算子所获得的变体时，其变异分数在 0.99 以上。与此类似，Wong 发现通过使用 ABS 与 ROR，相应的分数是 0.97 以上。表 7-16 中的变异算子的排序依据是：排位越靠前，单独使用时获得的整个变异分数就越高。更早的研究也得到类似的结论，将在参考文献注释中进行介绍。

上述的两个实验启发我们采用一种简单的策略：只使用所有变异算子的一个小的子集来对测试集的充分性进行评估。此时读者可能会有疑问：那我们为什么需要一个大的变异算子集合呢？这是因为每个变异算子模拟的都是一类共同的错误，因此它们并不是多余的重复。不过前面的两个实验表明：有些变异算子的能力要强于其他的变异算子，也就是说当测试集能够区分出能力强的变异算子生成的变体时，它很可能能够区分出能力弱的变异算子生成的变体。

在实际使用中，选用的变异算子的数目与预算有关。预算较少的测试过程使用的变异算子数目会少于预算较高的测试过程。在预算比较少的情况下，表 7-16 中的变异算子就非常有用了。

小结

本章详细介绍了程序变异测试。程序变异是软件测试中一种非常有效的技术，但是由于其中的有些技术难于理解，程序变异的细节也就不易于理解。本章介绍了使用程序变异来评估测试充分性的详细过程。一旦测试人员理解了该过程，他就可以轻易地根据具体需要对该过程进行改进。

刚接触程序变异测试的人可能会误以为变异测试的目的在于检测出程序员所犯的简单错误，但事实并非如此。虽然变异测试的目标之一确实是发现简单错误，但是这只是变异测试很小的一部分功能。二十多年来，许多相互独立的实验表明，变异测试在发现潜伏于程序深处的复杂错误方面有着很强的能力。本章列出了一个例子，并设计了许多习题，它们都可以说明：通过进行简单语法变化生成变体，可以发现被测程序中的复杂错误。

变异算子是变异测试中一个完整的部分。理解变异算子的设计原理与工作机制对测试人员来说非常重要。通过简单地理解变异算子并实际运用它们，测试人员可以理解每个变异算子的设计意图与能力。并且当被测应用程序使用的是一种没有变异算子支持的新语言时，对变异算

了的理解使得测试人员有可能为该语言开发出一套全新的变异算子集。正是出于这些原因，本章花费了大量笔墨来介绍 C 语言和 Java 语言的完整变异算子集。

研究人员提出了很多策略来降低程序变异测试的开销。其中有些策略已经在变异工具中实现，还有些是针对测试人员的建议。理解这些策略有助于我们免于被程序变异测试压垮，因此比较重要。毫无疑问，如果不考虑测试人员选择的降低开销的策略，通过程序变异获得完全的充分性的开销要远远高于获得 100% 判定覆盖充分性的开销。不过这些多出的开销很可能会带来很棒的结果，它可以提高最终软件产品的可靠性。

参考文献注释

程序变异的研究非常广泛。最早发表的关于程序变异的文献是在 1978 年，从那时起相关的文献与工具就开始频繁出现。下面是对程序变异研究进行的总结：

早期工作 程序变异的思想最早由 Richard Lipton 于 1971 年提出，当时他还是卡内基－梅隆大学（Carnegie Mello University）的一名研究生。Lipton 的论文标题是“计算机程序的故障诊断（Fault Diagnosis of Computer Programs）”。在 DeMillo 与 Lipton 的指导下，他们的学生完成了早期的关于程序变异的硕士、博士毕业论文。St. Andre 撰写了他的硕士毕业论文［22］。Acree［3］与 Budd［61］的博士毕业论文也是基于程序变异的。在这些硕士、博士毕业论文的带动下，研究人员开发出了程序变异工具 Pilot Mutation System（PMS），同时还对程序变异方法的错误检测有效性进行了经验研究。

Lipton 与 Sayward 在 1978 年发表了关于程序变异研究情况的文章［293］。DeMillo 等人于 1978 年发表了一篇里程碑式的文献［122］，很多人更愿将此文当作启发性文献。该篇文章至今仍是软件测试研究领域中引用率最高的文章之一。称职程序员假设与耦合效应都在该篇文章中首次提出。同期，Budd 受邀还撰写了一篇文章［62］来解释程序变异分析。20 世纪 70 年代末，程序变异已经成为测试充分性评估与测试强化的一种新颖、有效的工具。

DeMillo 发表了第一篇关于程序变异的综述文章［116］，这是一篇非常杰出的文献，它说明了为何人们可以在称职程序员假设与耦合效应的基础上对程序正确性进行判断。DeMillo 在文章中为 Fortran、COBOL 与 Lisp 语言构造了不同的例子来说明程序变异的故障检测能力。DeMillo在报告中说明了如何评估 Fortran 程序的变体的数量。他同时引入了变体不稳定性（mutant instability）的概念，用来表示区分变体与其父程序所需要的测试用例的平均数目。DeMillo 还非常出色地阐述了当时主流的软件可靠性理论与变体不稳定性的关系。

Offutt 开发出了一个测试用例自动生成工具［357］，它是第一个能够自动生成用以区分变体的测试用例的工具。DeMillo 与 Offutt 还撰文报告了测试生成的过程与其经验性的评估［126，127］。Mothra 工具集［117，118，128］中引入了基于约束的测试生成技术（constrained-based test-generation）。Mothra 中的测试生成工具也就是 Godzilla。

Hamlet 独立提出了一种与程序变异很相似的概念［189，190］。Hamlet 使用术语“简单表达式替换”（substitution of simpler expressions）来说明他的设计理念：使用表达式的各种版本来评估一个测试集的充分性。Hamlet 的程序变异方法属于弱变异［189］。

Voas 提出了传播、传染与执行（Propagation，Infection and Execution，PIE）技术来评估 3 种可能性［488］。这 3 种可能性是：（a）执行到程序中指定位置 L 的可能性；（b）L 传染（infect）程序状态的可能性；（c）L 的影响传播（propagate）至程序的最终状态，即程序的输出的可能性。注意，这三个条件直接与强变异中区分变体的标准相对应。当然，条件（b）与

(e) 是针对程序中被变异的那一行代码而言的。PIE 是一种运行时（run time）技术，它运行在二进制层。

程序变异是一种评估测试充分性以及强化测试的技术，而 PIE 技术则是一种评估程序在密集测试（extensive testing）条件下激发错误的可能性。PIE 技术使得我们可以对程序的可测试性（testability）进行评估。可测试性指的是当使用随机抽样的输入数据进行测试时，程序隐藏自身故障的能力 [491]。

现在有许多关于程序变异测试的介绍文献与历史文献。这些文献有 DeMillo 等人撰写的书籍 [125]、Budd [62]、Mathur [313]、Offutt [360] 与 Woodward 的文章 [531]。

弱变异（weak mutation） Howden 发现程序变异测试需要执行数量庞大的变体 [235]。基于对示例变体（这些变体是通过使用程序中其他的变量替换某一变量得到的）的研究，Howden 提出了一种可以区分出变体的较弱的准则。该准则是：在被测程序的某些执行过程中，一个变量的所有出现所表示的值都不同于其他的所有变量，该变体就是可被区分的。

Howden 认为，采用弱变异准则后，被测程序只需执行一次即可，而通过变量替换却要产生大量的变体。随后 Howden 将该准则进行了形式化，并称之为弱变异（weak mutation）[238]。

正如 7.2.3 节中所解释的那样，在弱变异假设下，如果一个变体的某个测试用例能够满足可达性（reachability）条件与状态传染（state-infection）条件，那么就可以把它区分出来。鉴于弱变异较松的准则，人们很自然地产生疑问："弱变异的强度到底如何？" Horgan 与 Mathur 通过理论推导得出结论，认为弱变异可能与强变异的能力相近 [226]。他们的理论说明，如果一个测试集的充分性满足弱变异准则，那么它在强变异准则下很可能也是充分的。

但是，Horgan 与 Mathur 提供的简单证明并不能说明到底强变异与弱变异的能力相近的程度。Girgis 与 Woodward [170]、Woodward 与 Halewood [532]、Marick [307]、Offutt 与 Lee [364, 365] 分别对弱变异的故障检测能力进行了经验研究。这些研究的结果证实了之前 Horgan 与 Mathur 的理论推理结果。

Offutt 与 Lee 对弱变异与强变异的强度进行了对比研究 [364, 365]。他们使用了 11 个代码行数在 11 行到 29 行之间的程序进行研究。根据这些经验研究，Offutt 与 Lee 发现当测试的对象是基本的程序块与语句时，弱变异与强变异基本上相差无几。但是他们建议对软件质量要求非常高的软件系统同时使用弱变异与强变异进行测试。

Marick 通过 5 个广泛使用的程序对弱变异的有效性进行了研究 [307]。这些程序的代码行数在 12 000 到 101 000 之间。Marick 向这些程序中注入了 100 个故障，由此可以生成 100 个变体。他精心地剔除了等价变体，最终得到 100 个不等价变体。Marick 发现满足弱变异充分性准则的测试集能够发现 60 个故障。通过进一步研究，他发现如果在弱变异准则基础上再增加可达性条件与状态传染条件，那么能发现的故障数为 70 个。Marick 还将使用程序规格说明的黑盒测试生成技术与弱变异结合起来。他发现，当结合使用这两种技术时，被注入故障的 5 个程序内 90% 以上的故障都可以被检测出来。

耦合效应 Offutt 明确提出下面的问题："耦合效应：事实还是虚构？" [358]。Lipton 与 Sayward 发表了一篇实验报告，他们发现对于测试集而言，如果它对一阶变体是充分的，那么它对二阶、三阶和四阶变体同样是充分的 [293]。Lipton 与 Sayward 的实验是针对 Hoare 的 FIND 程序进行的，该程序是著名的 Quicksort 算法的一部分。

为了回答最初的问题 [358, 359]，Offutt 进行了另外一项经验研究。他针对二个程序（其中包括 Hoare 的 FIND 程序）进行试验，生成了它们的一阶与二阶变体。该实验中得到的变体

的数量要远远多于 Lipton 与 Sayward 的实验。Offutt 的实验中 FIND 程序生成了 528 906 个二阶变体，而 Lipton 与 Sayward 的实验中对应的数据只有 21 000 个。Offutt 发现满足一阶变体充分性要求的测试集基本上可以完全满足二阶变体的充分性要求。将满足一阶变体充分性要求的测试集应用于二阶变体上，所得到的变异分数约为 0.999。

变异算子 最早的变异算子集是针对 Fortran 语言而设计的，并且该算子集是随着人们对程序变异的实际使用而不断演化的。Budd［61］、Acree［3］与 Walsh［497］的博士毕业论文，以及 Hanks［193］的硕士毕业论文包含了 Fortran 语言与 COBOL 语言的早期变异运算符集。

在普渡大学（Purdue University），DeMillo 组织开发了 C 编程语言的变异算子［9］。Offutt、Payne 与 Voas 为 Ada 语言提交了一套变异算子。针对 Java 语言中的对象变异，Bieman 等人提交了一套变异算子［45，19］。

Offutt 提出了 Java 语言中子类化、继承与多态的故障模型，这为 Java 语言变异算子的发展奠定了基础［361］。Ma 等人［299］为 Java 语言提出了一套扩展变异算子集，并在 μJava 工具中予以实现［300，371］。本章中介绍的 C 与 Java 变异算子分别出自［9］与［298，299］。

Mouse 为 Java、Python 与 C# 提出了一套相对较小的变异算子集［332］。Sebastian Danicic（s. danicic@ gold. ac. uk）开发的 Java 工具使用了另外一套相对较小的 Java 变异算子。Budd 与 Lipton 将程序变异应用于 Lisp 程序以判断程序的正确性［66］。Bybro 也提出了一个 Java 程序变异工具［71］。Kim［260］等人提出了一套 Java 变异算子，其中采用了危险性与可操作性（HAZard and OPerability，HAZOP）分析方法进行实现。他们同时还对 Java、Ada、C、Fortran 与 C 接口的变异算子进行了比较。

Ghosh 解决了如何测试 Java 并发程序的问题［164］。他提出了两种方法，其中一种是采用程序冲突图（program conflict graph）来测试 Java 程序内与并发相关的故障。Ghosh 还描述了一个可以实现该测试过程部分自动化的变异引擎。

只选用一小部分变异算子进行测试的方法被称作约束变异（constrained mutation）［311］，或者是选择性变异（selective mutation）［369］。Wong［520］、Wong 与 Mathur［525］、Maldonado 等人［304］、Mathur 与 Wong［317］、Offutt 等人［363，369］以及 Mresa 与 Bottaci［334］等在文章中对该方法以及该方法的故障检测有效性进行了研究。

接口变异 Delamaro 对变异测试进行了扩展，提出了接口变异（interface mutation）的概念［110］。其基本思想是将变异算子的应用对象进行精简，只对直接参与数据、控制转换的组件（component）和语句的接口进行变异。在这里，组件就是 C 语言中的函数。研究人员还对接口变异进行了更深入的研究，这些包括 Delamaro 与 Maldonado［111］以及 Delamaro 等人［112，113］。目前人们已经定义了 33 个接口变异算子，Proteum/IM 工具提供了接口变异测试功能［114］。

在 Ghosh 的博士毕业论文［163］中，Ghosh 也提出了在组件测试时进行接口变异的思想。Delamaro 与 Ghosh 提出的接口变异方法的主要区别在于它们的变异对象范围。Delamaro 方法的变异对象是组件中有用的代码，而 Ghosh 方法只对接口进行变异。Ghosh 把接口变异应用于分布式组件测试，比如那些按照 CORBA 标准开发的组件［165－167，314］。

在 Richard Lipton 的建议下，Lee 与 Offutt 扩展了接口变异的思想，将其应用于 Web 客户端之间的 P2P 交互测试中［284］。Web 客户端在进行数据、请求传输之前，首先会把它们进行封装。封装方法就是使用可扩展标记语言，也就是众所周知的 XML。接收到请求后，客户端首先会对消息书语法正确性进行检查，随后对请求方进行响应。在 Lee 与 Offutt 提出的方法中，

首先对 XML 消息进行变异，然后对客户端的响应进行检验，看其是否与预期一致。变异后的 XML 消息的语法还是正确的。如果变体的响应与父消息的响应不同，那么该变体就是可区分的；如果响应相同，那么要么该变体与其父消息等价，要么客户端存在错误。

Lee 与 Offutt 定义了一小套 XML 消息变异算子。Offutt 与 Xu 进行了更深入的研究，提出了 Web service 的变异测试方法［370］：在该方法中，他们通过变异数据值（data value）与交互信息（interaction）来对 SOAP 信息进行变异。通过对 Web Service 进行故障注入，他们可以发现 14 到 18 个故障。Li 与 Miller 也提出另外一套详细的 XML 变异算子，并进行了经验性研究［289］。

动态变异测试（Dynamic Mutation Testing，DMT） Laski 等人研究出了变异测试的一种变体，它可以用来评估已经通过所有回归测试的程序的正确性［281］。假设 P' 是程序 P 的改进版，且 P' 已经通过了所有的回归测试。那么通过计算 P' 中错误传播的可能性的统计估值，DMT 技术可以对程序的正确性假设进行验证。与 PIE 类似，DMT 变异的是程序变量的中间值，而非语法元素。

故障检测研究（fault-detection studies） 研究人员针对程序故障检测有效性评估与规格说明变异（specification mutation）进行的经验性研究非常多。所有的研究结果都表明，程序变异在故障检测方面有着非常强大的能力，它可以检测出其他使用边界值分析（boundary-value analysis），等价划分（equivalence partitioning）与基于路径的技术生成的测试所不能检测出的故障。

20 世纪 80 年代涌现出了许多该方面的经验性研究。Budd 等人发表了一份理论与经验研究报告［63］。DeMillo 发表了许多介绍性文章，主张使用程序变异来获得高可靠性程序［115，117］。上述所有早期的博士毕业论文与硕士毕业论文都对程序变异的故障检测有效性进行了经验性研究。

Budd 通过对随机选取的变体子集进行研究程序变异的故障检测有效性［61］。Girgis 与 Woodward 也进行了经验性研究，力图对程序变异的错误检测（error-exposition）能力进行评估［170］。Woodward 还对基于路径的充分性准则与基于变异的充分性准则进行了一些方面的比较［528］。

DeMillo 与 Mathur［123］研究了 Knuth［263］提出的 TEX 的错误。他们使用基于路径的方案对这些错误进行了分类，并通过构造案例来研究程序变异在检测复杂错误方面的有效性［124］。Wong 把 4 个 Fortran 程序转换为 C 程序，并通过它们对程序变异与基于数据流的充分性准则进行了研究。

Mathur 与 Wong 对程序变异方法与数据流方法进行了理论比较［318－320］。为分析测试数据选择准则，Richardson 与 Thompson 提出了 RELAY 检测错误类型［417］。

Mathur［310］与 Offutt 等人［367］对基于数据流的充分性准则与基于程序变异的充分性准则进行了实验比较。Frankl 等人［153］对基于程序变异的充分性准则与 all-uses 充分性准则进行了比较性研究。他们使用了 10 个规模在 22 行到 78 行的程序进行研究。当对结果进行汇总时，他们发现在所有的测试中，满足程序变异充分性准则的测试在故障检测方面要强于满足 all-use 充分性准则的测试。

这里要强调一点，Frankl 等人的研究所得到的二者之间的差异很小，并且只有在非常高的程序变异充分性时才变得比较明显。程序变异方法强于数据流方法，但是这并不说明要使用程序变异方法，舍弃其他方法。事实上，应该使用基于程序变异的充分性准则来评估那些满足其他充分性准则的测试，以此来加强测试，前文中“其他的”充分性准则包括基于数据流的方

法与面向路径的代码覆盖准则。

程序变异还常常用于研究其他测试充分性准则的故障检测有效性。Daran 与 Thévenod Fosse [108] 与 Andrews 等人 [23] 对类似研究的结果进行了进一步研究。

Daran 与 Thévenod-Fosse 对由真实故障（real fault）、一阶变异引起的程序状态失效（failure）与错误（error）的本质进行了比较 [108]。错误被定义为正确程序状态的变体，其中的正确程序状态为一系列的变量－值对（variable-value pair）以及它们在被测程序中的位置。他们所做的实验是基于"民用核电站程序的关键部分"的。该程序有 12 个已知故障（作者把它们称为真故障）。他们对该程序进行了常量值转换、符号替换与运算符替换变异，总共得到了 2 419 个变体。他们对其中的 24 个进行了测试，得出如下结论：由程序变异所得到的 85% 的错误是由真故障引起的。这就验证了这样的假设：一阶变体的运行行为与称职程序员所编写的错误程序的运行行为相似。

Andrews 等人 [23] 在他们的研究中使用了 8 个 C 程序。其中的一个程序是 Space [156, 160]，其中包含一个已知故障集。另外的 7 个程序也包含这样的故障集。他们使用 4 个运算符对这些程序进行变异：替换常数常数、替换运算符、判定取反与删除语句。实验人员构造了 100 个测试集，并计算每个测试集 T 所区分出变体的数量 $Dm(T)$ 与发现出的故障数量 $Df(T)$，同时还计算出了不等价变体的数量 Nm 与不等价故障的数量 Nf，由此为每个测试集计算出 $Am(T) = Dm(T)/Nm$ 与 $Af(T) = Df(T)/Nf$。根据实验数据得出的数据统计分析，"Am 与 Af 含义相同"假说只对 8 个程序中的 Space 程序成立。论文作者根据该实验得出结论：测试集的变异充分性能够充分说明它的故障检测能力。

研究人员 Sung、Choi 与 Lee 还用硬件故障注入与变异方法对软硬件混合系统进行了测试 [461, 462]。他们的实验基于韩国电力系统中的数字电厂保护系统（Digital Plant Protection System，DPPS），实验目标是检测 DPPS 中由软、硬件交互引起的故障。DPPS 是为保护先进核反应堆而设计的。它从 4 个相互独立的传感器组获取模拟/数字信号，发现问题时会产生一个自动跳闸信号。Sung 与 Choi 归纳出 6 类硬件故障（比如电源波动故障等），并用软件故障对它们进行模拟，之后在 DPPS 软件内的合适位置对它们进行注入。通过注入软件版本的硬件故障，实验人员得到了 DPPS 中软件部分的变体，并创建出可以区分所有变体的测试数据。对 DPPS 进行的实验表明，与随机测试生成方法及其他现有的测试生成技术相比，实验中的方法有着非常高的故障检测率。

使用软件变异评估测试工具 由于程序变异在故障检测方面能力非凡，研究人员开始研究使用程序变异来评估新的测试生成技术的故障检测能力。该任务需要人们设计新的变异算子，以适应被变异对象的需要。不过，生成简单的一阶变体以及生成可以区分非等价变体的测试等基本理念仍然与本章所介绍的相同。

Duran 与 Ntafos 使用程序变异来对随机测试进行有效性评估 [135]。Geist 等人 [161] 对随机测试与变异测试进行了比较研究，他们的研究背景是针对如何评估与加强实时软件的可靠性的。Watanabe 与 Sakamura 针对为检验操作系统是否符合开放系统标准（open system standards）而进行的集成测试提出了一种自适应的、基于规格说明的测试用例生成方法（Specification-Based Adaptive Test-Case Generation，SBATCG）[502]。该方法是一种综合运用了黑盒方法与基于路径方法的测试生成技术。Watanabe 与 Sakamura 使用了程序变异方法对 SBATCG 的故障检测有效性进行了评估。有意思的是，在两次试验中，与仅仅基于黑盒的方法相比，当 SBATCG 获得更高的故障覆盖率时，它所生成的测试的变异分数分别为 0.96 与 1.0。

Burton 对如何根据状态图规格说明来生成测试进行了研究，提出了许多启发式方法 [69]。

其中的一个方法使用状态图的Z规格说明与传统的黑盒技术来生成测试，并为Z规格说明设计了变异算子。Burton对规格说明及其变体上运用他所提出的假想，用以生成测试。在一个案例中，Burton对一个Z规格说明的Ada实现进行测试，用以评估他所提出的测试生成方法。该Ada实现生成了49个变体，把由Z生成的测试应用于这些变体中，Burton发现不同的假想方法的弱变异分数分布于0.65与0.87之间。

发现等价变体（finding equivalent mutants） 测试人员经常需要花费很多时间来找出等价变体。等价变体的数量取决于程序本身以及所应用的变异运算符。在对4个程序进行精确的研究之后，Wong发现等价变体的数量占变体总数的12%到17%［520］。Wong还发现，对多数等价变体而言，测试人员并不需要对程序行为进行彻底分析就可以轻松找出它们。不过他还发现约有0.5%的等价变体很难被发现。无论何时，若想得到一个精确的变异分数，测试人员都必须对那些他们的测试难以区分出的变体进行检查。注意，使用基于路径的充分性准则时也有类似的任务，那就是在评估代码覆盖率时需要区分出不可达路径。

Baldwin与Sayward对等价变体的判断问题进行了探索［29］。Offutt与Pan研究了等价判别问题及其与不可达路径的关系［366］。Hierons等人提出了用程序切片（program slicing）来辅助检测等价变体的方法［218］。Adamopoulos、Harman与Hierons提出了一种共同进化方法（coevolutionary approach），用以在使用选择性变异（selective mutation）时检测等价变体。Khandelwal［256］还提出了一种新颖的方法，他使用探针（sound）来检测等价变体。

加速变异测试速度（speeding-up mutation testing） 如果没有缜密考虑，变异测试将会耗费大量的测试人员时间与计算机时间。研究人员对于如何降低变异测试的成本进行了大量的研究，采用的技术也是各种各样。测试人员可以采用7.14节提出的增量式测试方法。不过下面主要介绍的是如何减少变体的变异、执行时间的技术。

根据DeMillo的建议，Krauser与Mathur提出了一种变异测试加速技术，他们把部分变体合并到一个程序中，然后使用向量处理器执行该程序［315］。他们的方法称作程序联合（program unification）［158］。该方法的设计出发点是充分利用向量处理器的体系结构来加速相似变体的执行。

程序联合有两个优点。首先，一次可以编译许多变体，因此可以节约编译时间。其次，由于变体与它们的父程序之间的相似性，编译后的程序向量化（vectorization）程度高，因此可以执行得更快，不过也不尽然。程序联合技术后来被扩展至SIMD体系结构［272］与连接机（connection machine）［220］。Mathur与Rego在［316］中对程序联合技术进行了形式化分析。

Krauser与Mathur还提出了一种直接的技术，该技术用以对大规模并行晶体机系统（massively parallel transputer base system）中执行的变体进行调度［271］。Choi在他的博士毕业论文中更进一步研究了使用大规模并行体系结构进行变异测试的思想［83］。Choi等人提出了一种用以在超立方体计算机（hypercube）上面调度变体的工具PMothra［87］。Choi与Mathur还将Pmothra应用于Ncube机器，并对所应用的算法进行了分析［84～86］。Jackson与Woodward提出了使用并发线程执行Java变体的技术［245］。

Offutt等人研究使用MIMD机器来执行变体［368］。他们将Mothra的解释器Rosetta应用于一个有16个处理器的Intel iPSC/2超立方计算机系统，由此得到的变体执行速度加速比为14。根据他们的理论，如果待测试程序规模更大，所能得到的加速比将会更高。

Weiss与Fleyshgakkar为强变异与弱变异开发出了新颖的串行算法（serial algorithm）［506］。该算法中用到了一个叫做MDS的数据结构，用以保存程序运行测试时的关键执行信息。MDS在被测程序的运行过程中被创建。之后变体在运行时将会使用MDS来确定该变体是

否是被区分的。判断时既使用了强变异准则，也使用了弱变异准则。他们的分析结果表明，使用该算法进行变异分析所得到的加速比在1.4到11.5之间。获得该加速比所要付出的代价是空间需求的增加，这是因为存储MDS需要额外的空间。后来这两个作者还提出了一种名为懒惰分析（lazy mutant analysis）的改进的算法，该算法的空间复杂性基本上与Mothra的相同，不过执行时间要远远低于Mothra［148］。Weiss与Fleyshgakkar还提出了一个基于多SIMD体系结构，可以进行快速变异分析［505］；文中还对该体系结构进行了理论分析。

编译器集成的程序变异（compiler-integrated program mutation） 这是另外一种降低变体编译时间的思路。Krauser在他的博士毕业论文中引入了该思路［270］。DeMillo等人在［119］中解释了该技术及其优点。该方法需要针对被测程序所用编程语言来修改相应的编译器。测试人员控制编译器自动生成某一类型的变体，比如说使用变量替换所得到变体等。Krauser修改了GNU C编译器来阐明该方法，并进行了相关实验来评估该方法的预期效果。

研究人员还把变体联合的方法引入单处理器机器来降低编译时间。Mathur使用变体容器（mutant container）将多个变体置入一个可编译的程序单元［312］。用C语言实现时，变体容器就是一个完整的被测程序再加上一个包含了变体的switch语句，其中每个变体后面都有一个break语句。switch表达式使用整数值来引用变体。ATAC-M工具就是采用该方法作为设计理念的，ATAC-M是ATAC工具的扩展［224，225］。图7-4中是一个被测程序，对其中的语句max=y；运用变址替换运算符所得的示例变体容器如图7-5中所示。注意switch表达式中使用的变址_mutant_num。Proteum/TM的实现中也应用到了变体容器技术［114］。

```
1 main(){
2 int x, y, max;
3 scanf("%d%d", &x, &y);
4 if(x<y)
5 max=y;
6 else
7 max=x;
8 printf("%d\n",max);
9}
```

图7-4 待变异的示例C程序

```
main(argc,argv)
  {
  int arg; charchar *argv[ ];
  int x, y, max;
  int_mutant_num;
  _mutant_num =
get_mutant_num(argc,argv);
   scanf("%d%d", &x, &y);
  if (x<y)
   switch (_mutant_num)
     {
     case 1:
      max=x; break;
     case 2:
      max=max; break;
     case 3:
      x=y; break;
     case 4:
      y=y; break;
    };
  else
   max = x;
  printf("%d\n",max);
 }
```

图7-5 由图7-4中源代码所得到的示例变体容器

Untch［480］与Untch等人［481］各自独立地提出了另外一种将多个变体合并至一个程序内的方法。Untch等人提出的变体模式技术（mutant schema technique）使用了形式化的描述

方法，比 Mathur 提出的过于简化的变体容器技术更加复杂［312］。他们的方法中使用了元变体（meta-mutan）的概念。元变体是一个涵盖了所有变体的参数化的程序。在元变体中，每个变异运算符都变成了元过程（meta-procedure）。因此，当一个语句或表达式被变异时，它会被一个带有参数的元运算符（meta-operator）所替换。其中的参数能够表达出被变异的实体（比如说变量）。每个元运算符都相当于一个库函数，其中包含一个用以选择将被执行的变异实体的 switch 语句。Untch 等人在［481］中介绍了元运算符的构造方法。

规格说明变异 决策表是形式化规格说明的一种简单的、低级的形式。决策表的作用是对决定某些过程（process）的行为的规则进行明细。Budd 与 Lipton 将变异测试应用于决策表的规格说明测试［65］。

Budd 与 Gopal 当年观察发现，大多数的测试生成技术都把程序作为生成测试的信息源［64］。他们认为，规格说明与程序一样重要，因此也可以用来生成测试。从这点出发，他们提出了变异规格说明并生成可将规格说明变体与其父体区分出来的测试思路。一个规格说明变体区分于其父体的标准如下：在一个测试用例中，如果至少有一个输入条件满足父体或变体，而相应的输出条件却不能满足，那么该规格说明变体被认为是可区分的。与传统程序语言中的运算符类似，他们提出了用以变异规格说明的变异运算符，该运算符采用了谓词演算的方法。他们生成测试的方法是否好用，依赖于是否存在一个满足规格说明的程序。

Jalote 提出了一种评估代数规格说明测试集有效性的方法，它是通过删除原始规格说明中的公理来实现的［246］。Jalote 的研究目标是检测出构成形式化规格说明的公理集的不完备性。其中的测试用例是根据代数规格说明中的语法部分自动生成的。虽然 Jalote 并没有把他所提出的测试生成方法称作变异测试，但是由于他使用了删除公理的方法来检测测试的完全性，因此该方法还是可以归结为变异测试。

Woodward 提出了变异代数规格说明与生成变异充分（mutation-adequate）的测试表达式［527，530］。该方法的目标是发现代数规格说明中的错误。Woodward 还开发了一个叫做 OBJTEST的原型工具，可以实现该测试方法的部分自动化［529］。

Murnane 与 Reed 使用规格说明变异来生成测试。他们把规格说明中的元素当作普通编程语言中的终结符集合（terminal symbol set）［336，337］。如同变量变异一样，该方法通过替换终结符进行变异。Murnane 与 Reed 研究了两个案例，其中的一个案例表明：满足变异充分性的测试集能够发现出其他方法（边界值技术与等价划分技术）生成的测试集所不能发现的错误。

Stocks［460］通过变异规格说明来生成新的测试集，该方法是针对使用 Z 标记编写的规格说明的。Fabbri 等人提出了使用程序变异来对状态图进行验证的方法［144］。Ammann 提出了在规格说明级别进行自动变异分析的方法［21］。Black 等人为形式化规格说明定义了变异运算符［50］。

Abdurazik 等人［1］使用 Mathur 与 Wong 的 PROBSUBSUMES 关系［318］对三种基于规格说明的覆盖准则进行了比较，其中包括规格说明变异。他们得出了如下结论：规格说明变异技术与谓词覆盖技术在发现错误方面的能力相似。并且 transition-pair 覆盖并不能得到高的规格说明变异分数或者高的谓词覆盖率，反之亦然。这说明了 transition 覆盖在某些方面具备其他两种技术所不具备的能力。

Fabbri 等人开发了一个叫做 Proteum/FSM 的工具用来测试基于 FSMs 的规格说明［142，143］。De Souza 等人提出了一套用于测试 Estelle 规格说明的变异运算符［130］。Simão 与 Maldonado使用程序变异测试来验证基于 Petri 网的规格说明［445］。Proteum-RS/PN 工具中采

用了Simão与Maldonado所提出的技术［446］。

Srivatanakul［457］使用变异方法来测试那些使用CSP子集编写的规格说明。CSP是由C. A. R. Hoare开发的一套用于描述并发系统的、以过程为中心的符号系统［221］。该变异算子的设计使用了高安全性系统（safety critical system）中运用的危险性与可操作性研究方法。为CSP子集设计的变异算子可以分为4类。研究人员还开发出了一个叫做MoGAT的Java程序来对CSP规格说明进行变异测试。Srivatanakul的论文的一个独特之处在于对MoGAT的设计与测试进行了详细的介绍。该论文的附录A介绍了一个案例研究，以一个简单的缓冲为对象阐明了如何对CSP规格说明进行变异测试。之后Srivatanakul等人将基于CSP的规格说明变异方法进行了实际应用，将其运用在一个电子钱包的安全性规格说明的验证测试中［458］。

Aichernig把测试设计当作一个形式化综合问题来看待［18］。他把该问题抽象为与变异、契约（contract）相关的问题。该方法为形式化契约生成变体，并开发出测试用例来区分这些变体。这里测试充分性准则与本章所讨论的类似，不同的是它的对象是形式化契约。

Okun研究了使用程序变异来根据规格说明生成测试［374，375］。Okun为Carnegie Mello University开发的SMV［325］模型检查器的Computation Tree Logic（CTL）规格说明［91］输入定义了一套变异算子。通过对自动巡航控制、飞行冲突避免、可信操作系统与安全注入系统的案例研究，Okun对该套变异算子的故障检测有效性进行了比较。

Zhan与Clark提出了对Simulink模型［542］进行基于搜索的变异测试的方法，并对该方法进行了评估。Simulink［321］是一个用于建模、仿真动态系统设计的工具。Simulink模型由一系列相互连接的方框组成，每个方框都附有精确定义的I/O函数。该变异测试方式使用3类变异算子对最初的Simulink模型进行变异，这3类变异算子是Add、Multiply与Assign，它们分别对模型中方框的输入信号进行加、乘与赋值操作。Zhan与Clark通过案例研究发现，与基于结构覆盖的充分性准则相比，Simulink设计的变异充分性准则效果更好。

练习

7.1 现在有一个使用编程语言L编写的程序P，以及一个非空的变异算子集M。如果使用M中的变异算子对P进行变异，那所得变体的最小数目是多少？

7.2 (a) 设D与R分别表示变异算子M的定义域与值域中的元素集合。如果D中的每一个元素在被测程序P中仅仅出现一次，且$D=R$。那么请问对P进行M变异能够得到多少变体？

(b) 如果$D \neq R$，结果又如何？

7.3 为程序P7.2创建两个以上的变体，这些变体可以使checkCom的调用者收到错误的信号。此处只能通过变更常量、变量、算术运算符与逻辑运算符来生成变体。

7.4 在程序P7.2中，使用了3个if语句来为danger设置合适的值。如果改用下面的if-else结构来实现该功能：

```
12 if (highCount==1) danger=moderate;
13 else if (highCount==2) danger=high;
14 else if (highCount==3) danger=veryHigh;
15 return(danger);
```

使用none替换上述代码中的veryHigh，由此得到变体M_{14}。请问变体M_{14}的行为与例7.4和例7.5中的M_1和M_2是否不同？

7.5 在例7.12中，所有的测试是按照t_1，t_2，t_3，t_4的顺序执行的。现在把它们的顺序改为t_4，t_3，t_2，

t_1，那么与原来的顺序相比，变更顺序后执行变体的数目有何变化？

7.6 为什么不可能为那些非常规（nontrivial）编程语言构造出一套理想的变异算子集？目前有没有可以构造出理想变异算子集的编程语言？

7.7 考虑这句话："变异测试的一个前提假设是程序员犯了小错误。"请根据 CPH（称职程序员假设）与耦合效应来纠正它。

7.8 考虑例 7.17 中的程序 P7.3。通过下面的替换得到它的 3 个变体：

M_1：在第 4 行中，使用 `index < size - 1` 替换 `index < size`。

M_2：在第 5 行中，使用 `atWeight(sw` 替换 `atWeight > w`。

M_3：在第 5 行中，使用 `atWeight > abs(w)` 替换 `atWeight > w`。

为每个变体创建一个测试用例来把它们与父程序区分开来，或者证明它是等价变体。

7.9 仿照"称职程序员假设"构造一个"悉意程序员假设"。你认为该假设在何种软件测试环境内是有用的？

7.10 在弱变异中，如果某一变体的测试用例 c 满足 7.3.4 节中的条件 C_1 与 C_2，那么就说该变体是能被区分的。为程序 P7.3 设计一个最小的测试集 T，使得它在弱变异的情况下是充分的，能够区分出习题 7.8 中的三个变体。另外，T 在强变异的情况下是否也是充分的？

7.11 7.3.2 节中曾经提到，充分性评估与测试加强可以由两个或多个测试员同时并行地进行。当所有的测试人员共享同一个测试数据库时，有可能两个或多个测试人员会创建出冗余的测试，也就是一个测试人员已经创建出一个可以区分某一变体的测试，而其他的测试人员创建的测试却不能区分该变体。

现在假设有两名测试人员在进行充分性评估，请你要描述出一个事件序列，该事件序列会造成了冗余的测试。描述时可以包括类似的事件：1 号测试员生成了变体，2 号测试员执行了变体，1 号测试员向数据库中加入一个新的测试用例，2 号测试员从数据库中删除一个测试用例，以此类推。

此处有两个前提假设：

(a) 测试员 TS 只能从数据库中删除他自己创建的测试用例。

(b) 当有错误被发现并修正后，整个充分性评估过程会重新从头开始。

7.12 考虑将语句删除变异算子重新起一个名字，使用空语句替换语句。为什么这个名字并不可取？

7.13 考虑下面的简单函数：

```
1 function xRaisedToy(int x, y){
2  int power=1; count=y;
3  while(count>0){
4    power=power*x;
5    count=count-1;
6  }
7  return(power)
8 }
```

(a) 当使用 *abs* 变异算子对 xRaisedToy 进行替换时，会生成多少个变体？

(b) 列举出至少 2 个 *abs* 变体。

(c) 通过对程序第 4 行进行变异，得到下面的 xRaisedToy 变体：

```
power = power * abs (x);
```

设计一个可以区分出该变体的测试用例，或者证明它与 xRaisedToy 是等价的。

(d) 至少生成一个与 xRaisedToy 等价的 abs 变体。

7.14 用 T_0 表示习题 7.13 中的 xRaisedToy 函数的一个满足判定覆盖充分性准则的（decision-adequate）测试集。证明存在一个 T_0，它不能区分出习题 7.13 (c) 中的 abs 变体。

7.15 AMC（Access Modifier Change）变异算子模拟的是 Java 程序中对诸如 private、public 等访问

权限的不当使用等错误。不过 μJava 系统并未采用该算子。你对 μJava 不使用 AMC 持支持还是反对态度？请给出理由。

7.16 使用 P_2 来表示习题 7.13 中的 xsetInnerArray 函数对应的 Java 方法。对 P_2 单独使用那些 Java 变异算子可以生成非零数目的变体？这里只对 P_2 进行变异。

7.17 如果要区分例 7.44 中的每个变体，测试用例需要满足什么条件？

7.18 对于下面的类声明，列出它的所有 IOP 变体：

```
class planet{
  String name;
  Orbit orbit(...){
  oType=high;
  ⋮
}
  ⋮
}
class farPlanet extends planet{
  float dist; Orbit orbit(...);
  ⋮
  float currentDistance(String pName){
    oType=low; super.orbit( );
    dist=computeDistance(pName);
    return dist;
  }  ⋮
}
```

7.19 考虑下面的简单程序 P，它的第 3 行有一个错误。如下所示，通过将该行所得的变体 M 是一个正确的程序。这里变异算子的变异方法是使用程序内的一个常量替换变量。在 C 语言中，该变异算子就是 CRCR。因此，我们使用了一个变异算子模拟了程序中的错误。

```
1 input x, y
2   if x < y then
3     z=x*(y+x)              ← z=x*(y+1)
4   else
5     z=x*(y-1)
```

(a) 构造一个测试用例 t_1，使得 P 失败，且满足关系 $P(t_1) \neq M(t_1)$。

(b) 能否构造一个测试用例 t_2，使得 P 成功，且 $P(t_2) \neq M(t_2)$ 不成立？

(c) 构造一个测试集 T，使得它的充分性满足判定覆盖（decision coverage）、MC/CD 覆盖与 all-uses 覆盖准则，但是不能发现 P 中的错误。T 中是否存在可以区分 P 与 M 的测试用例？

7.20 Donald Knuth 曾在报告中提出，在 TEX 内发现的所有错误中，缺少赋值语句的错误占了 11%。如果把缺少初始化语句也作为缺少赋值语句中的一类特殊子集，那么该类错误占了所有错误的 15%。本练习将说明如何通过程序变异来检测缺少的赋值语句。下面的程序已经指出了缺少的赋值语句。用 P_1 来表示该程序的正确版本：

```
1    int x,p,q
2      ← 此处缺少了一个默认值赋值语句x=0
3    if(q<0)x=p*q
4    if(p>=1 A q>0)x=p/q
5  y=x+1
```

通过对第 3 行进行变异，得到下列变体，它们暴露了程序中的错误。

```
if(q < 1) x = p * q
if((p ≥ 1) ∧ (q > 0)) x = p/q
if ((p ≥ 1) ∧ (q > 0)) x = p/q
if((p ≥ 0) ∧ (q > -1)) x = p/q
if ((p ≥ 0) ∧ (q > 1)) x = p/q
```

可能有人会认为，通过静态分析，可以轻易发现缺少的那条初始化语句。但是如果下面的程序片段仅仅是一个大程序内很小的一部分，那么静态分析是不是就不能检测出缺少的初始化语句了？

7.21 例7.21说明了一个简单的变异是如何暴露程序中的条件缺失错误的。该例也说明只要测试集是充分的，错误必然能够被检测出来。试着构造测试集 T_1、T_2 和 T_3，它们的充分性分别满足判定覆盖、MC/DC 覆盖与 all-uses 覆盖准则，且3个测试集都不能检测出 mixCond 函数中的错误。

7.22 与其他面向路径的测试方法一样，程序变异也不能检测出有些程序中的错误。Dick Hamlet 曾提出过一个包含该类错误的小程序，该程序如下：

```
1 real hamletFunction (x: real){
2 if (x<0) x = -x;
3 return(sqr(x)*2) ← 该语句本应是 return(sqrt(x)^2)
4 }
```

程序中的错误是在本该使用平方根 sqrt 的地方误用了平方 sqr。注意，可以对本程序进行一个简单的变异，就是把 sqrt 替换为 sqr。假设现在使用的变异工具中并没有这样的变异算子（当然，从理论上讲，变异工具没有理由不包含这样的算子）。因此，对 sqr 的调用不会被变异成为 sqrt 的调用。现在有一个测试集 $T=\{<x=0>, <x=-1>, <x=1>\}$。很容易就可以验证：执行该测试集时，hamletFunction 运行正确。试证明：

(a) T 的充分性满足所有的面向路径覆盖准则（比如 all-use 覆盖与 MC/DC 覆盖）。

(b) 对于使用表7-14中的变异算子生成的所有变体，T 是充分的。最好使用程序变异测试工具来完成本练习。如果有必要的话，可以对该程序进行转换。如果有 Proteum 工具，那就把它转换为 C 程序；如果有 μJava 工具，那就把它转换成为 Java 程序。

7.23 对程序 P 使用某一变异算子，得到的一个变体称为 M。假设 M 与 P 是等价的。不管它们等不等价，M 都可能是一个有用的程序，并且可能比 P 运行得更好（或更坏）。对于 Hoare 的 FIND 程序，使用 FALSE 替换其中第70行（labeled 70）的条件 L<E.F，由此得到一个变体。试问该变体是否与 FIND 程序等价？与初始程序相比，该变体运行得更好还是更坏？（参见参考文献注释中对 FIND 程序的引用。）

7.24 在使用某一变异算子集合对程序进行变异测试时，使用 $MS(X)$ 来表示测试集 X 的变异分数。假设 T_A 是应用程序 A 的一个测试集，且 $U_A \subset T_A$。试设计一种高效的极小化算法，该算法可以构造出一个 $T_A' = T_A - U_A$，T_A' 满足：(a) $MS(T_A) = MS(T_A')$；(b) 对任意 $T_A'' \subset T_A'$，$|T_A''| < |T_A'|$。（注意：这样的算法在剔除针对变异充分性准则是冗余的测试用例时非常有用，读者也可以为其他定量测试充分性准则设计类似的算法，以获取最小的充分测试集。）

7.25 现有一个类 C，其中包含一个有3个版本的重载方法。对 C 使用 OAN 变异算子，最少能得到多少个变体？

7.26 下面是一些关于变异的神话（myths of mutation），你是否赞同它们？

(1) 它是一种错误植入（error-seeding）的方法。

(2) 相比其他的测试充分性准则，它的开销非常大。

(3) 它比其他的基于覆盖的测试方法更难，因为在设计充分的测试时，它需要测试人员考虑得更复杂。

(4) 它只能检测出简单的错误。

(5) 它只能应用于单元级的测试。

(6) 它只能应用于处理数值计算程序，比如求逆矩阵的程序。

7.27 考虑下面的程序，它是由 Jeff Voas、Larry Morell 与 Keith Miller 提出的：

```
1 bool noSolution=false;
2 int vmmFunction (a, b, c: int){
3  real x;
4  if (a ≠ 0){
5    d=b*b-5*a*c;  ←此处的常量5本该是4
6    if (d < 0)
7      x=0;
8    else
9      x=(-b + trunc(sqrt(d)));
10   }
11   else
12     x= -c div b;
13   if(a * x * x + b * x + c == 0)
14     return(x);
15   else {
16     noSolution=true;
17     return(0);
18   }
19 }
```

vmmFunction 函数的功能是：根据输入的参数 a，b 与 c，求出一元二次方程 $a*x^2+b*x+c=0$ 的整数解。如果存在整数解，那么该程序返回该数值；如果不存在整数解，那么该程序将把全局变量 noSolution 的值设置为 true，并返回 0。函数 vmmFunction 的第 5 行内有一个错误——该行的常数 5 本该是 4。

(1) 使用表 7-16 中 Wong 提出的变异算子对 vmmFunction 进行变异，由此得到变体集合 M_w。请问 M_w 中的变体能否检测出前面的错误？

(2) 现在改用表 7-16 中 Offut 提出的变异算子对 vmmFunction 进行变异，由此得到变体集合 M_o。请问 M_o 中的变体能否检测出前面的错误？

(3) 假设我们现在已经纠正了第 5 行内的错误，但是第 6 行内又出现了错误，其中应用了错误的条件 $d\leqslant 0$。那么请问 M_w 中的变体能否检测出该错误？M_o 呢？（注意，此时 M_w 与 M_o 是根据第 6 行有错误的程序生成的。）

本练习的解答最好借助于 Proteum 或 μJava 等工具。使用工具时，我们可能需要根据情况把 vmmFunction 转换为 C 或 Java 程序。

7.28 程序 P7.4 中的 count 函数的功能如下：读一个字符与一个整数值。如果输入的字符是 "a"，那就把数组元素 a[value]加 1；如果输入的字符是 "b"，那就把数组元素 b[value]加 1。如果输入的是其他的字符，则不做任何动作。此处输入的整数值必须满足条件 $0\leqslant value<N$。

函数 count 会一直读入数据，如果读入文件结束符（end-of-file，eof），函数就结束运行。数组 a 与 b 是函数的全局变量。注意：如程序中所示，count 并未对输入数据的范围是否符合预期进行检查。因此，一旦输入的整数有问题，就会导致该函数以及运行该函数的程序行为异常。

程序 P7.4

```
1 #define N=10
2 int a[N], b[N];
3 void count(){
4 char code; int value;
5  for (i = 1; i ≤ N; i + +){
6    a[i]=0;
```

```
 7    b[i]=0;
 8  }
 9  while (¬ eof){
10  input(code, value);
11  if (code=='a')a[value] = a[value] + 1;
12    elseif (code=='b') b[value] = b[value] + 1;
13  }
14 }
```

(a) 能否构造一个满足 MC/DC 覆盖充分性准则的测试集，且每个测试用例中输入的整数值都在预期的范围之内？

(b) 能否构造一个满足 all - use 覆盖充分性准则的测试集，且每个测试用例中输入的整数值都在预期的范围之内？

(c) 能否构造一个满足程序变异充分性准则的测试集，且每个测试用例中输入的整数值都在预期的范围之内？此处假设变异时用到了表 7-14 中的所有传统变异算子。

7.29 有些编程语言提供了 set 类型。Java 中提供了一个 SET 接口。规格说明语言 Z、函数式语言 Miranda 与过程式语言 SETL 都提供了 set 类型。现在考虑 SM 变异算子（它是 Set Mutation 的缩写）。SM 的作用对象是规格说明中的每一 set 类型对象。因此，对规格说明 S_1 应用 SM，会修改 S_1 中定义为 set 类型的对象的内容，由此生成一个新的规格 S_2。

(a) 为 SM 定义一套合适的语义。注意，传统的变异算子仍然会被应用，比如变量替换算子将对一个 set 类型的 x 对象进行变异，使用同一个程序中定义的另一个 set 类型的 y 对象对它进行替换。不过 SM 与这些传统变异算子还是有所不同的，它可以变异一个规格说明中的 set 对象的值。

(b) 考虑这样一种变异方式：程序在执行时，一旦它引用到一个 set 对象，SM 就对该 set 对象的值进行变异。为什么这样的变异是有用的？