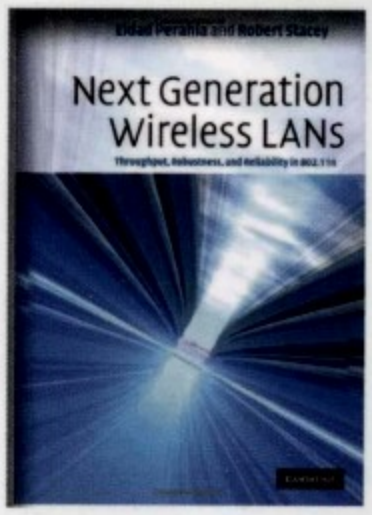
CAMBRIDGE



国际先进通信技术译丛

下一代无线局域网

802.11n的吞吐率、强健性和可靠性

Next Generation Wireless LANs: Throughput, Robustness, and Reliability in 802.11n

【美】Eldad Perahia
【美】Robert Stacey 著
罗训 赵利 译

人民邮电出版社
POSTS & TELECOM PRESS

国际先进通信技术译丛

下一代无线局域网

802.11n的吞吐率、强健性和可靠性

Next Generation Wireless LANs:

Throughput, Robustness, and Reliability in 802.11n

【美】Eldad Perahia
【美】Robert Stacey 著
罗训 赵利 译

人民邮电出版社
北京

图书在版编目（CIP）数据

下一代无线局域网 ：802.11n的吞吐率、强健性和可靠性 / （美）佩拉亚（Perahia,E.），（美）斯泰西（Stacey,R.）著 ；罗训，赵利译. -- 北京 ：人民邮电出版社，2010.9
（国际先进通信技术译丛）
ISBN 978-7-115-23376-9

Ⅰ. ①下… Ⅱ. ①佩… ②斯… ③罗… ④赵… Ⅲ. ①无线电通信—局部网络 Ⅳ. ①TN925

中国版本图书馆CIP数据核字(2010)第121727号

内 容 提 要

本书全面描述了 802.11n 的协议原理、实现细节和关键新功能，对 802.11n 的吞吐率、强健性和可靠性方面的增强功能（如 MIMO、40MHz 信道以及分组聚合等）进行了深入讨论，并给出了与先前版本 802.11 协议族的兼容问题和互操作性的总结。

本书适合于无线局域网的设计、组网和工程技术人员以及相关领域（蜂窝通信系统、城域无线网）的工程技术人员阅读，也可用作高等院校相关专业师生的参考资料。

国际先进通信技术译丛

下一代无线局域网——802.11n 的吞吐率、强健性和可靠性

◆ 著　[美] Eldad Perahia　Robert Stacey
译　罗 训　赵 利
责任编辑　韦 毅

◆ 人民邮电出版社出版发行　北京市崇文区夕照寺街 14 号
邮编　100061　电子函件　315@ptpress.com.cn
网址　http://www.ptpress.com.cn
北京鑫正大印刷有限公司印刷

◆ 开本：787×1092　1/16
印张：19.75
字数：470 千字　2010 年 9 月第 1 版
印数：1－3 000 册　2010 年 9 月北京第 1 次印刷

著作权合同登记号　图字：01-2009-5703 号
ISBN 978- 7-115-23376-9

定价：65.00 元

读者服务热线：(010)67129264　印装质量热线：(010)67129223
反盗版热线：(010)67171154
广告经营许可证：京崇工商广字第 0021 号

版 权 声 明

Next Generation Wireless LANs: Throughput, Robustness, and Reliability in 802.11n,1st edition (ISBN 978-0 521-88584-3) by Eldad Perahia and Robert Stacey, first published by Cambridge University Press 2008

All rights reserved.

This simplified Chinese edition for the People's Republic of China is published by arrangement with the Press Syndicate of the University of Cambridge, Cambridge, United Kingdom.

© Cambridge University Press & Posts & Telecommunications Press 2010

This book is in copyright. No reproduction of any part may take place without the written permission of Cambridge University Press and Posts & Telecommunications Press.

This edition is for sale in the People's Republic of China (excluding Hong Kong SAR, Macau SAR and Taiwan Province) only.

此版本仅限在中华人民共和国境内（不包括香港、澳门特别行政区及台湾地区）销售。

北京市版权局著作权合同登记号 图字：01-2009-5703

译 者 序

我们使用计算设备的环境与方式在最近 10 年内发生了许多深刻的变化，这些变化包括笔记本电脑和智能手机等移动设备得到广泛普及，在一些用户群体中，甚至超过了人均一部的水平；计算设备多媒体功能的增强使得用户所能接入到的以及网络所能提供的媒体内容量爆炸性地增长；基于互联网的云计算促进了各种资源的互相连接与融合；主干网和最后一千米部署的光纤把宽带接入家家户户；无论是办公、居家还是旅行，无线都日益成为用户所追求的体验。所有这些变化直接或间接地对 802.11 的性能提出了更高的要求，促使这一诞生于 20 世纪 90 年代的标准不断发展。802.11n 的公布就是这一过程中最近的里程碑。

作为绝大部分无线局域网所采用的技术，802.11 系统和设备的部署非常广泛。对这样一个标准进行重大的性能升级，而且同时还要保持与传统设备的共存与兼容性，其复杂性和挑战性可想而知。本书是迄今为止唯一一本详细讲解 802.11n 物理层和媒体接入控制层的著作，涵盖对标准文本的权威解读和标准由来的全面讨论。本书首先是读者深入学习了解和管理 802.11n 网络的参考手册。更重要的是，身为 802.11n 标准提议、演进和最终定稿的见证人，作者在书中花费了大量篇幅讲解“为什么”、“怎么做”和“哪些没有被选择”这些在协议文本中完全看不到的内容。这对于深入理解一个复杂的标准规范，尤其是 802.11n 这样的标准大有裨益。本书体现了不可多得的来自最权威作者的观点，有助于读者从系统架构的角度，培养自己思考和参与制定标准的能力。本书对理解和设计目前的许多无线基础设施建设的热门技术，如无线城市、固定移动融合、高速数据终端应用等具有指导意义。书内丰富的网络实例和模拟结果也使它成为一本不可多得的案头必备书。

本书最终得以出版，离不开合作者的专业精神和朋友们的热情帮助。赵利博士对本书物理层部分有关章节的翻译和审阅工作做出了很大贡献。黄铭峰协助完成了大量的文字和图表编辑工作。黎家亮对初稿进行了审阅并给出了许多中肯的意见和建议。需要感谢的还有彭鹏、李暾、汪腾、钟静、骆佳、胡迪、黄乐知等，谢谢你们！

我要特别感谢我的妻子荆然。翻译工作完全在业余时间进行，占用了许多本来应该属于家庭的夜晚和周末时光。她的理解和支持是我完成这一工作的巨大动力和必要条件。

尽管译者尽力保证书的质量，但囿于个人的水平和能力，书中仍然难免有遗漏和错误之处。在希望读者见谅之余，也请不吝时间，提交反馈到网上的勘误表，网址是 www.cs.uic.edu/~xluo/802_11/。译者在这个网址还维护了一个中英对照的术语表，以针对解决同一英文术语在不同中文地区，甚至国内的多种译著中译法不一致的问题。读者也可以给译者发送电子邮件，邮箱地址是 xun.luo@ieee.org。

我衷心希望这本书能对您理解与应用 802.11n 有所助益。

罗 训

2010 年 4 月于美国加州圣迭戈

下一代
无线局域网

如果您一直在寻找一条无需在整个标准文档中跋涉而可以快速了解 802.11n 的途径，那么本书就是最佳之选。本书全面综述了 802.11n 的基本原理、实现细节以及主要增强特性。对于许多这样的特性，作者描述了它们被选入标准的出发点和沿革。本书给出了主要增强特性——吞吐率、强健性以及可靠性（例如 MIMO、40MHz 信道以及分组聚合）——的详尽讨论，以及与传统系统间兼容性与共存性的清晰总结。本书也涉及了一些深入的主题，如波束成型技术和快速链路适应。书中包含了大量的 MAC 与 PHY 示例以及模拟结果，来展现新特性所带来的好处。本书是一本理想的 WLAN 设备设计人员以及采用了新标准的系统管理员的参考手册。本书也为无线通信领域的研究生和研究人员提供了非常有用的、关于 802.11n 技术的提炼信息。

关于作者

Eldad Perahia 是英特尔公司无线标准与技术组的成员，802.11 超高吞吐率研究组的组长，802.11 与 802.19 标准间的协调人。在加入英特尔公司之前，Perahia 博士在思科公司领导 802.11n 设计工作。他在加州大学洛杉矶分校获得电子工程博士学位，并在无线通信的多个领域共拥有 14 项专利。

Robert Stacey 是英特尔公司无线标准与技术组的成员。他是 802.11 高吞吐率任务组（TGn）的成员，也是多个成为 802.11n 草案标准基础的提案的主要作者。他在无线通信领域拥有多项已提交的专利申请。

关于译者

罗训，高通公司首席科学家研发部的高级工程师。在加盟高通之前，2006—2008 年间他在美国摩托罗拉实验室担任高级工程师，而且是摩托罗拉公司在多个无线标准组织的代表。他是 IEEE 通信领域多个会议和杂志的审稿人，以及会议的专业委员会成员。他还是 IEEE 高级会员，IEEE 计算机学会的杰出讲员，并在业余时间担任 IEEE 圣迭戈分会的副会长以及计算机协会的会长。他在伊利诺伊大学芝加哥分校获得计算机科学博士学位。

赵利，微软公司 Windows 核心网络组的工程师，在无线通信领域具有多年的研究经历。她是 IEEE 和 IEE 通信和计算机领域多个会议和杂志的审稿人，并曾担任 IEEE 多个会议的专业委员会成员。她还是 IEEE 会员，并在华盛顿州立大学获得电子工程博士学位。

序

802.11 标准第 1 版的制定过程长达 7 年，最终于 1997 年经批准生效。但对这一新技术的最初应用很缓慢，部分原因在于当时需要“无线自由”的设备还为数不多。

短短几年后，笔记本电脑的日益普及给 802.11 带来了真正的机遇。在这一进程中，需要更频繁联网的用户群体获得了快速增长。这些用户不仅需要在家里和办公室通过以太网线联网，而且也需要在两处之间的地点联网：旅店、机场、会议中心、餐馆、公园等。802.11 提供了成本低而且简单的方案，使得用户所需要的笔记本电脑移动性成为现实。

然而单有技术本身还远远不够，尤其是在网络设备行业，来自多个厂商的设备之间的互操作性几乎总是市场成功的关键。Wi-Fi 联盟（其前身为成立于 1999 年的 WECA）承担起了为各厂商提供互操作性认证的工作。

在 IEEE 802.11 工作组所提供的技术、Wi-Fi 联盟认证的互操作性以及不断增长的笔记本电脑用户所带来的市场需求的基础上，Wi-Fi 市场具备了迅速发展的条件，事实也证明了这一点。2007 年，基本上每一台新笔记本电脑的 Wi-Fi 功能都成为标准配置。更重要的是，有别于其他“成功”的无线技术，Wi-Fi 设备被广泛而频繁地应用。这样的应用印证了价格低廉、部署容易和管理方便的可互操作的 Wi-Fi 网络的强大功能。

自然而然地，人们开始接着问：“除此之外，我们还可以怎样利用 Wi-Fi 呢？”一个“所有设备，无处不在”的答案慢慢地浮现出来。不只是笔记本电脑，现在所有的移动设备，甚至一些固定设备都配置了 Wi-Fi。而使用 Wi-Fi 的应用也非常广泛，包括数据、语音、游戏、音乐、视频、定位、公共安全、车辆技术等。2007 年，Wi-Fi 设备的出货量超过 3 亿。部分分析师预期，到 2012 年，Wi-Fi 设备的每年出货量将超过 10 亿。

2.4 GHz 802.11b 11Mbit/s DSSS/CCK PHY 和基于竞争的基本 802.11 MAC 为一个规模宏大的产业奠定了基础，但急速增长的 Wi-Fi 市场对技术的能力提出了挑战。很快，更高的安全性（802.11i，即被 Wi-Fi 联盟认证的 WPA/WPA2™）和服务质量（802.11e，即被 Wi-Fi 联盟认证的 WMM™ 和 WMM Power Save）就被定义、认证和部署了。

同样很快地，更大的数据密度需要更高的数据速率以支持众多新颖而刺激的设备和应用。以 5GHz 频带上的 OFDM 为基础的 802.11a 可以提供 54Mbit/s 的数据速率，但它并未得到大量的支持。原因是它需要两个无线模块来保持与 2.4GHz 802.11b 设备的后向兼容性，而两个无线模块的成本一般都很高。802.11g 获得了真正的成功。它同样提供 54Mbit/s 的数据速率，但以 2.4 GHz 频带上的 OFDM 为基础，并且可以与 802.11b 后向兼容。

802.11g 的成功使 Wi-Fi 的使用达到新的高度，也再次提高了对技术的要求——因为用户想要的更多了。幸运的是，技术的发展永不停步。2002 年 IEEE 802.11 工作组开始定义下一代的 PHY 与 MAC 特性，这些特性的定义最终成为 802.11n 的一部分。802.11n 将会在 PHY（包括 MIMO 技术与 40MHz 信道）以及 MAC（包括更有效率的数据聚合和确认）中以强制特性和可选特性的形式来定义各种机制，为用户提供更高的数据速率、更远的覆盖距离以及更好的可靠性。

有趣的是，802.11n 能够同时运行于 2.4 GHz 与 5 GHz 频带。由于种种原因，包括 2.4 GHz 频带越来越拥塞，5GHz 频带下的可用信道数随着 DFS 和 TPC 技术的引入得以扩展，对高吞吐率 40MHz 信道的需求增加，以及双频无线模块的价格下降，可以预见 5 GHz 上的 Wi-Fi 运行会比 802.11a 被引入时更加普及。

802.11n 标准的制定还未完成，起码在 2009 年中之前不大可能得到 IEEE 的批准生效[①]。直至 2006 年 8 月，根据 Wi-Fi 联盟的条例，在技术标准被批准生效前，是不能对 802.11n 产品进行认证的。但有些厂商认为市场等不及 802.11n 的批准生效，并开始推出标准前产品。因为这些产品并非建立在对 802.11n 标准的统一解读之上，它们之间的互操作常常不能达到期望的性能水平。对于 Wi-Fi 联盟来说，这些产品会对 Wi-Fi 产生不利影响。Wi-Fi 联盟决定，解决这一问题的唯一方法就是按照标准前的草案认证 802.11n 的基本特性。这样的做法并非没有先例。2003 年的 WPA 认证是在 802.11i 批准生效前开始的，而 2004 年的 WMM 认证也是在 802.11e 批准生效前开始的。2007 年 6 月 26 日，Wi-Fi 联盟开始了对 802.11n 2.0 草案的认证。

这最终被证明是一个对工业界和用户都正确的决定。对 802.11n 2.0 草案产品的 Wi-Fi 认证非常成功，在 5 个月内，超过 150 个产品通过了认证。与 802.11g 刚推出后的同期相比，被认证的产品数量明显多出很多。Wi-Fi 联盟的认证确保了在 802.11n 标准批准生效前推出的数量众多的产品之间的互操作性。考虑到在 Wi-Fi 联盟决定开始认证后，传出了 802.11n 标准批准生效可能会推迟一年以上的消息，提前认证的决定就显得尤其重要了。Wi-Fi 联盟所面临的下一个挑战将会是确保从 Wi-Fi 认证的 802.11n 2.0 草案过渡到最终审批通过的标准之间的后向兼容性。

标准规范从来都不是最容易理解的文档。因为长时间多次经过不同工作组和编辑人员的修订，802.11n 标准尤其难以理解。标准草案，例如 802.11n 草案 2.0，更是难以解读，因为很多条款仍然在完善过程中。而这一过程中常会牵涉技术和政治观点的方方面面，只有那些全职参加 IEEE 802.11 工作组工作的人们才能洞知其详。

像本书一样的书很有价值，因为它们提供了相关细节和背景，使得读者可以回答以下问题："最终标准可能是怎样的？它的工作原理又是什么？" Eldad 和 Robert 应该为接受这个挑战而接受祝贺。

Andrew Myles 博士
Wi-Fi 联盟董事会主席
2007 年 12 月 6 日

① 译者注：802.11n 标准已于 2009 年 9 月经 IEEE 批准生效。这一标准被称为 IEEE 802.11n-2009。

前　言

参与802.11n标准制定一段时间后，我们在 2006年12月于旧金山举办的 IEEE Globecom 会议上开设了一个关于 802.11n 物理层（PHY）和媒体接入控制（MAC）层的一日课程。我们的目的是提供一个标准草案的高水平综述，因为当时对于没有深入参与协议制定的人们来说，所能得到的 802.11n 细节资料是很少的。那个课程之后，剑桥大学出版社的 Phil Meyler 联系了我们，并让我们考虑把这个课程扩展成一本书。

写一本书来描述标准的想法非常吸引人。我们觉得一本书比一个课程能够提供更多机会来展示标准中的细节。本书可以对必将会被最广泛使用的无线技术之一进行详尽描述，从而弥补市场上同类图书的空白。标准本身表述了具备互操作性所需的细节，但它缺乏相关背景，例如为什么某些特定选项应该被实现，特定观点的由来，设计中所遇到的限制，或者它们所带来的好处。这些都是我们希望在本书中涵盖的内容。本书对各种特性所提供的好处，尤其是物理层的特性，都提供了量化的仿真结果。我们希望能提供足够的信息，确保读者能对物理层建模，并将仿真结果与我们的结果进行对比。最后，目前标准修订文档已将近 2 500 页，我们希望为大家打开一面可窥探那些最重要的方面的窗户，把焦点集中在标准对吞吐率和强健性的提高以及实现这些的基础之上。

本书分为 3 部分。第一部分涵盖物理层（PHY）。这一部分以 802.11n 所基于并与之互操作的 802.11a/g OFDM 物理层的背景信息开始，进而概述 802.11n 增加吞吐率技术的关键——空间复用。之后详细介绍 802.11n 如何以空间复用和 40MHz 宽信道获得高吞吐率。随后就是关于增强强健性的细节，例如接收分集、空间扩展、空时块编码以及低密度奇偶校验码。

第二部分涵盖媒体接入控制（MAC）层。这一部分提供了关于最初的 802.11 MAC 和 802.11e 服务质量（QoS）增强的相关背景。它首先概述了为什么 MAC 需要改变来达到更高的吞吐率，随后是引入的各项新特性的细节介绍。由于已部署的 802.11 设备数量巨大，共存性和互操作性对于标准被顺利采用至关重要。关于这一点，本书对支持共存性和互操作性的特性进行了深入讨论。

第三部分提供了标准中两个更高层面的细节：传输波束成型和链路适应。这两方面的内容作为一章，该章同时涵盖了 PHY 与 MAC 的相关内容。

如果没有朋友和同事们的帮助，我们不可能完成本书。我们要感谢 Thomas（Tom）Kenney 和 Brian Hart 审阅本书的 PHY 部分，感谢 Solomon Trainin、Tom Kenney 以及 Michelle Gong 审阅本书的 MAC 部分。他们所给出的深入见解、建议和对本书的修改大大提高了本书的质量。

本书的目的之一是为读者提供 802.11n 标准中 PHY 特性的量化好处。如果没有 Tom Kenney 大量仿真的支持，这是不可能实现的。他开发了一个既能包括绝大部分 802.11n PHY

特性，又能模拟传统 802.11a/g 的 802.11n PHY 仿真平台。该平台包括了 802.11n 的所有信道模型。除此以外，Tom 还对接收机功能建立了模型，例如同步、信道估计和相位跟踪。仿真还考虑了信号损伤，例如放大器的非线性和相位噪声，从而使性能测量更具真实性。

仿真同时支持 20MHz 和 40MHz 信道宽度。利用对 40MHz 的仿真能力，Tom 生成了 5.1.5 节图 5.8 中描述 MCS 32，以及 5.1.7 节图 5.9 中描述 40MHz 模式下的覆盖距离和吞吐率提升的有关结果。利用对 AWGN 信道以及 802.11n 信道模型的仿真能力，Tom 生成了 5.3 节中的图 5.12～图 5.15。通过设计仿真，将发射机和接收机灵活设定到各种模式，生成了 5.4 节图 5.18 中关于传统 802.11a/g 设备接收 GF 传输时表现的结果。Tom 还在仿真中并入了短保护间隔，从而生成了 5.5 节图 5.20～图 5.22 中对时间同步误差敏感度的结果。

Tom 所设计的仿真可以选择任意数量的独立于空间流数量的发送和接收天线。他利用这个能力生成了 6.1 节图 6.2～图 6.4 中关于接收分集增益和 6.2 节图 6.5～图 6.6 中关于空间扩展性能的结果。Tom 还把空时块编码和低密度奇偶校验编码加入仿真中，并生成了 6.3 节图 6.8～图 6.9、图 6.14～图 6.16 以及 6.4 节图 6.24 中的结果。

为了增加传输波束成型系统的模型准确性，在模型中包括信道状态信息、波束成型权重值计算和链路适应这些因素非常重要。Tom 在仿真中加入了所有这些功能，生成了 12.8 节图 12.11～图 12.16 中的瀑布曲线以及图 12.17 与图 12.18 中的吞吐率曲线。

我们衷心希望本书能为您提供对于 802.11n 标准及其所基于的技术的领悟和更深入的了解。

目　　录

第 1 章　背景介绍……1
1.1　IEEE 802.11 沿革……2
1.2　高吞吐率与 802.11n 沿革……5
1.2.1　高吞吐率研究组……5
1.2.2　高吞吐率任务组（TGn）的成立……5
1.2.3　提案征稿……7
1.2.4　手持设备……7
1.2.5　提案合并……8
1.2.6　802.11n 修订草案……8
1.3　802.11n 的环境与应用……9
1.4　802.11n 的主要特性……12
1.5　各章综览……14
参考文献……15

第一部分　物理层

第 2 章　正交频分复用……19
2.1　背景知识……19
2.2　与单载波调制的比较……21
参考文献……22

第 3 章　MIMO/SDM 基础……23
3.1　单入单出（802.11a/g）背景知识……23
3.2　多入多出基础知识……23
3.3　空分复用基础知识……25
3.4　MIMO 环境……26
3.5　802.11n 传播模型……28
3.5.1　脉冲响应……28
3.5.2　天线相关性……30
3.5.3　多普勒模型……32
3.5.4　物理层损伤……33
3.5.5　路径损失……35
3.6　线性接收机的设计……36
3.7　最大似然估计……39
参考文献……40
附录 3.1　802.11n 信道模型……41

第 4 章　与传统 11a/g OFDM 设备间的 PHY 互操作性……46
4.1　802.11a 分组结构回顾……46
4.1.1　短训练字段……46
4.1.2　长训练字段……49
4.1.3　信令字段……50
4.1.4　数据字段……51
4.1.5　分组编码过程……52
4.1.6　接收过程……53
4.2　混合格式高吞吐率分组结构……55
4.2.1　MF 前导码的非 HT 部分……56
4.2.2　MF 前导码的 HT 部分……61
4.2.3　数据字段……66
4.2.4　HT MF 的接收过程……72
参考文献……77
附录 4.1　20MHz 的基本 MCS 表……78

第 5 章　高吞吐率……80
5.1　40MHz 信道……80

5.1.1 40MHz 子载波的设计和频谱掩模……80
5.1.2 40MHz 信道设计……82
5.1.3 40MHz 混合格式前导码…82
5.1.4 40MHz 数据编码……86
5.1.5 MCS 32：高吞吐率复制格式……88
5.1.6 在物理层 20/40MHz 与传统的共存……90
5.1.7 使用 40MHz 的性能改善……90
5.2 20MHz 的增强：额外数据子载波……91
5.3 MCS 的增强：空间流和码率…92
5.4 Greenfield（GF）前导码……96
5.4.1 GF 前导码的格式……97
5.4.2 PHY 的效率……98
5.4.3 GF 的问题……99
5.4.4 前导码自动检测……101
5.5 短保护间隔……103
参考文献……106
附录 5.1 信道分配……106
附录 5.2 40MHz 的基本 MCS 表格……109
附录 5.3 物理层波形参数……111

第 6 章 强健性……112
6.1 接收分集……112
6.1.1 最大比合并基础知识…112
6.1.2 通过接收分集改善 MIMO 的性能……113
6.1.3 选择分集……115
6.2 空间扩展……115
6.3 空时块编码……117
6.3.1 Alamouti 方案的背景知识……117
6.3.2 额外的 STBC 天线配置…119
6.3.3 STBC 接收机和均衡……120
6.3.4 使用 STBC 的发送和分组编码过程……123
6.4 低密度奇偶校验码……125
6.4.1 LDPC 编码过程……125
6.4.2 有效的码率……133
6.4.3 LDPC 编码增益……134
参考文献……134
附录 6.1 奇偶校验矩阵……135

第二部分 媒体接入控制层

第 7 章 媒体接入控制……141
7.1 协议分层……142
7.2 管理功能……142
7.2.1 信标……142
7.2.2 扫描……143
7.2.3 认证……143
7.2.4 关联……144
7.2.5 重关联……144
7.2.6 去关联……144
7.3 分布式信道接入……144
7.4 数据/ACK 帧交换……147
7.4.1 分片……148
7.4.2 重复检测……149
7.4.3 数据/ACK 序列的系统开销与公平性……149
7.5 隐藏节点问题……150
7.5.1 网络分配向量……150
7.5.2 EIFS……151
7.6 增强分布式信道接入……151
7.6.1 传输机会……152
7.6.2 带 EDCA 的信道接入时序……153
7.6.3 EDCA 的接入参数……154
7.6.4 再论 EIFS……154
7.6.5 碰撞检测……154
7.6.6 QoS 数据帧……155

7.7 块确认……155
参考文献……157

第 8 章 MAC 吞吐率提升措施 ‥ 158
8.1 改进的原因……158
8.1.1 无 MAC 改进的吞吐率 …158
8.1.2 MAC 吞吐率提升措施……159
8.1.3 MAC 效率增强后的吞吐率……160
8.2 聚合……162
8.2.1 聚合 MSDU ……162
8.2.2 聚合 MPDU ……163
8.2.3 聚合 PSDU……165
8.3 块确认……165
8.3.1 立即与延迟块确认……166
8.3.2 初始化块确认会话……167
8.3.3 块确认会话中的数据传输……167
8.3.4 终止块确认会话……168
8.3.5 非聚合中的正常确认策略……168
8.3.6 重排序缓冲区操作……168
8.4 HT 立即块确认 ……169
8.4.1 聚合中的正常确认策略……169
8.4.2 压缩块确认……170
8.4.3 全状态与部分状态块确认……171
8.4.4 HT 立即块确认 TXOP 序列……173
8.5 HT 延迟块确认 ……174
参考文献……175

第 9 章 高级信道接入技术 …… 176
9.1 PCF……176
9.1.1 建立 CFP……176
9.1.2 CFP 期间的 NAV ……177
9.1.3 CFP 期间的数据传输……177
9.1.4 PCF 的局限……178
9.2 HCCA……178
9.2.1 数据流 …… 178
9.2.2 受控接入相 …… 179
9.2.3 轮询 TXOP…… 180
9.2.4 TXOP 请求…… 180
9.2.5 使用 RTS/CTS…… 181
9.2.6 HCCA 的局限 …… 181
9.3 逆向协议 …… 181
9.3.1 逆向帧交换 …… 182
9.3.2 逆向规则 …… 183
9.3.3 错误恢复 …… 183
9.4 PSMP …… 183
9.4.1 PSMP 恢复 …… 184
9.4.2 PSMP 突发 …… 185
9.4.3 资源分配 …… 185
9.4.4 在 PSMP 下使用块确认 …… 185
参考文献 …… 186

第 10 章 互操作与共存 …… 187
10.1 站点与 BSS 能力 …… 187
10.1.1 HT 站点 PHY 能力…… 187
10.1.2 HT 站点 MAC 能力…… 188
10.1.3 BSS 能力 …… 188
10.1.4 高级能力 …… 188
10.2 站点行为控制 …… 188
10.3 20MHz 与 20/40MHz 运行 …… 190
10.3.1 信标发送 …… 190
10.3.2 20MHz BSS 运行…… 190
10.3.3 20/40MHz BSS 运行…… 191
10.3.4 20MHz 中的空闲信道评估 …… 194
10.3.5 40MHz 中的空闲信道评估 …… 194
10.3.6 40MHz 传输中的信道接入 …… 195
10.3.7 20/40MHz BSS 中的 NAV 认定 …… 195
10.3.8 OBSS 扫描要求 …… 195
10.3.9 “不容许 40MHz”信令 …… 199

10.3.10 AP 上的信道管理……199
10.4 控制 40MHz 运行的字段小结……200
10.5 分相共存运行……201
10.5.1 基本操作……201
10.5.2 最小化实时服务中断……202
10.6 保护……203
10.6.1 存在 802.11b 站点时的保护措施……203
10.6.2 存在 802.11g 或者 802.11a 站点时的保护措施……203
10.6.3 对 OBSS 传统站点的保护……204
10.6.4 RIFS 突发保护……204
10.6.5 绿野格式保护……204
10.6.6 RTS/CTS 保护……205
10.6.7 CTS-to-Self 保护措施……205
10.6.8 使用非 HT 或带非 HT 响应的 HT 混合 PPDU 的保护……206
10.6.9 使用 HT 混合格式 PPDU 时的非 HT 站点后延……207
10.6.10 L-SIG TXOP 保护……207
参考文献……209

第 11 章 MAC 帧格式……210
11.1 帧的一般格式……210
11.1.1 “帧控制”字段……210
11.1.2 “时长/ID”字段……213
11.1.3 “地址”字段……214
11.1.4 “序列控制”字段……214
11.1.5 “QoS 控制”字段……214
11.1.6 “HT 控制”字段……216
11.1.7 “帧体”字段……218
11.1.8 FCS 字段……218
11.2 各种帧类型的格式……218
11.2.1 控制帧……218
11.2.2 数据帧……223
11.2.3 管理帧……224
11.3 管理帧中的字段……228
11.3.1 非信息元素的字段……229
11.3.2 信息元素……230
参考文献……240

第三部分 传输波束成型

第 12 章 传输波束成型……243
12.1 奇异值分解……244
12.2 使用 SVD 进行传输波束成型……246
12.3 特征值分析……247
12.4 非均衡 MCS……251
12.5 接收机设计……253
12.6 信道探测……254
12.7 信道状态信息反馈……256
12.7.1 隐式反馈……256
12.7.2 显式反馈……259
12.8 使用传输波束成型带来的性能改善……265
12.9 性能下降……271
12.10 MAC 考虑……278
12.10.1 探测 PPDU……278
12.10.2 隐式反馈波束成型……279
12.10.3 显式反馈波束成型……282
12.11 隐式反馈与显式反馈的比较……284
12.12 快速链路适应……285
12.12.1 MCS 反馈……286
12.12.2 使用 HT 控制字段的 MCS 反馈……287
参考文献……288
附录 12.1 非均衡 MCS……288

缩略语表……293

第 1 章
背景介绍

随着 IEEE 802.11 设备的涌现，无线局域网在过去 10 年经历了空前的发展。回溯历史，应该从 1888 年 Hertz 发现无线电波说起，之后是 Marconi 于 1894 年进行的长距离无线收发的初步实验。随后的一个世纪里，无线电通信和雷达技术，包括对扩频技术的开发，被证实具有非常重要的军事价值。第一个基于分组的无线网络 ALOHANET 诞生于 1971 年。它由夏威夷大学的研究人员建造，是一个由分散在 4 个岛屿上的 7 台计算机以及 1 台中央计算机组成的星形双向通信网络。

1985 年，当美国联邦通信委员会（FCC）允许在工业、科学和医用（ISM）无线电频带上进行实验性的商业扩频技术应用时，商用无线局域网（WLAN）的发展到达了一个里程碑。好几代基于专有技术的 WLAN 设备，包括 Bell Labs 的 WaveLAN 等，被研发出来使用这些频带。这些初期的产品十分昂贵，只有在难以铺设有线网络时才会被部署使用。

半导体技术的发展和 IEEE 802.11 对 WLAN 的标准化使 WLAN 技术的成本大大降低，其应用也日益广泛。随着 WLAN 的商业价值越来越高，1999 年 Wi-Fi 联盟（WFA）成立，通过严格的测试认证各厂商 802.11 产品的互操作性。自 2000 年开始，通过 Wi-Fi 认证的集成电路（IC）的出货量在 2006 年达到每年 2 亿片（ABIresearch, 2007）。如图 1.1 所示，到 2012 年，预计年出货量将超过 10 亿片（ABIresearch, 2007）。

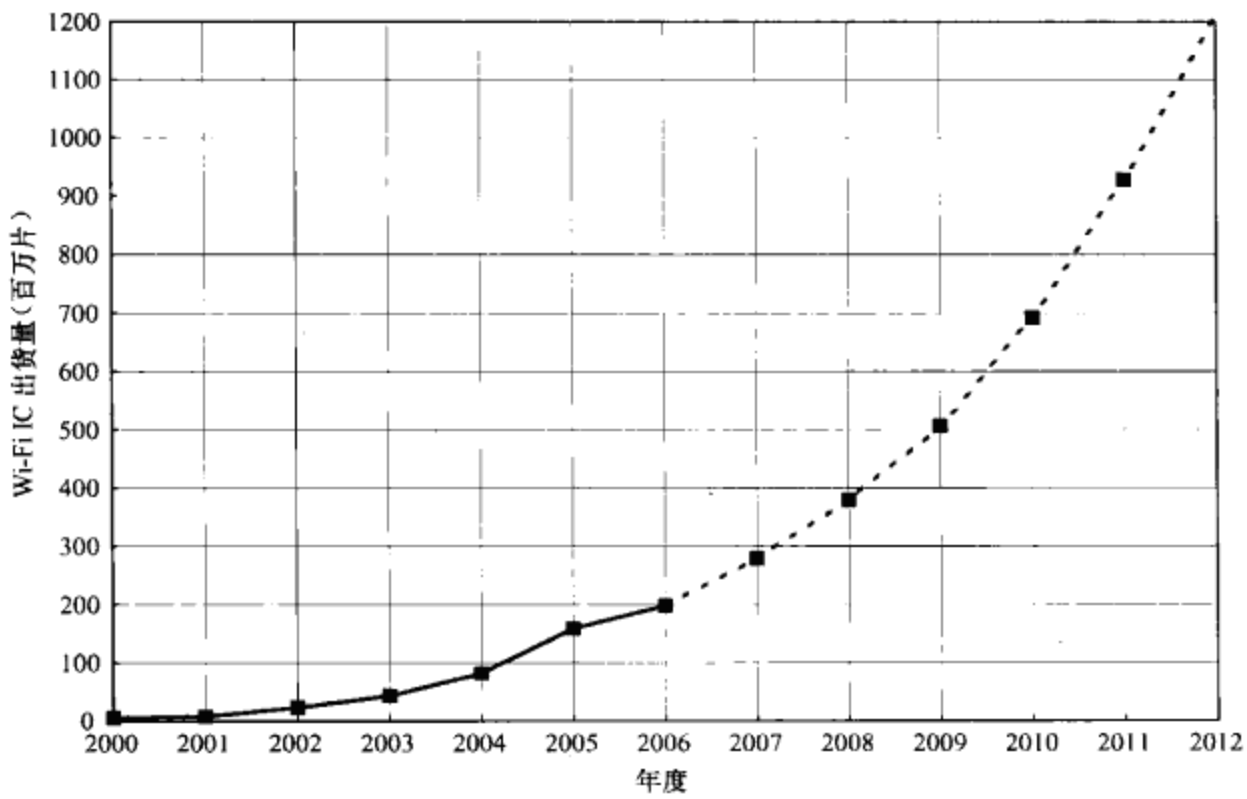


图 1.1　Wi-Fi IC 出货量（来源：ABIresearch (2007)）

如此大而持续的增长，主要归功于 WLAN 相对于有线网络的好处。对于已有的住宅和企

业来说，铺设网络电缆可能需要凿开墙壁、地板或天花板，不仅施工不便，而且成本高昂。相反，在这些环境中提供无线网络连接，常常简单到只需要安装一个接入点。也许更重要的是，随着大量的笔记本电脑和掌上设备的涌现，人们希望在任何地方都能够有网络连接，而不是仅限于有网线接口的地方。在会议室里和坐在客厅沙发上的网络连接就是两个体现 WLAN 灵活性的典型例子。

建立在由蜂窝电话网络所带来的移动便捷的基础上，如今 WLAN 可以在公共无线网络中以很低的费用甚至免费提供互联网接入。2005 年，Google 在不花费市政开支的情况下，为旧金山部署了覆盖该市的免费 Wi-Fi 网络。在咖啡馆、机场、酒店等场所提供互联网接入的小规模 Wi-Fi 网络也如雨后春笋般成长起来，这些网络被称为热点。此外，当这些网络与虚拟专用网（VPN）结合起来使用时，员工也可以从几乎任何地方安全地接入公司内部网络。

现在绝大部分的 WLAN 产品和系统都是基于 802.11b、802.11g 和 802.11a 标准修订版本的。这些修订版本对原版 802.11 PHY 的吞吐率进行了提升。随着 802.11n 标准的制定，WLAN 技术继续向前发展。由贝尔实验室的 Foschini (1996)提出的多入多出概念提供了更高的数据速率。2004 年，Atheros 展示了以与 20MHz 设备几乎相同的成本生产 40MHz 设备的方法。大概在同一时期，FCC 和 ETSI 在 5GHz 频带上实施了新规定，允许将额外的 400MHz 无需授权的频谱用于商用 WLAN。这些进展为 802.11n 广泛运行于 40MHz 模式铺平了道路。一旦有了频谱，增加信道宽度就是在成本上最有效增加数据速率的方法。

一般来说，产品发展会比标准化工作滞后，产品也会在标准公布后才上市。有趣的是，2003 年，Boardcom 在最终版本公布前便根据 802.11g 修订版本的一个草案推出了芯片组。有了这一先例可循，各厂商在 2005—2006 年争先恐后地推出挂着“n-前期版”和“n-草案版”头衔的产品以抢先占领市场。这些产品大部分都基于专有技术的 MIMO 实现或者 802.11n 1.0 版草案，所以不太可能与 802.11n 的最终标准相兼容。

2007 年初，经过重大改进和说明，802.11n 草案演进成为 IEEE 802.11n 2.0 版草案。为了维持已有市场的成长和预防互操作性上可能出现的问题，IEEE 打破惯例，在继续制定最终标准的同时对公众发布了 802.11n D2.0。这样，WFA 就可以从 2007 年 5 月起对 802.11n D2.0 的产品进行互操作性测试和认证了。经 WFA 认证的 802.11n D2.0 产品为消费者提供了“n-前期版”和“n-草案版”产品所不能保证的互操作性。这些举措大大促进了新技术的标准化和认证流程。

1.1 IEEE 802.11 沿革

IEEE 802.11 工作组为多个物理层（PHY）制定了一个通用的媒体接入控制（MAC）层以标准化无线局域网。作为 IEEE 802 局域网（LAN）和城域网（MAN）标准家族的一员，802.11 与 802.1 标准的架构、管理、联网以及 802.2 标准的逻辑链路控制（LLC）相关联。802.2 LLC 和 802.11 MAC 与 PHY 合起来组成开放系统互连（Open System Interconnection，OSI）参考模型的数据链路层和物理层，如表 1.1 所示。

表 1.1　　OSI 参考模型（Zimmerma,1980;Teare,1999）

OSI 参考模型层	描述	举例	层类别
应用层	与实现了通信组件的应用程序交互	Telnet，FTP，SMTP	应用
表示层	应用于应用层数据的编码与转换功能	Quick Time，MPEG，GIF，JPEG，TIFF	
会话层	建立、管理与终止通信会话	ZIP，AppleTalk，SCP，DECnet Phase IV	
传输层	从会话层接收数据，并将数据分段以进行网络传输	TCP，UDP	数据传输
网络层	定义网络地址	TP，IPv6	
数据链路层	在物理网络链接上传输数据	802.2LLC	
物理层	电气、物理、流程与功能规范	802.11PHY	

802.11 标准的最初版本完成于 1997 年。受以太网（被标准化为 802.3）巨大市场成功的影响，802.11 MAC 采用了相同的简单分布式接入协议——载波侦听多址（CSMA）。当使用 CSMA 时，一个想要发送的站点首先侦听媒体一段定长时间。如果媒体在这段时间内被侦听为“空闲”，则站点被允许发送。如果媒体被侦听为“繁忙”，则站点需要将发送后延。最初的（共享媒体）以太网使用 CSMA 的一个变体，称其为带碰撞检测的载波侦听多址（CSMA/CD）。当检测到媒体处于“空闲”状态并发送时，站点能够收到自己的发送信号并进行碰撞检测。如果检测到碰撞，相碰撞的两个站点都会回退一段随机长度的时间然后重新发送。随机化的回退时长会减小再次发送碰撞的概率。

当使用无线时，站点就无法再用同样的方法检测到与自身发送信号的碰撞了，因此 802.11 使用 CSMA 的另一个变体，称其为带碰撞避免的载波侦听多址（CSMA/CA）。在使用 CSMA/CA 时，如果站点侦听到媒体处于繁忙状态，就会在媒体再次处于“空闲”后后延一段随机长的时间。因为在无线局域网上发生碰撞所带来的性能损失比有线局域网的大很多，这种在另一个站点的发送后总是回退一段随机时长的做法提高了性能。在有线局域网上的碰撞可以由电信号检测出来，因此近乎实时。而无线局域网上的碰撞是在整个帧发送完成后没有得到远端站点的确认或其他形式响应的情况下才能被推断出来。

毫无疑问，能让所有节点都被一致实现的分布式接入协议的简易性，对以太网被迅速采用为业界局域网标准功不可没。同样地，802.11 接入协议的简单性、其与以太网的相似性，以及能让所有节点都被一致实现的特性，是 802.11 得以击败其他更加复杂、使用集中式协调接入协议的 WLAN 技术，例如 HyperLAN，而被采纳为业界无线局域网标准的重要原因。

最初的（1997）802.11 标准包括 3 种 PHY：红外线（infrared，IR）、2.4GHz 跳频扩频（FHSS）以及 2.4GHz 直接序列扩频（DSSS）。1999 年制定了两个标准修订：基于 DSSS 以增加 2.4GHz 上数据速率的 802.11b 以及在 5GHz 上建立一个新的 PHY 的 802.11a。802.11b 使用补码键控（CCK）对 DSSS 进行增强，使得数据速率可以达到 11Mbit/s。具有了高数据速率的优势，IEEE 802.11b 设备取得了巨大的市场成功，而 IR 和 FHSS PHY 的市场则没有成长起来。

802.11a 将正交频分复用（OFDM）引入 802.11。尽管 802.11a 可以达到最大 54Mbit/s 的数据速率，但其受限于 5GHz 频带，所以被采用的进程缓慢。新推出的设备如果既要得益于 802.11a 所提供的高数据速率，同时又能后向兼容数量庞大的已有 802.11b 设备，就需要实现两个无线模块，其中一个在 2.4GHz 频带上运行 802.11b，而另一个在 5GHz 频带上运行 802.11a。此外，国际上普遍允许 2.4GHz 频带用于商用，而在 1999 年和 2000 年时的美国，非军事用的 5 GHz 频带的使用仅限于几个指定的信道。

2001 年 FCC 允许在 2.4GHz 频带上使用 OFDM。2003 年，802.11 工作组制定了 802.11g 标准修订，将 802.11a OFDM PHY 包含到 2.4GHz 频带上。此外，802.11g 和 802.11b 设备之间保存了后向兼容性和互操作性。这样 802.11g 的网卡可以在现有的 802.11b 热点中工作，而 802.11b 的旧设备也可以连接 802.11g 的接入点（AP）。因为上述原因以及最高可达 54Mbit/s 的数据速率，802.11g 在市场上取得了巨大成功。表 1.2 总结了各个 PHY 的高层次特性。

表 1.2　　802.11 PHY 一览

	802.11	802.11b	802.11a	802.11g	802.11n
PHY 技术	DSSS	DSSS/CCK	OFDM	OFDM DSSS/CCK	SDM/OFDM
数据速率	1Mbit/s, 2Mbit/s	5.5Mbit/s, 11Mbit/s	6～54Mbit/s	1～54Mbit/s	6～600Mbit/s
频带	2.4GHz	2.4GHz	5GHz	2.4GHz	2.4GHz, 5GHz
信道间隔	25MHz	25MHz	20MHz	25MHz	20MHz, 40MHz

每采用一个新的 PHY，802.11 的数据速率都提高 5 倍。这个增长速度延续到 802.11n：它使用 20MHz 时的数据速率可达到 300Mbit/s，而 40MHz 时的数据速率可达到 600Mbit/s。图 1.2 中描述了数据速率的几何级增长。

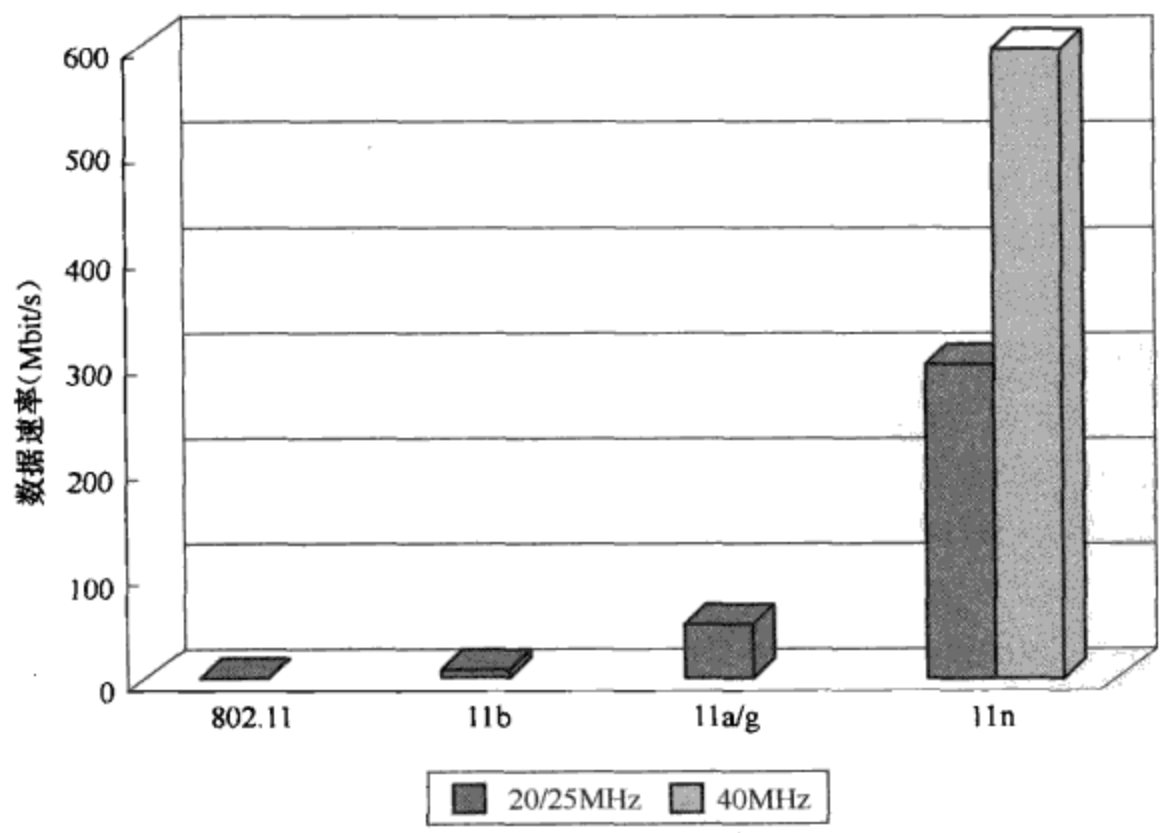


图 1.2　802.11 PHY 数据速率的增长

1.2　高吞吐率与 802.11n 沿革

1.2.1　高吞吐率研究组

对 802.11a 高数据速率扩展的兴趣从 2001 年 1 月向 IEEE 802.11 的下一代无线协议常务委员会（Wireless Next Generation Standing Committee, WNG SC）所做的一个报告开始。该报告概述了多个市场推动因素，包括有线以太网的数据速率提升、更多对数据速率有高要求的应用、进入市场的非标准的 100Mbit/s 以上数据速率产品以及对更高容量 WLAN 的需求（Jones, 2002）等。报告中提到，为了增加数据速率，可以将空间复用和双倍频宽等技术作为候选方案加以研究。

经过多次讨论，组成了高吞吐率研究组（High Throughput Study Group, HTSG），并在 2002 年 9 月举行了第一次会议。成立 HTSG 的主要目的是完成两份必要的文档，为成立高吞吐率任务组（High Throughput Task Group, TGn）铺路。这两份文件就是项目授权请求（PAR）表和五大准则表。PAR 将任务组的范围和目的作出如下定义：这个项目的范围是制定一个修订来定义对 802.11 物理层（PHY）和 802.11 媒体接入控制（MAC）层的标准化修改，以实现一些可以达到更高吞吐率的运行模式。在这些运行模式下，在 MAC 层的数据服务接入点（SAP）测量到的最大吞吐率至少为 100Mbit/s (IEEE (2006))。

根据这一声明，TGn 所制定的标准修订必须包含能达到至少 100Mbit/s 吞吐率的运行模式。吞吐率是量度一个系统传输的“有用”信息的标准。使用这一量度，即 MAC 和 PHY 的系统开销都计算在内，一般的 802.11a/g 系统最大能达到 25Mbit/s 的吞吐率。因此这个声明是要把吞吐率增大 4 倍。要实现这一目标，PHY 的数据速率必须远远大于 100Mbit/s, MAC 的效率也必须大幅提高。

PAR 包括了附加的说明注释，规定了许多评估标准，包括在 MAC SAP 的吞吐率、传输范围、聚合网络容量、耗能、频谱灵活性、灵活的成本复杂度、后向兼容性以及共存性（IEEE, 2006）。

五大准则表要求研究组证明为标准创建一个修订的必要性。这 5 个准则包括：①市场推广潜力；②与现有 IEEE 802.11 体系结构的兼容性；③与其他 IEEE 802 标准的区别；④技术可行性；⑤经济上的可行性（Rosdahl, 2003）。最终目标就是要建立一套既能生产出具市场潜力的产品，又能区别于可能存在的其他相似产品的标准修订。

除了完成 PAR 和五大准则外，HTSG 还开始制定新的多径衰落 MIMO 信道模型（Erceg 等，2004）以及使用模型（Stephens 等，2004）。这些信道模型和使用模型被用来创建一个通用的仿真框架，以供参与标准制定的不同人员使用。

1.2.2　高吞吐率任务组（TGn）的成立

802 工作组接受并通过了 PAR，成立了 n 任务组（Task Group n）。2003 年 9 月 TGn 举行了第一次会议。任务组制定的标准修订是提案驱动的，即任务组成员提交部分或完整的技术提案，完整提案经过筛选，最后成为单一的提案以作为标准修订的基础；部分提案则作为有用的信息在制定过程中融入完整提案。为此，任务组开始制定功能需求（Stephen, 2004）与

对比准则（Stephens, 2004）文档。这两份文档分别提供完整提案所必须达到的技术需求以及完整提案之间互相比较的准则。

任务组以 9 项功能需求作为起点。其中一个功能需求提纲挈领，要求提案满足 PAR 和五大准则。第二个需求则重申 PAR 对 MAC 的至少能达到 100Mbit/s 的吞吐率的要求。此外，因为考虑到并非所有管制域都允许单一设备使用多个 20MHz 信道（实现吞吐率要求的简易路径），第二个需求中加入一个限制，即在单一 20MHz 信道上必须达到 100Mbit/s 的吞吐率。为了实现对频谱的有效使用，加入了另一个需求，要求在一个运行模式中的频谱效率至少要达到 3(bit/s)/Hz。

还有 4 个功能需求涉及运行频带以及后向兼容性。由于 5 GHz 频带有广泛可用的频谱，其中一个功能需求是对 5GHz 频带运行的支持。另一个需求是至少某些运行模式必须与 802.11a 系统后向兼容。值得一提的是，对 2.4 GHz 频带运行的支持并没有做出要求。但如果提案确实支持 2.4GHz 频带的运行，则要求它必须具有能与 802.11g 系统后向兼容的运行模式。这样的规定给出了一定的灵活性，允许 802.11n AP 被配置为可以接受或拒绝与传统站点的关联。

802.11e 标准修订在快要完成时加入了许多特性来改善 802.11 系统的服务质量（QoS）。许多预期的 802.11n 应用涉及实时语音和视频，QoS 对这些应用来说非常必要。为此加入了另一个功能需求，要求提案允许在 802.11n 站点中实现 802.11e 的特性。

Stephens（2004）中的比较准则描述了量度标准以及需要公布的结果，以在相同的仿真设置和假定条件下比较各个提案。这些对比准则包括了在 Stephens 等（2004）中定义的仿真情景和使用模型。在制定比较准则的过程中，任务组发现其成员对一些通用术语的定义并不一致，为此提供了有效数据速率（goodput）、后向兼容以及信噪比（SNR）的定义。比较准则涵盖了 4 个主要类别：市场推广性、后向兼容和与传统设备的共存性、与 MAC 有关的准则以及与 PHY 有关的准则。

在市场推广性类别中，提案必须提供针对住宅、企业以及热点仿真情景的有效数据速率结果。有效数据速率定义为在 MAC 服务接入点（SAP）所标示的 MAC 服务数据单元（MSDU）的所有比特数除以仿真时长的结果（Stephens, 2004）。两个可选的准则描述了 PHY 与 MAC 的复杂度，其中 PHY 的复杂度是相对 802.11a 而言的。

为了确保与传统产品的后向兼容性和共存性，所提交的技术提案必须总结其如何实现与 802.11a 的后向兼容性（如果在 2.4GHz 模式运行，如何实现与 802.11g 的后向兼容性）。这个需求同时要求证明互操作性的仿真结果。提案中还必须报告传统设备在 802.11n 网络中的有效吞吐率以及传统设备对 802.11n 设备的有效吞吐率的影响。

与 MAC 相关的准则包括性能测量以及对 MAC 所作的改变。在住宅、企业和热点仿真情景中，多方面的量度数据需要被记录并在提案中给出。这当中包括对各种应用的服务要求的支持能力，包括 QoS 要求。提案必须给出对整个仿真情景的聚合有效数据速率的测量数据以标示网络容量。提案必须给出 MAC 效率，这一量度被定义为聚合有效数据速率除以平均 PHY 数据速率。为了确保新的运行模式具有合理的传输范围，提案必须提供相对于传输范围的吞吐率曲线。

与 PHY 相关的准则包括了 PHY 数据速率和前导码、信道划分、频谱效率、PHY 性能以及对 PHY 所作的改变。此外，对比准则也为 PHY 仿真定义了与信道模型相伴的 PHY 损伤。

每个技术提案都必须生成针对加性白高斯噪声(AWGN)和非 AWGN 信道的仿真结果。功能需求还定义了用于分析对分组错误率（PER）产生影响的载波频率偏移量与码元时钟偏移量的仿真条件。

1.2.3　提案征稿

TGn 提案征稿于 2004 年 5 月 17 日发出，最初的几个技术提案在 2004 年 9 月提交。在征稿过程中出现了两个主要的提案阵营，即 TGn Sync 和 WWiSE。TGn Sync 由 Intel、Cisco、Agere 和 Sony 创建，其目标是覆盖这些公司所涉足的广阔市场领域，包括个人计算机（PC）、企业和消费者电子产品市场。WWiSE 提案阵营由 Broadcom、Conexant 和 Texas Instrument 创建。这些半导体公司的兴趣在于简单地升级 802.11a 以争取快速上市。很多其他公司参与了提案征稿，最后几乎都加入了这两个阵营之一。

所有提案的关键特性都相类似，包括使用空分复用和 40MHz 信道来增加数据速率以及帧组合来改善 MAC 效率。这些提案的区别在于范围不同（TGn Sync 提议了许多对 MAC 的细微改善，而 WWiSE 则提议有限的改动）和对高级特性如传输波束成型的支持（WWiSE 提案最初没有提议）。

2004 年 9 月—2005 年 5 月，进行了一系列的提案筛选和确认投票。在这段时间内，一些不同提案相互合并，很多提案进行了增强。TGn Sync 在筛选过程胜出，但并没有通过 2005 年 5 月的确认投票。

1.2.4　手持设备

在此期间 Wi-Fi 和移动手机融合设备的市场崭露头角，并开始吸引了人们的注意力。双模式 Wi-Fi/蜂窝手机的出货量在 2005—2006 年间有显著增长。一些参与提案过程的人相信几年内手持设备将会成为占主流的 Wi-Fi 平台（de Courville 等，2005）。IDC（2007）预测了全世界融合移动设备数量的增长，如图 1.3 所示。

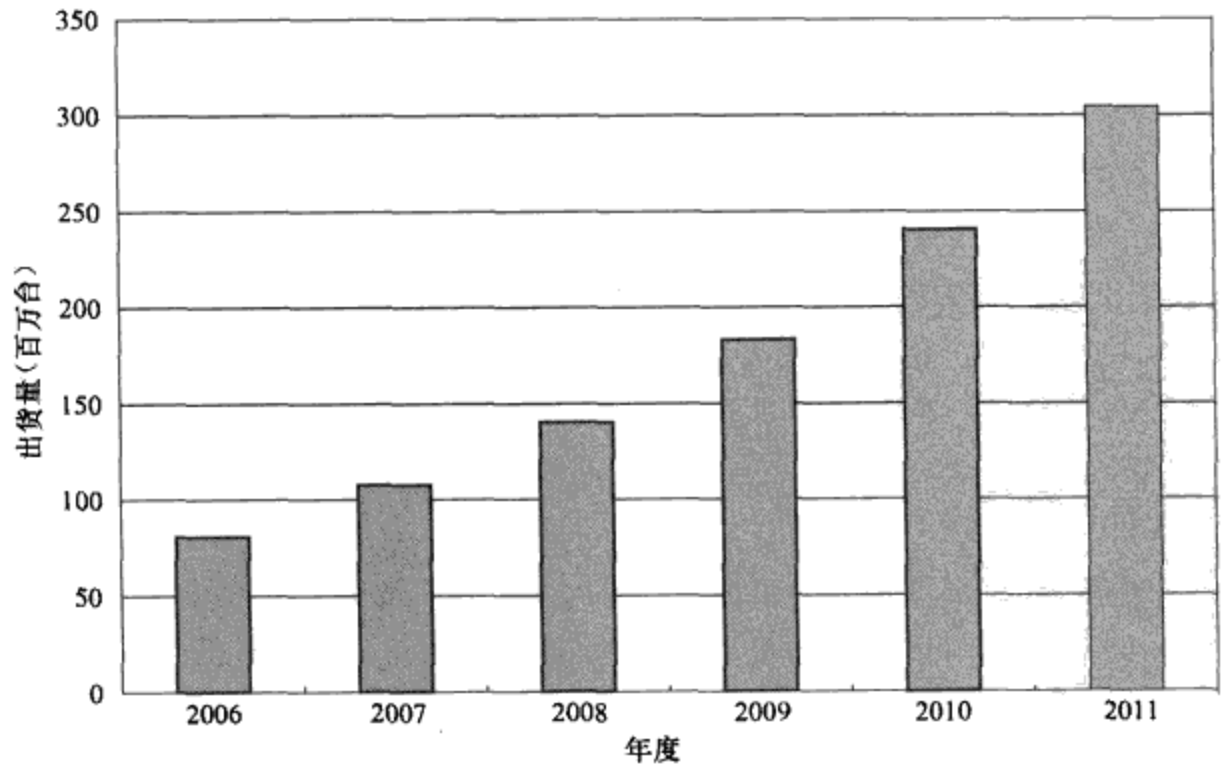


图 1.3　全世界融合移动设备出货量（来源：IDC (2007)）

100Mbit/s 的高吞吐率要求使手持设备的支持者陷入一个具有争议性的问题。高吞吐率基本上将会迫使所有的 802.11n 设备都拥有多个天线。这对融合移动设备来说是非常难实现的要求，因为它们本身已经拥有蜂窝 2G、3G、蓝牙，甚至在一些情况下 GPS 的无线模块和天线。人们提出了这样的顾虑，即如果强制要求 802.11n 拥有多个天线的话，很多手机厂商将会继续把单天线 802.11a/g 集成到手机中，而不是升级到 802.11n。这样不但会减弱手机的能力，同时也会增加未来 802.11n 的部署成本，因为其需要与这些新手机中内置的 802.11a/g 持续共存。

因为这个原因，成立了一个专门小组来创建支持单天线设备的功能需求。2005 年 7 月在功能需求中增加了两个新的需求。第一个需求要求提案定义在 20MHz 信道上支持至少 50Mbit/s 吞吐率的单天线运行模式。第二个需求要求所有 802.11n 的 AP 和站点必须能与符合 802.11n 要求，但只有单个天线的客户设备互操作。这一需求带来的结果是 802.11n AP 至少要拥有两个天线，但非 AP 设备则可以只有一个天线。

1.2.5 提案合并

在确认投票没有通过以后，任务组中合并两个互相竞争的提案的工作开始进行。由于工作组内各立场差别很大，成员数目众多，所以合并的工作进展很慢。这促使 Intel 和 Broadcom 于 2005 年 10 月组成了增强无线联盟（Enhanced Wireless Consortium, EWC），在 IEEE 之外制定技术规范以加快产品的市场化进程。任务组的大多数成员最终都加入了 EWC，这一举措打破了 IEEE 中的僵局。而 EWC 规范基本上就是 TGn Sync 和 WWiSE 提案合并的产物。这一规范被提交到 TGn 进行确认投票并在 2006 年 1 月得到一致通过。

1.2.6 802.11n 修订草案

合并了的提案被转化为更高吞吐率的 802.11 标准修订草案（TGn 草案 1.0）并进入信件投票阶段。在信件投票阶段中，IEEE 802.11 工作组成员（而不只是任务组成员）投票来决定是接受这个现成草案，还是否决它并详细反馈所需要的更改。草案要得到 IEEE 802.11 工作组至少 75%的赞成票才会进入负责机构投票。这时草案才会被更广泛的 IEEE 标准协会考虑采用。TGn 草案 1.0 在 2006 年 3 月进入信件投票阶段，但并没有达到 75%赞成票的门槛以被批准，这并不是不寻常的事。解决反馈的工作在 2006 年 5 月开始，以处理伴随着投票回复提交的大约 6 000 个技术上和文字上的反馈意见。

解决了 TGn 草案 1.0 的反馈问题以后，TGn 在 2007 年 2 月推出 TGn 草案 2.0 进行信件投票，这一次以 83%的赞成票获得通过。尽管如此，投票仍然收到了 3 000 个技术上和文字上的反馈意见。一般来说，任务组需要继续解决反馈意见，直到否决票数量达到最少为止。所以 TGn 草案 2.0 在 2007 年 3 月到 2007 年 9 月间被继续修改，得出了 TGn 草案 3.0。因为 TGn 草案 2.0 已经获得通过，TGn 草案 3.0 及以后可能有的其他草案版本在信件投票中只需要解决针对修改部分的反馈意见。

在这本书出版之时，标准修订仍在再投票的过程中，而且这个过程会不断持续，直至否决票和反馈意见减至最少为止。之后就会进入负责机构投票[①]。信件投票只包括了 IEEE 802.11

① 译者注：IEEE 的标准制定流程要求每一个标准都有一个“负责机构”（sponsor），该机构的作用是对标准的制定过程以及发布后的维护进行负责。对于 802.11n，负责机构是 IEEE 计算机协会局域与城域网组（IEEE Computer Society Local and Metropolitan Area Networks, C/LM），也就是通常所说的 802 组。

中有投票权的成员，而负责机构投票则包括了所有 IEEE 802 标准协会的成员，为草案提供更广泛的审稿意见。

IEEE 802.11n 标准修订预期将于 2009 年 3 月完成并得到 IEEE 802 工作组和执行委员会的批准。预期 IEEE 标准理事会将于 2009 年 6 月通过修订。一旦通过，修订将在之后不久公布[②]。

任务组成员的提交草案可以在互联网上公开查阅[③]。标准草案只会开放给 802.11 有投票权的成员，但 802.11n 的草案 2.0 是对公众开放的。草案 3.0 现在可以向 IEEE 购买[④]。标准通过以后，最终标准修订也可以在 IEEE 购买到。

由 Metalink 公司开发的传输波形发生器对于 802.11n PHY 的研究者很有价值。关于这一使用 MatLab®开发的发生器的描述可以参见 Anholt 和 Livshitz (2006)。源代码是对外公开的，并包含在 Anholt 和 Livshitz（2007）中。这个发生器支持绝大部分的传输波形特性。

1.3　802.11n 的环境与应用

基本服务集（BSS）是一个 802.11n LAN 的基本组成部分。处于某一特定覆盖区域之内，并具有某种关联的站点组成一个 BSS。关联的最基本形式是站点在一个自组网络中相互直接通信，这被称为独立（independent）BSS 或者 IBSS。图 1.4 中所描述的 BSS 1 就是 IBSS。

然而更常见的情形是站点与一个专职管理 BSS 的、被称为接入点（AP）的中央站点相关联。建立在 AP 周边的 BSS 被称为带基础设施的 BSS，如图 1.4 中所描述的 BSS 2 和 BSS 3。带基础设施的 BSS 可以由它们的 AP 通过分布系统（DS）相互连接。

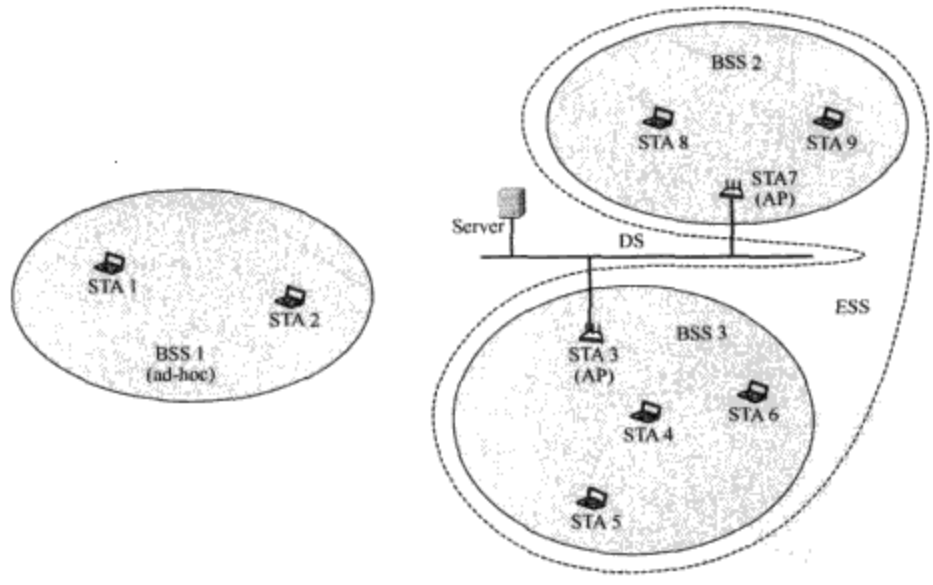


图 1.4　BSS、DS 与 ESS 的概念

通过 DS 相互连接的 BSS 组成一个扩展服务集（ESS）。ESS 的一个主要概念是 ESS 中

② 读者可以在 http://grouper.ieee.org/groups/802/11/Reports/802.11_Timelines.htm 查阅到关于 802.11n 进程的最新动态。

③ http://grouper.ieee.org/groups/802/11/。

④ http://standards.ieee.org/getieee802/。

的站点可以在 MAC 层直接彼此寻址。作为一个 802.11 的概念，ESS 只包括 802.11 设备，而不决定 DS 的性质。然而在实际操作中，DS 是一个以太网（802.3）LAN，而 AP 的功能就是一个以太网桥接器。这样一来，BSS 中的站点也可以在 MAC 层对 LAN 中的其他站点寻址。

在 802.11n 的制定过程中，考虑了 3 种主要的环境来研究系统性能和能力：住宅、企业和热点。为这 3 种环境中假想了各不相同的已有的和新的应用。Stephens 等（2004）中定义了各种使用范例来描述终端用户如何在特定的环境使用 WLAN。这些例子包括在家中远离有线电视或机顶盒观看电视节目，或在工作场所远离办公桌打电话。此外，还为每种环境制定了包括多个实用示例和应用的使用模型。

最后，为每种使用模型和环境创建了一个仿真情景。这些仿真情景用来考验提案的 MAC 能力。每个仿真情景包括一个与特定环境相关联的信道模型。此外，还定义了 AP 和站点的位置，从而从 AP 和站点间距离的角度给出了使用模型的空间因素。对于每个应用定义了各种系统参数，例如分组大小、应用所能容许的最大分组丢失率、最大延迟、运行的网络层协议（如 UDP 或 TCP）和造成的网络流量。

住宅使用模型如图 1.5 所示，只包括一个 BSS。这个模型通常都只包括一个 AP 和多个站点。在典型的 AP 站点配置中，应用包括接入互联网以及语音和视频等的流传输。此外，诸如本地网上的文件传输、备份和打印等应用的用户体验都会因为更高的数据速率而得到提升。像 IP 话音通信（VoIP）和视频电话这样的新应用也被加入到住宅使用模型之中。

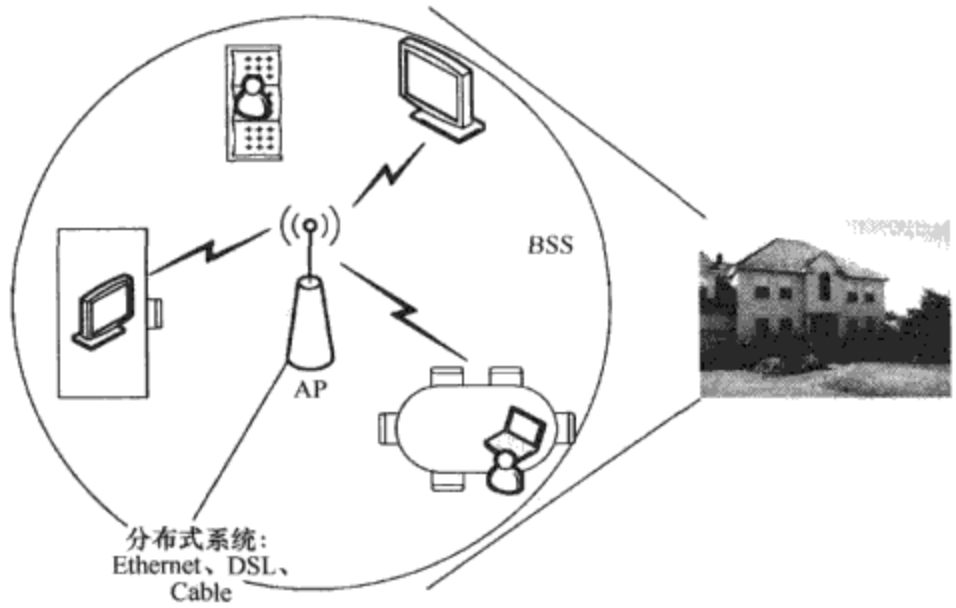


图 1.5　住宅使用模型

高吞吐率任务组预想 AP 也可以是一个无线的家庭媒体网关。这样的设备将把诸如 DVD、电视和高清电视这样的音频和视频内容分发到全家各处。其他受益于高数据速率的住宅应用包括从摄像机或照相机中下载内容。无线技术也开始融入互动游戏之中。玩家可以享受在玩游戏的时候不再被连接线束缚的自由，因为手柄与游戏机的连接、游戏机与显示器的连接以及游戏机到互联网的上网连接都变成了无线。

企业环境的使用模型强调由多个 BBS 所支持的网络连接，以覆盖大型建筑和房间布局，如图 1.6 所示。BSS 之间由分布式系统（一般是以太网）互连，形成一个扩展服务集（ESS）。

就像部署蜂窝网络一样，每增加一个 AP 就会增加网络的覆盖区和容量。

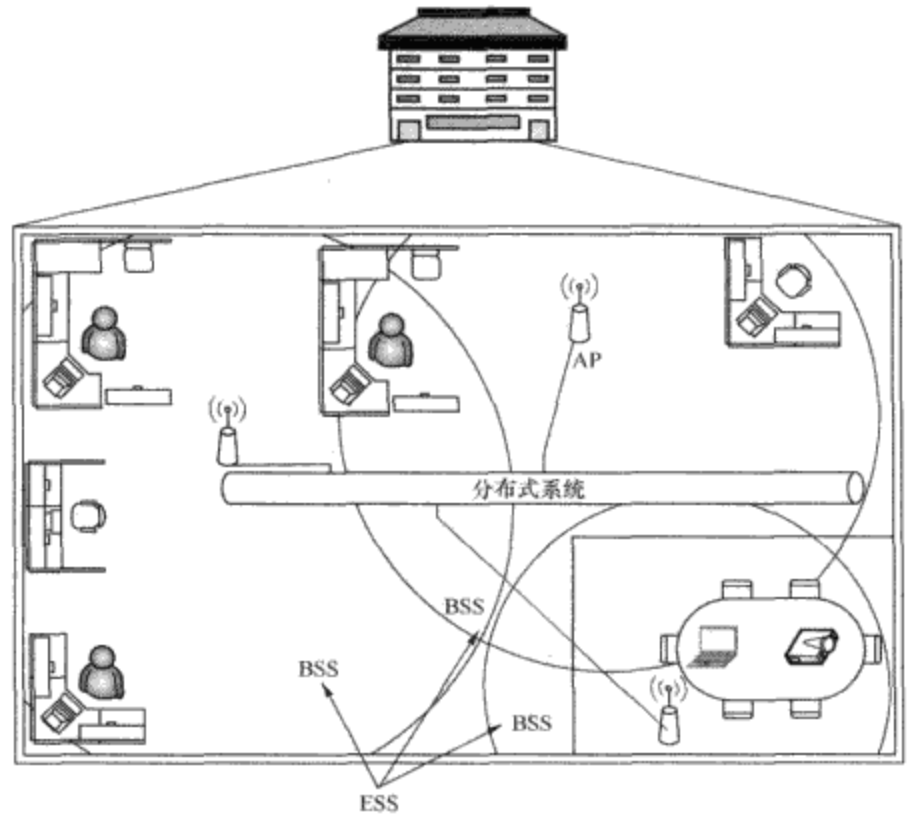


图 1.6　企业使用模型

像文件传输和硬盘备份这样的网络应用将大大受益于 802.11n 的高数据速率。更高的数据速率会增加网络容量，为更多的用户服务。更高的吞吐率也会促成新的应用，例如笔记本电脑与投影仪之间的无线连接，会使会议室的演讲过程更为简单。此外还可以支持无线视频会议和 VoIP（Stephens 等，2004）。

飞机场的候机室（如图 1.7 所示）、咖啡馆、图书馆、旅馆或会议展览中心都是热点模型所设想的场所。有些城市的市中心地区也由 Wi-Fi 网络覆盖。所以一个热点既可以在室内，也可以在室外，并能覆盖大型空旷的空间。因此这个模型与住宅和企业环境的传播模型差别可能很大。在一个热点中，大部分通信都是接入互联网，而且使用长度一般少于两小时（Stephens 等，2004）。这方面的应用包括浏览网页、互联网文件传输以及电子邮件。对新应用的设想则包括在笔记本电脑或其他显示器上观看电视节目或电影。这会牵涉到互联网上音频和视频内容的流传送，或者标准/高清电视信号的重新分发。

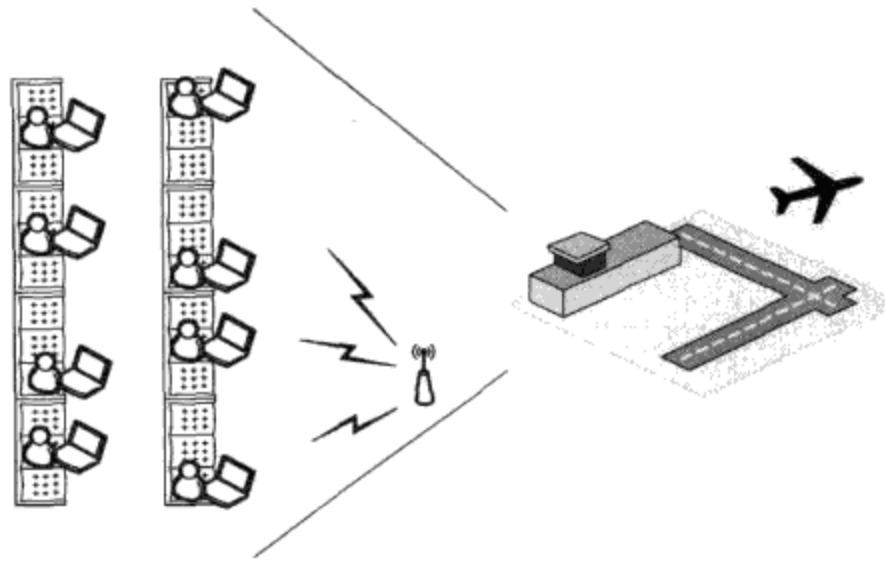


图 1.7　热点使用模型

1.4 802.11n 的主要特性

802.11n 的 PHY 数据速率相对于 802.11a 和 802.11g 有显著的增长，主要归功于使用 MIMO 进行空分复用以及 40MHz 运行。为了利用这些技术所提供的高得多的数据速率，对 MAC 的效率也通过帧聚合和增强块确认协议进行了提升。这些特性叠加在一起，提供了 802.11n 相对于 802.11a 和 802.11g 所能达到的吞吐率提升的绝大部分。

多个天线的使用提供了更大的空间分集，从而在根本上改善了强健性。作为 PHY 可选项的空时块编码（STBC）进一步提高了强健性。同样作出贡献的还有快速链路适应，一种用于快速跟踪信道情况改变的机制。802.11n 采用了形式为低密度奇偶校验（LDPC）码的更为强健的信道码。标准修订还引入了传输波束成型，该技术对 PHY 和 MAC 都做出了增强以进一步改善强健性。

其他一系列的增强提供了更多的好处。在 PHY 中，这些增强包括可以在某些特定信道状况下使用的更短保护区间。PHY 还包含了比强制的混合格式前导码更短的绿野前导码。然而，与混合格式不同的是，绿野前导码不能在没有 MAC 保护的情况下与现有的 802.11a 和 802.11g 设备后向兼容。在 MAC 中，逆向协议为一些特定的通信模式提供了性能上的改善。这是通过允许站点把分配给它但没有被用上的传输机会转让给其远端的对应站点，从而减少整体信道接入的系统开销实现的。在发送突发帧时使用精简帧间距（RIFS），与现有的短帧间距（SIFS）相比可以减少系统开销。

图 1.8 综述了 802.11n PHY 的强制特性和可选特性。当本书英文版首次付印的时候，已经有被称为“n-前期版”和“草案 2.0 版”的两代产品被推向市场了。第一代产品一般只运行于 2.4 GHz 频带，支持最多两个空间流和 40MHz 信道宽度。本书中的“空间流”指的是天线所发送的一个或多个独立数据流。设备的天线数目至少要与其空间流的数目相等。当使用短保护区间时，这些产品能达到 300Mbit/s 的 PHY 数据速率。在第二代产品中，开始有 2.4GHz 和 5GHz 双频带的产品。这些产品的数据速率也能达到 300Mbit/s，但其中一些多出一个接收天线链以实现额外的接收分集。一些产品也支持绿野前导码。预计第三代设备会增加一个发送天线链以支持 3 个空间流和 450Mbit/s。就强健性来说，这些设备可能开始使用 STBC 与传输波束成型（TxBF）。

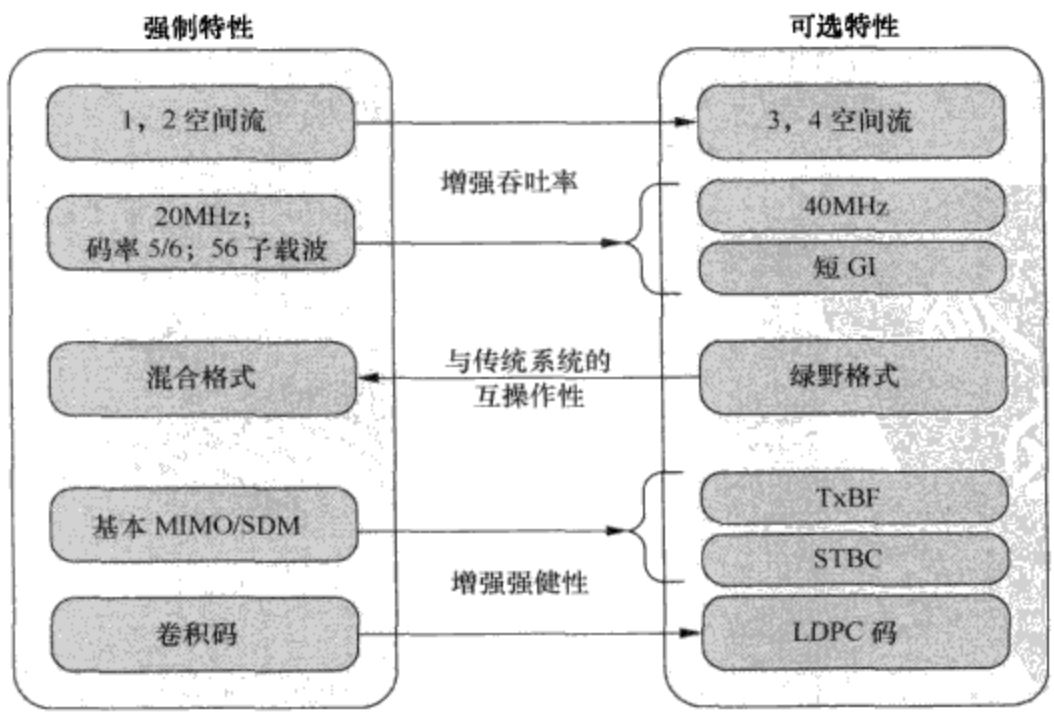


图 1.8 802.11n PHY 的强制特性与可选特性

图 1.9 给出了 802.11n 中 MAC 所增加特性的综述。除了已经提到的吞吐率和强健性的增强特性，MAC 功能也在许多其他方面进行了扩展。

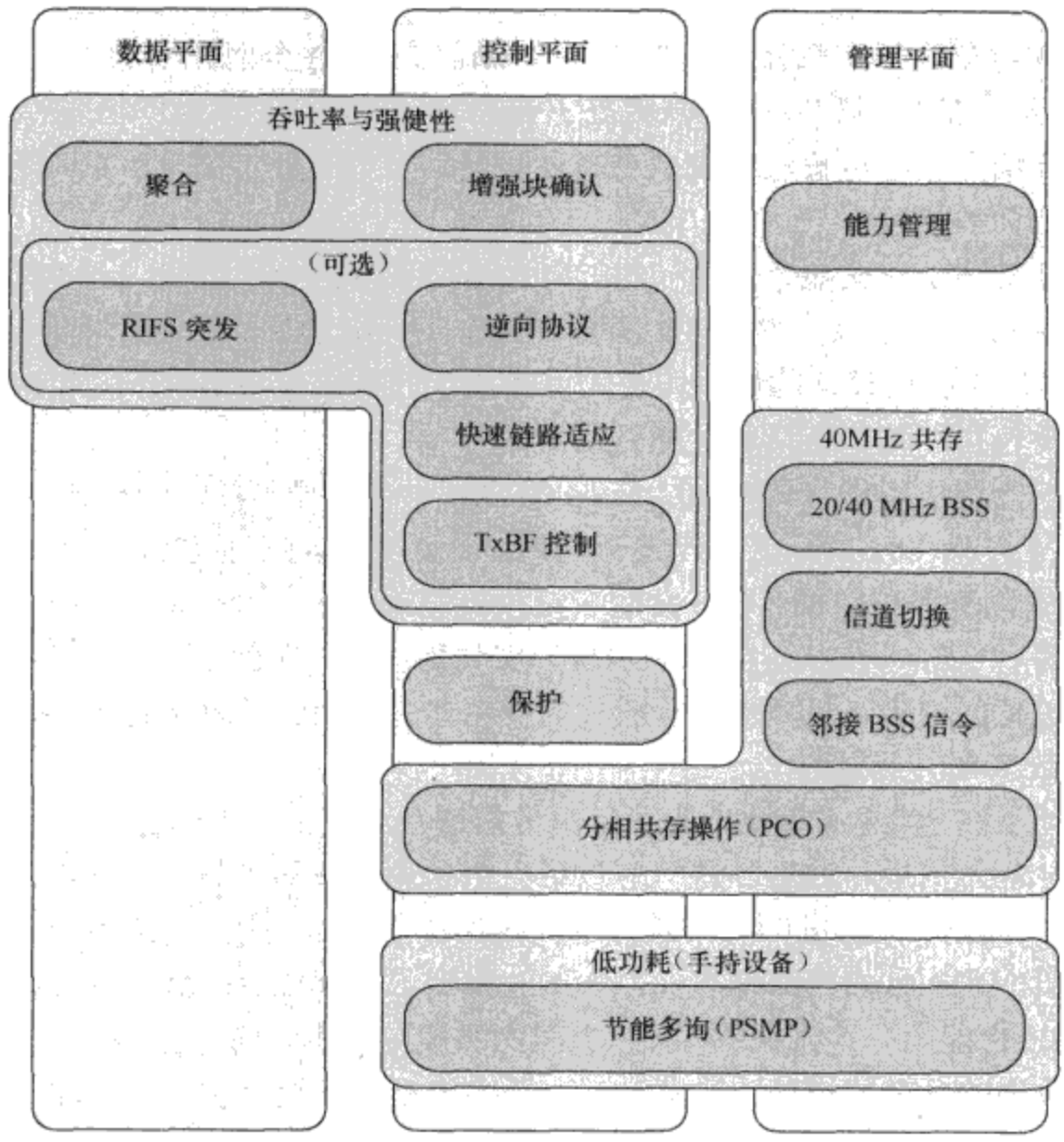


图 1.9　802.11n MAC 增强小结

802.11n 中众多的可选功能意味着它需要使用许多设备能力信令以确保共存性和互操作性。举例来说，一个设备是否支持特定的 PHY 特性（例如绿野前导码）或 MAC 特性（例如参与逆向协议交换）。

40MHz 操作的存在也带来了很多共存性问题。AP 需要管理 40MHz BSS 以使 40MHz 和 20MHz（包括传统与高吞吐率）的设备能够与 BSS 相关联并且运行。因为 40MHz 运行使用两个 20MHz 信道，需要一些机制缓减对附近独立使用这些 20MHz 信道的 BSS 的影响。共存性主要是靠仔细的信道选择来实现，也就是说，选择一对很少有或者是没有邻近活跃通信的信道。为此修订中加入了信道扫描要求以探测在邻近的活跃 BSS，以及当邻近 BSS 变得活跃时，将 BSS 迁移到另一个信道对的能力。如果不能避免邻近 BSS，则可以使用一个叫分相共存运行（PCO）的应变技术。这允许 BSS 在 20MHz 和 40MHz 相之间交替运行。当在两个 20MHz 信道上的帧交换告诉其上运行的设备停止活动后，BSS 即进入到 40MHz 相。

最后，因为认识到手持设备日益增长的重要性，一个被称为节能多询（PSMP）的信道调度技术被加入到 802.11n 以有效地支持数量众多的站点。

1.5 各章综览

本书分为 3 部分。第一部分（第 2～6 章）涵盖 PHY 并全面介绍 802.11n 的所有强制特性和可选特性。第二部分（第 7～11 章）涵盖了 MAC，以及对现有 MAC 功能的综述和 802.11n 中新增特性的详细介绍。传输波束成型在本书的最后一个部分（第 12 章）讲述，同时包括 PHY 和 MAC 方面的描述。

第 2 章简要综述了正交频分复用（OFDM）。第 3 章从对多入多出（MIMO）和空分复用（SDM）的描述开始。随后是对 MIMO 环境和 802.11n MIMO 多径衰落信道与传播模型的讨论。这一章以线性接收机设计的说明和最大似然估计的要点作为结束。在对 MIMO 以及接收机设计的讨论中包括了基于容量的性能曲线。

第 4 章详细介绍了用作与传统 802.11a/g OFDM 设备互操作的混合模式（MF）前导码的设计。这一章从回顾 802.11a 前导码设计开始。回顾的内容包括波型示例。同时还讲述了 802.11a/g 分组编码流程和接收过程，并配有接收机原理框图。接下来是对 MF 前导码中传统部分的讨论。随后是前导码中高吞吐率（HT）部分的叙述。在此之后讲述数据字段编码。这一章以对接收过程的讨论以及基本运行模式的框图作为结束。基本运行模式的调制与编码方案（MCS）参数表在附录中给出。

第 5 章概述了在 802.11n 规范中为了提高数据速率而使用的所有 PHY 技术。本章第一节详述了新的 40MHz 信道与波形。这一节包括一个传输距离的函数的吞吐率图，随后是对在 802.11n 中加到 20MHz 波形的额外子载波的简短讨论。本章的接下来的内容是对 MCS 的定义。这里包括数个在加性白高斯噪声（AWGN）模型以及 802.11n MIMO 多径衰落信道模型中，相对于 SNR 性能的分组错误率（PER）瀑布曲线图。本章还包括关于 GF 前导码实际上对性能有多大改进的争辩的讨论。本章最后一个主题是关于短保护区间（GI）的。

第 6 章涵盖系统强健性的改进，讲述了 4 种技术。第一种方法是接收分集，这里给出了相对于 SNR 的 PER 瀑布曲线图以及吞吐率曲线图，来展示 MIMO 系统中从接收分集获得的增益。第二种技术直截了当，涉及空间扩展（SE），这一方法提供少量的传输分集增益。对于 SE 也给出了瀑布曲线图。随后是关于空时块编码（STBC）的详细叙述。这里讲述了发送天线的配置以及一种实现接收机与均衡器的方式。同样地，给出了性能曲线图来展示哪一种系统配置能从 STBC 中得到最多好处。这一章的最后一部分讨论低密度奇偶校验（LDPC）码，并详细描述了 802.11n 标准修订中 LDPC 编码流程的特定特征。这一部分给出了 LDPC 的瀑布曲线图以与二进制卷积码的性能相比较。

MAC 部分从第 7 章开始，以对 802.11 MAC 的功能性叙述作为这一部分余下章节的背景。本章涵盖基本的基于竞争的接入协议，包括 802.11e 服务质量（QoS）扩展、信道接入定时、传输机会的概念以及基本确认与块确认协议。

第 8 章讲解为什么必须对 MAC 作出变更以改进吞吐率以及两个主要的吞吐率提升特性：帧聚合与对块确认协议的增强。

除了基本的基于竞争的接入协议，802.11MAC 还包括额外的信道接入机制。第 9 章综述了这些机制，包括从最初 802.11 规范中来的点协调功能（PCF）以及从 802.11e 修订中来的混合协调信道接入（HCCA）功能。然后本章提供了关于节能多询（PSMP）信道接入技术和

逆向协议的细节，两者都是 802.11n 的新增功能。

共存性和互操作性都是 802.11n 的关键问题，而第 10 章提供关于这一广泛问题的细节。本章涵盖能力信令与 BSS 控制。随后讲述了 40MHz 操作、管理 40MHz BSS 操作以及维护与 20MHz 传统设备的互操作性。对于 40MHz 与相邻 20MHz BSS 共存性这一关键问题也进行了讨论。本章最后涵盖了保护机制。

为了总结 MAC 章节，第 11 章提供了 MAC 帧格式的细节。这一章的目的是为其他章节中的讨论作参考。

本书最后一部分涉及传输波束成型和快速链路适应这些复杂的问题。第 12 章提供了这些问题的 PHY 和 MAC 方面的细节。

参考文献

ABIresearch (2007). *Wi-Fi IC Market Data*. 2007-01-31.

Anholt, M. and Livshitz, M. (2006). *Waveform Generator*, IEEE 802.11-06/1714r1.

Anholt, M. and Livshitz, M. (2007). *Waveform Generator Source Code*, IEEE 802.11-07/0106r0.

de Courville, M., Muck, M., van Waes, N., *et al.* (2005). *Handset Requirements for TGn*, IEEE 802.11-05/0433r0.

Erceg, V., Schumacher, L., Kyritsi, P., *et al.* (2004). *TGn Channel Models*, IEEE 802.11-03/940r4.

Foschini, G. J. (1996). Layered space-time architecture for wireless communication in a fading environment when using multi-element antennas. *Bell Labs Technical Journal*, Autumn, 41–59.

IDC (2007). *Worldwide Converged Mobile Device 2007–2001 Forecast and Analysis*, IDC #206585. 2007-05-01.

IEEE (2006) IEEE 802.11n Project Authorization Request, 26 May 2006 available at:
http://standards.ieee.org/board/nes/projects/802-11n.pdf.

Jones, V. K, De Vegt, R., and Terry, J. (2002), *Interest for HDR Extension to 802.11a*, IEEE 802.11-02/081r0.

Rosdahl, J. (2003). *Criteria for Standards Development*, IEEE 802.11-02/799r6.

Stephens, A. (2004), *IEEE 802.11 TGn Comparison Criteria*, IEEE 802.11-03/814r31.

Stephens, A. (2005). *802.11 TGn Functional Requirements*, IEEE 802.11-03/813r13.

Stephens, A., Bjerke, B., Jechoux, B., *et al.* (2004). *Usage Models*, IEEE 802.11-03/802r23.

Teare, D. (1999). *Designing Cisco Networks*. Indianapolis, IN: Cisco Press.

Zimmerman, H. (1980). OSI reference model – The ISO model of architecture for open systems interconnection. *IEEE Transactions on Communications*, **COM-28**(4), 425–32.

第一部分

物理层

第 2 章　正交频分复用

第 3 章　MIMO/SDM 基础

第 4 章　与传统 11a/g OFDM 设备间的 PHY 互操作性

第 5 章　高吞吐率

第 6 章　强健性

第 2 章

正交频分复用

2.1 背景知识

802.11n 物理层建立在 802.11a 的正交频分复用（orthogonal frequency division multiplexing，OFDM）系统之上。OFDM 非常适用于处于频率选择性衰落环境中的宽带系统。只有为数不多的几个子载波会受到深度衰落或窄带干扰的影响，而深度衰落和窄带干扰都可以通过前向纠错得以解决。OFDM 可以容忍时间同步误差，这一点对于高数据速率系统很重要。此外，由于每一个子载波（subcarrier）支持一个星座（constellation），而星座中的单个码元（symbol）包含多个比特（bit），窄带子载波便可产生一个近乎平方的功率谱。所以，OFDM 可以有效地利用带宽。

在频分复用中，信号可以同时在不同的子载波上传输。图 2.1 所示是一个有 4 个子载波的例子。图中上部两个图片描述了每个子载波各自的实部时域波形和虚部时域波形。图中最下面的图片给出了合成后的时域波形。

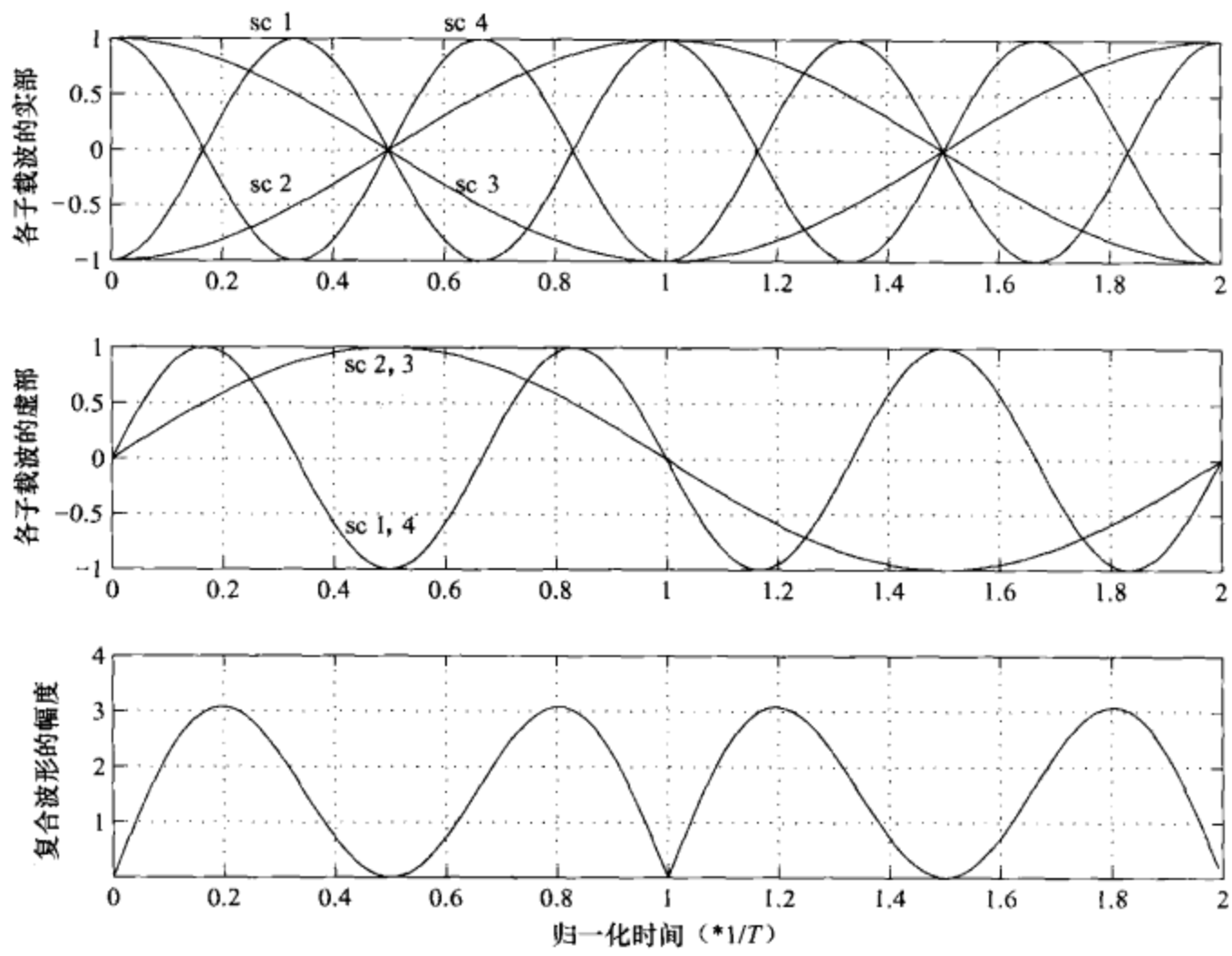


图 2.1 频分复用波形

图 2.2 所示为每个子载波各自的功率谱。如果子载波之间的分隔频率（Δ_F）是信号周期（T）的倒数，一个子载波的主瓣顶点就会和它的相邻子载波的零点重叠。这样的波形结构表明子载波是互相正交的。

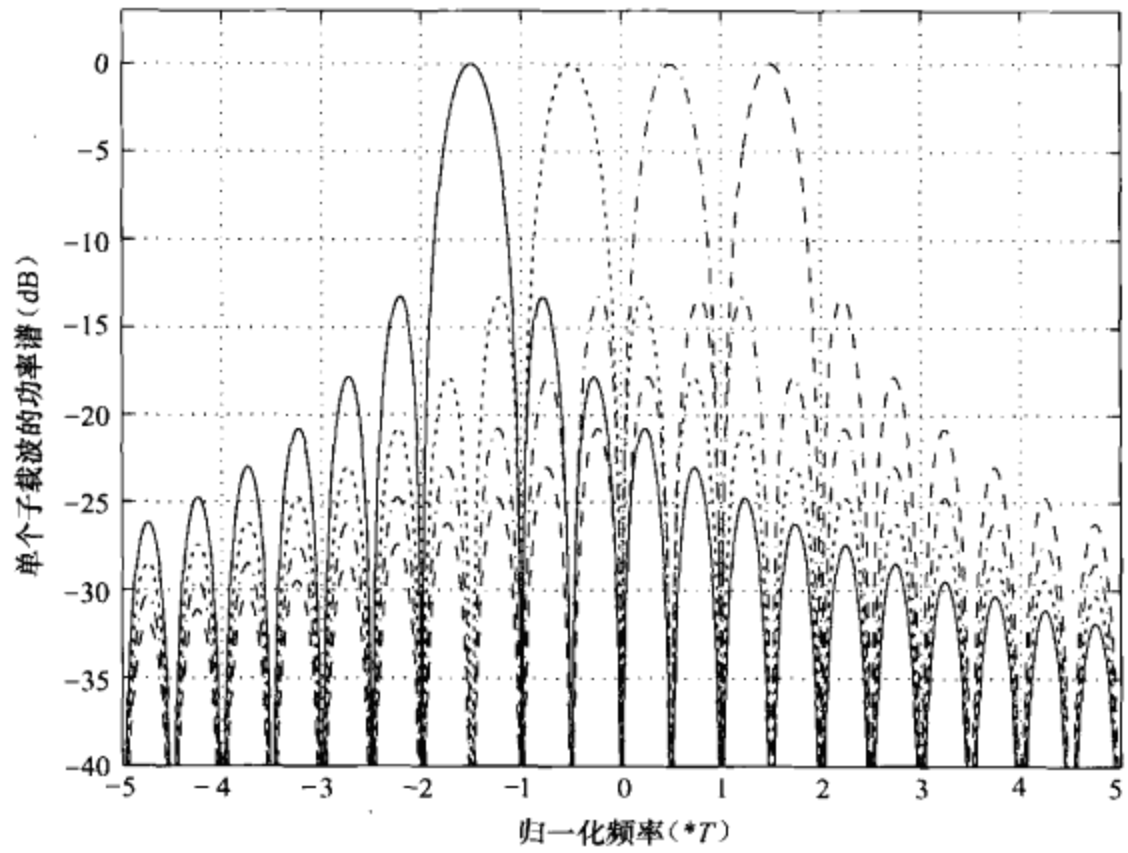


图 2.2　OFDM 波形中各子载波的功率谱

一个基带 OFDM 波形是由一组系数 X_k 的反傅里叶变换组成的，即

$$r(t)=\frac{1}{N}\sum_k X_k \exp(\mathrm{j}2\pi k\Delta_F t) \quad 0\leqslant t<T \tag{2.1}$$

式中，Δ_F 为子载波频率间隔，T 为反傅里叶变换的码间隔，Δ_F 为 T 的倒数，N 为反傅里叶变换的抽样数。一组调制信号作为系数 X_k 在子载波上传输。反傅里叶变换通常由一个 IFFT 实现。

802.11a 标准中，基本取样速率为 20MHz，进行 64 位 FFT/IFFT。傅里叶变换信号周期 T 为 3.2μs，Δ_F 为 312.5kHz。在这 64 个子载波中，52 个是合成子载波。如果把所有子载波标号为−32，−31，…，−1，0，1，…，31，合成子载波的位置为−26，−25，…，−2，−1，1，2，…，25，26。最低的 6 个子载波为直流子载波。它们以及最高的 5 个子载波并不被使用。

OFDM 时间上相邻的信号之间的码间干扰（inter-symbol interference，ISI）会削弱子载波间的正交性，从而损害性能。ISI 是由分布在信道上和滤波过程中的延迟引起的。为了最大程度地减少 ISI 的影响，相邻 OFDM 码间插入了一个保护间隔（guard interval，GI）。因此，在 802.11a 中，总码元时间为 4μs，其中前 0.8μs 为保护间隔，后 3.2μs 为 OFDM 码元。前 0.8μs 与 OFDM 码元的最后 0.8μs（称为循环扩散）完全相同。

为了提取接收信息，需要在接收信号上进行傅里叶变换，即

$$X_k=\sum_n r(n)\exp(-\mathrm{j}2\pi k\cdot n/N) \tag{2.2}$$

值得注意的是，由于假设接收波形的抽样早于傅里叶变换，式（2.2）所示为离散时域的傅里叶变换，而式（2.1）所示为连续时域的反傅里叶变换。

对于 802.11a 标准中 OFDM 波形的处理是以 4μs 的时域抽样块为单位进行。为了消除码间干扰（ISI），选择其中一个 3.2μs 的子集，然后对其进行一个 64 位 FFT（假设数据抽样速率为 20MHz）。802.11a 波形的设计和接收过程将在 4.1 节详细讲解。

参考文献中的 Halford（2001）与 van Nee 和 Prasad（2000）提供了有关 OFDM 的更进一步的信息。

2.2　与单载波调制的比较

在单载波调制中，数据比特调制和脉冲传输是顺序进行的。如前所述，在 OFDM 系统中，数据比特块被调制到分布在频带上的子载波上。图 2.3 给出了单载波调制和 OFDM 的比较。

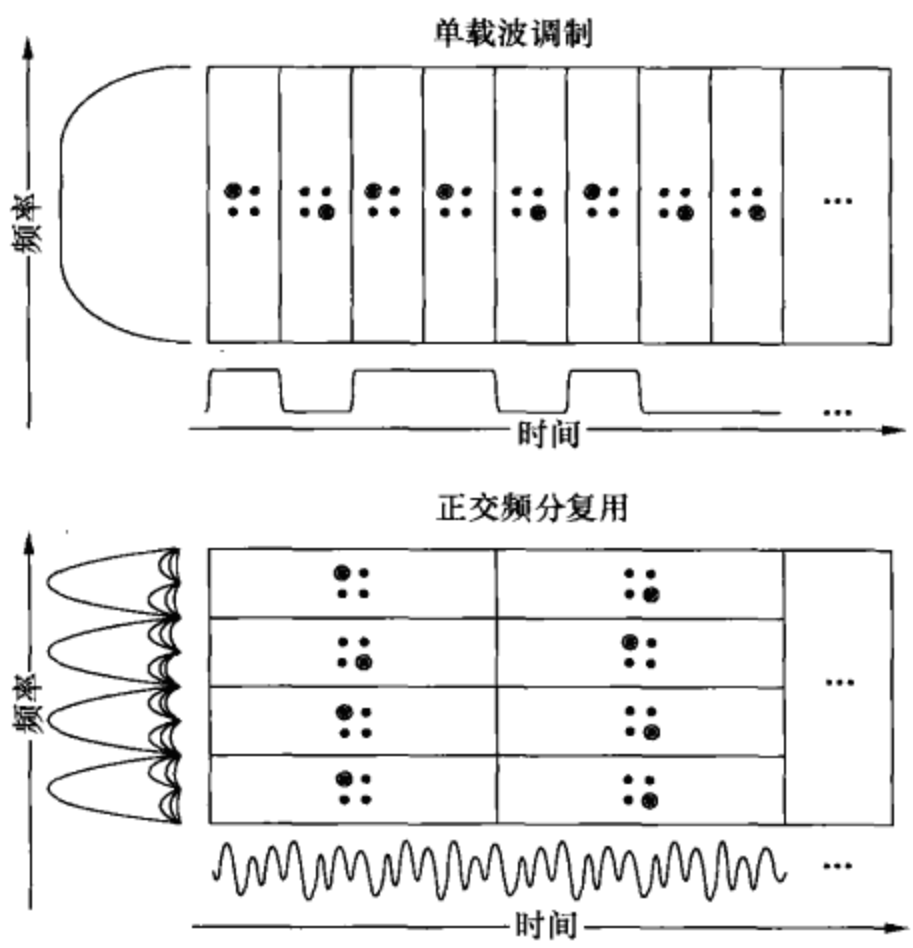


图 2.3　单载波调制与正交频分复用的比较

当不同的子载波组合成一个单时域波形时，OFDM 信号的幅度会有大的变化。这种变化会导致高峰均比。而理论上一个相位调制的单载波波形信号幅度是一个恒定的包络。一个设计合理的单载波系统没有或只有很小的信号幅度变化和很小的峰均比。

这是 OFDM 系统与单载波调制相比较时的主要限制之一。由于典型的传输能量放大器的非线性特性，除非放大器的运行中有足够的能量补偿以使其保持线性，否则具有高峰均比的信号都会失真。因此，OFDM 系统可能会有比较低的传输能量，或者其设备会要求较大的能量放大器。

然而，为了在有限的带宽中得到高数据速率，单载波调制系统的设计中不可避免地要使用幅度和相位的高阶调制。这使得单载波波形的峰均比接近于 OFDM 波形的峰均比。所以，通常单载波系统和 OFDM 的峰均比差别不大。

OFDM 与单载波调制相比的第二个限制是对于载波频率偏置和相位噪声较高的敏感度。在 OFDM 和单载波调制中，载波频率偏置和相位噪声会导致调制信号中出现不良的相位偏

差。这要求 OFDM 和单载波调制系统中均配有相位跟踪环以减轻衰退。

此外，在 OFDM 系统中，载波频率偏置和相位噪声会导致子载波偏正交性所要求的 $1/T$ 抽样间隔，从而引起载波间干扰（ICI）。Pollet 等（1995）给出了一个在 OFDM 和单载波系统中载波频率偏置引起的衰退的近似公式。公式如下：

$$D \approx \begin{cases} \dfrac{10}{\ln 10}\dfrac{1}{3}(\pi\varepsilon_f T)^2 & \text{单载波} \\ \dfrac{10}{\ln 10}\dfrac{1}{3}(\pi\varepsilon_f T)^2\dfrac{E_s}{N_0} & \text{OFDM} \end{cases} \tag{2.3}$$

不同于单载波系统，OFDM 中的衰退与信噪比 E_s/N_0 成正比。对于相位噪声，Pollet 等（1995）给出的一个衰退近似公式是振荡器输出线宽的函数。公式如下：

$$D \approx \begin{cases} \dfrac{10}{\ln 10}\dfrac{1}{60}(4\pi\beta T)\dfrac{E_s}{N_0} & \text{单载波} \\ \dfrac{10}{\ln 10}\dfrac{11}{60}(4\pi\beta T)\dfrac{E_s}{N_0} & \text{OFDM} \end{cases} \tag{2.4}$$

在上述两个公式中，OFDM 可能看起来比单载波调制对载波频率偏置和相位噪声的敏感度要高几倍。部分原因是因为 OFDM 的信元时间（式（2.3）和式（2.4）中的 T）比单载波的要长得多，如图 2.3 所示。

OFDM 对于载波频率偏置和相位噪声的额外敏感性看起来似乎会带来些问题。然而，低成本的 802.11 OFDM 设备的迅速增加表明一个必要的更精确的振荡器并没有明显影响这些频带上 OFDM 设备的总体成本。

如前面章节所述，OFDM 本身抵抗频率选择性多径衰落。为了克服长时延扩散信道引起的频率敏感性，单载波系统要求一个具有长抽头延迟线（tap-delay line）的均衡器。OFDM 的 FFT 和单载波系统的抽头延迟线均衡器中的乘法器数目决定了两个系统实现的复杂度。van Nee 和 Prasad（2000）显示，单载波的复杂度要高数十倍。Clark（1998）提出了在单载波系统中用降低了复杂度的频域均衡器来代替抽头延迟线均衡器。这项技术要求接收机既有 FFT，又有 IFFT。这种接收机的复杂度是 OFDM 接收机的两倍。

参考文献

Clark, M. V., (1998). Adaptive frequency-domain equalization and diversity combining for broadband wireless communications. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, **16**(8),1385-95.

Halford, S. (2001). Implementing OFDM in wireless designs. *Communications Design Conference*,2001- 10-01.

Pollet, T., van Bladel,M., andMoeneclaey, M. (1995).BER sensitivity ofOFDMsystems to carrier frequency offset and Wiener phase noise. *IEEE Transactions on Communications*, **43**(2/3/4),191-3.

van Nee, R. and Prasad, R. (2000). *OFDM for Wireless Multimedia Communications*, Boston, MA: Artech House.

第 3 章

MIMO/SDM 基础

3.1 单入单出（802.11a/g）背景知识

一个基本的通信系统可以用下面的公式表达：

$$y=\sqrt{\rho}\cdot h\cdot x+z \tag{3.1}$$

式中，x 为功率均值为 1 的传输数据，h 为信道衰落系数，z 为零均值单位方差的独立的复数加性白高斯噪声（AWGN），ρ 为平均信噪比（SNR），y 为接收信号。通常 h 为瑞利（Rayleigh）衰落模型，其被定义为零均值单位方差的复数高斯分布：$\mathrm{Normal}(0,1/\sqrt{2})+\sqrt{-1}\ \mathrm{Normal}(0,1/\sqrt{2})$。符号 Normal（$x$，$y$）表示均值为 x、方差为 y 的高斯分布随机变量。

在此模型中，发射机和接收机均只配有一个天线。如图 3.1 所示，由于这里只有向传播环境的单个输入和来自传播环境的单个输出，因此称它为单入单出（SISO）模型。

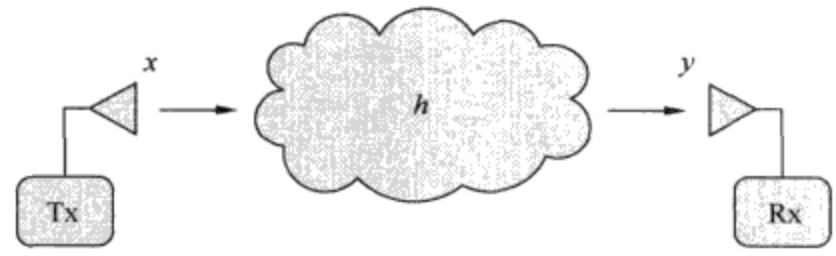


图 3.1 SISO 系统

香农（Shannon）容量公式给出了一个常规 SISO 系统的容量（Foschini 和 Gans，1998），即

$$C\big((\mathrm{bit/s})/\mathrm{Hz}\big)=\log_2(1+\rho\cdot|h|^2) \tag{3.2}$$

频域中（在 FFT 之后）的任何一个子载波都可以由式（3.1）表示。因此，接收机通过均衡接收信号来提取信息，即

$$\begin{aligned}\hat{x}&=(\sqrt{\rho}\cdot h)^{-1}\cdot y\\&=x+(\sqrt{\rho}\cdot h)^{-1}\cdot z\end{aligned} \tag{3.3}$$

式中，$\hat{x}$ 为传输信号 x 的噪声估计。

3.2 多入多出基础知识

在多入多出（MIMO）系统中，一个配有多个天线的发射机通过传播环境向一个配有多个接收天线的接收机发送信号。该系统如图 3.2 所示。

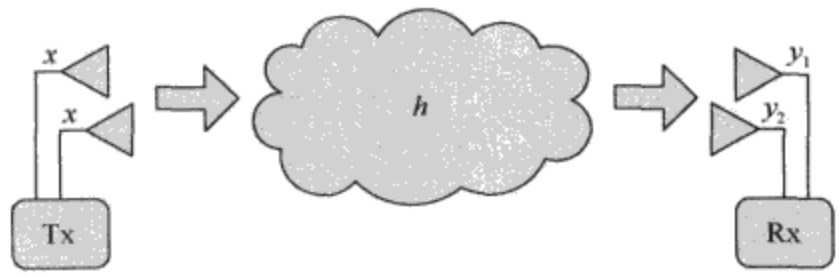


图 3.2 MIMO 系统

在这样的系统中，发射机可以使用发送波束成型技术（beamforming）（或者一个自适应天线阵列）来改善链路质量（Perahia 和 Pottie，1996）。式（3.4）以数学上的矢量方法描述了一个系统的例子。在这个系统中，发射机有两个天线阵列，接收机有单个天线。

$$\begin{aligned} y &= \sqrt{\rho} \cdot h_1 \cdot w_1 \cdot x + \sqrt{\rho} \cdot h_2 \cdot w_2 \cdot x + z \\ &= \sqrt{\rho} \begin{bmatrix} h_1 & h_2 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} w_1 \\ w_2 \end{bmatrix} x + z \end{aligned} \tag{3.4}$$

这个例子更精确地被称为多入单出系统。在这里，接收信号是由两个天线所发出的信号组成的。从第一个天线发出的数据 x 被进行了 w_1 加权，从第二个天线发出的数据 x 被进行了 w_2 加权。波束成型加权 w_1 和 w_2 由发射机在发送信号之前进行。第一个天线发送的信号穿过了以 h_1 为模型的环境，而第二个天线发送的信号穿过了以 h_2 为模型的环境。

为了改善链路的强健性，还可以在接收机端通过分集合并增加额外天线。这种系统被称为单入多出系统。式（3.5）用数学上的矢量方法描述了一个有两个接收天线阵列的系统。

$$\begin{aligned} y_1 &= \sqrt{\rho} \cdot h_1 \cdot x + z_1 \\ y_2 &= \sqrt{\rho} \cdot h_2 \cdot x + z_2 \\ \begin{bmatrix} y_1 \\ y_2 \end{bmatrix} &= \sqrt{\rho} \begin{bmatrix} h_1 \\ h_2 \end{bmatrix} x + \begin{bmatrix} z_1 \\ z_2 \end{bmatrix} \end{aligned} \tag{3.5}$$

这种系统中可以使用一个最大比合并（MRC）接收机来优化组合接收信号（Jakes，1974）。式（3.6）给出了最大比合并器的输出。需要注意的是这里假设信道的一切都是已知的。

$$\begin{aligned} r &= \begin{bmatrix} h_1^* & h_2^* \end{bmatrix} \begin{bmatrix} y_1 \\ y_2 \end{bmatrix} \\ &= \sqrt{\rho} \cdot (|h_1|^2 + |h_2|^2) \cdot x + \begin{bmatrix} h_1^* & h_2^* \end{bmatrix} \begin{bmatrix} z_1 \\ z_2 \end{bmatrix} \end{aligned} \tag{3.6}$$

在得到 MRC 函数之后，接收信号可以均衡为下面的公式：

$$\begin{aligned} \hat{x} &= \frac{1}{\sqrt{\rho}} \frac{1}{|h_1|^2 + |h_2|^2} r \\ &= x + \frac{1}{\sqrt{\rho}} \frac{1}{|h_1|^2 + |h_2|^2} \begin{bmatrix} h_1^* & h_2^* \end{bmatrix} \begin{bmatrix} z_1 \\ z_2 \end{bmatrix} \end{aligned} \tag{3.7}$$

这些采用发送波束成型和接收分集合并的例子都使用了两组天线。然而，这些技术并不局限于两组天线。它们可以很直观地扩展到 3 组、4 组或是更多天线的情况。

在被称为 MIMO 的系统中，通过将传输波束成型和接收分集合并技术相结合，可以提高链路的强健性。在 IEEE 802.11a/g 中，这些技术被用于增加给定数据速率的范围。不过，提升后的最大数据速率仍不能超过 802.11a/g 的最大数据速率 54Mbit/s。

3.3　空分复用基础知识

MIMO 系统可以用来在不同的天线上传输独立的数据流（或空间流）。空间流被定义为传输在分散的空间范围上的比特流。当 MIMO 中有多个空间流时，称其为空分复用（SDM），如图 3.3 所示。注意，在图 3.2 所示的例子中，每个天线发送同样的序列 x；而在图 3.3 中，x_1 和 x_2 代表不同的流。

因此，在 MIMO/SDM 系统中，最大数据速率的增长是系统中独立数据流数目的函数。系统必须包含和数据流数目相同或者更多的发射（Tx）天线。使用线性接收机时，系统必须包含和数据流数目相同或者更多的接收（Rx）天线。换句话说，系统数据速率的增加量为 min（Tx 天线，Rx 天线，数据流）。

图 3.4 给出了一个 MIMO/SDM 系统更详细的图形。该系统有两个发送天线（和两个空间流）和两个接收天线。这样的系统被描述为“Tx 天线数”×“Rx 天线数”。因此，图 3.3 和图 3.4 均代表一个 2×2 MIMO/SDM 系统。

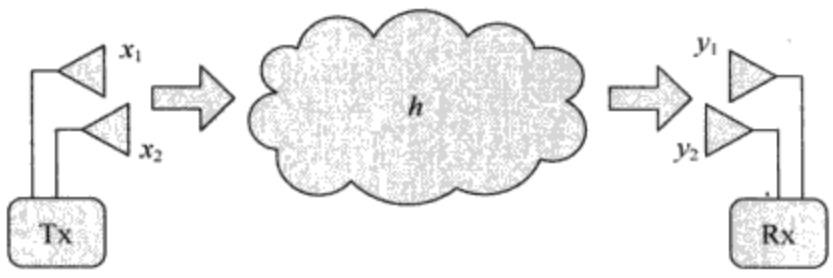


图 3.3　MIMO/SDM 系统

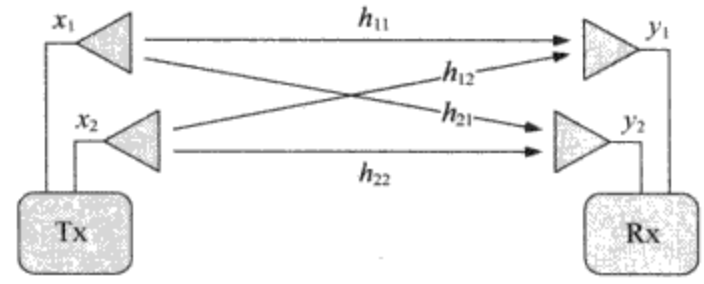


图 3.4　MIMO/SDM 系统的数学模型

式（3.8）给出了一个 $M\times N$MIMO/SDM 系统的更通用的表达。这里，假设全部的发送能量等量分布在 M 个发送天线上，则

$$
\begin{aligned}
y_1 &= \sqrt{\rho/M}\cdot h_{11}\cdot x_1+\sqrt{\rho/M}\cdot h_{12}\cdot x_2+\cdots+\sqrt{\rho/M}\cdot h_{1M}\cdot x_M+z_1\\
y_2 &= \sqrt{\rho/M}\cdot h_{21}\cdot x_1+\sqrt{\rho/M}\cdot h_{22}\cdot x_2+\cdots+\sqrt{\rho/M}\cdot h_{2M}\cdot x_M+z_2\\
&\vdots\\
y_N &= \sqrt{\rho/M}\cdot h_{N1}\cdot x_1+\sqrt{\rho/M}\cdot h_{N2}\cdot x_2+\cdots+\sqrt{\rho/M}\cdot h_{NM}\cdot x_M+z_N
\end{aligned}
\tag{3.8}
$$

式（3.8）中的一组等式可以转化为矢量形式，即

$$
\begin{bmatrix} y_1\\ y_2\\ \vdots\\ y_N\end{bmatrix}=\sqrt{\rho/M}\begin{bmatrix} h_{11} & h_{12} & \cdots & h_{1M}\\ h_{21} & h_{22} & \cdots & h_{2M}\\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots\\ h_{N1} & h_{N2} & \cdots & h_{NM}\end{bmatrix}\begin{bmatrix} x_1\\ x_2\\ \vdots\\ x_M\end{bmatrix}+\begin{bmatrix} z_1\\ z_2\\ \vdots\\ z_N\end{bmatrix}
\tag{3.9}
$$

式（3.9）可以进一步简化用矩阵表示，即

$$
\boldsymbol{Y}_N=\sqrt{\rho/M}\,\boldsymbol{H}_{N\times M}\boldsymbol{X}_M+\boldsymbol{Z}_N
\tag{3.10}
$$

$$
\boldsymbol{Y}_N=\begin{bmatrix} y_1\\ y_2\\ \vdots\\ y_N\end{bmatrix},\ \boldsymbol{X}_M=\begin{bmatrix} x_1\\ x_2\\ \vdots\\ x_M\end{bmatrix},\ \boldsymbol{Z}_N=\begin{bmatrix} z_1\\ z_2\\ \vdots\\ z_N\end{bmatrix},\ \boldsymbol{H}_{N\times M}=\begin{bmatrix} h_{11} & h_{12} & \cdots & h_{1M}\\ h_{21} & h_{22} & \cdots & h_{2M}\\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots\\ h_{N1} & h_{N2} & \cdots & h_{NM}\end{bmatrix}
$$

式（3.10）描述了 OFDM 系统中的子载波。

对 M 个发送天线和 N 个接收天线系统的香农容量公式的概括可由式（3.11）给出（Foschini,1996）：

$$C((\text{bit/s})/\text{Hz}) = \log_2[\det(\boldsymbol{I}_N + \rho/_M \boldsymbol{H}\boldsymbol{H}^*)] \tag{3.11}$$

式中，$\boldsymbol{H}^*$是 $\boldsymbol{H}$ 的共轭转置矩阵。

在矩阵表达中，式（3.10）所描述的 MIMO/SDM 系统与式（3.1）所描述的 SISO 系统的数学结构相似。从概念上来讲，MIMO/SDM 系统的均衡器也可能具有与式（3.3）给出的 SISO 均衡器相似的设计结构。接收信号除以信道可得到发送信号的估计值。式（3.12）以矩阵形式给出了：

$$\begin{aligned}\hat{\boldsymbol{X}} &= \left(\sqrt{\rho/_M}\,\boldsymbol{H}\right)^{-1}\boldsymbol{Y} \\ &= \boldsymbol{X} + \left(\sqrt{\rho/_M}\,\boldsymbol{H}\right)^{-1}\boldsymbol{Z}\end{aligned} \tag{3.12}$$

在式（3.12）中，均衡器被简化为一个矩阵求逆。但这实际上只有当 $M=N$ 时有效。对于 $M=N$ 和 $M\neq N$ 的情况，数据估计值被归纳为下面的形式：

$$\begin{aligned}\hat{\boldsymbol{X}} &= \frac{\boldsymbol{H}^*}{\sqrt{\rho/_M}\,\boldsymbol{H}^*\boldsymbol{H}}\boldsymbol{Y} \\ &= \boldsymbol{X} + \frac{\boldsymbol{H}^*}{\sqrt{\rho/_M}\,\boldsymbol{H}^*\boldsymbol{H}}\boldsymbol{Z}\end{aligned}$$

通过这样的简化，只需要增加额外的发送和接收天线似乎便可以增加系统数据速率。这看起来几乎好得难以置信。通过一个例子我们可以看到，这种增加不是无限的。例如式（3.1）给出的 SISO 系统，现在将系统中发送设备的天线接口直接连接到接收设备的天线接口。这是一个典型的导电测试的设置。在数学上，h 等于 1，$y=\sqrt{p}x+z$。只要有足够的发送能量，系统就非常可靠。现在考虑一个 2×2 的 MIMO/SDM 系统，其发射机设备的每一个天线接口都连接到接收机设备的每一个天线接口。这个系统的信道 $\boldsymbol{H}$ 等于$\begin{bmatrix}1 & 1\\ 1 & 1\end{bmatrix}$。为了从接收信道中得到发送数据，我们必须对信道矩阵进行求逆运算。在这个例子中，矩阵式是奇异的和不可逆的。那么，即使有高的信噪比，接收机也是失效的。我们可以看到，要通过空间复用使数据速率获得巨大的增长，MIMO 系统的信道矩阵必须是状态良好的矩阵。

3.4 MIMO 环境

如果信道矩阵中的元素是随意分布和互不相关的，统计上，信道矩阵在大多数时间内便是状态良好和不可逆的。幸运的是，一个衰落多径信道就创造了这样一个环境。

在室内环境中，当在射线发射机和接收机之间传播时，会在地板、天花板、墙壁、家具等地方发生折射（Rappaport，1996）。射线的路径是发送和接收天线位置的函数，因此会各不相同，如图 3.5 所示。路径的传播方式决定了由于抵消、延迟和相关所引起的衰落量。

由于信道矩阵的元素为彼此互不相关的复数高斯分布，而且所有子载波使用同样的信道矩阵，

MIMO 系统便具有一个量化的优势。在一个像 802.11n 那样的宽带 OFDM 系统中，这样一个模型代表了一个覆盖在频带上的平面瑞利（Rayleigh）衰落。这个模型与实际情况并不完全吻合，但它允许对 SISO 和 MIMO 的容量进行简单的分析比较。一个更接近实际的 802.11n 信道模型将在 3.5 节给出。

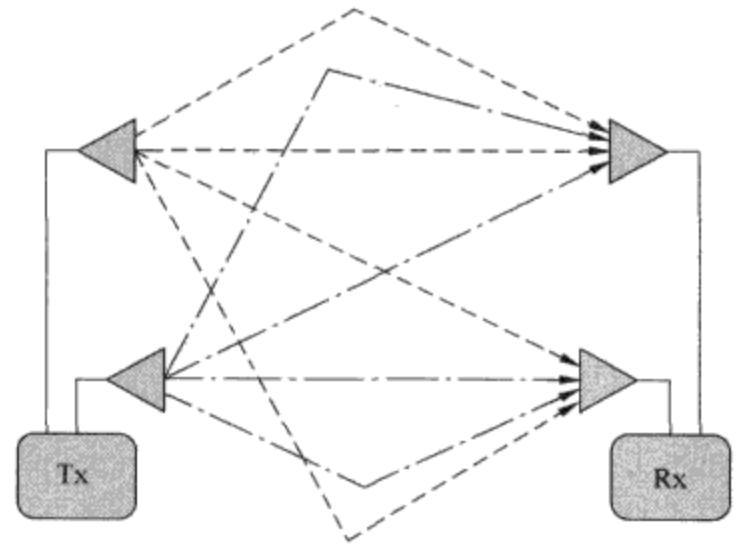


图 3.5　多径衰落环境

图 3.6 给出了一个 2×2 MIMO 系统与一个 SISO 系统的比较，展现了通过 MIMO 系统可获得的巨大增益。这个互补累积分布函数（CCDF）和容量的比较图展示了容量超过一定值以后的频率。每个系统的容量是当 SNR 等于 20dB 时式（3.11）的值。在一个 20MHz 的信道上，802.11a 的最大数据速率为 54Mbit/s，得到的频谱效率为 2.7(bit/s)/Hz。在一个平面衰落环境中，理想状态下（即没有硬件损耗和同步损失等），有 95%的概率可以达到这样一个容量。2×2 MIMO 系统可以在相同的概率下获得 3 倍于此的容量。现实中，各种损伤和实际的信道环境限制了在所有情况下将容量增加那么多的能力。不过，在后续章节中我们会看到，在 20MHz 信道上，一个有两个流的 802.11n 系统的最大数据速率是 802.11a 系统最大速率的 2.8 倍。因此在某些情况下，增加量可以非常接近 3 倍。

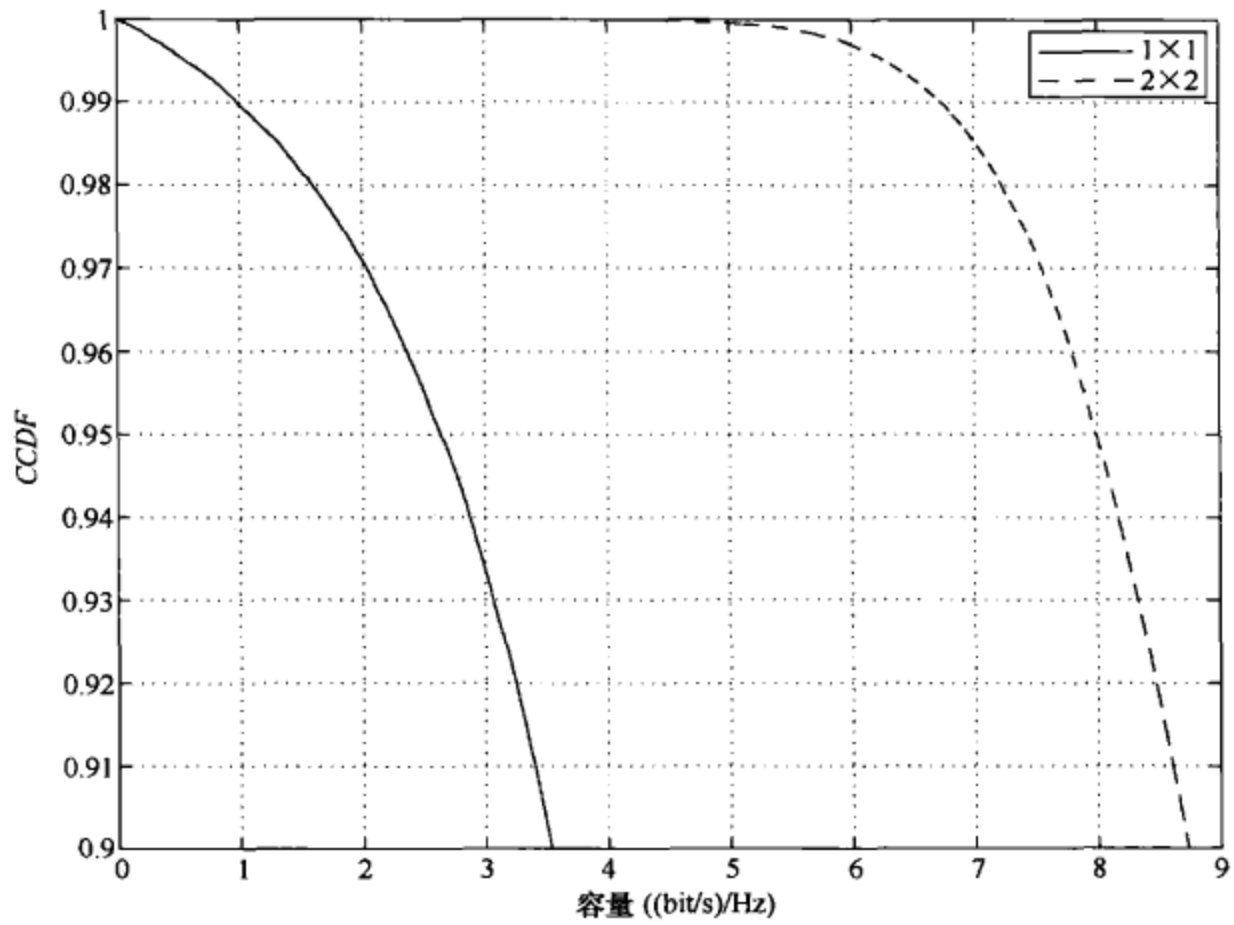


图 3.6　*SNR*=20dB 时 2x2 MIMO 与 SISO 间的容量比较

天线相关性会对 MIMO 系统的容量造成显著的影响。随着相关性的增加，信道矩阵的条件会恶化。为了保证信道“足够”不相关，通常天线间至少要间隔半个波长。此外，在设计时，天线矩阵元素间的互耦要低，以最小化信道相关性。由于在一个非视距（NLOS）环境中发送和接收设备之间高度相关的直接路径不会存在，这个环境也会减少相关性。但是，这通常也意味着接收机端 SNR 的减小。

MIMO/OFDM 系统的性能会随着很多环境条件而变化：根据障碍物所决定的视距（LOS）还是非视距环境、来自延迟反应的延迟扩散、天线相关性以及由于移动而造成的多普勒效应。这些环境方面的因素将和 802.11n 信道模型一起在 3.5 节中进行讨论。

3.5 802.11n 传播模型

802.11n 标准（Erceg 等，2004）在其发展过程中建立了一组信道模型和路径损耗模型。由于典型的 WLAN 配置的自然属性，传播模型主要是基于室内测量发展起来的。信道模型中影响 MIMO 系统性能的关键组成部分是相关矩阵。

信道模型是由对应一定范围的室内环境的脉冲响应组成的。将来自 2.4GHz 和 5GHz 频段的测量数据结合起来，发展了一组适用于这两个频带的脉冲响应和天线相关矩阵。信道模型是频率的函数。多普勒信道模型也是如此。

3.5.1 脉冲响应

总共有 6 个信道模型，在每一个模型中，一个不同的脉冲响应对应着不同的室内环境（Stephens 等，2004）。这些模型的总体情况如表 3.1 所示。

表 3.1　　信道模型

RMS 延迟		环　境	举　例
模型	跨度（ns）		
A	0	N/A	N/A
B	15	住宅	房间内，房间到房间
C	30	住宅/小办公室	会议室，教室
D	50	一般办公室	多个小隔间，大会议室
E	100	大办公室	多层办公楼，校园小规模热点
F	150	大空间（室内/室外）	大规模热点，工业区，城市广场

信道模型 A 是平坦衰落瑞利信道。它并不适用于 802.11 这样的宽带系统。这个信道之所以包括在这里是为了在分析模型中使用它。最常用的信道模型是模型 B、模型 D 和模型 E。正如在 Stephens（2004）中所概述的那样，在 802.11n 标准的发展过程中，这 3 个模型被广泛地用于与各种提议进行比较。它们还被用于分析物理层（PHY）分组错误率（PER）性能中。此外，Stephens（2004）中为 MAC 网络仿真选定的 3 种仿真方案（住宅、大型企业和热点）也分别使用了信道模型 B、模型 D 和模型 E。Stephens（2004）中对此进行了描述。

脉冲响应的设计基于由 Saleh 和 Valenzuela（1987）最早提出的群模型（cluster model）。图 3.7 中的垂直条代表一个延迟响应。这些垂直条间的间隔为 10ns。图中的线表示每个群的延伸。需要注意的是，群与群是有重叠的，而在重叠区域中的延迟响应由相重叠的群的功率组成。此外，每个群的延迟响应的功率是以对数为比例（log-scale）的线性衰落。附录 3.1 给出了每个信道模型的分布在群中的功率延迟的简要介绍。为了计算每个延迟中每个条带的功率，针对每个延迟，还汇总了位于重叠群中的条带的功率。

脉冲响应的每一个条带（tap）h 均为莱斯（Ricean）分布，包含一个固定的和随机的组成部分。固定的组成部分是由于在发射机和接收机之间的一个恒定的 LOS 路径而形成；而

NLOS 组成部分便是随机的瑞利分布：

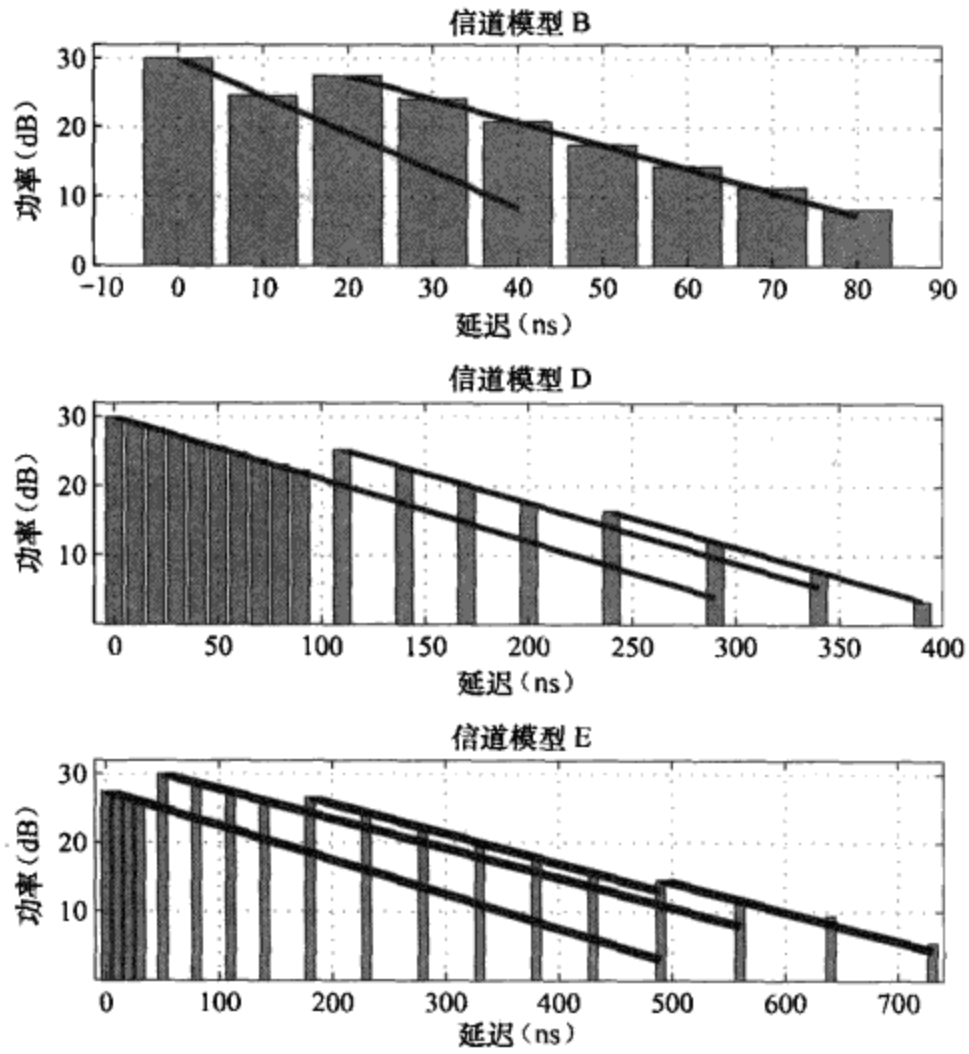


图 3.7　特定信道模型的脉冲响应

$$h=\sqrt{P}\left(\sqrt{\frac{K}{K+1}}e^{j\phi}+\sqrt{\frac{1}{K+1}}X\right) \tag{3.13}$$

式中，X 是零均值单位方差的复数高斯随机变量，Φ 由 LOS 部分的到达/出发角度得出，K 是莱斯 K 因子，P 为条带的能量。为了计算每个延迟的每个条带的全部功率，附录 3.1 中给出了针对每个延迟的位于重叠群中的条带的能量。

表 3.2 给出了每个信道模型的 K 因子值。K 因子只应用在脉冲响应的第一个条带上。其他所有条带的 K 因子值为 0。一个 NLOS 信道的所有条带的 K 因子值均为 0。发射机和接收机之间的距离决定了信道是 LOS 模型还是 NLOS 模型。这一点将在 3.5.5 节中进一步讨论。在 80.211n 信道模型中，LOS 组成部分的到达/出发角度固定为 45°。

表 3.2　　**K 因子**

信　道	LOS		NLOS	
	K 因子（dB）条带 1	K 因子（dB）所有其他条带	K 因子（dB）条带 1	K 因子（dB）所有其他条带
A	1	0	0	0
B	1	0	0	0
C	1	0	0	0
D	2	0	0	0
E	4	0	0	0
F	4	0	0	0

3.5.2 天线相关性

在 3.5.1 节中，式（3.13）给出的脉冲响应模型代表一个 SISO 模型。对于一个 MIMO 系统，式（3.9）中 $\boldsymbol{H}$ 矩阵的每一个元素都有自己的条带。因此，式（3.13）中的 h 对应第 i 个接收天线和第 j 个发送天线时可改写如下：

$$h_{ij}=\sqrt{P}\left(\frac{K}{K+1}\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi ij}+\sqrt{\frac{1}{K+1}}X_{ij}\right) \tag{3.14}$$

在 MIMO 信道中，脉冲响应的每个条带都有一个对应的 $\boldsymbol{H}$ 矩阵：

$$\boldsymbol{H}=\sqrt{P}\left(\sqrt{\frac{K}{K+1}}\begin{bmatrix}\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{11}} & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{12}} & \cdots & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{1M}}\\ \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{21}} & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{22}} & \cdots & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{2M}}\\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots\\ \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{N1}} & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{N2}} & \cdots & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_{NM}}\end{bmatrix}+\sqrt{\frac{1}{K+1}}\begin{bmatrix}X_{11} & X_{12} & \cdots & X_{1M}\\ X_{21} & X_{22} & \cdots & X_{2M}\\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots\\ X_{N1} & X_{N2} & \cdots & X_{NM}\end{bmatrix}\right) \tag{3.15}$$

然后对随机元素 X_{ij} 进行相关运算，将天线相关性与信道模型相结合，即

$$[X]=[\boldsymbol{R}_{\mathrm{Rx}}]^{1/2}[\hat{X}]\left([\boldsymbol{R}_{\mathrm{Tx}}]^{1/2}\right)^{\mathrm{T}} \tag{3.16}$$

式中，$\boldsymbol{R}_{\mathrm{Rx}}$ 和 $\boldsymbol{R}_{\mathrm{Tx}}$ 分别是接收和发送相关矩阵。$[\boldsymbol{R}]^{1/2}$ 被定义为矩阵平方根，其中$[\boldsymbol{R}]^{1/2}[\boldsymbol{R}]^{1/2}=\boldsymbol{R}$。$X$ 是一个独立的零均值单位方差的复数高斯随机变量。相关矩阵 $\boldsymbol{R}_{\mathrm{Rx}}$ 和 $\boldsymbol{R}_{\mathrm{Tx}}$ 的定义如下：

$$\boldsymbol{R}_{\mathrm{Tx}}=\begin{bmatrix}1 & \rho_{\mathrm{Tx}12} & \rho_{\mathrm{Tx}13} & \cdots & \rho_{\mathrm{Tx}1M}\\ \rho_{\mathrm{Tx}21} & 1 & \rho_{\mathrm{Tx}23} & \cdots & \rho_{\mathrm{Tx}2M}\\ \rho_{\mathrm{Tx}31} & \rho_{\mathrm{Tx}32} & 1 & \ddots & \vdots\\ \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & \rho_{\mathrm{Tx}(N-1)M}\\ \rho_{\mathrm{Tx}N1} & \rho_{\mathrm{Tx}N2} & \cdots & \rho_{\mathrm{Tx}N(\mathrm{M}-1)} & 1\end{bmatrix}$$

$$\boldsymbol{R}_{\mathrm{Rx}}=\begin{bmatrix}1 & \rho_{\mathrm{Rx}12} & \rho_{\mathrm{Rx}13} & \cdots & \rho_{\mathrm{Tx}1M}\\ \rho_{\mathrm{Rx}21} & 1 & \rho_{\mathrm{Rx}23} & \cdots & \rho_{\mathrm{Rx}2M}\\ \rho_{\mathrm{Rx}31} & \rho_{\mathrm{Rx}32} & 1 & \ddots & \vdots\\ \vdots & \vdots & \ddots & \ddots & \rho_{\mathrm{Rx}(N-1)M}\\ \rho_{\mathrm{Rx}N1} & \rho_{\mathrm{Rx}N2} & \cdots & \rho_{\mathrm{Rx}N(\mathrm{M}-1)} & 1\end{bmatrix} \tag{3.17}$$

式中，$\rho_{\mathrm{Tx}ij}$ 是第 i 个和第 j 个发送天线之间的复数相关系数，$\rho_{\mathrm{Rx}ij}$ 是第 i 个和第 j 个接收天线之间的复数相关系数。

以下介绍相关系数。

在 802.11n 信道模型中，基于功率角频谱（PAS）公式可得到一个复数相关系数。本节遵循 Erceg 等（2004）、Salz 和 Winters（1994）以及 Schumacher 等（2002）中所给出的描述。

每个条带的 PAS 是每个群的角展度（AS）和入射角（由 Tx 或 Rx 决定是到达角（AoA）还是离开角（AoD））的函数。附录 3.1 给出了每个信道模型中每个群的角展度和入射角（802.11n 模型假设一个群中的所有条带具有相同的角展度和入射角）。802.11n 中通常使用的 PAS 分布为截拉普拉斯分布。每个条带角度的 PAS 分布为

$$\mathrm{PAS}(\phi)=\frac{1}{A}\sum_{k=1}^{N_{\mathrm{C}}}\frac{p_k}{\sigma_k}\exp\left[\frac{-\sqrt{2}\,|\phi-\psi_k|}{\sigma_k}\right] \tag{3.18}$$

式中，N_C是群数，p_k为群 k 的条功率，σ_k为群 k 的条 AS，ψ_k为群 k 的条入射角。由于 PAS 是一个概率密度函数，它必须满足 $\int_{-\pi}^{\pi}\mathrm{PAS}(\phi)\mathrm{d}\phi=1$ 的要求。因此，$A=\int_{-\pi}^{\pi}\sum_{k=1}^{Nc}(p_k/\sigma_k)\exp\left[\sqrt{2}\,|\phi-\psi_k|/\sigma_k\right]\mathrm{d}\phi$。图 3.8 所示为对应于每个群的 Rx（表 3.5 中所给参数），信道模型 B 的第 3 个条带的分布函数。在每个角上对群求和的结果就是 PAS（ϕ）。

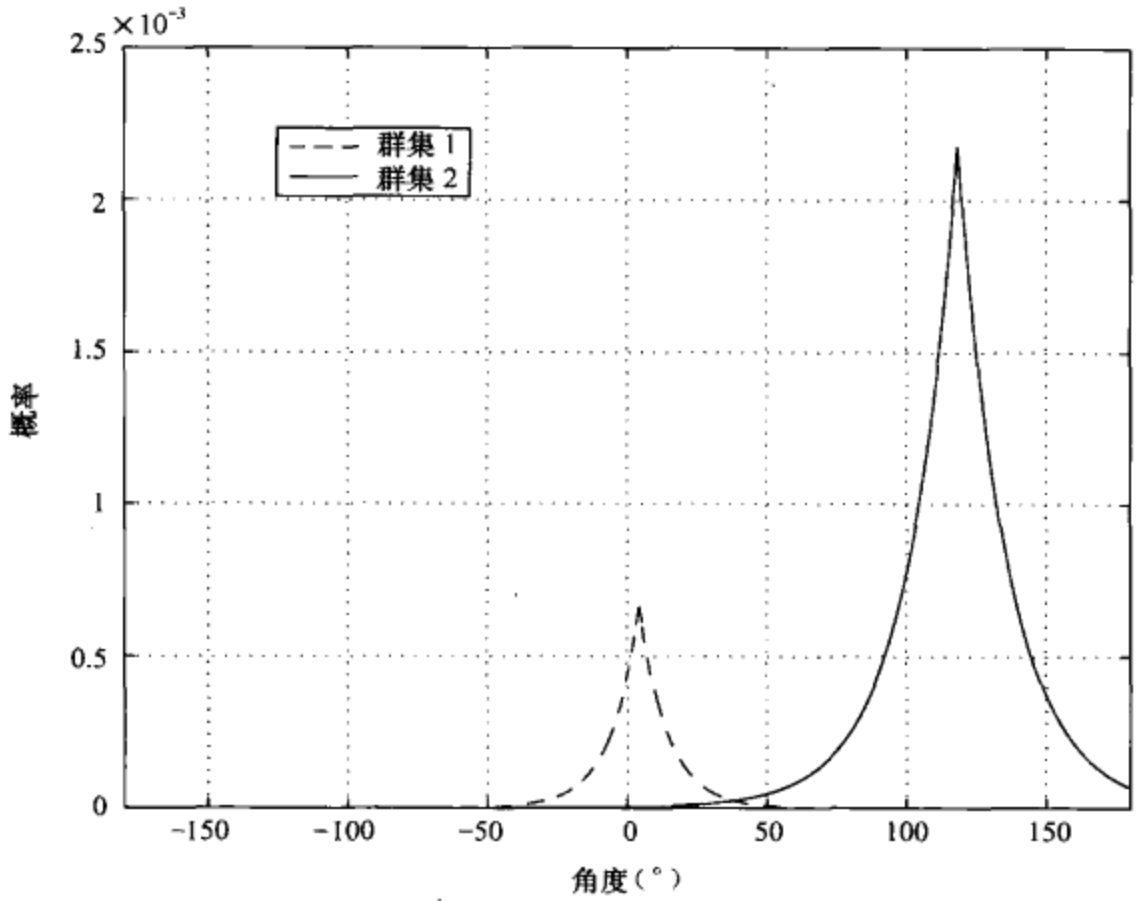


图 3.8　各群集的分布函数

Lee（1997）对于一个均匀线性天线阵列中两个相隔为 D 的天线之间的衰落相关进行了描述。Erceg 等（2004）给出了如下相关函数：

$$R_{XX}(D)=\int_{-\pi}^{\pi}\cos\left(\frac{2\pi D}{\lambda}\sin\phi\right)\mathrm{PAS}(\phi)\mathrm{d}\phi \tag{3.19}$$

和

$$R_{XY}(D)=\int_{-\pi}^{\pi}\sin\left(\frac{2\pi D}{\lambda}\sin\phi\right)\mathrm{PAS}(\phi)\mathrm{d}\phi \tag{3.20}$$

式中，R_{XX}是衰落实部与实部（或虚部与虚部）之间的相关函数，R_{XY}是衰落实部与虚部之间的相关函数，λ 是波长。

例如，对于接收机和信道模型 B 的第 3 个条带（使用表 3.5 中的参数），当 D 等于 $\lambda/2$ 时，R_{XX}等于−0.52，R_{XY}等于 0.38。

在式（3.17）中，$\rho_{\mathrm{Rx}ij}$为第 i 个和第 j 个发送天线之间的复数相关系数，$\rho_{\mathrm{Rx}ij}$为第 i 个和第 j 个接收天线之间的复数相关系数。它们之间的关系（Erceg 等，2004）如下：

$$\rho=R_{XX}(D)+jR_{XY}(D) \tag{3.21}$$

继续第 3 个条带的例子，天线相关矩阵

$$\boldsymbol{R}_{\mathrm{RX}}=\begin{bmatrix}1 & -0.52+\mathrm{j}\ 0.38\\ -0.52+\mathrm{j}\ 0.38 & 1\end{bmatrix}$$

在 802.11n 的发展中，比较各种提案时，天线之间的距离均被设为 Stephens（2004）给出的 $\lambda/2$。

3.5.3 多普勒模型

通常，在一个室内 WLAN 模型中，发射机和接收机是静止不动的。然而，在发射机和接收机之间移动的人会引起信道的变化。如果分组或分组交换的总体传输时间足够长，以至于这种移动对其产生了影响，脉冲响应衰落特性中就可能包含一个多普勒模型。由于室内环境的自然属性，多普勒谱与移动蜂窝信道的典型模型有很大差别。802.11n 信道模型中使用的是一个钟形多普勒谱（Erceg 等，2004），公式如下：

$$S(f)=\frac{1}{1+A\left(\frac{f}{f_{\mathrm{d}}}\right)^2} \qquad |f|\leqslant f_{\max} \tag{3.22}$$

式中，f_{d} 为多普勒扩展，$f_{\max}$ 为多普勒功率谱中的最大频率组成，A 为用于设置 $S(f)$ 值的一个常数。

在 802.11n 信道模型中，$S(f_{\mathrm{d}})$的值被设为 0.1，故而 A 等于 9。多普勒扩展 f_{d} 被定义为 v_0/λ，其中 v_0 为环境速度。802.11n 中 v_0 的值为 1.2km/h。因此，多普勒扩展在 5GHz 的频带上的值大约是 6Hz，在 2.4GHz 频带上的值大约是 3Hz。$f_{\max}$ 限制了频率范围。在 802.11n 信道模型中，$f_{\max}$ 被设为 f_{d} 的 5 倍。

图 3.9 给出了在 2.4GHz 和 5.25GHz 频带上 802.11n 信道模型的多普勒谱。需要指出，通过式（3.22）可以看到，多普勒谱的相对带宽与绝对载频没有关系。

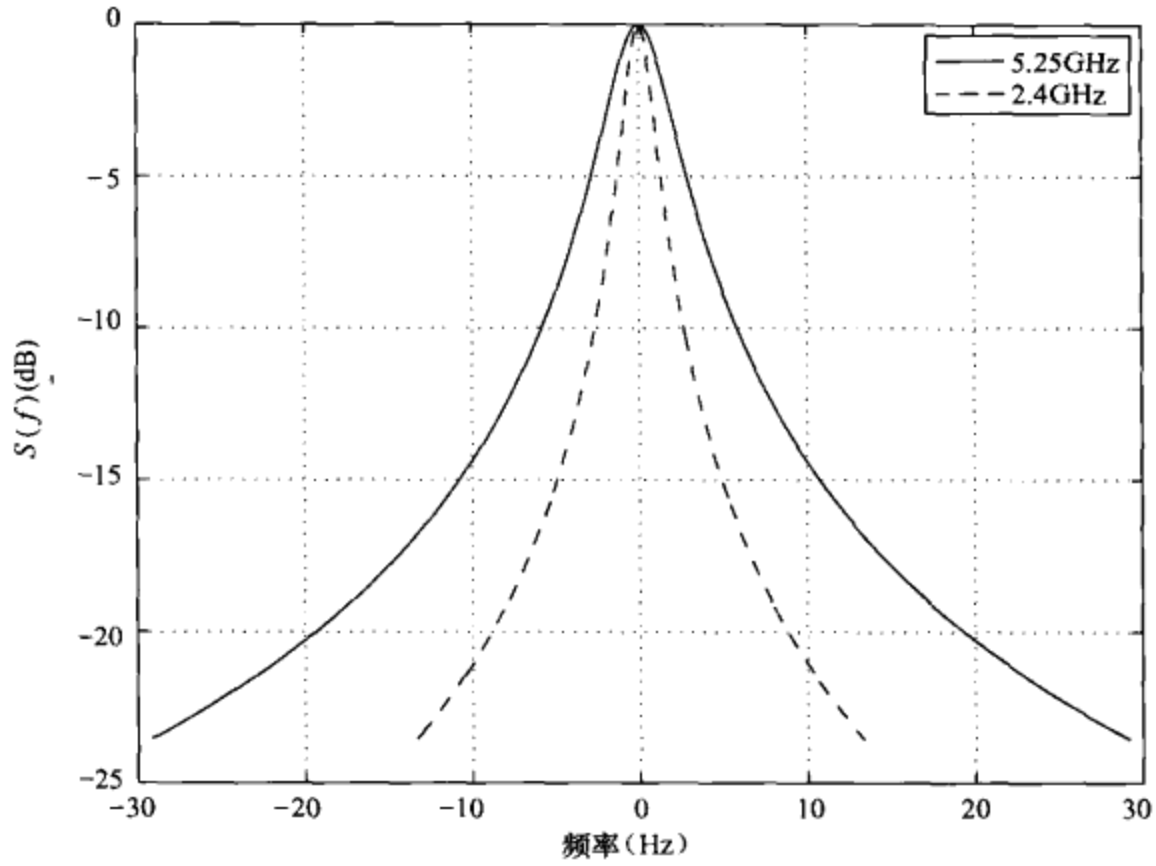


图 3.9 多普勒谱（经许可从 Erceg 等（2004）©IEEE 复制）

钟形谱的自相关函数为 $R(\Delta t)=(\pi f_{\mathrm{d}}/\sqrt{A})\ \exp\left[-2\pi f_{\mathrm{d}}/\sqrt{A})\ \Delta t\right]$，相干时间为 $T_{\mathrm{c}}=(\sqrt{A}/2\pi f_{\mathrm{d}})\times\ln 2$。

以下介绍改善的信道模型 F 的多普勒模型。

信道模型 F 适用于大型室内或室外环境，如在表 3.1 中所列举的大型无线热点或工业环境。信道模型 F 的多普勒模型包含在移动物体，如车辆上发生反射的情况。因此，为了将这种较高速度成分考虑进来，一个额外的多普勒组成加在了信道模型 F 的第 3 个条带上，即

$$S(f)=\frac{1}{1+9\left(\frac{f}{f_{\mathrm{d}}}\right)^2}+\frac{1}{2}\frac{1}{1+B\left(\frac{f-f_{\mathrm{veh}}}{f_{\mathrm{veh}}}\right)^2}\qquad |f|\leqslant f_{\max} \tag{3.23}$$

式中，f_{veh} 的定义为 v_1/λ，v_1 为车辆在环境中的移动速度。在 802.11n 信道模型中，v_1 的值为 40km/h。符号 B 用于设定额外的多普勒组成的带宽。这个额外的多普勒组成使得在频率 f_{veh} 处形成一个尖峰。当频谱位于尖峰顶端之下 10dB 时，这个尖峰的带宽的定义为 $0.02f_{\mathrm{veh}}$。设置 $S/\left(f_{\mathrm{veh}}\left(1\pm\frac{0.02}{2}\right)\right)/S(f_{\mathrm{veh}})=0.1$，得到 B 的结果为 90 000。$f_{\max}$ 的定义为 $f_{\max}=f_{\mathrm{veh}}(1+5\times(0.02/2))+5f_{\mathrm{d}}$。

图 3.10 展示了以频率 2.4GHz 和 5.25GHz 为中心的信道模型 F 中第 3 个条带的多普勒谱。需要注意的是，多普勒谱中尖峰的相对带宽和位置独立于绝对载波频率。这一点我们可以在式（3.23）中看出来。

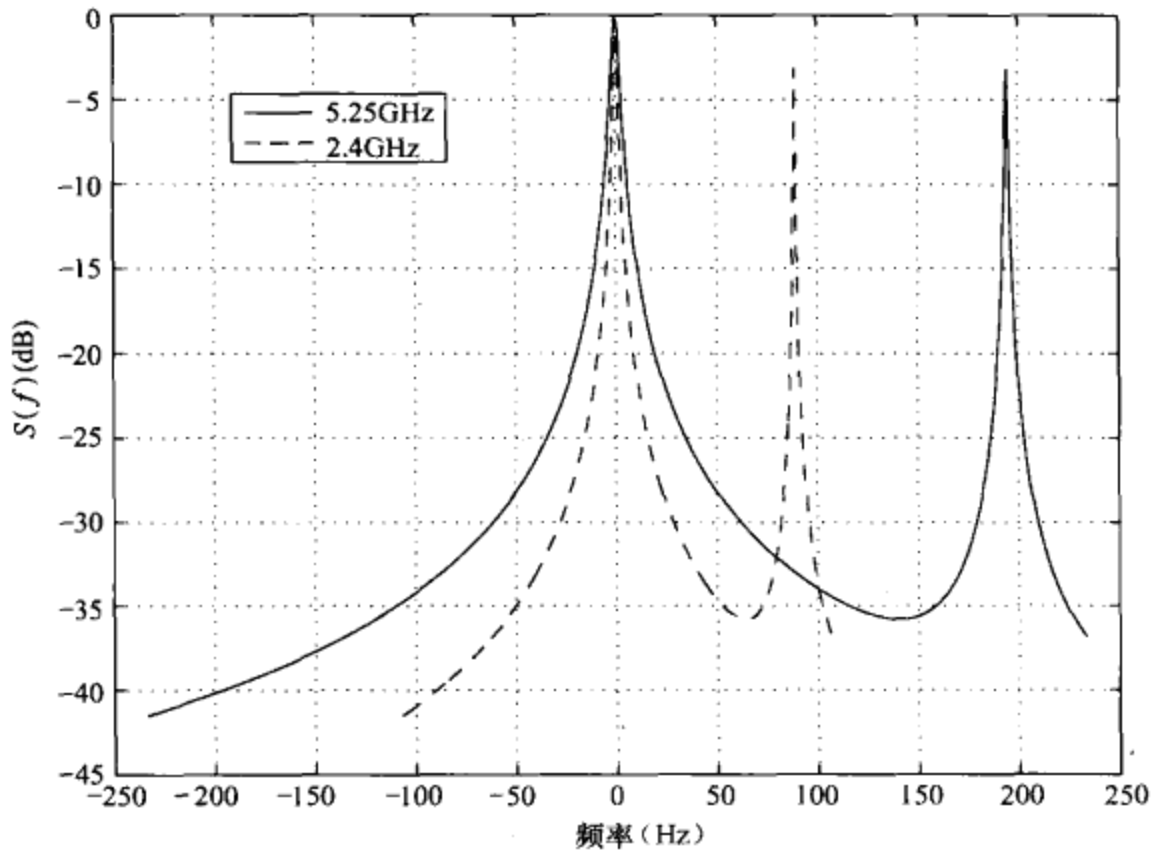


图 3.10　信道模型 F 的第 3 个条带的多普勒谱（经许可从 Erceg（2004）© IEEE 复制）

3.5.4　物理层损伤

信道模型中还包含几项物理层损伤，包括 Tx 和 Rx 的相位噪声、功率放大器（PA）的非线性以及载波频率和时钟符号的偏移。噪声图形将在 3.5.5 节中讨论。

在 802.11n 的发展中，当比较提案时，接收机的载波频率偏移被设为-13.675×10^{-6}。时钟符号的相对偏移也是相同的值。

3.5.4.1　相位噪声

高阶调制系统对相位噪声很敏感。因此，当比较 802.11n 的提案时，在对物理层的仿真

中，发射机和接收机都加入了相位噪声。如下规范（Stephens 等，2004）中使用了一个单极点单零点的相位噪声模型：

$$
\begin{aligned}
&PSD(f) = PSD(0)\frac{\left[1+(f/f_z)^2\right]}{\left[1+(f/f_p)^2\right]} \\
&PSD(0) = -100\ \text{dBc/Hz} \\
&f_p = 250\ \text{kHz} \\
&f_z = 7\,905.7\ \text{kHz}
\end{aligned}
\tag{3.24}
$$

式中，PSD 为相位噪声功率谱密度，f_p 为极点频率，f_z 为零点频率。这个模型的 PSD（∞）值等于−130dBc/Hz。相位噪声功率谱密度如图 3.11 所示。有人认为这个模型表示的相位噪声低于通常实际中的相位噪声。

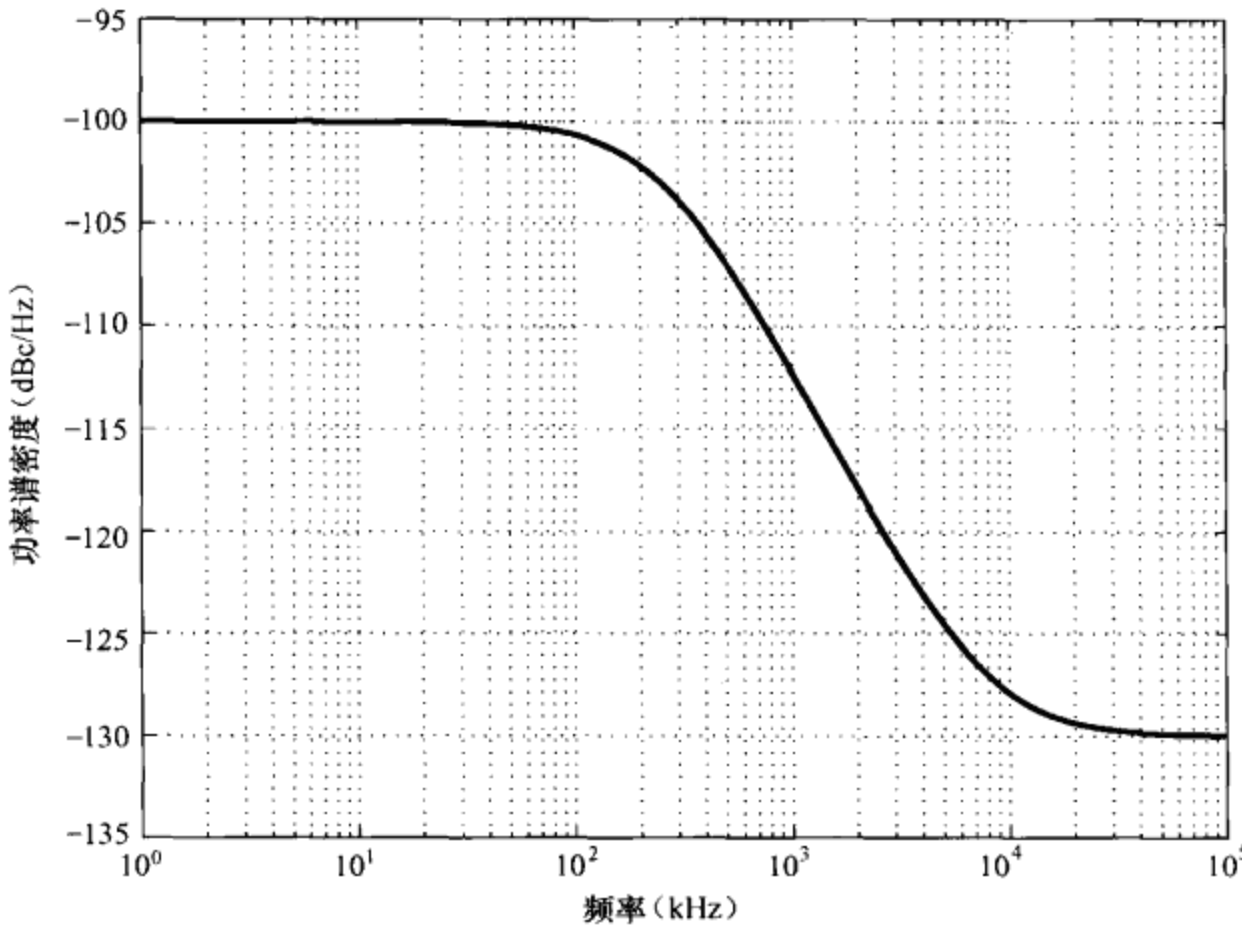


图 3.11　相位噪声功率谱密度

3.5.4.2　功率放大器的非线性

当某给定大小、种类、驱动电流的功率放大器为达到最大输出功率而趋于饱和时，它的效率最高。但是，处于饱和状态的 PA 在放大输入电流时会表现出非线性。PA 在传输波形上导致的扭曲失真会引起频谱增生，从而影响发射机达到特定频谱掩模（spectral mask）的能力。此外，失真还会影响 Tx 的误差矢量幅度（EVM），增加接收机端的信包误差率。

由于其发送波形具有高动态范围和使用高阶调制，802.11n MIMO/OFDM 系统对于 PA 的非线性尤其敏感。因此，为了建立合理的 PHY 模型，尤其在高阶 QAM 调制的情况下，当比较提案时，PHY 仿真中都包括了一个 PA 非线性模型。

图 3.12 所示为在 802.11n 发展过程中仿真时所选用的能量放大器模型。此模型来源于 Webster（2000）。发送数据包的增益被调整到所希望的输出回退（OBO）。由于波形被过分抽样了至少 4 倍，信号幅度便经过了一个非线性变形处理。这种变形模型的选用函数为 Rapp

能量放大器 PA 模型，即

$$A_{\text{out}} = \frac{A_{\text{in}}}{\left(1 + A_{\text{in}}^{2p}\right)^{\frac{1}{2p}}} \tag{3.25}$$

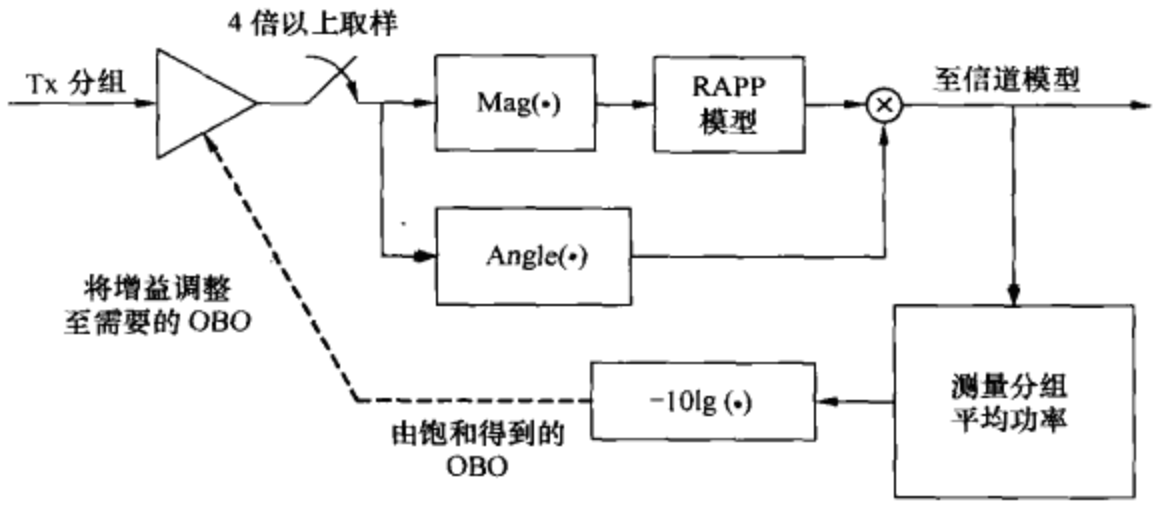


图 3.12　功率放大器模型

在 802.11n 发展中，不同提案的仿真均设 p 值为 3（Stephens，2004）。图 3.13 所示为输入幅度和输出幅度之间的 PA 失真。

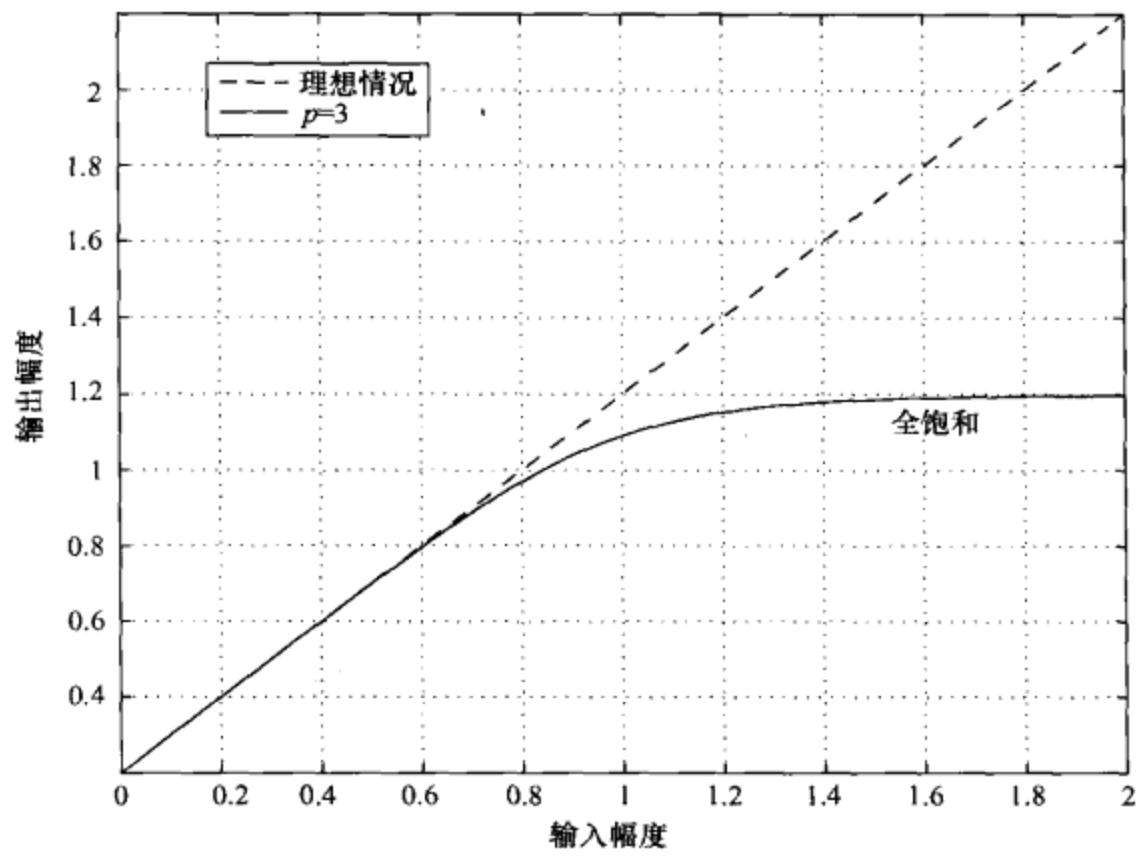


图 3.13　Rapp 模型

仿真中所推荐的全饱和状态的发送功率为 25dBm。总发送功率被限定为不超过 17dBm。因此，推荐设定下的全饱和状态输出补偿 OBO 为 8dB。

由于功率放大器模型的非线性结构，要达到发送波形所期望的 OBO，一种方法是迭代地调整增益。在图 3.12 中，OBO 测量和发送数据包增益之间的虚线表述的就是这种方法。

3.5.5　路径损失

为了确定发射机和接收机之间可达到的范围，我们需要一个路径损失模型以及接收机噪声系数。在 802.11n 比较提案的过程中，从天线到数/模转换器（ADC）输出之间的总输入参

考噪声系数被设为 Stephen（2004）中给出的 10dB。实际的硬件实现通常会得到比此更高的噪声系数。

在 Erceg 等（2004）中定义了室内传播的路径损失模型。该模型包括到达一个断点距离之前（斜率为 2）和断点距离之后的斜率为 3.5 的自由空间（FS）损失。表 3.3 给出了各信道模型的断点距离。路径损失模型还包括由于大范围阻挡而导致的遮蔽衰落损失。

表 3.3　　路径损失模型参数

信道模型	断点距离 d_{BP}(m)	路径损失斜率		衰落标准方差（dB）		信道状况	
		d_{BP} 前	d_{BP} 后	d_{BP} 前	d_{BP} 后	d_{BP} 前	d_{BP} 后
A	5	2	3.5	3	4	LOS	NLOS
B	5	2	3.5	3	4	LOS	NLOS
C	5	2	3.5	3	5	LOS	NLOS
D	10	2	3.5	3	5	LOS	NLOS
E	20	2	3.5	3	6	LOS	NLOS
F	30	2	3.5	3	6	LOS	NLOS

下面的公式给出了路径损失模型：

$$\begin{aligned} L(d) &= L_{FS}(d) + SF & d \leqslant d_{BP} \\ L(d) &= L_{FS}(d_{BP}) + 35\lg\left(\frac{d}{d_{BP}}\right) + SF & d > d_{BP} \end{aligned} \tag{3.26}$$

式中，d 是以 m 为单位的发射机和接收机之间分开的距离，L_{FS} 是以 dB 为单位的自由空间路径损失，d_{BP} 是以 m 为单位的断点距离，SF 是以 dB 为单位的遮蔽衰落损失。自由空间路径损失的定义为

$$L_{FS}(d) = 20\lg(d) + 20\lg(f) - 147.5 \tag{3.27}$$

式中，L_{FS}（d）以 dB 为单位，f 频率是以 Hz 为单位的。

遮蔽衰落损失以零均值的对数正态分布（以 dB 为单位的高斯分布）为模型，即

$$p_{SF}(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_{SF}}}\exp^{\left(-x^2/2\sigma_{SF}^2\right)} \tag{3.28}$$

式中，σ_{SF} 为遮蔽衰落的标准差。断点距离也是遮蔽衰落标准差的转折点。表 3.3 给出了断点之前和之后的遮蔽衰落标准差。

正如我们在 3.5.1 节和表 3.2 中讨论的，脉冲响应条带的莱斯分布 K 因子是信道模型应该为 LOS 还是 NLOS 模型的函数。在所有信道模型中，LOS 条件用于断点之前，NLOS 条件用于断点之后。表 3.3 总结给出了模型中所用的参数。

3.6　线性接收机的设计

式（3.3）和式（3.12）展示了从接收信号中得到数据的一种线性均衡技术。它通常被称为迫零（ZF）算法。Proakis（1989）中有此算法的详细介绍。由于大的平坦衰落（h 接近于 0）或在频率选择性衰落信道中的一个深槽，在使用 ZF 均衡器进行数据估值时，噪声会被高度放大。

一种替代方法是基于最小化均方差（MSE）来选择均衡器权重（W）。根据式（3.10）给出的接收信号（Y），式（3.29）给出了如下 x 的估计值：

$$
\begin{aligned}
Y &= \sqrt{\rho / M} \cdot H \cdot X + Z \\
\hat{X} &= W \cdot Y \\
&= W \cdot \sqrt{\rho / M} \cdot H \cdot X + W \cdot Z
\end{aligned}
\tag{3.29}
$$

最小均方差（MMSE）的估计值使得误差矢量 $e = \hat{X} - X$ 的均方值最小。按照式（3.29）给出的 X 和 Y 的定义，MSE 可以表达如下：

$$
J_{M \times M} = \frac{\rho}{M} WHH^{*}W^{*} + W\Phi_{Z}\, W^{*} - 2\sqrt{\frac{\rho}{M}}\,\mathrm{Re}(WH) + I \tag{3.30}
$$

式中，$J = E[e \cdot e^{*}]$，$\boldsymbol{H}^{*}$ 为 $\boldsymbol{H}$ 的共轭转置，$\boldsymbol{\Phi}_{Z}$ 为噪声协方差矩阵，$\boldsymbol{I}$ 为信号协方差的单位距阵。通过调整 W 来使 MSE 最小化，我们得到了如下 $\boldsymbol{W}$ 的公式：

$$
W = \sqrt{\frac{\rho}{M}} \boldsymbol{H}^{*} \left(\frac{\rho}{M} \boldsymbol{H}\boldsymbol{H}^{*} + \boldsymbol{\Phi}_{Z} \right)^{-1} \tag{3.31}
$$

对应 MMSE 时的权重值，式（3.30）中 MSE 的对角线元素介于 0 和 1 之间（Proakis，1989）。第 i 个数据流对应 MMSE 的输出信噪比为：

$$
SNR_{i} = \frac{1 - J_{i}}{J_{i}} \tag{3.32}
$$

式中，J_{i} 是式（3.30）所给出的 MSE 矩阵的第 i 个对角线因子。

另一方面，使用迫零算法时，MSE 的值是没有界限的。使用迫零算法（以及简化式（3.10）为 $M = N$ 的情况），权重值等于 $\left(\sqrt{\rho / M} \cdot H\right)^{-1}$。代替式（3.30）中的 W，并且使 $\boldsymbol{\Phi}_{Z} = I$（因为我们已经将噪声元素 Z 定义成了正态分布 N(0，1)），迫零算法得到的 MSE 为 $((\rho / M) \cdot \boldsymbol{H} * \boldsymbol{H})^{-1}$。迫零算法的输出信噪比是 MSE 对角线元素的倒数，即

$$
SNR_{i} - \frac{1}{\mathrm{diag}_{i}\left(\left(\frac{\rho}{M} \cdot \boldsymbol{H}^{*}\boldsymbol{H} \right)^{-1} \right)} \tag{3.33}
$$

图 3.14 给出了在有两个发送天线和两个接收天线时，MMSE（虚线）和 ZF（实线）在 0dB、10dB 和 20dB 3 种输入信噪比情况下的比较。信道矩阵 H 的每个元素都以独立且相同分布的瑞利衰落为模型。在较高输入信噪比的情况下，MMSE 和 ZF 的输出信噪比很相似。通过将 ZF 的权重同样表示成 $\sqrt{(\rho / M)} \cdot \boldsymbol{H} * ((\rho / M)\boldsymbol{H}\boldsymbol{H}*)^{-1}$，我们可以看到这一点。将其与式（3.31）的 MMSE 的权重相比较，随着输入信噪比的增加，$\boldsymbol{\Phi}_{Z}$ 所占的比重将趋近于 0，ZF 和 MMSE 的权重将重合。不过，正如图 3.14 所示，CCDF 大于等于 90%时，在较低的输入信噪比情况下，MMSE 得到的改善比 ZF 超出了 5dB。

MMSE 优于 ZF 的特点可以通过校验容量得到进一步的体现。基于输出信噪比，容量公式为

$$
C = \sum_{i=1}^{M} \log_{2}(1 + SNR_{i}) \tag{3.34}
$$

式中，M 为数据流数。

为了仿真容量，我们将图 3.14 所提供的输出 SNR 数据代入式（3.34）中。图 3.15 给出了当输入 SNR 为 0dB、10dB 和 20dB 时，ZF 的容量结果（实线）和 MMSE 接收机的容量结

果（虚线）。将这些结果与式（3.11）给出的香农容量（点线）相比较可知，当输入 SNR 为 0dB 时，MMSE 容量接近香农容量，约为其 90%；而 ZF 接收机同样情况下所提供的容量就低得多。随着 SNR 的增加，MMSE 的容量和 ZF 的容量渐渐重合。并且，MMSE 的容量也偏离了香农容量极限。

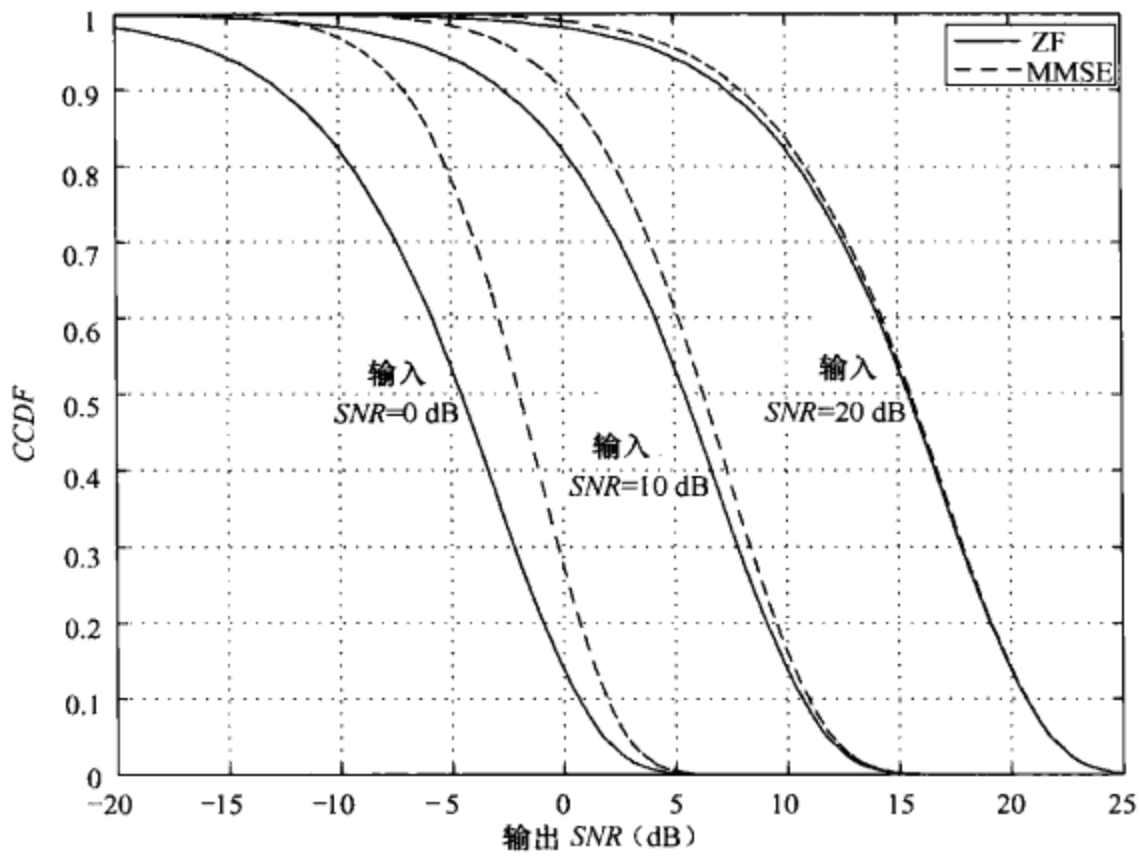


图 3.14　MMSE 与 ZF 的输出 SNR 比较

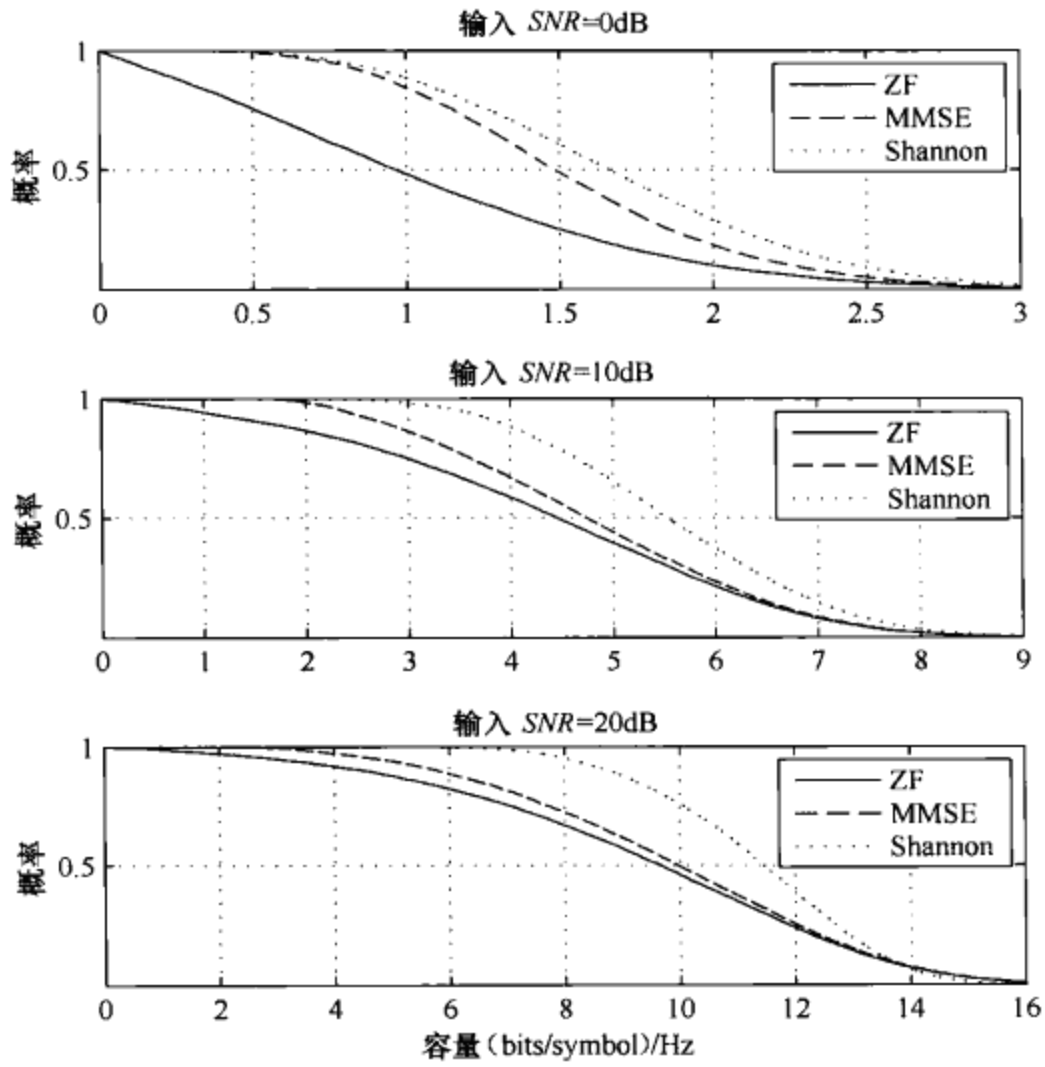


图 3.15　MMSE 容量、ZF 容量与香农容量的比较

3.7　最大似然估计

使用最大似然（ML）估计是线性接收机设计的一个替代方案。根据式（3.10）定义的通信系统，ML 估计器使得在给定接收信号 Y 的情况下，发送信号为信号 X 的概率最大，如下式所示（Proakis，1989）：

$$P(X_i\text{被发送}\mid Y)=\frac{p(Y\mid X_i)\bullet P(X_i)}{p(Y)}\quad i=1,\ \cdots M \tag{3.35}$$

式中，X 为一组 M 个概率相同发送信号。所有信号的 $p(Y)$都是相同的，而且对于所有相同概率的信号 i，$P(X_i)=1/M$。所以这两个因素都不影响估计结果。于是，最大似然标准（Proakis，1989）为

$$\hat{X}=\underset{i}{\arg\max}\ p(Y\mid X_i)\quad i=1,\ \cdots M \tag{3.36}$$

将接收机端的信道估计 $\widetilde{\boldsymbol{H}}$ 考虑进来，上面的公式就变为（van Nee 等，2000）

$$\hat{X}=\arg\min_{i}\|Y-\widetilde{\boldsymbol{H}}\cdot X_j \tag{3.37}$$

这里，最大似然估计是最小欧几里得距离的函数。

ML 解码的一个优势在于它可以获得一个与接收天线数目相同的分集阶数（van Nee 等，2000）。相比较而言，一个 MMSE 接收机得到的分集阶数只等于接收天线数减去空间流数再加 1。例如，一个有 3 个天线的接收机接收一个有两个空间流的传输时，它的分集阶数为 2。但是，只要有两个接收天线，一个 ML 解码器就可以获得分级阶数 2，因而降低了 RF 实现的复杂度和成本。或者反过来比较，有两个天线的 MMSE 接收机和有两个天线的 ML 接收机，ML 接收机会多提供一个分集阶数。独立于空间流数是 ML 接收机的一个非常重要的特性。这是因为当空间流的数目随着 MIMO/SDM 增加时，ML 接收机可以仍然保持其分集阶数。

ML 的一个主要缺点是估计器的复杂度随着星座的大小和空间流数目的增加呈指数增长。从这一点来看，ML 比 MMSE 复杂得多。例如，对于 64-QAM 和两个空间流系统，ML 要求计算和排序 $64^2=4096$ 个欧几里得范数；当空间流为 3 个时，这个数字便增加到 $64^3=262\ 144$。

为减少复杂度而进行的 ML 次优化实现还正在研究中，特别指出其中的两个研究领域：格栅减少和球面解码。格栅减少的基本方法是通过对信道矩阵做出基本改变来进行初始检测。基本改变允许一个类似 ZF 的接收机结构，但是避免了信道矩阵奇异性所带来的损害 ZF 接收机性能的问题。如果假设在通过接收机之后流之间是相互独立的，那么需要进行计算的欧几里得范数的数目就大幅度减少了。格栅减少会导致 ML 理论性能的降低，而且也没有得到完全独立的流。MIMO 系统的格栅减少技术首次出现在 Yao 和 Warnell（2002），Bergenguer 等（2002）扩展了格栅减少技术，Argrell 等（2002）提供了一个有关最近点搜索的概括。

球面解码中，在搜索式（3.37）的 X_i 的过程中，只考虑在一个特定的球面内的欧几里得范数。估计器的复杂度随着球面半径的减小而减小。但是，如果球面半径太小，算法可能因无法找到任何一个球面内的点而失效（Hochwald 和 ten Brink，2003）。Hochwald 和 ten Brink（2003）给出了有关球面解码更进一步的讨论（包括性能曲线）。

参考文献

Argrell, E., Eriksson, T., Vardy, A., and Zeger, K. (2002). Closest point search in lattices. *IEEE Transactions on Information Theory*, **48**(8), 2201–14.

Berenguer, I., Adeane, J.,Wassell, I. J., andWang, X. (2004). Lattice-reduction-aided receivers for MIMO-OFDM in spatial multiplexing systems. *15th Personal Indoor Multimedia and Radio Communications (PIMRC 04)*, Barcelona, September 2004.

Erceg, V., Schumacher, L., Kyritsi, P., *et al.* (2004). *TGn ChannelModels*, IEEE 802.11-03/940r4.

Foschini, G. J. (1996). Layered space-time architecture for wireless communication in a fading environment when using multi-element antennas. *Bell Labs Technical Journal*, Autumn, 41–59.

Foschini, G. J. and Gans, M. J. (1998). On the limits of wireless communications in a fading environment when using multiple antennas. *Wireless Personal Communications*, **6**, 311-35.

Hochwald, B.M. and ten Brink, S. (2003). Achieving near-capacity on a multiple-antenna channel.*IEEE Transactions on Communications*, **51**(3), 389–99.

Jakes, W. C. (1974). *Microwave Mobile Communications*. New York: Wiley.

Lee,W. C.Y. (1973). Effects on correlation between two mobile radio base-station antennas. *IEEE Transactions on Communications*, **COM-21**, 1214–24.

Perahia, E. and Pottie, G. J. (1996). Adaptive antenna arrays and equalization for indoor digital radio. *International Conference on Communications*, June 23–27, Dallas, Tx.

Proakis, J. G. (1989). *Digital Communications*. New York: McGraw-Hill.

Rappaport, T. S. (1996).*Wireless Communications. Principles and Practice*. New Jersey: Prentice Hall.

Saleh, A. A. M. andValenzuela, R. A. (1987).Astatistical model for indoor multipath propagation. *IEEE Journal of Selected Areas in Communications*, **5**, 128-37.

Salz, J. andWinters, J. H. (1994). Effect of fading correlation on adaptive arrays in digital mobile radio. *IEEE Transactions on Vehicle Technology*, **43**, 1049–57.

Schumacher, L., Pedersen, K. I., andMogensen, P. E. (2002). From antenna spacings to theoretical capacities – guidelines for simulating MIMO systems. *Proc. 13th International Symposium on Personal, Indoor, and Mobile Radio Communications*, **2**, 587–592.

Stephens, A. (2004), *IEEE 802.11 TGn Comparison Criteria*, IEEE 802.11-03/814r31.

Stephens, A., Bjerke, B., Jechoux, B., *et al.* (2004). *Usage Models*, IEEE 802.11-03/802r23.

van Nee, R., van Zelst, A., and Awater, G. (2000). Maximum likelihood decoding in a space division multiplexing system. *Proceedings of the Vehicular Technology Conference*, May 15-18, Tokyo, **1**, 6-10.

Webster, M. (2000). *Suggested PA Model for 802.11 HRB*, IEEE 802.11-00/294.

Yao, H. and Wornell, G.W. (2002). Lattice-reduction-aided detectors for MIMO communicationsystems. *Proceedings of IEEE Globecom 2002*, Taipei, Taiwan, 424–8.

附录 3.1　802.11n 信道模型

表 3.4～表 3.11 给出了取自 Erceg 等（2004）的 802.11n 信道模型参数。表格中的空白项表示对于特定的群集数，在对应的时间点没有信道条带(channel tap)。

表 3.4　　信道模型 A（Erceg 等，2004）

条带标号	群集					
	超量延时(ns)	功率(dB)	AoA(°)	AS Rx(°)	AoD(°)	Ao Tx(°)
1	0	0	45	40	45	40

表 3.5　　信道模型 B（Erceg 等，2004）

条带标号	超量延时(ns)	群集 1					群集 2				
		功率(dB)	AoA(°)	AS Rx(°)	AoD(°)	AS Tx(°)	功率(dB)	AoA(°)	AS Rx(°)	AoD(°)	AS Tx(°)
1	0	0	4.3	14.4	225.1	14.4					
2	10	−5.4	4.3	14.4	225.1	14.4					
3	20	−10.8	4.3	14.4	225.1	14.4	−3.2	118.4	25.2	106.5	25.4
4	30	−16.2	4.3	14.4	225.1	14.4	−6.3	118.4	25.2	106.5	25.4
5	40	−21.7	4.3	14.4	225.1	14.4	−9.4	118.4	25.2	106.5	25.4
6	50						−12.5	118.4	25.2	106.5	25.4
7	60						−15.6	118.4	25.2	106.5	25.4
8	70						−18.7	118.4	25.2	106.5	25.4
9	80						−21.8	118.4	25.2	106.5	25.4

表 3.6　　信道模型 C（Erceg 等，2004）

条带标号	超量延时(ns)	群集 1					群集 2				
		功率(dB)	AoA(°)	AS Rx(°)	AoD(°)	AS Tx(°)	功率(dB)	AoA(°)	AS Rx(°)	AoD(°)	AS Tx(°)
1	0	0	290.3	24.6	13.5	24.7					
2	10	−2.1	290.3	24.6	13.5	24.7					
3	20	−4.3	290.3	24.6	13.5	24.7					
4	30	−6.5	290.3	24.6	13.5	24.7					
5	40	−8.6	290.3	24.6	13.5	24.7					
6	50	−10.8	290.3	24.6	13.5	24.7					
7	60	−13.0	290.3	24.6	13.5	24.7	−5.0	332.3	22.4	56.4	22.5
8	70	−15.2	290.3	24.6	13.5	24.7	−7.2	332.3	22.4	56.4	22.5
9	80	−17.3	290.3	24.6	13.5	24.7	−9.3	332.3	22.4	56.4	22.5
10	90	−19.5	290.3	24.6	13.5	24.7	−11.5	332.3	22.4	56.4	22.5
11	110						−13.7	332.3	22.4	56.4	22.5
12	140						−15.8	332.3	22.4	56.4	22.5
13	170						−18.0	332.3	22.4	56.4	22.5
14	200						−20.2	332.3	22.4	56.4	22.5

表 3.7　　信通模型 D（Erceg 等，2004）

条带标号	超量延时 (ns)	群集 1					群集 2					群集 3				
		功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)
1	**0**	0	158.9	27.7	332.1	27.4										
2	**10**	−0.9	158.9	27.7	332.1	27.4										
3	**20**	−1.7	158.9	27.7	332.1	27.4										
4	**30**	−2.6	158.9	27.7	332.1	27.4										
5	**40**	−3.5	158.9	27.7	332.1	27.4										
6	**50**	−4.3	158.9	27.7	332.1	27.4										
7	**60**	−5.2	158.9	27.7	332.1	27.4										
8	**70**	−6.1	158.9	27.7	332.1	27.4										
9	**80**	−6.9	158.9	27.7	332.1	27.4										
10	**90**	−7.8	158.9	27.7	332.1	27.4										
11	**110**	−9.0	158.9	27.7	332.1	27.4	−6.6	320.2	31.4	49.3	32.1					
12	**140**	−11.1	158.9	27.7	332.1	27.4	−9.5	320.2	31.4	49.3	32.1					
13	**170**	−13.7	158.9	27.7	332.1	27.4	−12.1	320.2	31.4	49.3	32.1					
14	**200**	−16.3	158.9	27.7	332.1	27.4	−14.7	320.2	31.4	49.3	32.1					
15	**240**	−19.3	158.9	27.7	332.1	27.4	−17.4	320.2	31.4	49.3	32.1	−18.8	276.1	37.4	275.9	36.8
16	**290**	−23.2	158.9	27.7	332.1	27.4	−21.9	320.2	31.4	49.3	32.1	−23.2	276.1	37.4	275.9	36.8
17	**340**						−25.5	320.2	31.4	49.3	32.1	−25.2	276.1	37.4	275.9	36.8
18	**390**											−26.7	276.1	37.4	275.9	36.8

表 3.8　　信道模型 E，群集 1 和群集 2（Erceg 等，2004）

条带标号	超量延时(ns)	群集 1					群集 2				
		功率(dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率(dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)
1	**0**	−2.6	163.7	35.8	105.6	36.1					
2	**10**	−3.0	163.7	35.8	105.6	36.1					
3	**20**	−3.5	163.7	35.8	105.6	36.1					
4	**30**	−3.9	163.7	35.8	105.6	36.1					
5	**50**	−4.5	163.7	35.8	105.6	36.1	−1.8	251.8	41.6	293.1	42.5
6	**80**	−5.6	163.7	35.8	105.6	36.1	−3.2	251.8	41.6	293.1	42.5
7	**110**	−6.9	163.7	35.8	105.6	36.1	−4.5	251.8	41.6	293.1	42.5
8	**140**	−8.2	163.7	35.8	105.6	36.1	−5.8	251.8	41.6	293.1	42.5
9	**180**	−9.8	163.7	35.8	105.6	36.1	−7.1	251.8	41.6	293.1	42.5
10	**230**	−11.7	163.7	35.8	105.6	36.1	−9.9	251.8	41.6	293.1	42.5
11	**280**	−13.9	163.7	35.8	105.6	36.1	−10.3	251.8	41.6	293.1	42.5
12	**330**	−16.1	163.7	35.8	105.6	36.1	−14.3	251.8	41.6	293.1	42.5
13	**380**	−18.3	163.7	35.8	105.6	36.1	−14.7	251.8	41.6	293.1	42.5
14	**430**	−20.5	163.7	35.8	105.6	36.1	−18.7	251.8	41.6	293.1	42.5
15	**490**	−22.9	163.7	35.8	105.6	36.1	−19.9	251.8	41.6	293.1	42.5
16	**560**						−22.4	251.8	41.6	293.1	42.5

表 3.9　　信道模型 E，群集 3 和群集 4（Erceg 等，2004）

条带标号	超量延时(ns)	群集 3					群集 4				
		功率(dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率(dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)
9	**180**	−7.9	80.0	37.4	61.9	38.0					
10	**230**	−9.6	80.0	37.4	61.9	38.0					
11	**280**	−14.2	80.0	37.4	61.9	38.0					
12	**330**	−13.8	80.0	37.4	61.9	38.0					
13	**380**	−18.6	80.0	37.4	61.9	38.0					
14	**430**	−18.1	80.0	37.4	61.9	38.0					
15	**490**	−22.8	80.0	37.4	61.9	38.0	−20.6	182.0	40.3	275.7	38.7
16	**560**						−20.5	182.0	40.3	275.7	38.7
17	**640**						−20.7	182.0	40.3	275.7	38.7
18	**730**						−24.6	182.0	40.3	275.7	38.7

表 3.10　　信通模型 F，群集 1、群集 2 和群集 3（Erceg 等，2004）

条带标号	超量延时 (ns)	群集 1					群集 2					群集 3				
		功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)
1	**0**	−3.3	315.1	48.0	56.2	41.6										
2	**10**	−3.6	315.1	48.0	56.2	41.6										
3	**20**	−3.9	315.1	48.0	56.2	41.6										
4	**30**	−4.2	315.1	48.0	56.2	41.6										
5	**50**	−4.6	315.1	48.0	56.2	41.6	−1.8	180.4	55.0	183.7	55.2					
6	**80**	−5.3	315.1	48.0	56.2	41.6	−2.8	180.4	55.0	183.7	55.2					
7	**110**	−6.2	315.1	48.0	56.2	41.6	−3.5	180.4	55.0	183.7	55.2					
8	**140**	−7.1	315.1	48.0	56.2	41.6	−4.4	180.4	55.0	183.7	55.2					
9	**180**	−8.2	315.1	48.0	56.2	41.6	−5.3	180.4	55.0	183.7	55.2	−5.7	74.7	42.0	153.0	47.4
10	**230**	−9.5	315.1	48.0	56.2	41.6	−7.4	180.4	55.0	183.7	55.2	−6.7	74.7	42.0	153.0	47.4
11	**280**	−11.0	315.1	48.0	56.2	41.6	−7.0	180.4	55.0	183.7	55.2	−10.4	74.7	42.0	153.0	47.4
12	**330**	−12.5	315.1	48.0	56.2	41.6	−10.3	180.4	55.0	183.7	55.2	−9.6	74.7	42.0	153.0	47.4
13	**400**	−14.3	315.1	48.0	56.2	41.6	−10.4	180.4	55.0	183.7	55.2	−14.1	74.7	42.0	153.0	47.4
14	**490**	−16.7	315.1	48.0	56.2	41.6	−13.8	180.4	55.0	183.7	55.2	−12.7	74.7	42.0	153.0	47.4
15	**600**	−19.9	315.1	48.0	56.2	41.6	−15.7	180.4	55.0	183.7	55.2	−18.5	74.7	42.0	153.0	47.4
16	**730**						−19.9	180.4	55.0	183.7	55.2					

表 3.11　　信通模型 F，群集 4、群集 5 和群集 6（Erceg 等，2004）

条带标号	超量延时 (ns)	群集 4					群集 5					群集 6				
		功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)	功率 (dB)	AoA (°)	AS Rx (°)	AoD (°)	AS Tx (°)
13	**400**	−8.8	251.5	28.6	112.5	27.2										
14	**490**	−13.3	251.5	28.6	112.5	27.2										
15	**600**	−18.7	251.5	28.6	112.5	27.2	−12.9	68.5	30.7	291.0	33.0					
16	**730**						−14.2	68.5	30.7	291.0	33.0					
17	**880**											−16.3	246.2	38.2	62.3	38.0
18	**1050**											−21.2	246.2	38.2	62.3	38.0

第 4 章

与传统 11a/g OFDM 设备间的 PHY 互操作性

正如在 Stephens（2005）中所讲述的，在 802.11n 标准的发展过程中，功能上的一个要求就是它的一些操作模式必须与 802.11a（如果支持 2.4GHz，就还有 801.11g）后向兼容。802.11n 标准制订小组还进一步决定互操作性应该在物理层实现。因此，在 802.11n 中便有必要定义一个混合格式（MF）的前导码。在本章中，为了全面理解生成一个可以在 802.11a 和 802.11n 设备间互操作的前导码的问题，我们首先回顾 802.11a 的分组结构、传输过程以及接收过程。对于没包含在这里的 802.11n 的更详细情况，请参阅 IEEE（2007a）中的第 7 章。在总体回顾之后，是对 802.11n 中的混合格式前导码的详细讨论。

4.1 802.11a 分组结构回顾

802.11a 的分组结构如图 4.1 所示。

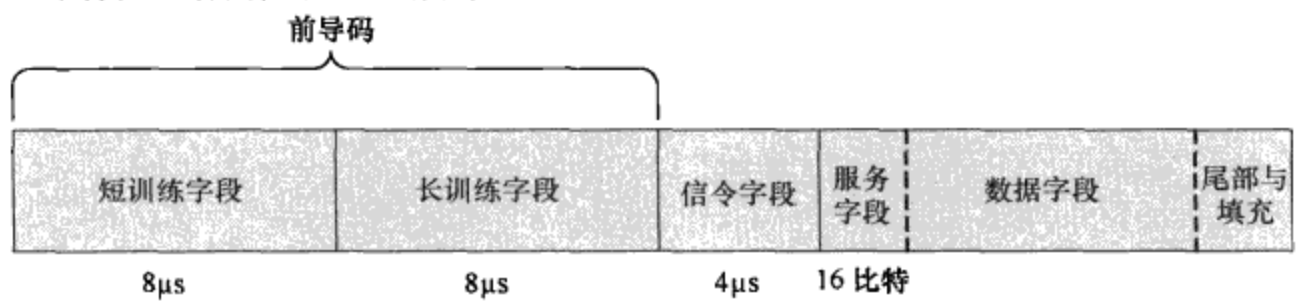


图 4.1 802.11a 的分组结构

短训练字段（STF）用于分组开始的检测和自动增益控制（AGC）设置。此外，STF 还用于初始频率偏移估计和初始时间同步。STF 的后面是用于信道估计和更精确的频率偏移估计及时间同步的长训练字段（LTF）。LTF 之后便是包含分组的速率和长度信息的信令字段（SIG）。例如 BPSK 是码率为 1/2 的编码，64-QAM 为码率为 3/4 的编码。再后面是数据字段。数据字段的前 16 个比特包含服务字段。图 4.2 所示为 802.11a 的一个发送波形。

4.1.1 短训练字段

STF 的长度为 8μs。在时域中，STF 包含 10 个重复的 0.8μs 码元。STF 是基于式（4.1）（IEEE 2007a）给出的频域序列而定义的：

$$
\begin{aligned}
S_{-26,26} = \sqrt{13/6}\{&0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,-1-\mathrm{j},\\
&0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,0,0,0,0,-1-\mathrm{j},\\
&0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},\\
&0,0,0,1+j,0,0\}
\end{aligned}
\tag{4.1}
$$

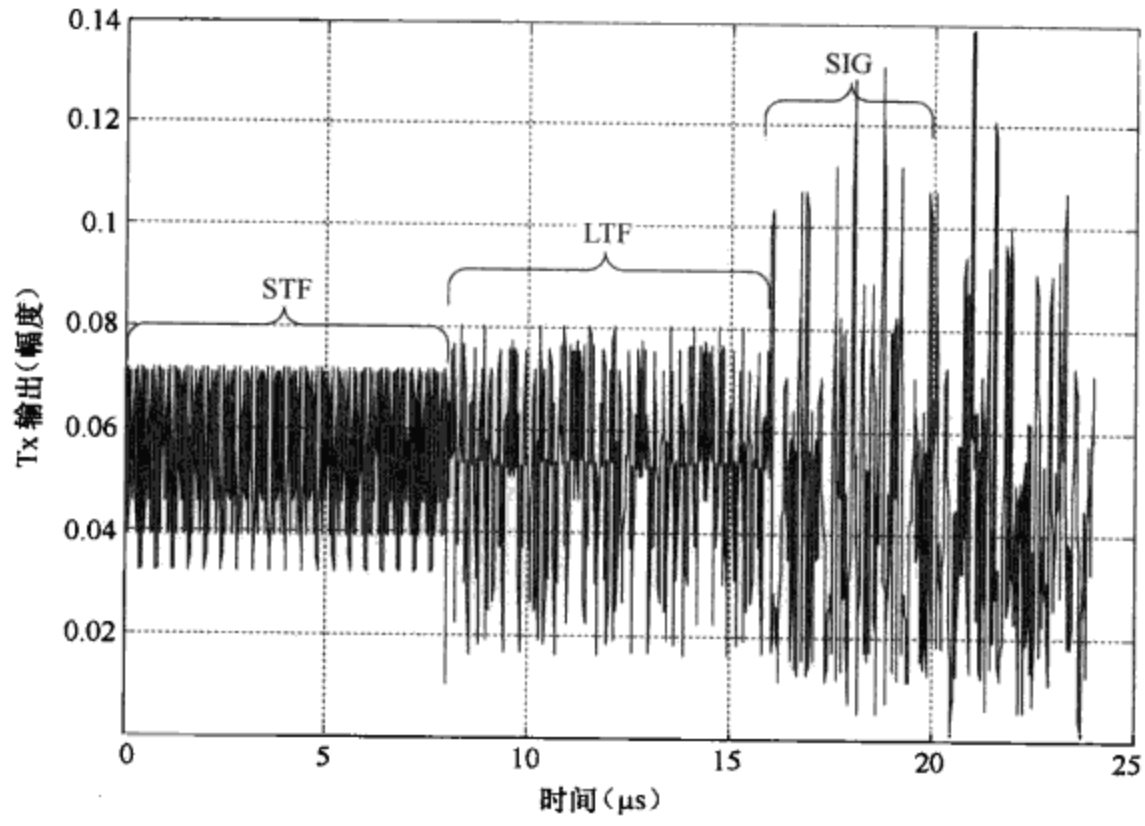


图 4.2　802.11a 的发送波形

该序列使用 52 个子载波中的 12 个。一个 64 位的 IFFT 生成一个 3.2μs 的时域序列，其中包含同一个模式的 4 次重复（产生了 0.8μs 的周期）。图 4.3 展示了取样速率为 20Msample/s 的这样一个序列。该序列可以重复两次半来产生 10 个短码元复制。

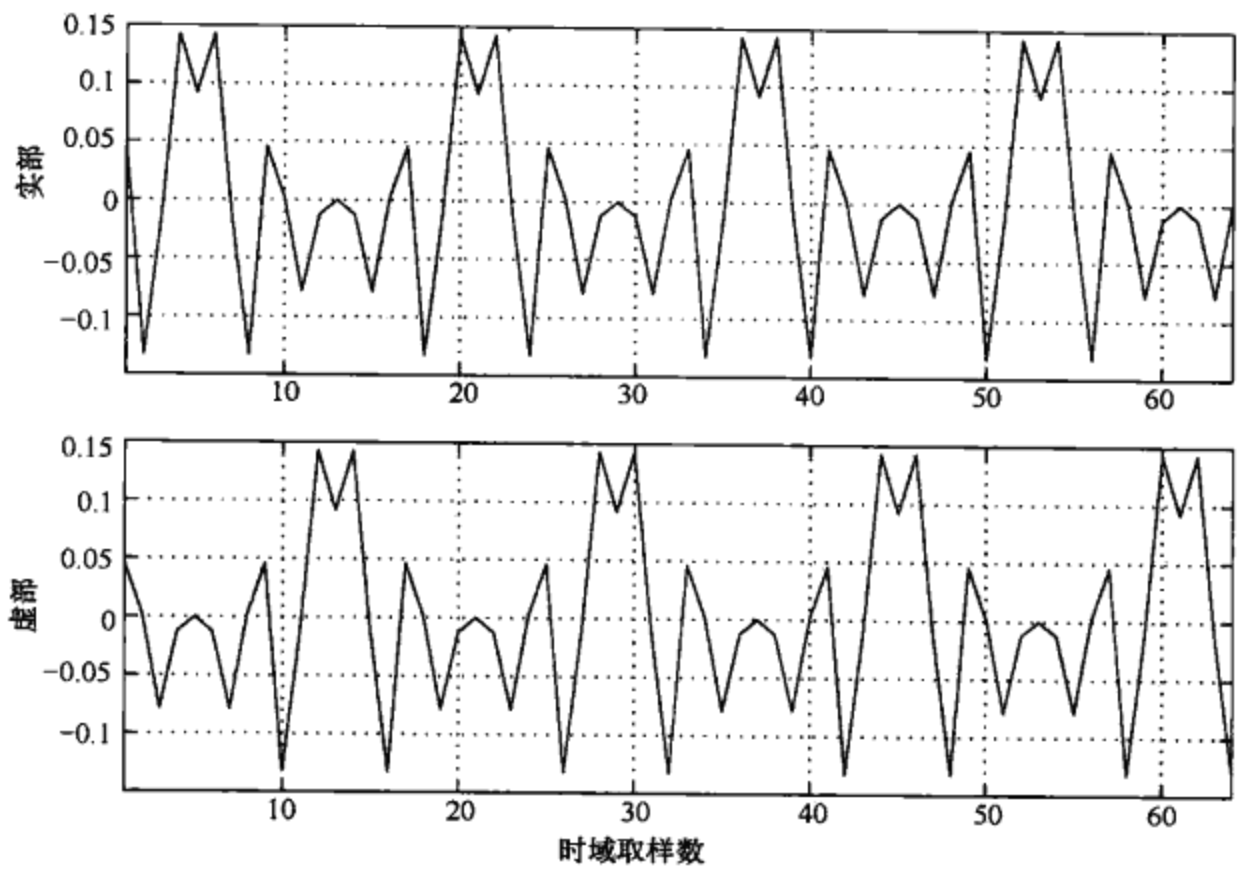


图 4.3　短训练码元的结构

所选的序列需要有好的相关特性和低峰均功率。这样，即使被过量的模拟前端剪辑或压缩，它的特性也可以保持不变。图 4.4 所示为 STF 和一个短训练码之间的互相关性。相关峰值和相关肩高值之间的差大于 10dB。

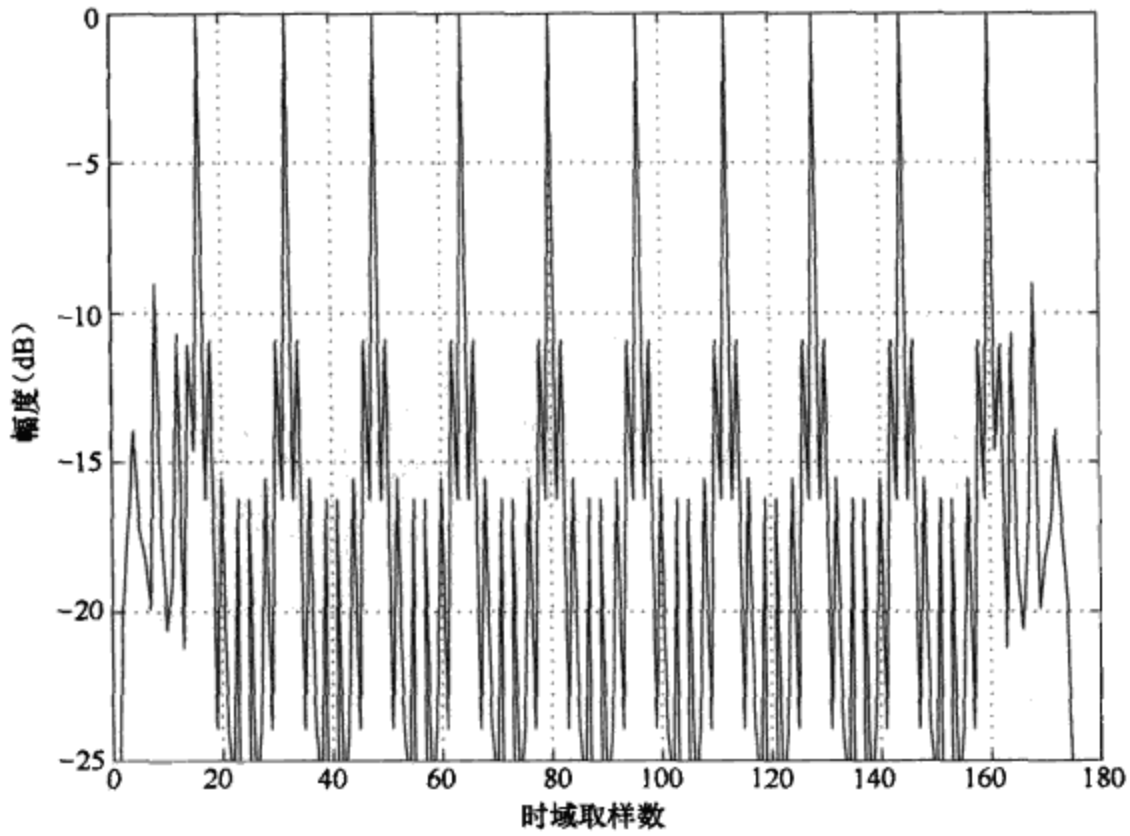


图 4.4　短训练字段相关性

相关峰值可用在一个基于时域的计时获取方法中以提取一个初始时间估计。重要的一点是，STF 的互相关特性会由于信道中的延迟响应而恶化。图 4.5 给出了一个具有两个条带的信道模型的互相关例子。图中实线代表第二个条带延迟为 50ns 的信道；虚线代表第二个条带延迟为 400ns 的信道。具有 50ns 延迟时，互相关峰值比图 4.4 所示的峰值稍宽。但是，具有 400ns 延迟时，出现的额外的相关峰值会对定时获取不利。在 802.11n 中，这个问题对 MF 前导码的设计有重大影响。这一点会在 4.2.1 节中进一步讨论。

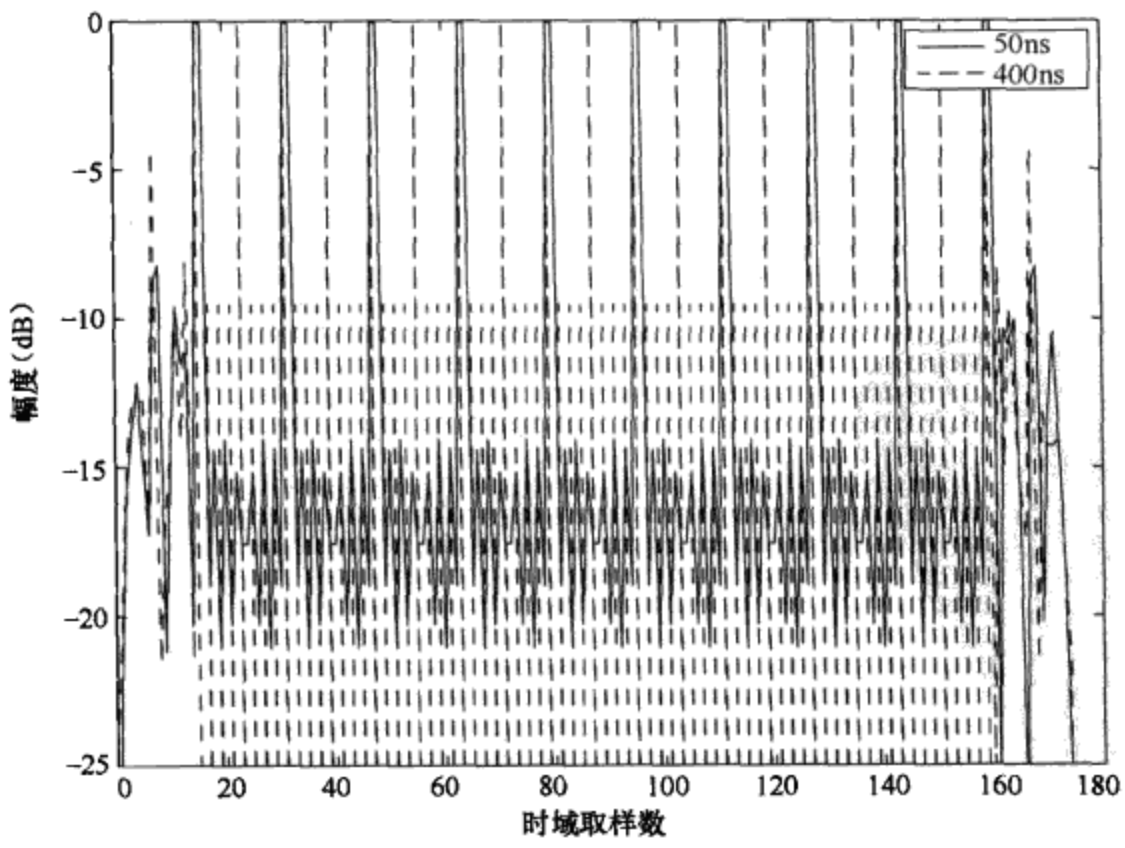


图 4.5　具有延迟响应的 STF 互相关性

STF 的重复特性还可用于将一个 0.8μs 的短码元与它的前一个码元相关（通常称为自相关，因为接收的信号与它的延迟版本相关）。该技术可用于分组检测。在这里，相关值超出一定阈值表示检测到一个分组。此外，这个相关值可以用于设置 AGC。已证明，相对于互相关，这个方法对较长的延迟扩展较不敏感。但它在较嘈杂的情况下可能效率较低。

STF 还可用于初始频率偏移估计。由于码元的重复，在相隔 0.8μs（或者在取样频率为 20MHz 时为 16 个取样）的 STF 中，两个取样间相位差允许对频率偏移的评估。这个操作可以解决发送设备和接收设备间高达±625kHz（±1/0.8μs/2）的频率偏移。

4.1.2　长训练字段

长训练字段在长度上也是 8μs，由两个 3.2μs 的长训练码元及其前面 1.6μs 的循环前缀组成。循环前缀由长训练码元的后半部分组成。长训练码元是式（4.2）（IEEE，207a）所给的频域序列的一个 64 点 IFFT。当子载波的位置范围标记为−32，−31，…，−1，0，1，…，31 时，载有长训练码元的子载波集中位于−26，−25，…，−2，−1，1，2，…，25，26 范围内。所有载有码元的子载波的值均为−1 或 1。位于 DC 的子载波 L_0 并不载有码元。

$$\begin{aligned} L_{-26,26} = \{&1,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,1,1,1,1,1,1,-1,-1,1,1,-1,1,\\ &-1,1,1,1,1,0,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,1,-1,-1,-1,-1,\\ &-1,1,1,-1,-1,1,-1,1,-1,1,1,1,1\} \end{aligned} \tag{4.2}$$

图 4.6 所示为前导码与长训练码元之间的互相关，取样速率为 20Msample/s。基于定时获取方法，相关峰值可用来在时域上得到一个更精确的时间估计。或者，LTF 的 1.6μs 循环前缀可用于互相关或自相关的相关计算。此外，STF 和 LTF 之间的转换可用于更精确的定时获取，例如通过确定 STF 的自相关何时减弱。

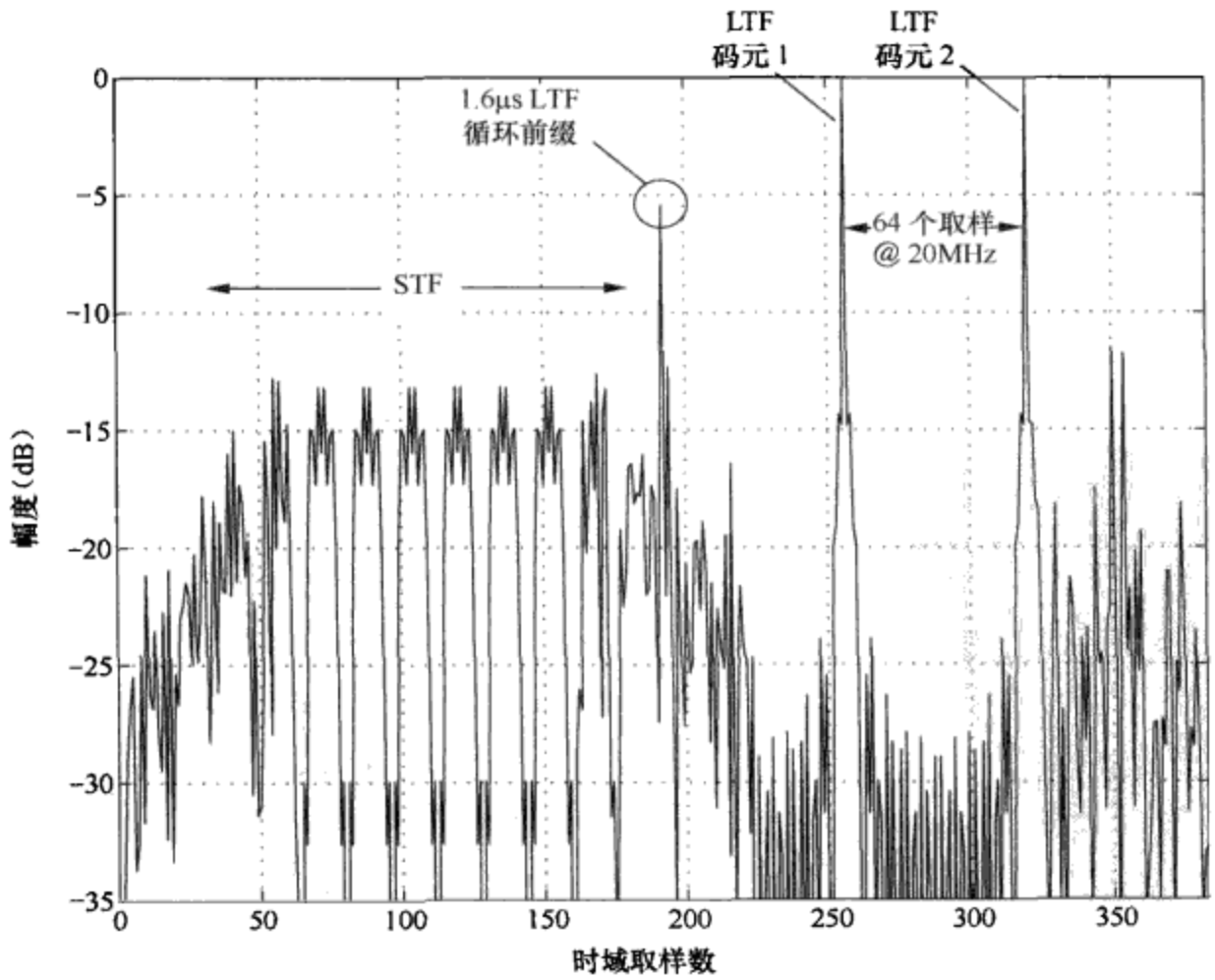


图 4.6　前导码和长训练码元的相关性

由于码元的重复，LTF 中两个相隔 3.2μs 的取样（取样速率为 20MHz 时为 64 个取样）之间的相位差允许得到载波频率偏移的一个更加精确的估计。这个运算可以解决高达±156.25kHz（±1/3.2μs/2）的频率偏移，因此它可以和 STF 的频率偏移估计结合起来使用。

LTF 的另一个主要目的是用于信道估计。接收机从 LTF 中提取两个长训练码元。在对码元进行了一个 FFT 后，训练子载波就被提取出来。来自第一个长训练码元的子载波与来自第二个码元的子载波作平均，将噪声影响减少了 3dB。对于随后的每个子载波 k，我们都有一个基本的通信系统公式，$y_k = h_k L_k + z_k$。L_k 的值由式（4.2）给出。每一个子载波 k 的信道估计值是已知训练码元信息除以接收信号，即 $\hat{h}_k = y_k / L_k$。

由于信道估计被用于均衡随后的 OFDM 码元，信道估计的噪声在数据检测中通过数据包进行传播。为了减少信道估计的噪声，需要应用子载波平滑技术。一个简单的方法是将子载波 k 的信道估计与其相邻的子载波一起进行加权平均，即

$$\tilde{h}_k = \frac{a \bullet \hat{h}_{k-1} + b \bullet \hat{h}_k + a \bullet \hat{h}_{k+1}}{2 \bullet a + b} \tag{4.3}$$

信道的自然特性必须与子载波平滑一起考虑。在一个低延迟扩散、平坦衰落的信道中，相邻子载波上的信道条带高度相关，子载波平滑也显著地减少了噪声。然而，在一个高频选择性衰竭信道中，相邻信道条带可能并不相关，需要应用更复杂的平滑算法。否则，不当的平均方法将会损坏信道估计。

4.1.3 信令字段

如图 4.7 所示，SIG 由 24 个信息比特组成。SIG 本身使用 BPSK 调制和 1/2 速率的二进制卷积码（BCC）（其后是交织）传输，以使接收概率最大。BCC 将在 4.1.5 节中讲述。不仅确定的接收机正确地解码 SIG 很重要，附近的基站也需要正确地解码 SIG 以便适当地延缓信道接入。

速率 4 bit	保留 1 bit	长度 12 bit	校验码 1 bit	尾部 6 bit

图 4.7 信令字段

SIG 由单个 4μs 码元（3.2μs 的 OFDM 码元及其 0.8μs 的循环前缀）组成。波形使用与 LTF 一样的 52 个子载波。48 个编码比特为在 48 个子载波上的 BPSK 调制，另外 4 个子载波用作相位和频率跟踪和训练的导频。当子载波位置范围为−32，−31，…，−1，0，1，…，31 时，载有信号的子载波位于−26，−25，…，−2，−1，1，2，…，25，26。导频子载波位于−21，−7，7，21。剩余的 48 个子载波载有已编码的 SIG 比特。

SIG 包含用于配置接收机的分组信息：速率（调制和编码）和长度（八进制的被传输的数据量）。表 4.1 给出了速率字段的细节。保留比特位以后使用。校验比特位给出了前 17 个比特的偶校验。由于 SIG 与数据字段分别进行编码，尾部比特位被设为 0，用于清空编码器和解码器。

表 4.1　　速率信息

速率比特字段	数据速率（Mbit/s）	调　　制	码　　率
1101	6	BPSK	1/2
1111	9	BPSK	3/4
0101	12	QPSK	1/2
0111	18	QPSK	3/4
1001	24	16-QAM	1/2
1011	36	16-QAM	3/4
0001	48	64-QAM	2/3
0011	54	64-QAM	3/4

校验和保留比特位在 802.11n MF 前导码结构的发展中起到了重要的作用。已证明，SIG 中的单个校验比特在低 SNR 的情况下是有问题的。在非常嘈杂的情况下，单个校验比特位的假阳性（false positive）概率接近 50%。尤其是在接收机没有收到信号的时候，这种情况就会发生。假阳性错误地将一个 SIG 标记为有效的，这使得接收机使用长度和速率值来延迟传输。在一个嘈杂的环境中或没有分组时，这些字段应该是随机比特，设备可能在一段较长的时间里无法接收或发送有效的分组。这显著地降低了吞吐率。

通过先测量接收信号量并只处理超过某一阈值的信号，这个问题可以部分得到解决。但是，有些制造商额外使用保留比特位进行更多的校验。为了保持设备间的后向兼容，SIG 中的保留比特位将不被用于标志新的 802.11n MF 分组。于是便要求在 802.11a 和 802.11n MF 分组之间有一个自动监测。我们将在 4.2.2.1 节中进一步讨论这个问题。

4.1.4　数据字段

数据字段由服务字段、数据比特、尾部比特以及需要时才有的填充比特组成。数据字段的前 16 个比特为服务字段。服务字段的前 7 个比特为扰码器初始化比特，用来与解扰器进行同步。这些比特设为 0，以便估计接收机中扰码器的初始状态。其余的 9 个比特为保留位，也设为 0。

服务字段之后是数据字段。数据字段之后为 6 个设为 0 的尾部比特。填充比特（也为 0）加在分组后面，以使其长度与最后的数据码元相同。

802.11n 使用一个生成多项式为 $G(D) = D^7 + D^4 + 1$ 的 127 位帧同步扰码器。如果初始状态为全 1（IEEE，2007a），扰码器反复生成的 127 比特序列为（最左面的最先使用）0000111011110010110010010000001000100110001011101011011000001100110101001110011110110100001010101111101001010001101110001111111111。在发送时，每一个分组的扰码器的初始状态实际上被设为伪随机非 0 状态。重新发送时和一个不同的序列进行扰码可以提供峰均保护。在数据字段的扰码操作之后，6 个尾部比特被 6 个未扰码的 0 比特替代。填充比特会被接收机除去。

数据字段由一组码元流组成，每个数据码元长 4μs，由 3.2μs 的 OFDM 码元和 0.8μs 的循环前缀构成。同 LTF 和 SIG 一样，其波形使用 52 个子载波。根据 SIG 中的速率信息，数据比特编码和调制在 48 个子载波上。另外 4 个子载波用作相位和频率跟踪和训练的导频。当子载波位置范围为−32，−31，…，−1，0，1，…，31 时，载有信号的子载波位于−26，−25，…，

−2，−1，1，2，…，25，26。导频子载波位于−21，−7，7，21，值为

$$P_k = \begin{cases} 1 & k = -21, -7, 7 \\ -1 & k = 21 \\ 0 & \text{其他} \end{cases} \tag{4.4}$$

导频子载波的极性由序列 p_n 控制。该序列为下列 127 位序列的循环扩展：

$$\begin{aligned} p_{0\ldots126v} = \{&1,1,1,1,-1,-1,-1,1,-1,-1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,-1,1, \\ &1,-1,1,1,-1,1,1,1,1,1,1,-1,1,1,1,-1,1,1,-1,-1,1,1,1, \\ &-1,1,-1,-1,-1,1,-1,1,-1,-1,1,-1,-1,1,1,1,1,1,-1, \\ &-1,1,1,-1,-1,1,-1,1,-1,1,1,-1,-1,-1,1,1,-1,-1,-1, \\ &-1,1,-1,-1,1,-1,1,1,1,1,-1,1,-1,1,-1,1,-1,-1,-1, \\ &-1,-1,1,-1,1,1,-1,1,-1,1,1,1,-1,-1,1,-1,-1,-1,1, \\ &1,1,-1,-1,-1,-1,-1,-1,-1\} \end{aligned} \tag{4.5}$$

序列 p_n 可由扰码器生成。其余的 48 个子载波载有编码后的数据比特。

4.1.5 分组编码过程

分组编码过程中，首先是产生在 4.1.1 节和 4.1.2 节中描述的 STF 和 LTF。按照 4.1.3 节中的描述，根据选定的速率和长度产生 SIG。按照图 4.8 给出的框图对数据字段进行编码。

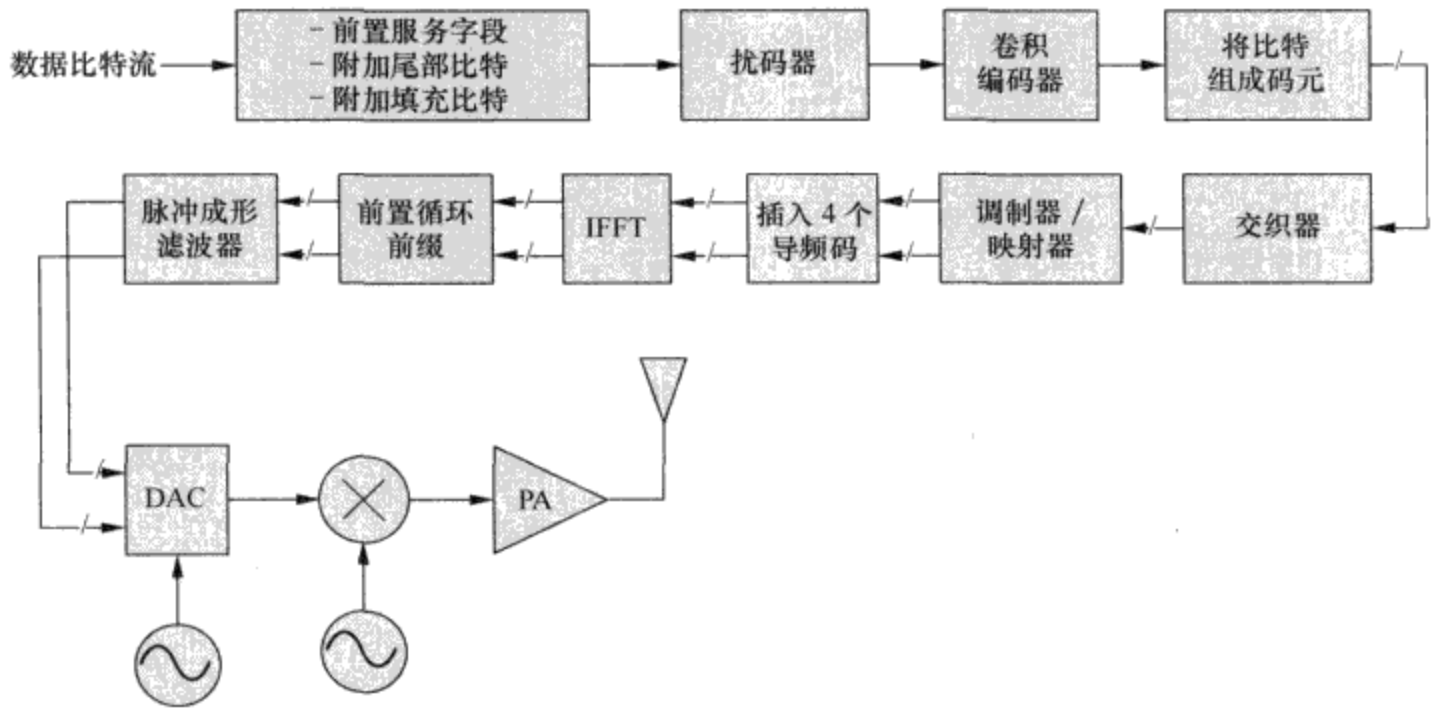


图 4.8 数据字段的发射机框图

数据比特位的前面为服务字段，后面为 6 个尾部 0 比特。如有必要，另外的填充 0 比特也可以加在数据字段后面。然后，对整个扩展序列进行扰码。扰码器的初始状态为非 0 随机值。在接收机中，服务字段的前 7 位比特给出了扰码器的初始状态。接收机使用同样的扰码器来对接收数据进行解扰。在扰码器之后，未扰码的 0 比特取代了 6 位扰码尾部比特。这使得随后的卷积编码器返回 0 状态。

扰码后的数据经过一个 1/2 码率的二进制卷积编码器（BCC）进行编码。编码器的限制长度为 7，生成多项式系数为{133，171}（八进制）。如果选择了高速率，在需要时可以将序列删余为选择的数据速率。关于此，在 IEEE（2007a，Clause 17.3.5.5）、van Nee 和 Prasad（2000）中有更进一步的细节描述。

已编码的数据分组为包含一定数量比特的码元。每组与两个排列进行分组交织。第一个排列将邻近的编码比特映射到非邻近的子载波上。这样一来，邻近的编码比特便不再受相同频率选择性衰落的影响。第二个排列保证了相邻编码比特分布在调制星座最高位和最低位比特之间。这保证了比特长字符串不会映射到较低可靠性的最低位星座比特上。

在交织器之后，将比特群按照选定的速率进行调制，并将其映射到相应的子载波上。有 4 种可能的调制格式：BPSK、QPSK、16-QAM 及 64-QAM。在此阶段，调制数据为复数。每个码元的导频子载波插入到其对应的子载波中。4.1.4 节中给出了数据和导频子载波的位置。

每个码元的子载波群通过 IFFT 变换到时域。一个循环前缀加到了码元前部。可以对每个码元使用脉冲成形函数来平滑码元之间的转化。平滑码元之间的转化减少了频谱副瓣，这可能是达到频谱掩模所必需的。标准中并没有给出特定的脉冲成形函数，但 IEEE（2007a）为 802.11a 给出了下面的例子：

$$w_{\mathrm{T}}(t)=\begin{cases}\sin^2\left(\dfrac{\pi}{2}\left(0.5+\dfrac{t}{T_{\mathrm{TR}}}\right)\right) & -\dfrac{T_{\mathrm{TR}}}{2}<t<\dfrac{T_{\mathrm{TR}}}{2}\\ 1 & \dfrac{T_{\mathrm{TR}}}{2}\leqslant t<T-\dfrac{T_{\mathrm{TR}}}{2}\\ \sin^2\left(\dfrac{\pi}{2}\left(0.5-\dfrac{t-T}{T_{\mathrm{TR}}}\right)\right) & T-\dfrac{T_{\mathrm{TR}}}{2}\leqslant t<T+\dfrac{T_{\mathrm{TR}}}{2}\end{cases} \tag{4.6}$$

式中，T_{TR} 是生成相邻码元间的重叠以平滑转化的窗口函数的转化时间。当取样速率为 20Msample/s，码元持续时间为 4μs，$T_{\mathrm{TR}}=100\mathrm{ns}$ 时，窗口函数为

$$w_{\mathrm{T}}(n)=\begin{cases}1 & 1<n<79\\ 0.5 & 0,80\\ 0 & \text{其他}\end{cases} \tag{4.7}$$

另一个方法是使用额外窗口的 40MHz IFFT。

最后，每一个 OFDM 码元被加在另一个的后面。数字基带信号通过 DAC 转化为模拟信号。DAC 后面是转换出 RF 信号的上行转换器和功率放大器。

IEEE（2007a，条款 17）（也就是 802.11a）、van Nee 和 Prasad（2000）、Halford（2001）给出了编码过程的细节。IEEE（2007a，附件 G）给出了一个将数据比特编码成 802.11a 分组的例子。

4.1.6　接收过程

通常，接收机等待一个信号超出一定的阈值以后才启动分组接收过程。802.11a 中的最低要求是检测一个有效传输的开始。该传输在 4μs 内接收功率至少为−82dBm 的概率大于 90%。由于竞争的压力，大多数产品都超过这个标准 5～10dB。

先处理短训练码元以设置 AGC、初始频率纠错和初始定时获取。然后处理长训练码元来得到更精确的频率纠错和定时获取。LTF 也用于生成信道估计。

接下来的 4μs 码元为 SIG。接收机遵循与数据相同的码元处理过程，只是没有了解扰器。SIG 的比特并没有被扰码。一旦获取了 SIG 比特，接收机便评估 SIG 中的错误校验比特。如果校验比特指示有一个错误，接收机便恢复空闲状态。当校验比特没有检测到错误时，接收机便按照信息速率和长度进行配置。速率决定了调制种类和编码率。长度决定了以八进制为单位的数据流的持续时间。

SIG 之后为数据字段。图 4.9 给出了一个数据字段的接收机框图。去掉每一个 4μs 的码元中 0.8μs 的 GI，然后进行一个 FFT。使用来自 LTF 的信道估计可以按照 3.6 节中描述的那样均衡子载波数据。4 个导频子载波用于相位旋转纠错，也可进一步用于频率偏移和码元定时纠错。

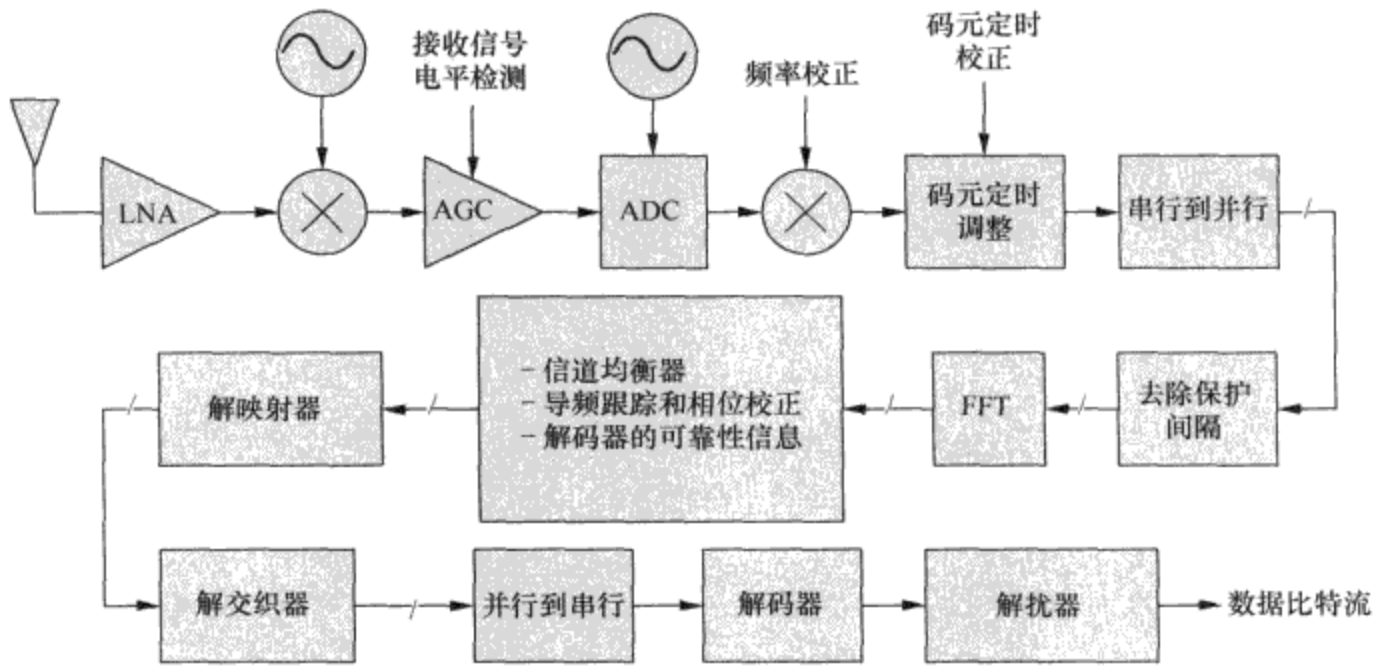


图 4.9　数据字段的接收机框图

由调制和编码组成的网格编码调制（TCM）通常被认为是改善性能的最好方法。但是，随着 Viterbi 解码器的商业使用和普及，研究者们开始寻找将调制和编码实体分开，以重复使用 Viterbi 解码器使其性能最大化的方法。Zehavi（1992）中显示，在一个衰落信道中，通过对编码器输出进行比特交织可改善编码多样性。Claire 等（1998）中的分析进一步展示了在某些信道上，将解调和解码结合起来是有弊端的。由于这个原因，802.11a 系统是基于比特交织编码调制（BICM）的。因此，通过找到从最近的星座点到均衡信号的比特概率来解映射子载波数据。随后是解交织器，进行交织函数的逆运算。Caire 等（1998）全面地展示了 BICM，van Nee 和 Prasad（2000）、Akay 和 Ayanoglu（2004）给出了低复杂度的 BICM 解映射更进一步的信息。

在并行和串行转换（参见图 4.9）之后，数据被当作流处理，而不再是码元块。在传统的 ZF 和 MMSE 接收机中，解映射器和解交织器的输出被直接传给了解码器（通常是 Viterbi 解码器）。如果编码率大于 1/2，零矩阵便被插入到解码器中删余比特的位置。

然而，对一个频率选择信道而言，通过使用信道估计来加权解码器矩阵（Akay 和 Ayanoglu, 2004b）可以显著地改善解码性能。与衰落的子载波相关联的比特的加权值被取消了（因为不太可靠）。这迫使解码器网格中那些由于信道衰落而拥有低信噪比的部分具有较低的分支度量，并对路径度量的贡献较小；拥有高信噪比的子载波有较大的分支度量，在路径度量中占有较大的比重。基于最大似然估计器，我们可以用数学方法展示出应用信道估计来加权解码器度量所得到的好处。

最大似然估计已在 3.7 节中进行了讨论，式（3.37）也给出了细节。对于在一个 AWGN 衰落信道中的软决定解码而言，解调器输出的概率密度函数由式（4.8）（Proakis，1989）给出：

$$p(y \mid x_i) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \exp\left[\frac{(y - h \bullet x_i)^2}{2\sigma^2}\right] \tag{4.8}$$

由此推断，发送数据的最大似然估计可由式（4.9）（Akay 和 Ayanoglu，2004b）给出：

$$\hat{X} = \min_i \left|\frac{Y - H \bullet X_i}{\sigma}\right|^2 \tag{4.9}$$

式中，Y 为接收信号，σ^2 为噪声方差，H 和 $\tilde{H}$ 分别为信道条带和信道估计，X_i 为一组可能的发送数据。将各种因素考虑进去，我们得到了最大似然估计器的表达式，如式（4.10）（Akay 和 Ayanoglu，2004b）所示：

$$\hat{X} = \min_i \frac{|\tilde{H}|^2}{\sigma^2}\left|\frac{Y}{\tilde{H}} - X_i\right|^2 \tag{4.10}$$

式中，$Y/\tilde{H}$ 为 ZF 接收机的表达式。$[Y/\tilde{H} - X_i]$对应解映射操作。因此，为了用一个 ZF 接收机来达到 ML 的性能，我们只需要加入额外的、由$|\tilde{H}|^2/\sigma^2$表示的加权步骤。由于 BPSK 时在低复杂度的 BICM 解映射操作中丢失信息的星座的比特间没有耦合，式（4.10）通过 ZF 接收机提供 ML。

如图 4.9 所示，接收过程的最后一步是解扰数据字段。服务字段的前 7 个比特给出了解扰器的初始状态。同样的扰码器用于解码数据流。在 SIG 给出的数据长度之后接收到的比特被去掉。

IEEE（2007a，第 17 条款）（也称为 802.11a）、van Nee 和 Prasad（2000）以及 Halford（2001）中给出了 802.11a 分组接收过程的更多细节。

4.2　混合格式高吞吐率分组结构

新的高吞吐率（HT）分组格式用于发送多个空间流。混合格式 HT 前导码由传统的 802.11a 域开始，以保证与 802.11a 和 OFDM 802.11g 的后向兼容。此后紧接着是高吞吐率训练字段。图 4.10 给出了这些字段的概图。MF 前导码可以用于 20MHz 或 40MHz 的信道宽度。但本节集中讨论 MF 前导码的通用功能，只描述必需的 20MHz 波形。可选的 40MHz 波形将在 5.1 节中讨论。此外，其他可选特性，例如探测分组、短保护间隔、STBC、LDPC 以及它们对波形设计的影响将分别在 12.6 节、5.5 节、6.3 节和 6.4 节中讲解。

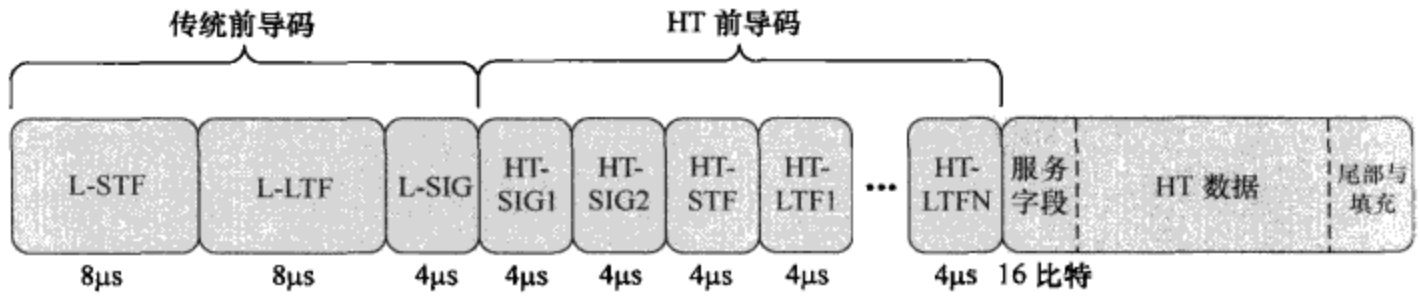


图 4.10　混合格式前导码

图 4.11 给出了一个具有两个空间流的完全的 802.11n MF 波形图。前导码的传统部分组成了前 20μs。具有两个空间流的前导码的 HT 部分组成了接下来的 20μs。再后面便是 HT 的数据字段。

下面描述 MF 前导码各个字段的细节。

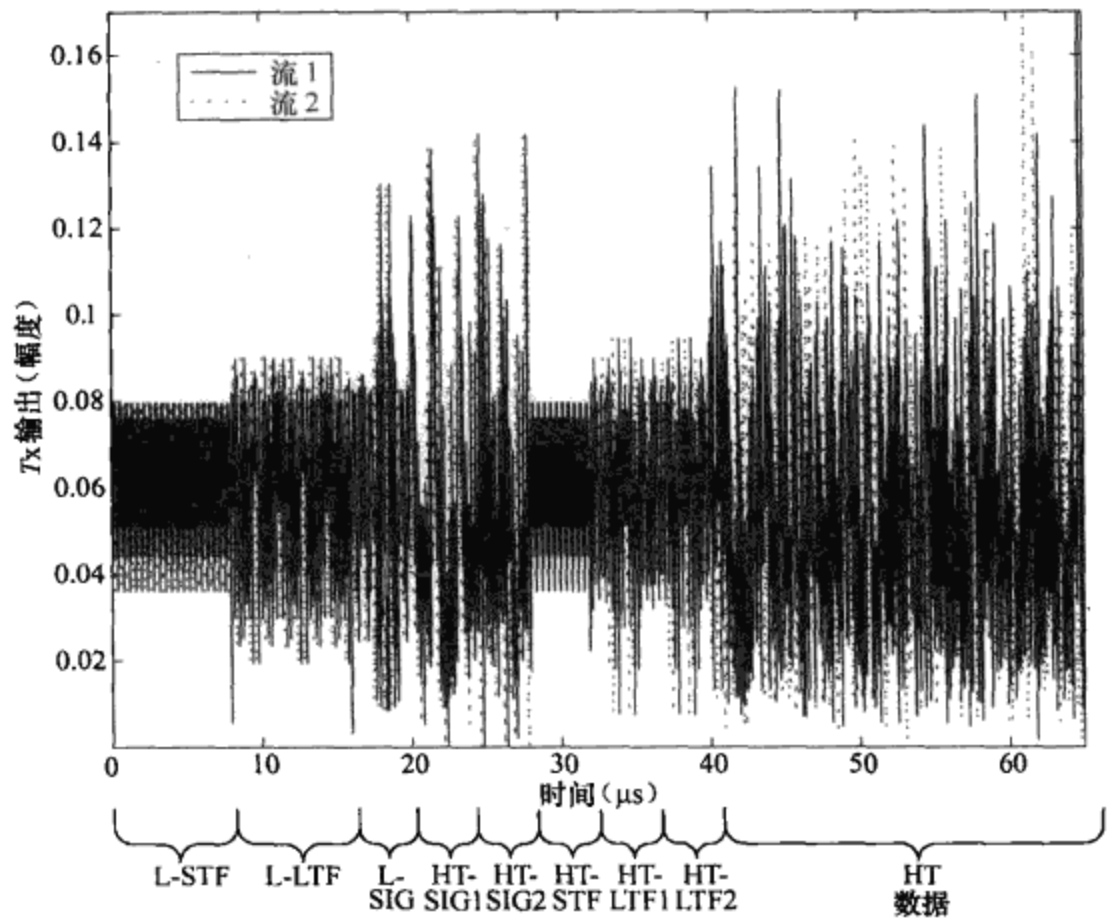


图 4.11　具有两个空间流的 802.11n MF

4.2.1　MF 前导码的非 HT 部分

MF 前导码的第一部分是由与 802.11a 相同的非 HT（传统的）训练字段组成的，如图 4.10 所示。它包含一个非 HT 短训练字段（L-STF）、非 HT 长训练字段（L-LTF）以及非 HT 信令字段（L-SIG），以便传统的设备可以检测到前导码。但是，正如下面将讨论的，一个 802.11n HT 设备也需要使用这些字段来对 L-SIG 进行训练和必要的解调。

参见 4.1.1 节，L-STF 用于分组起始检测、AGC 设置、初始频率偏移估计以及传统设备的初始时间同步。L-LTF 用于更精确的频率偏移估计和时间同步。L-LTF 也用来为接收和均衡 L-SIG 生成信道估计。通过对 L-SIG 进行适当的解码，传统的 802.11a/g 设备获取了速率和长度信息，并能够决定保持非占空（off air）的适当时间。此内容将在 10.6.9 节进行更详细的讨论。

由于 HT 设备与使用 L-STF 和 L-LTF 的传统设备执行相似的获取函数，这引起了一个问题：如何发送 MF 前导码中的传统部分。该部分在大多数情况下是具有多个发送天线的 802.11n 设备的单个空间流。为了理解这个问题，我们来考虑一个具有 17dBm 输出功率的单个天线传统设备。为了保持相似的成本和复杂度，一个可比较的具有两个发送天线的 HT 设备具有两个功率放大器。每一个放大器具有 14dBm 的输出功率，以产生相同的总输出功率。如果 MF 前导码的传统部分从 HT 设备的单个天线发送出去，在传统的训练期间，最大功率和范围将减少 3dB。而且，在有 4 个天线时，单个发送 RF 链和天线的功率下降 6dB。

为了避免发送功率不一致，有必要从 HT 设备的所有天线向外发送传统训练。但是，由于传统的前导码是单个流，从每一个天线往外发送同样的信号可能会导致无意的和不希望有的波束成型效应。由于 L-STF 用于 AGC 设置，L-STF 功率的大的变化也会导致饱和或量化误差。

4.2.1.1　循环移位

在 802.11n 标准的发展过程中，曾出现过几种从所有天线发送传统训练的方法。曾被考虑采用的一个方法是在每一个天线上发送子载波的一个子集。然而，在有 4 个天线的情况下，由 12 个激活的子载波组成的 L-STF 将只能给每个天线 3 个激活的子载波。这对于每个天线而言是非常小的子载波数。而且这个方法也存在与传统的兼容问题。

因此，为了解除单个空间流与从不同天线传输的信号间的相关性，并且消除不希望有的波束成形效应，不同天线上的每个信号都使用了不同的循环移位（T_{CS}）。我们来考虑一个码元周期 T 间的 OFDM 码元 $s(t)$。当 $0 \leqslant t < T + T_{CS}$ 时，用 $s(t - T_{CS})$取代 $s(t)$；而当 $T + T_{CS} \leqslant t \leqslant T$ 时，用 $s(t - T_{CS} - T)$取代 $s(t)$。循环移位后的信号定义为

$$s_{CS}(t; T_{CS})|_{T_{CS}<0} = \begin{cases} s(t - T_{CS}) & 0 \leqslant t < T + T_{CS} \\ s(t - T_{CS} - T) & T + T_{CS} \leqslant t \leqslant T \end{cases} \tag{4.11}$$

循环移位分别应用于分组中的每一个 OFDM 码元。同样地，在频域中，当 $S(f)$为 $s(t)$ 的傅里叶变换时，循环移位后的码元可以表示为

$$S_{CS}(f) = S(f)e^{-j2\pi f T_{CS}} \tag{4.12}$$

图 4.12 给出了一个两个天线的例子，其中第二个天线上的信号被进行了−200ns 的循环移位。

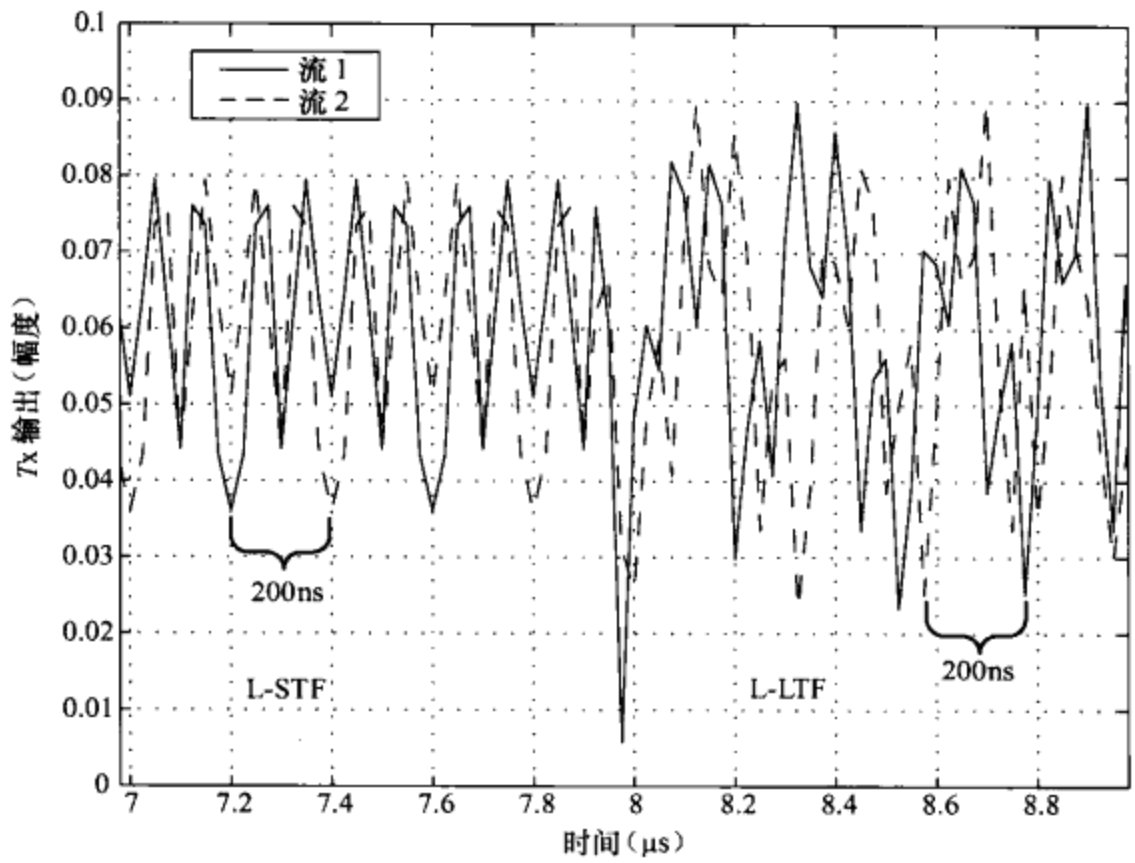


图 4.12　应用于第二个天线的循环移位举例

L-STF 用于 AGC 设置。因此，为了适当地调整接收机的增益设置，STF 的功率应与数据字段的功率相匹配。图 4.13 给出了 L-STF 功率和数据字段功率之间的比率。该数据字段功率是由传播模型为信道模型 D 的接收机测量到的。图中展示的是两个发送天线的情况，下图展示的是 4 个发送天线的情况。图中给出了循环移位的几种组合。两个图的说明部分分别给出了每个天线上发送信号的循环移位。

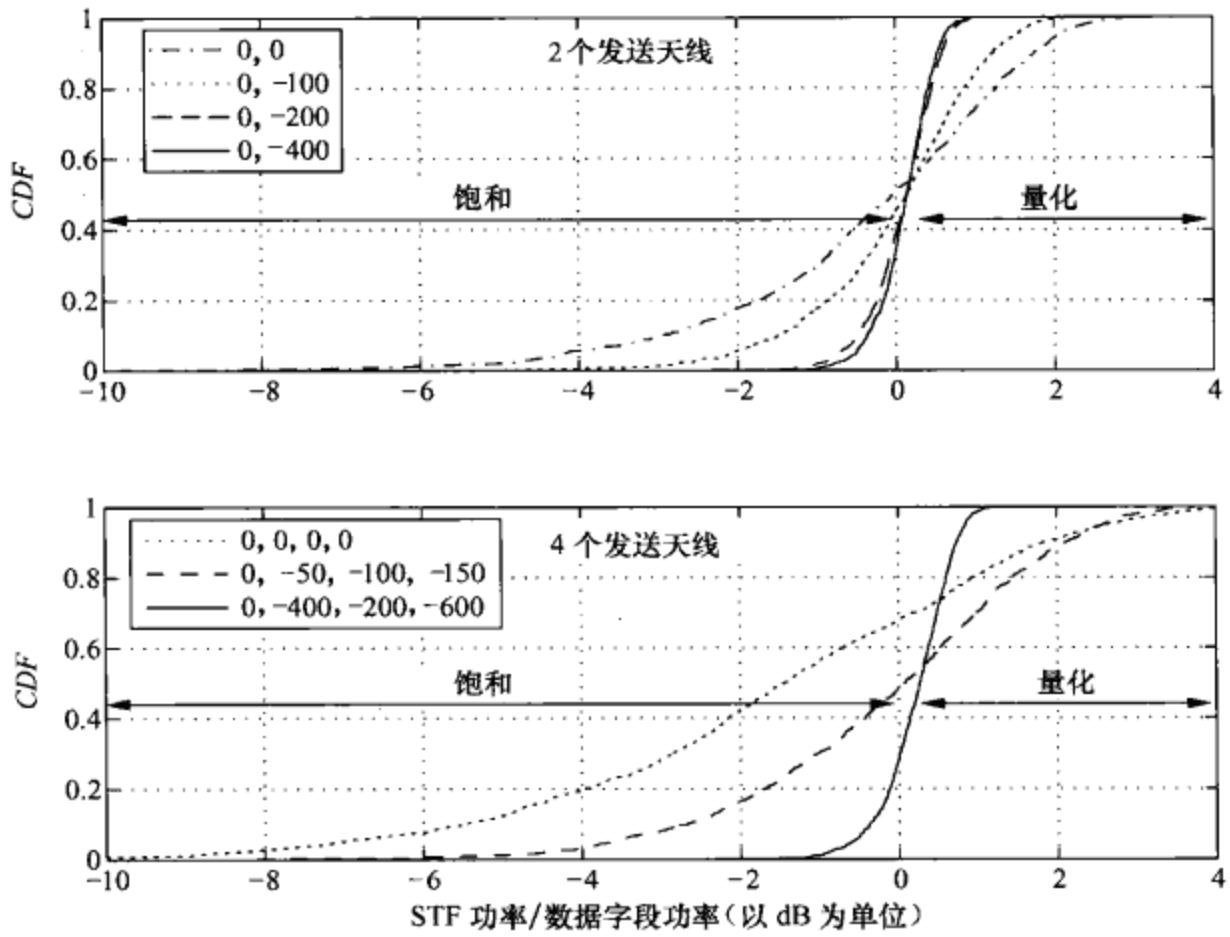


图 4.13　信道模型 D 中相对于数据字段功率的 L-STF 功率

在 2 个和 4 个天线的情况下，信号上没有循环移位会导致 L-STF 功率和数据字段功率间的巨大变化。这一点可以用图中的虚线表示。当 L-STF 的功率小于数据字段的功率时，增益会设得过高而导致数据饱和或削波。当 L-STF 的功率大于数据字段的功率时，增益会设得过低而导致数据量化。在有两个天线时，L-STF 和数据字段间的功率变化在循环移位超过−200ns 时消失。但当有 4 个天线时，要使变化最小需要循环移位−600ns。

4.2.1.2　传统兼容性

传统的 OFDM 设备通过 MF 前导码接收 HT 分组，并处理 L-STF、L-LTF 和 L-SIG。正如 4.1.1 节中所描述的以及图 4.5 所示，应用交叉相关接收机的传统 OFDM 设备的性能因延迟响应而恶化。当 MF 前导码具有应用于额外天线信号的循环移位时，它对于传统的 OFDM 设备而言就是和具有延迟响应的信道进行卷积后的信号。循环移位越大，延迟扩展就越大，传统接收机的性能就越差。

在标准的发展过程中，Aoki 和 Takeda（2005）曾使用配有互相关接收机的 802.11a 设备进行了循环移位敏感度的测量。图 4.14 给出了他们的试验结果。由于传统的设备只能处理到 MF 前导码中的 L-SIG，所以只测量到 SIG 误差率。菱形（◊）标记线为接收一个 802.11a 传输时的接收机性能；方形（■）标记线给出的是在接收一个有两个天线发送、在第二个天线上设有 50ns 循环移位时的传统性能；三角形（▲）标记线给出的是在接收一个有两个天线发送、在第二个天线上设有 400ns 循环移位时的传统性能。从结果中可以看出，具有 50ns 循环移位时，SIG 误差率与 802.11a 的性能类似。然而，具有 400ns 循环移位时，SIG 误差率明显变差。达成的折中方案为，在 MF 前导码的非 HT 部分定义一个最大幅度为 200ns 的循环移位。

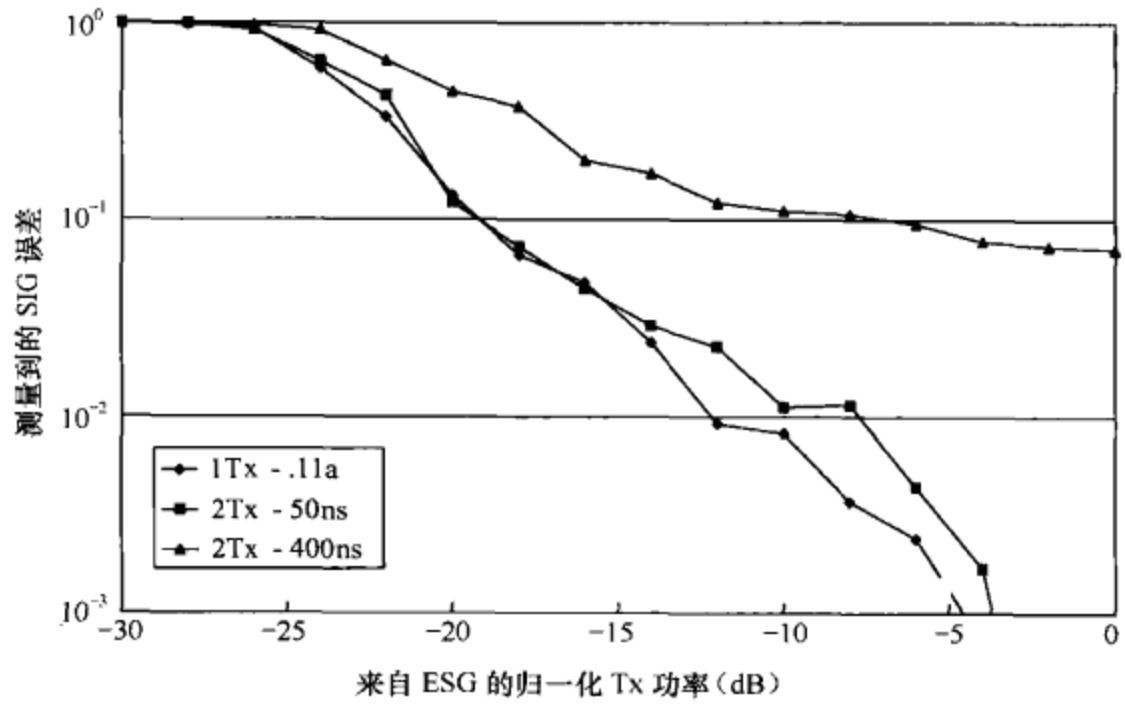


图 4.14　信道模型 D 中具有互相关性的 802.11a 接收机的前导码性能（经许可从 Aoki 和 Takeda（2005）© IEEE 复制）

表 4.2 给出了应用于 MF 前导码的 L-STF、L-LTF、L-SIG 以及 HT-SIG 的循环移位值。

表 4.2　　分组中非 HT 部分的循环移位（LEEE，2007b）

Tx 链的数目	Tx 链 1 的循环移位（ns）	Tx 链 2 的循环移位（ns）	Tx 链 3 的循环移位（ns）	Tx 链 4 的循环移位（ns）
1	0	—	—	—
2	0	−200	—	—
3	0	−100	−200	—
4	0	−50	−100	−150

当多于 4 个发送天线链时，标准并没有给出额外发送天线链上循环移位的特定值。但是，标准中说明了在额外天线上的移位必须介于−200～0ns。

4.2.1.3　非 HT 短训练字段

在 802.11a 中，短训练字段设有一个缩放范围以使其与长训练字段具有相同的码元功率。在 802.11n 中，码元设有一个缩放范围以使其时域信号（所有发送链的总和）的总功率等于 1。因此，L-STF 对应 20MHz 信道带宽的频域序列 S_k 与 802.11a 在该信道的序列相同。该序列由式（4.1）给出。不同的是，L-STF 序列的缩放幅度是 $\sqrt{1/2}$，而不是 $\sqrt{13/6}$。对于每一个发送链 i_{Tx}，对应 20MHz 信道带宽的时域 L-STF 波形被定义为

$$r_{\mathrm{L-LTF}}^{(i_{\mathrm{Tx}})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{\mathrm{Tx}}\bullet 12}}\sum_{k=-26}^{26}S_k\exp\left(\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\mathrm{F}}\left(t-T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{Tx}}}\right)\right)\tag{4.13}$$

式中，$\Delta_{\mathrm{F}}=312.5\mathrm{kHz}$（20MHz/64）；$T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{Tx}}}$ 代表具有表 4.2 给出值的发送链 i_{Tx} 的循环移位；N_{Tx} 为发送链数。

如 4.1.1 节所述，通过对频域序列进行 64 位 IFFT，可获得 L-STF，得到一个 3.2μs 的时域序列。此序列被重复了两次半，得到了 8μs 的 L-STF 波形。可以对 L-STF 进行一个窗口函数运算，以平滑它和 L-LTF（参见 4.1.5 节和式（4.6）及式（4.7））之间的变换。

4.2.1.4 非 HT 长训练字段

L-LTF 拥有与 802.11a 相同的对应 20MHz 信道带宽的频域序列，如式（4.2）所示。20MHz 信道带宽的每个发送链 i_{Tx} 的时域 L-LTF 波形如下式所示：

$$r_{L-LTF}^{(i_{Tx})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{Tx}\bullet 52}}\sum_{k=-26}^{26}L_k\exp\left(j2\pi k\Delta_F\left(t-T_{GI2}-T_{CS}^{i_{Tx}}\right)\right) \tag{4.14}$$

式中，$\Delta_F=312.5\text{kHz}$（20MHz/64）；$T_{CS}^{i_{Tx}}$ 代表具有表 4.2 给出值的发送链 i_{Tx} 的循环移位；T_{GI2} 为 1.6μs 的保护区间；N_{Tx} 为发送链数。

如 4.1.2 节所述，通过对频域序列进行 64 位 IFFT 可获得一个 3.2μs 时域序列的长训练码元。将长训练码元重复两次，再在其前面加上一个 1.6μs 的循环前缀，便得到了 8μs 的 L-LTF 波形。可以对 L-LTF 进行一个窗口函数运算，以平滑它和 L-STF 及 L-SIG（参见 4.1.5 节和式（4.6）及式（4.7））之间的变换。

4.2.1.5 非 HT 信令字段

非 HT 信令字段的结构与 802.11a 的信令字段相同。该结构在 4.1.3 节中已经进行了描述。一些字段已被指定保护 802.11n 不受 802.11a 设备的影响。例如，速率字段总是被设为 6Mbit/s，长度字段的设置使得 802.11a 设备可以正确地将发送延迟至少整个 HT 分组的持续时间。

此外，从 48 个复数数据 d_k（$k=0$，…，47）得到的波形可能需要通过多个天线发送。正如在 4.2.1.1 节中所描述的，每天发送天线链 i_{Tx} 上的每个信号都进行了传统的循环移位。每个发送天线链 i_{Tx} 的 L-SIG 波形为

$$r_{L-SIG}^{(i_{Tx})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{Tx}\bullet 52}}\sum_{k=-26}^{26}(D_k+p_0P_k)\exp[j2\pi k\Delta_F\left(t-T_{GI}-T_{CS}^{i_{Tx}}\right) \tag{4.15}$$

式中，D_k 和 $M^r(k)$ 的表达式为

$$D_k=\begin{cases}0 & k=0,\pm 7,\pm 21\\ d_{m^r(k)} & \text{其他}\end{cases}$$

$$M^r(k)=\begin{cases}k+26 & -26\leqslant k\leqslant -22\\ k+25 & -20\leqslant k\leqslant -8\\ k+24 & -6\leqslant k\leqslant -1\\ k+23 & 1\leqslant k\leqslant 6\\ k+22 & 8\leqslant k\leqslant 20\\ k+21 & 22\leqslant k\leqslant 26\end{cases}$$

这是在为导频、DC 以及保护带预留出空间时，复数数据值对子载波位置的映射；$T_{CS}^{i_{Tx}}$ 代表对应表 4.2 给出值的发送链 i_{Tx} 的非 HT 循环移位；T_{GI} 为 0.8μs 保护间隔；P_k 与传统 OFDM 相同，见式（4.4）；p_0 也与传统 OFDM 相同，见式（4.5）。

正如在 4.1.3 节中所描述的，得到的波形是一个 3.2μs 的时域 OFDM 码元，加上一个 0.8μs 的循环前缀之后，得到一个 4.0μs 的码元。可以对 L-SIG 进行一个窗口函数运算，以平滑它和 L-LTF 以及 HT-SIG（参见 4.1.5 节和式（4.6）及式（4.7））之间的变换。L-SIG 的发射机框图如图 4.15 所示。

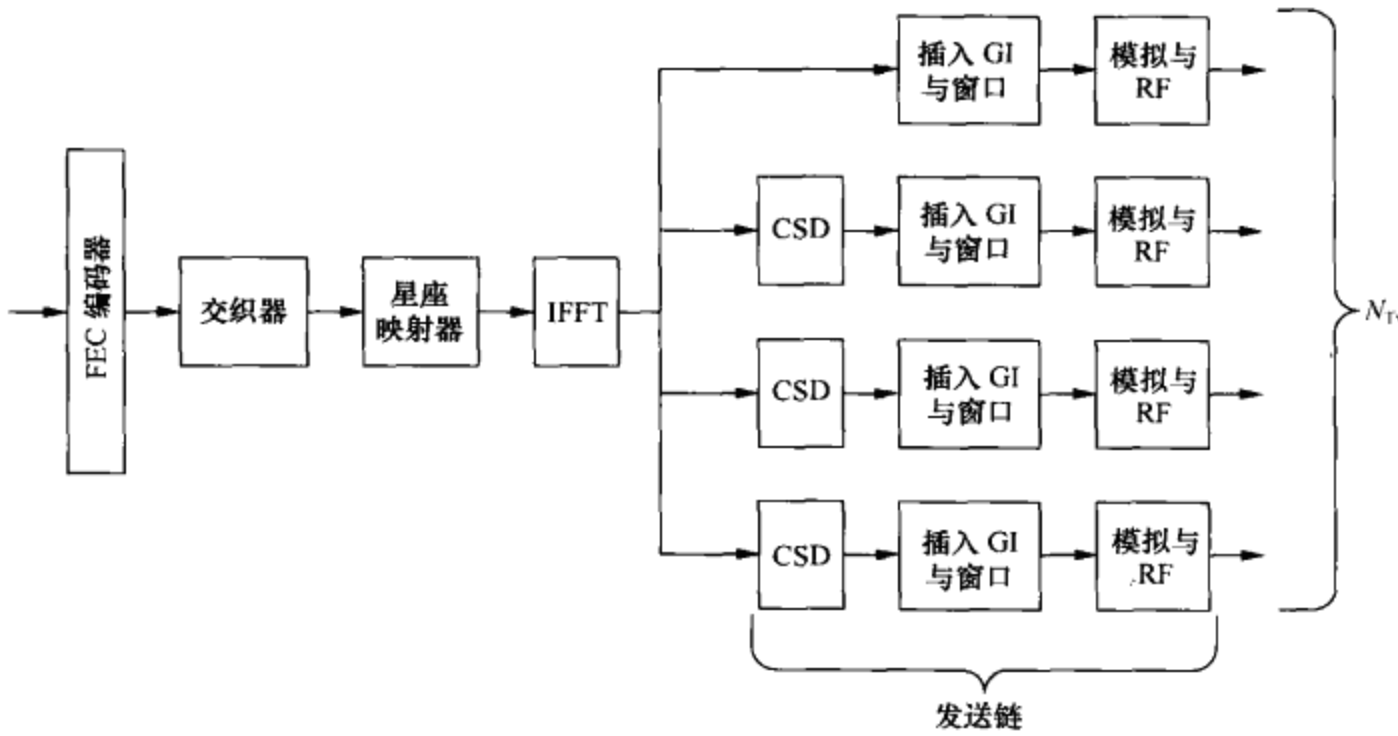


图 4.15　HT 混合格式分组的 L-SIG 与 HT-SIG 的发射机框图（经许可从 IEEE（2007b）© IEEE 复制）

4.2.2　MF 前导码的 HT 部分

如图 4.10 所示，MF 前导码的 HT 部分由高吞吐率信令字段（HT-SIG）、高吞吐率短训练字段（HT-STF）以及高吞吐率长训练字段（HT-LTF）组成。HT-SIG1 和 HT-SIG2 是 HT-SIG 的两个 OFDM 码元。它们包含新的信令信息，而且也可用于 HT MF 和传统的 OFDM 分组之间的自动检测。HT-STF 用来重新设置 AGC。HT-LTF 用于 MIMO 信道估计。HT 数据字段位于 HT-LTF 之后。

4.2.2.1　高吞吐率信令字段

HT-SIG 包含 48 个信息比特，分为 HT-SIG1 和 HT-SIG2 两个码元。HT-SIG1 和 HT-SIG2 各包含 24 个信息比特。我们要求有 32 个比特来表示新的 HT 信息和模式。此外，不同于 L-SIG 中的单个校验位，HT-SIG 包括一个用于强误差检测的 8 比特 CRC。与 L-SIG 中相同的是，由于 HT-SIG 也通过 1/2 码率的 BCC 进行编码，最后 6 个比特为尾部比特（设为 0），以结束卷积码的网格。HT-SIG 如图 4.16 所示。

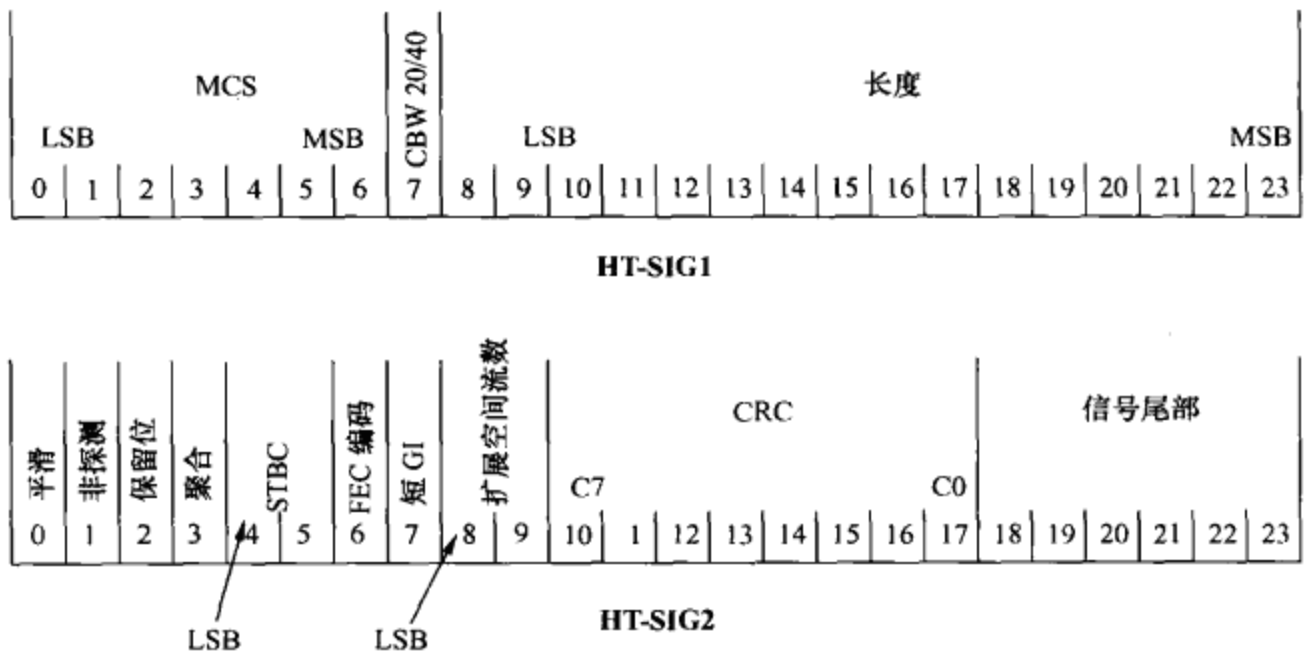


图 4.16　HT-SIG1 与 HT-SIG2 的格式（经许可从 IEEE（2007b）© IEEE 复制）

在 HT-SIG1 中，前 7 个比特表示用调制编码方案（MCS）0～76 中的某一种来发送数据字段。与 802.11a 一样，MCS 由 BPSK、QPSK、16-QAM 以及 64-QAM 组成。编码速率包括 1/2、2/3、与 802.11a 一样的 3/4 以及一个新码率 5/6。MCS 0～7 由单个流组成，MCS 8～15 由两个流组成，MCS16～23 由 3 个流组成，MCS 24～31 由 4 个流组成。MCS 0～31 对每个流进行均衡调制。MCS 32 只用在 40MHz 信道带宽的操作中，将在第 5 章讨论。MCS 33～76 对每个流进行均衡调制，将在第 12 章进行讨论。表 4.7～4.10 定义了 20MHz、均衡调制 800ns 保护间隔的 MCS 参数和数据速率。77～127 为保留值。

CBW 20/40 比特显示发送是 20MHz 还是 40MHz 带宽。此信息可以使 20MHz 接收机决定其不能接收发送信号，及早停止接收，从而减少功率消耗。第 16 个比特用于长度域，使得长分组的范围为 0～65 535 字节。需要有比 802.11a 长的分组来改善较高数据速率时的效率。

在 HT-SIG2 中，平滑比特、非探测比特以及扩展空间流数比特均与 Tx 波束成型有关。进行 Tx 波束成型和空间扩展后得到发射机和接收机之间的信道可以超过 800ns。高延迟传播可解除相邻子载波的相关性。此外，某些 Tx 波束成型方法会导致相邻子载波间相位的不连续。在使用子载波平滑技术时（参见 4.1.2 节中关于子载波平滑技术的讨论），这两种情况都会削弱信道估计。在这些情况下，发射机应该将平滑比特设为 0，以通知接收机只使用（未平滑的）每载波信道估计。

非探测比特设为 0 时发送的是探测分组。探测分组用于收集 Tx 波束成型和链路适应的信道状态信息。为了将探测扩展到数据字段之外的额外空间域上，扩展空间流数字段所设值大于 0。12.6 节中有关于探测分组的更多细节。

聚合比特表示有效载荷包含单个 MPDU（聚合比特设为 0）或一个 MPDU 的聚合（A-MPDU）（聚合比特设为 1）。一个 A-MPDU 包含单个 MPDU 之间的分隔符。在对 HT-SIG 解码后，PHY 马上通知 MAC 分组包含一个 A-MPDU。MAC 使用此信息提取单个 MPDU，参见 8.2.2 节。

两个 STBC 比特表示 STBC 操作的维度。此比特值为 0 时，没有 STBC 操作。3 为保留值。其他值将在 6.3 节中详细讨论。

其余的 3 个信息比特其中一个是 FEC 编码比特，它的值为 0 时表示数据为 BCC 编码，为 1 时表示数据为 LDPC 编码。另一个为短 GI 比特，它的值为 1 时表示使用 400ns 短保护间隔，而不是标准的 800ns 长度保护间隔。这些特性将在第 6 章中描述。还有一个为保留比特，它的值总是设为 1。

CRC 保护 HT-SIG 的 0～33 比特位（HT-SIG1 的 0～23 比特位以及 HT-SIG2 的 0～9 比特位）（IEEE，2007b）。生成多项式为 $G(D)=D^8+D^2+D^1+1$。图 4.17 展示了 CRC 的操作。首先，移位寄存器复原为全 1。然后，HT-SIG 比特顺序经过输入端的异或操作。当最后的比特进来后，将比特经过一个反转器从移位寄存器中移出来，c7 为第一位生成输出。

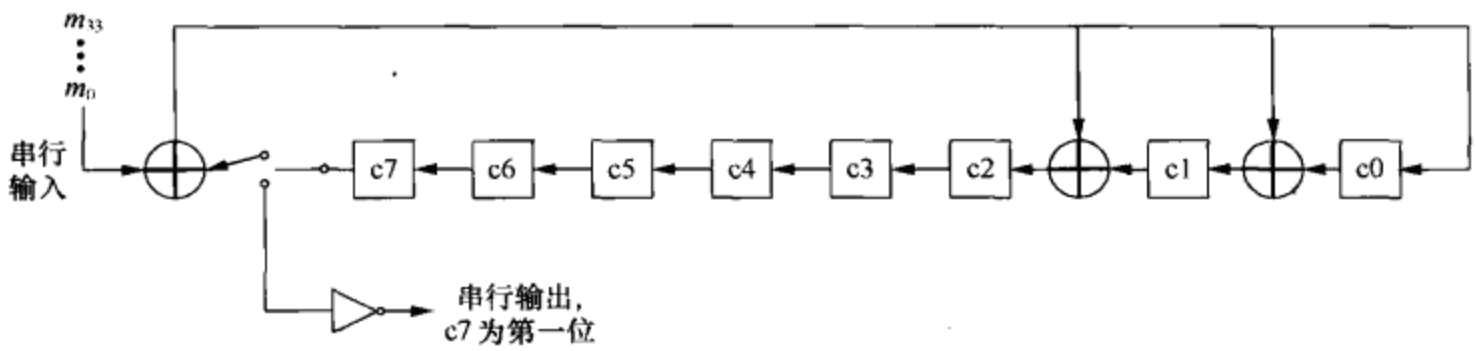


图 4.17　HT-SIG CRC 的操作（经许可从 IEEE（2007b）© IEEE 复制）

例如，假如{m0…m33}比特位给定为{111100010010011000000000111000000}，所得到的 CRC{c7…c0}比特位就是{10101000}。

48 个 HT-SIG 比特经过 1/2 码率的 BCC 编码得到 96 个比特。这些比特被分成两个码元。每个码元都经过了交织、BPSK 映射以及 4.1.3 节中所述的插入导频子载波操作。这些步骤所生成的复数标记为 d_k（$k=0$，…，47）。所得到的对应两个 HT-SIG OFDM 码元的时域波形如式（4.16）所示。额外的发送天线上应用了与 L-SIG 上相同的循环移位。每个 OFDM 码元前又加上了一个循环前缀，构成了完整的波形。

$$r_{\mathrm{HT-SIG}}^{i_{\mathrm{Tx}}}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{\mathrm{Tx}}\cdot 52}}\sum_{n=0}^{1}\sum_{k=-26}^{26}(\mathrm{j}D_{k,n}+p_{n+1}P_k)\times\exp\left[\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\mathrm{F}}\left(t-nT_{\mathrm{SYM}}-T_{\mathrm{GI}}-T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{Tx}}}\right)\right] \tag{4.16}$$

式中，D_k 和 $M^r(k)$ 为复数数据值到子载波位置的映射，与式（4.15）定义的 L-SIG 的情况相同；$T_{\mathrm{SYM}}=4\mu\mathrm{s}$，是由 3.2μs 的 OFDM 码元时间和 0.8μs 的保护间隔构成的码元时间；$T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{Tx}}}$ 是由表 4.2 给出值的发送链 i_{Tx} 的非 HT 循环移位；$T_{\mathrm{GI}}=0.8\mu\mathrm{s}$，是保护间隔；$P_k$ 表示由式（4.4）给出的与传统 OFDM 相同的导频子载波；p_{n+1} 是由式（4.5）给出的与传统 OFDM 相同的导频极性——由于 L-SIG 使用序列的第一个值，HT-SIG 使用下面的两个值。

对每一个 HT-SIG 码元，可以进行一个窗口函数运算，以平滑它和相邻码元间的变换（参见 4.1.5 节和式（4.6）及式（4.7））。HT-SIG 码元的发射机框图如图 4.15 所示。

值得注意的是，在式（4.16）中，D_k 的数据被旋转了 90°（乘以 j）。因为 L-SIG 和 HT-SIG 都是 BPSK 调制，HT-SIG 相对 L-SIG 也旋转了 90°，如图 4.18 所示。

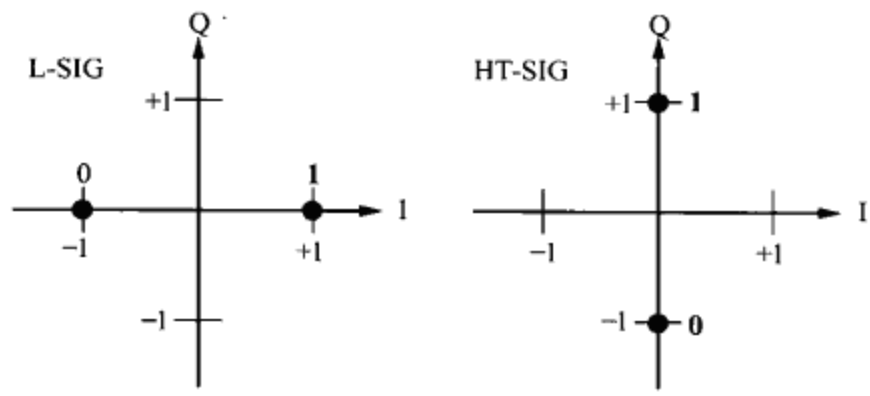


图 4.18　L-SIG 与 HT-SIG 的数据子载波星座（经许可从 IEEE（2007b）© IEEE 复制）

这个旋转保证了 L-SIG 和 HT-SIG 之间可靠的自动检测，使之可以区分传统 OFDM 分组和 HT MF 分组。

下面给出一个自动检测算法的例子。对于每一个被处理的码元，计算一个测量标准。这个标准基于在 48 个数据子载波上平均的数据子载波的实部功率减去其虚部功率。图 4.19 给出了传统和 HT MF 的前导码字段之间的相对定时。在 16～20μs 的时间跨度中，码元对应着传统 OFDM 分组中的 SIG，或 HT MF 分组中的 L-SIG。对应这两种分组格式的测量标准都是一个大的正数。在 20～24μs 的时间跨度中，码元对应着传统 OFDM 分组中的第一个数据码元或 HT MF 分组中的 HT-SIG1。对于传统 OFDM 分组中的第一个数据码元，测量标准变化范围为 BPSK 调制时的大正数和 QAM 调制时的 0。（而且，在 QAM 调制时，分组不能为 HT。但是由于本书的组织顺序，这部分内容还没有讨论到。）对于 HT MF 分组中的 HT-SIG1，

测量标准为大的负数。最后，将对应 16～20μs 时间跨度和对应 20～24μs 时间跨度的测量标准进行比较，通过一个适当的阈值，我们可以区分传统 OFDM 分组和 HT MF 分组。

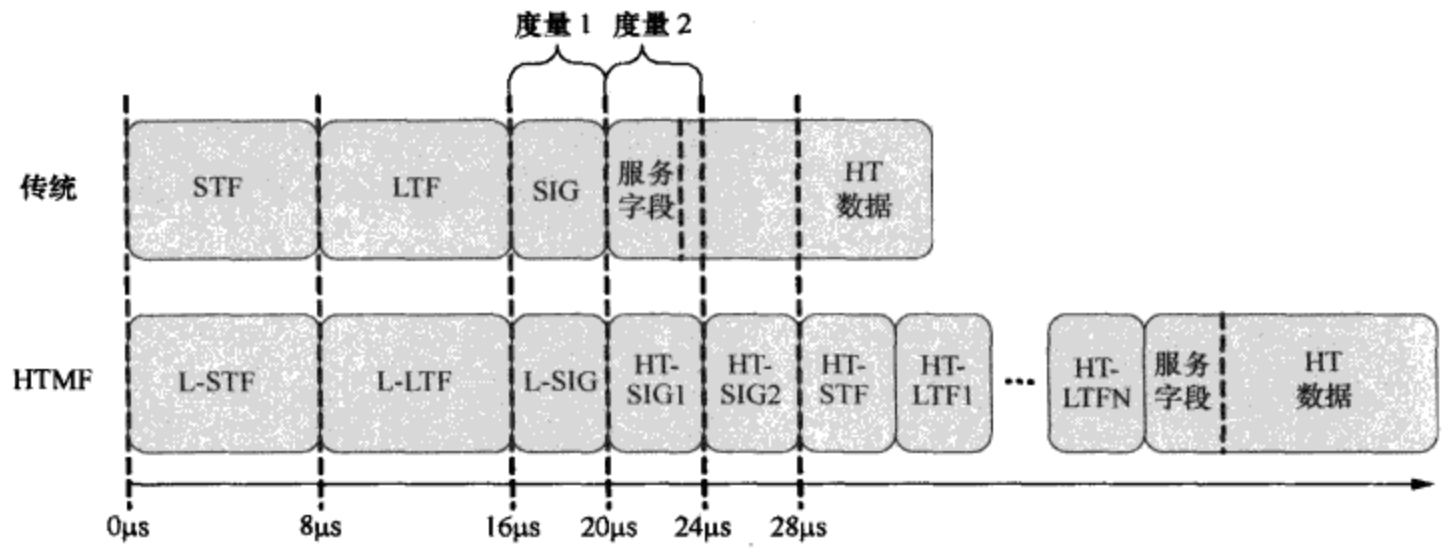


图 4.19　传统与 HT MF 中前导码字段的定时

4.2.2.2　高吞吐率短训练字段

正如 4.2.1.1 节中所讨论的，当同样的空间流在不同的发送天线链上发送时，需要大的循环移位来解除信号间的相关性。图 4.13 展示了这一点。在对应 4 个发送天线的图中，为了使 SFT 与数据字段的功率相当，需要有一个幅度为 600ns 的循环移位。但是，为了后向兼容传统 OFDM 设备，正如在 4.2.1.2 节中讨论的，L-STF 需要最大幅度只有 200ns 的循环移位。因此，在 HT-SIG 之后加上了一个额外的字段来得到 MIMO 所要求的 AGC 设置的精确功率估计。HT-SIG 可以得到比 L-STF 更精确的 AGC 设置，减少对于 ADC 的动态范围的要求。表 4.3 给出了不同空间流数的循环移位值。

表 4.3　HT-STF、HT-LTF 及数据字段数值的循环移位（IEEE，2007b）

空间流数目	空间流 1 的循环移位（ns）	空间流 2 的循环移位（ns）	空间流 3 的循环移位（ns）	空间流 4 的循环移位（ns）
1	0	—	—	—
2	0	−400	—	—
3	0	−400	−200	—
4	0	−400	−200	−600

式（4.17）定义了每个空间流 i_{SS} 对应 20MHz 信道带宽的时域 HT-STF 波形。HT-STF 的子载波序列 S_k 与式（4.13）定义的 L-STF 的相同。为了简化，我们假设空间流数等于发送天线数（直接映射）。将较少的空间流映射到较多的发送天线上的空间映射将在 4.2.3.8 节中讨论。

$$r_{\mathrm{HT-STF}}^{i_{\mathrm{SS}}}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{\mathrm{SS}}\cdot 12}}\sum_{k=-26}^{26}S_k\exp\left(\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\mathrm{F}}\left(t-T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{SS}}}\right)\right) \tag{4.17}$$

式中，$\Delta_F=312.5\mathrm{kHz}$（20MHz/64）；$T_{CS}^{i_{SS}}$ 代表具有表 4.3 给出值的空间流 i_{SS} 的循环移位；N_{SS} 为空间流数。

HT-STF 码元长度为 4.0μs。可以对 HT-STF 码元进行一个窗口函数运算，以平滑它和相邻码元之间的变换（参见 4.1.5 节和式（4.6）及式（4.7））。

4.2.2.3　高吞吐率长训练字段

HT MF 前导码中为 MIMO 信道估计提供了一个新的 HT 长训练字段。对于每个由其所选的 MCS 表示的空间流，均发送一个 4μs 的 HT 长训练码元。例外的是，当有 3 个空间流时，会发送 4 个长训练码元。HT-LTF 由一个正交映射矩阵生成。为了允许 3 个空间流时的非复数映射矩阵，需要加上额外的长训练码元。对长训练码元进行了表 4.3 所定义的、与 HT-STF 相同的循环移位，以与数据字段的功率变化进行精确匹配。

图 4.20 展示了 HT-LTF。HT 长训练频率序列乘以来自正交映射矩阵的一个值（+1 或−1），每个长训练码元按照表 4.3 给出的值进行循环移位。

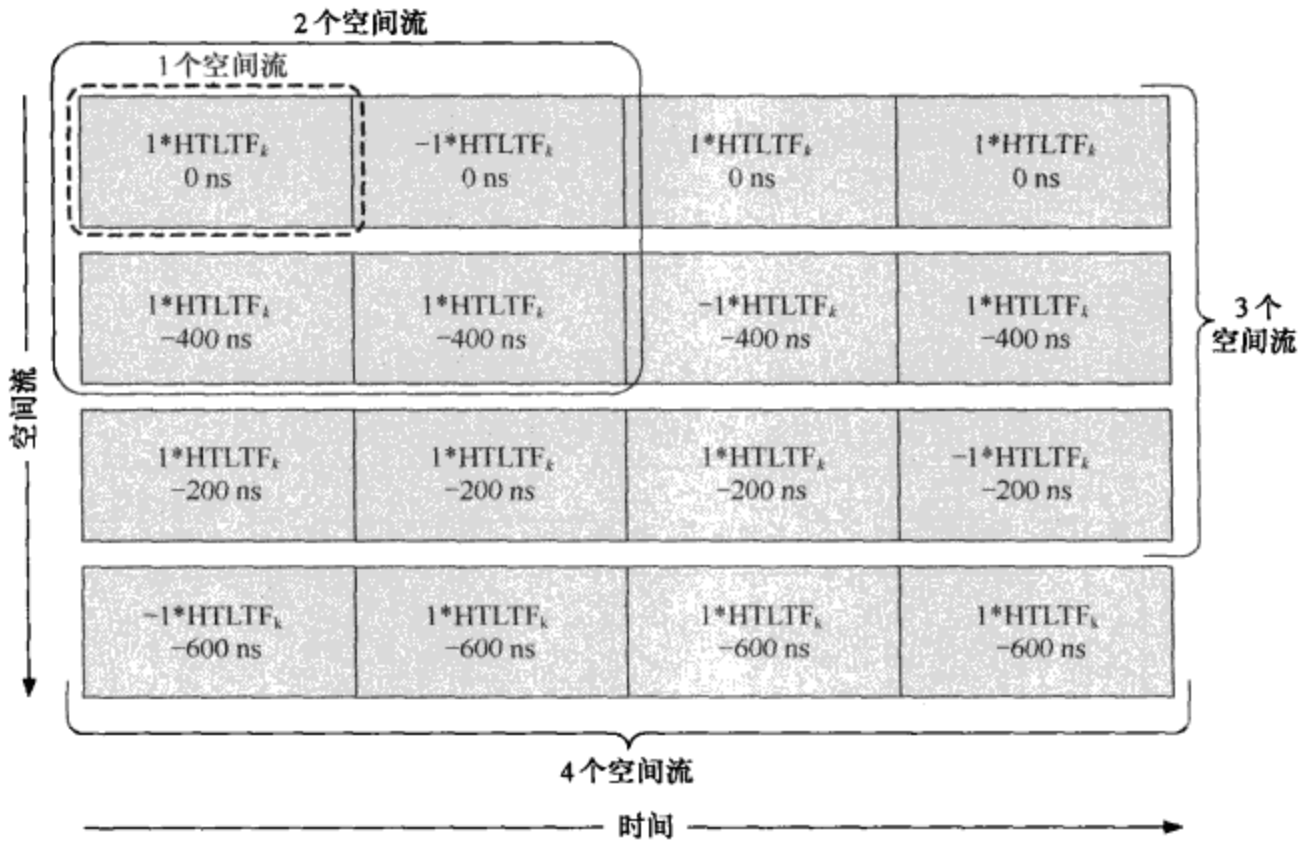


图 4.20　HT-LTF 的结构

20MHz 操作的 HT 长训练码元是基于式（4.18）给出的频域序列定义的（IEEE，2007b）。这个序列是传统长训练码（由式（4.2）定义）的扩展，其中两个额外的子载波−28 和−27 的值为+1；两个额外的子载波 27 和 28 的值为−1。

$$\mathrm{HTLTF}_{-28:28}=\begin{bmatrix}1,1,1,1,-1-1,1,1,-1,1,-1,1,1,1,1,1,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,\\1,1,1,1,0,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,1,-1,-1,-1,-1,-1,1,1,-1,\\-1,1,-1,1,-1,1,1,1,1,-1,-1\end{bmatrix} \tag{4.18}$$

式（4.19）定义了每个空间流 i_{SS} 和每个长训练码 $n(1\leqslant n\leqslant N_{LTF})$所对应 20MHz 信道带宽的时域 HT-LTF 波形。为了简化，我们假设空间流数等于发送天线数（直接映射）。将较少的空间流映射到较多的发送天线上的空间映射将在 4.2.3.8 节中讨论。

$$\begin{aligned}r_{\mathrm{HT-LTF}}^{n,i_{SS}}(t)=&\sqrt{\frac{1}{N_{SS}\bullet 56}}\sum_{k=-28}^{28}[P_{\mathrm{HTLTF}}]_{i_{SS},n}\mathrm{HTLTF}_k\\&\times\exp\left(\mathrm{j}2\pi k\Delta_F\left(t-T_{GI}-T_{CS}^{i_{SS}}\right)\right)\end{aligned} \tag{4.19}$$

式中，T_{GI} 为 0.8μs 的保护间隔；$\Delta_F = 312.5\text{kHz}$（20MHz/64）；$T_{CS}^{i_{SS}}$ 代表具有表 4.3 给出值的空间流 i_{SS} 的循环移位；N_{SS} 为空间流数。

正交映射矩阵（IEEE，2007b）为

$$\boldsymbol{P}_{\text{HTLTF}} = \begin{pmatrix} 1 & -1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & -1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 & -1 \\ -1 & 1 & 1 & 1 \end{pmatrix} \tag{4.20}$$

长训练码数为

$$N_{\text{LTF}} = \begin{cases} N_{\text{SS}} & N_{\text{SS}} = 1, 2, 4 \\ 4 & N_{\text{SS}} = 3 \end{cases} \tag{4.21}$$

在每个 3.2μs 的 OFDM 码元前加上一个 0.8μs 的循环前缀，就形成了完整的波形。可以对每个长训练码元进行一个窗口函数运算，以平滑它和相邻码元之间的变换（参见 4.1.5 节和式（4.6）及式（4.7））。

4.2.3 数据字段

数据字段编码过程的很多步骤与 802.11a 一样，这里就不再重复描述了。关于 802.11a 功能的解释，请参阅 4.1.5 节。图 4.21 给出了 HT 数据字段的发射机框图。

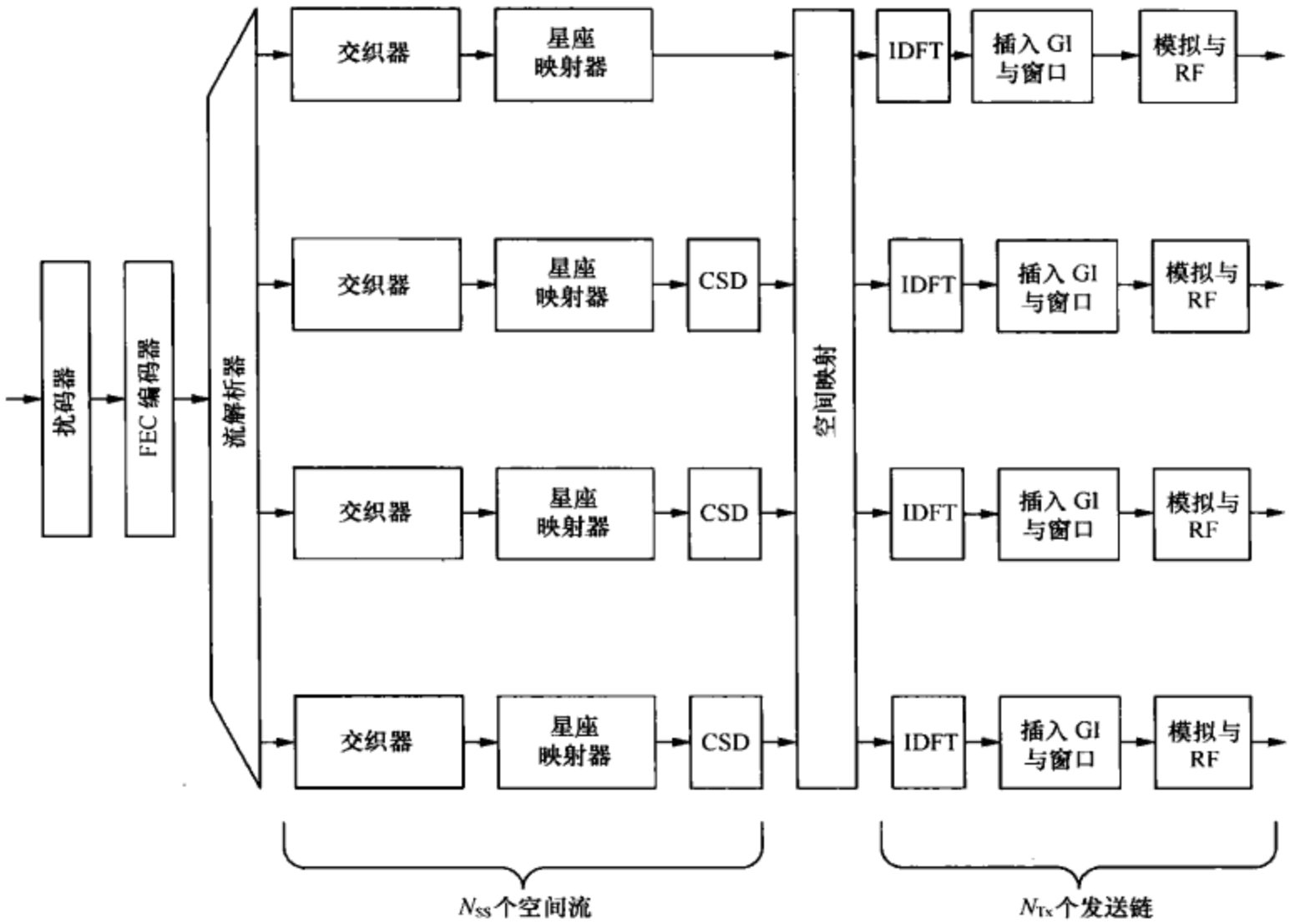


图 4.21 HT 数据字段的发射机框图（经许可从 IEEE（2007b）© IEEE 复制）

下面几个小节讲述了当使用指定的二进制卷积码（BCC）时的编码过程。关于使用可选择的低密度奇偶校验（LDPC）码进行编码的步骤，请参阅 6.4 节。此外，关于使用可选择的

空时块码（STBC）编码时的波形设计，请参阅 6.3 节。

4.2.3.1　比特串

和 802.11a 相同，数据比特前面加上了由 16 个 0 比特组成的服务字段。使用 BCC 编码时，6 个（全 0）的尾部比特加在了数据比特之后。如果有必要，数据串以填充比特（全 0）进行扩展，以使得到的长度可以等分为整数个 OFDM 码元。可选择的 LDPC 码的编码过程将在 6.4 节中讨论。

数据字段中的 OFDM 码元数为

$$N_{\mathrm{SYM}} = \left\lceil \frac{8 \bullet \mathrm{length} + 16 + 6}{N_{\mathrm{DBPS}}} \right\rceil \tag{4.22}$$

式中，length 为图 4.16 中所示的 HT-SIG 域中长度域的八进制值；N_{DBPS} 是每个由其选定的 MCS 决定的 OFDM 码元的数据比特数。

符号$\lceil x \rceil$代表大于等于 x 的最小整数，对应向上取整（ceiling）函数。因此，填充比特数为 $N_{\mathrm{SYM}} \bullet N_{\mathrm{DBPS}} - 8 \bullet \mathrm{length} - 16 - 6$ 。

4.2.3.2　扰码和编码

得到的数据比特串经过一个与 802.11a 中所用相同的扰码器进行扰码。该扰码器已在 4.1.4 节中进行了讨论。在数据后面的 6 个扰码后的 0 值尾比特被同样数目的未扰码的 0 比特所取代。这一点在 IEEE（2007a，条款 17.3.5.2）中有更详细的描述。

扰码后的比特串由 1/2 码率的 BCC 进行编码。编码之后，比特串按所选数据速率进行删余。编码和删余都和 802.11a 中的一样。这部分内容已在 4.1.5 节中进行了描述。

4.2.3.3　流解析

在编码和删余之后，比特串被重新安排成一组新的、等于空间流（N_{SS}）数的比特串。为了使描述简单，本节只讲述均衡 MCS 的流解析函数。对于非均衡 MCS，请参阅 12.4 节。流解析器的输出为 N_{SS} 比特串，每个串的长度为 N_{CBPSS}（每空间流编码比特）。

一个有 s 比特的分组以轮流的方式分配给不同的空间流。图 4.22 给出了一个 64-QAM（$s = 3$）和 3 个空间流的例子。

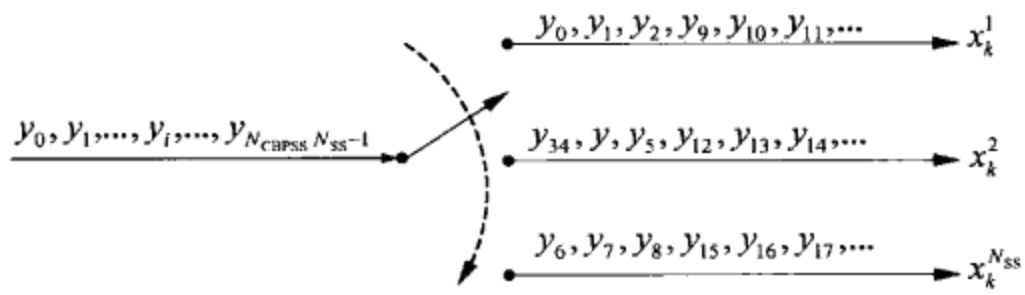


图 4.22　单个编码器和均衡 MCS 的流解析器

s 比特分组的大小由一个星座点的单个坐标轴（实部或虚部）决定，定义为

$$s = \max\left\{1, \frac{N_{\mathrm{BPSCS}}}{2}\right\} \tag{4.23}$$

式中，N_{BPSCS} 为每个空间流的单个子载波的编码比特数，或者等于调制阶数。流解析器的输

出 $x_k^{i_{SS}}$ 是输入 y_i 的函数，定义如下：

$$x_k^{i_{SS}} = y_i$$
$$i = (i_{SS} - 1) \cdot s + s \cdot N_{SS} \cdot \left\lfloor \frac{k}{s} \right\rfloor + k \bmod s \tag{4.24}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$，$k = 0, 1, \cdots, N_{CBPSS} - 1$。

符号 $\lfloor x \rfloor$ 表示小于等于 x 的最大整数，对应向下取整（floor）函数。$k \bmod s$ 定义为 k 除以 s 的余数。

4.2.3.4 交织

在经过流解析器之后，如果使用 BCC 编码，每个 N_{SS} 比特串通过 3 个排列进行交织。前两个交织器的排列基于 802.11a 中的交织。第一个排列保证了相邻的编码比特被映射到不相邻的子载波上（IEEE，2007a）。第二个排列保证了相邻的编码比特交替映射到星座的高低比特位，以避免出现长时间的低可靠性比特（IEEE，2007b）。如果空间流超过一个，就需要进行第三个排列操作。这个操作对另外的空间流进行一个频率旋转。

在本节，为了简化解释，我们只限于讲述进行 20MHz 操作和均衡 MCS 的交织器。对应 40MHz 的交织器的设计将在 5.1.4 节中讲述，对应非均衡 MCS 的交织器将在 12.4 节中讲述。

第一个交织器排列的输出 $w_k^{i_{SS}}$ 是流解析器输出 $x_i^{i_{SS}}$ 的函数。此函数定义为

$$w_k^{i_{SS}} = x_k^{i_{SS}}$$
$$i = 4 \cdot N_{BPSCS} \cdot (k \bmod 13) + \left\lfloor \frac{k}{13} \right\rfloor \tag{4.25}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$，$k = 0, 1, \cdots, N_{CBPSS} - 1$。

将第一个排列和 802.11a 中的排列相比较，由于 802.11a 由可被 16 整除的 48 个子载波组成，它的模数和向下取整函数使用因子 16。在 802.11n 的 20MHz 操作中，它有可以被 13 整除的 52 个子载波。

第二个交织器排列的输出 $y_k^{i_{SS}}$ 是第一个交织器排列输出 $w_j^{i_{SS}}$ 的函数。此函数定义如下：

$$y_k^{i_{SS}} = w_k^{i_{SS}}$$
$$j = s \cdot \left\lfloor \frac{k}{s} \right\rfloor + \left(k + N_{CBPSS} - \left\lfloor \frac{13 \cdot k}{N_{CBPSS}} \right\rfloor \right) \bmod s \tag{4.26}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$，$k = 0, 1, \cdots, N_{CBPSS} - 1$，$s$ 为由式（4.23）定义的、与流解析器中相同的分组大小。

如果空间流多于 1 个，需要执行第三个排列。第三个交织器排列的输出 $z_k^{i_{SS}}$ 是第二个交织器排列输出 $y_r^{i_{SS}}$ 的函数。此函数定义如下：

$$z_k^{i_{SS}} = y_r^{i_{SS}}$$
$$r = \left(k - \left(((i_{SS} - 1) \cdot 2) \bmod 3 + 3 \cdot \left\lfloor \frac{i_{SS} - 1}{3} \right\rfloor \right) \cdot 11 \cdot N_{BPSCS} \right) \cdot \bmod N_{CBPSS} \tag{4.27}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$，$k = 0, 1, \cdots, N_{CBPSS} - 1$。

4.2.3.5　调制映射

在 802.11n 中，使用与 802.11a 中相同的方法（细节参见 IEEE（2007a，条款 17.3.5.7）或 van Nee 和 Prasad(2000)），子载波根据选定的 MCS 进行 BPSK、QPSK、16-QAM 或 64-QAM 调制。相应地，交织器输出端的比特流将映射到复数星座点，而其数据流由式（4.28）所示的符号表示。每个 20MHz HT OFDM 码元由第 k 个流的 52 个复数值组成。

$$d_{k,l,n},\ k=0,1,\cdots,51;\ \ l=1,\cdots,N_{\mathrm{SS}};\ \ n=0,1,\cdots,N_{\mathrm{SYM}}-1 \tag{4.28}$$

式中，N_{SYM} 为式（4.22）定义的 OFDM 码元的数量，N_{SS} 为空间流的数量。

4.2.3.6　导频子载波

在 802.11n 的 20MHz 操作中，导频子载波位于与其在 802.11a 中相同的子载波上，即−21、−7、1 和 21，如下式所示（IEEE，2007b）：

$$\begin{aligned}P_{(i_{\mathrm{SS}},n)}^{-28,28}=\{&0,0,0,0,0,0,0,\psi_{i_{\mathrm{SS}},n\oplus 4}^{(N_{\mathrm{SS}})},0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\\&\psi_{i_{\mathrm{SS}},(n+1)\oplus 4}^{(N_{\mathrm{SS}})},0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\psi_{i_{\mathrm{SS}},(n+2)\oplus 4}^{(N_{\mathrm{SS}})},\\&0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\psi_{i_{\mathrm{SS}},(n+3)\oplus 4}^{(N_{\mathrm{SS}})},0,0,0,0,0,0,0\}\end{aligned} \tag{4.29}$$

式中 $n\oplus a$ 表示码元数目模整数 a，模式 $\psi_{i_{\mathrm{SS}},n}^{(N_{\mathrm{SS}})}$ 由表 4.4 定义。

表 4.4　　20MHz 传输的导频子载波值（IEEE，2007b）

N_{SS}	i_{SS}	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},0}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},1}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},2}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},3}^{(N_{\mathrm{SS}})}$
1	1	1	1	1	−1
2	1	1	1	−1	−1
2	2	1	−1	−1	1
3	1	1	1	−1	−1
3	3	1	−1	1	−1
3	3	−1	1	1	−1
4	1	1	1	1	−1
4	2	1	1	−1	1
4	3	1	−1	1	1
4	4	−1	1	1	1

每个空间流有不同的导频子载波模式。此外，不同的空间流数量对应不同的导频子载波组。最后，由于式（4.29）中 $\psi_{i_{\mathrm{SS}},n\oplus 4}^{(N_{\mathrm{SS}})}$ 的模数标引操作，这个模式在码元间进行循环移位。

4.2.3.7　20MHz HT 格式的发送

将每个空间流的 52 个数据子载波和 4 个导频子载波结合在一起进行 IFFT，从而生成 OFDM 数据码元。为了简化，我们假设空间流的数目等于发送天线的数目（直接映射）。将较少的空间流映射到较多的发送天线上的空间映射将在 4.2.3.8 节中讨论。式（4.30）给出了所得到的 OFDM 数据码元的时域波形。每个 OFDM 码元加上一个循环码前缀后，形成完整的波形。

$$r_{\mathrm{HT-DATA}}^{n,i_{\mathrm{SS}}}(t)=\sqrt{\frac{1}{N_{\mathrm{SS}}\cdot 56}}\sum_{n=0}^{N_{\mathrm{SYM}}-1}\sum_{k=-28}^{28}(D_{k,i_{\mathrm{SS}},n}+p_{n+3}P_{(i_{\mathrm{SS}},n)}^{k})\times\exp(\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\mathrm{F}}(t-nT_{\mathrm{SYM}}-T_{\mathrm{GI}}-T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{SS}}}))\tag{4.30}$$

式中，$D_{k,l,n}$ 和 $M^r(k)$ 的表达式为

$$D_{k,l,n}=\begin{cases}0 & k=0,\pm 7,\pm 21\\ d_{M^r(k),l,n} & \text{其他}\end{cases}$$

$$M^r(k)=\begin{cases}k+28 & -28\leqslant k\leqslant -22\\ k+27 & -20\leqslant k\leqslant -8\\ k+26 & -6\leqslant k\leqslant -1\\ k+25 & 1\leqslant k\leqslant 6\\ k+24 & 6\leqslant k\leqslant 20\\ k+23 & 22\leqslant k\leqslant 28\end{cases}$$

它们是复数数据值在子载波位置的映射；T_{GI} 是 0.8μs 的保护间隔；T_{SYM} 是 4μs 的码元时间，由 3.2μs 的 OFDM 码元时间和 0.8μs 的保护间隔组成的；$\Delta_{\mathrm{F}}=312.5\mathrm{kHz}$（20MHz/64）；$T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{SS}}}$ 代表具有表 4.3 中值的空间流 i_{SS}；N_{SS} 为空间流的数量；N_{SYM} 为式（4.5）定义的 OFDM 码元的数目；p_n 是由式（4.5）给出的、与传统 OFDM 相同的导频极性，由于 L-SIG 和 HT-SIG 使用前 3 个序列的值，对导频极性序列的标记方法要偏移 3 位；$P_{(i_{\mathrm{SS}},n)}^{k}$ 标记式（4.29）定义的导频子载波。

可以对每个数据码元进行一个窗口函数运算，以平滑它和相邻码元（参见 4.1.5 节和式（4.6）及式（4.7））之间的变换。

4.2.3.8 空间扩展

现在考虑一个要发送两个空间流、配有 4 个天线的设备。如果当时的信道环境不支持额外的空间流，便可以使用此种配置。为了使输出功率最大，需要使用每一个发送链来发送信号。这就引发了如下问题：如何将较少的空间流映射到较多的发送天线链上，而不会导致波束成形，并且还能最好地利用现有的功率放大器和发送链。

我们继续两个空间流的例子，得到每个子载波和 OFDM 码元的复数数据

$$\begin{bmatrix}d_1\\ d_2\end{bmatrix}$$

在进行了为两个空间流所定义的循环移位后，复数数据为

$$\begin{bmatrix}d_1\\ d_2\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\mathrm{F}}(-400\mathrm{ns}))\end{bmatrix}$$

作为第一步，我们在额外的天线上重复两个空间流，

$$\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{bmatrix}d_1\\ d_2\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\mathrm{F}}(-400\mathrm{ns}))\\ d_2\\ d_2\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\mathrm{F}}(-400\mathrm{ns}))\end{bmatrix}$$

但是，发送这样的信号时，同样信号的同时传输会带来人们不希望有的波束成型效应。

我们将信号乘以一个循环移位来解除信号相关性。下面举一个例子：

$$\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{bmatrix} d_1 & \times \quad \exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(0\mathrm{ns})) \\ d_2\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) & \times \quad \exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(0\mathrm{ns})) \\ d_2 & \times \quad \exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-200\mathrm{ns})) \\ d_2\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) & \times \quad \exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-200\mathrm{ns})) \end{bmatrix}$$

$$=\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{bmatrix} d_1\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(0\mathrm{ns})) \\ d_2\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) \\ d_1\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-200\mathrm{ns})) \\ d_2\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-600\mathrm{ns})) \end{bmatrix}$$

这样选择的循环移位使我们只能将同一个信号的拷贝分开 200ns。如果使用一组由[0ns；0ns；−400ns；+400ns]组成的循环移位，可以得到[0ns；−400ns；0ns；−400ns]的数据总循环移位。这个结果看起来很诱人。但是，为了使 HT-STF 和 HT-LTF 与数据相匹配，数据和这些字段必须使用同样的空间映射矩阵。在第一种情况中，应用在短训练码元上的空间映射将得到

$$\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{bmatrix} S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(0\mathrm{ns})) \\ S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) \\ S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-200\mathrm{ns})) \\ S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-600\mathrm{ns})) \end{bmatrix}$$

这与表 4.3 中的循环移位相匹配。在第二种情况下，应用在短训练码元上的空间映射将得到

$$\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{bmatrix} S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(0\mathrm{ns})) \\ S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) \\ S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(0\mathrm{ns})) \\ S\bullet\exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) \end{bmatrix}$$

由于全部流（结果也就是所有的天线）都使用同样的短训练码元，得到的对应每个发送天线链的循环移位就必须是不同的。总而言之，空间映射矩阵的选择必须考虑 HT-DATA 以及 HT-STF 和 HT-LTF 的特性。

802.11n 标准虽然给出了几个例子，但并没有指定空间映射矩阵。表 4.5 给出的映射矩阵可得到每个发送天线链在 HT-STF 和 HT-LTF 上的循环移位。这些循环移位与表 4.3 中对应相等的空间流数的循环移位相匹配。在矩阵的表示中，得到的信号为 $\boldsymbol{Q}_k\boldsymbol{X}_k$，其中 $\boldsymbol{Q}_k$ 是维数为 $N_{TX}\times N_{SS}$ 的空间扩展矩阵，X_k 是维数为 $N_{SS}\times 1$ 的信号矢量。

表 4.5　　空间扩展矩阵

N_{TX}	N_{SS}	$\boldsymbol{Q}_k$
2	1	$\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{bmatrix} 1 \\ \exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) \end{bmatrix}$
3	1	$\frac{1}{\sqrt{3}}\begin{bmatrix} 1 \\ \exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-400\mathrm{ns})) \\ \exp(-\mathrm{j}2\pi k\Delta_F(-200\mathrm{ns})) \end{bmatrix}$

续表

N_{TX}	N_{SS}	$\boldsymbol{Q}_k$
4	1	$\frac{1}{2}\begin{bmatrix}1\\ \exp(-j2\pi k\Delta_F(-400ns))\\ \exp(-j2\pi k\Delta_F(-200ns))\\ \exp(-j2\pi k\Delta_F(-600ns))\end{bmatrix}$
3	2	$\sqrt{\frac{2}{3}}\begin{bmatrix}1 & 0\\ \exp(-j2\pi k\Delta_F(-200ns)) & 1\\ & 0\end{bmatrix}$
4	2	$\frac{1}{\sqrt{2}}\begin{bmatrix}1 & 0\\ 0 & 1\\ \exp(-j2\pi k\Delta_F(-200ns)) & 0\\ 0 & \exp(-j2\pi k\Delta_F(-200ns))\end{bmatrix}$
4	3	$\frac{3}{2}\begin{bmatrix}1 & 0 & 0\\ 0 & 1 & 0\\ 0 & 0 & 1\\ \exp(-j2\pi k\Delta_F(-600ns)) & 0 & 0\end{bmatrix}$

式（4.17）、式（4.19）和式（4.30）分别定义了 HT-STF、HT-LTF 和 HT-DADA 的波形公式。把这些公式与将 N_{SS} 空间流映射到 i_{TX} 发送天线链的空间映射矩阵 $\boldsymbol{Q}$ 相结合，得到如下结果：

$$r_{\text{Field}}^{(i_{Tx})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{SS}\cdot N_{\text{Field}}^{\text{Tone}}}}\sum_{k=-N_{SR}}^{N_{SR}}\sum_{i_{SS}=1}^{N_{SS}}[\boldsymbol{Q}_k]_{i_{Tx},i_{SS}}\boldsymbol{X}_k^{(i_{SS})}\times\exp\left(j2\pi k\Delta_F\left(t-T_{GI}^{\text{Field}}-T_{CS}^{i_{SS}}\right)\right) \tag{4.31}$$

式中，T_{GI}^{Field} 对应 HT-LTF 和 HT-DATA 时是 0.8μs 的保护间隔，对应 HT-STF 时为 0；$N_{\text{Field}}^{\text{Tone}}$ 对应 HT-LTF 和 HT-DATA 时为 56，对应 HT-STF 时为 12；N_{SR} 对应 HT-LTF 和 HT-DATA 时为 28，对应 HT-STF 时为 26；N_{SS} 是空间流的数量；$T_{CS}^{i_{SS}}$ 代表具有表 4.3 给出值的空间流 i_{SS} 的循环移位；$X_k^{(iss)}$ 在对应 NT-STF 时为 S_k，对应 HT-LTF 时为 $[P_{HTLTF}]_{i_{SS},n}\text{HTLTF}_k$，而对应 HT-DATA 时为 $(D_{k,i_{SS},n}+p_{n+3}P_{(i_{SS},n)}^k)$。

最后要说明一点，发送波束成型也用于将空间流映射到发送天线链中。这一点将在第 12 章中进行讨论。

4.2.4 HT MF 的接收过程

本节讲述对 20MHz 的基本操作的接收过程。由于可选择的特征而引起的特殊情况将在其所对应的章节中讨论。这些特征包括 GF 前导码、探测分组、短保护间隔、LDPC 以及 STBC，将分别在 5.4 节、12.6 节、5.5 节、6.4 节以及 6.3 节中讲解。

4.2.4.1 RF 前端

图 4.23 给出了 MIMO 接收机的基本框图。一个 MIMO 接收机设计有多个接收天线链，

每个链由天线、LNA、下行转换器、AGC 以及 ADC 组成。为了最大化每个天线分支的动态范围，通常每个接收链中的每个 AGC 都是各自分别调整的。

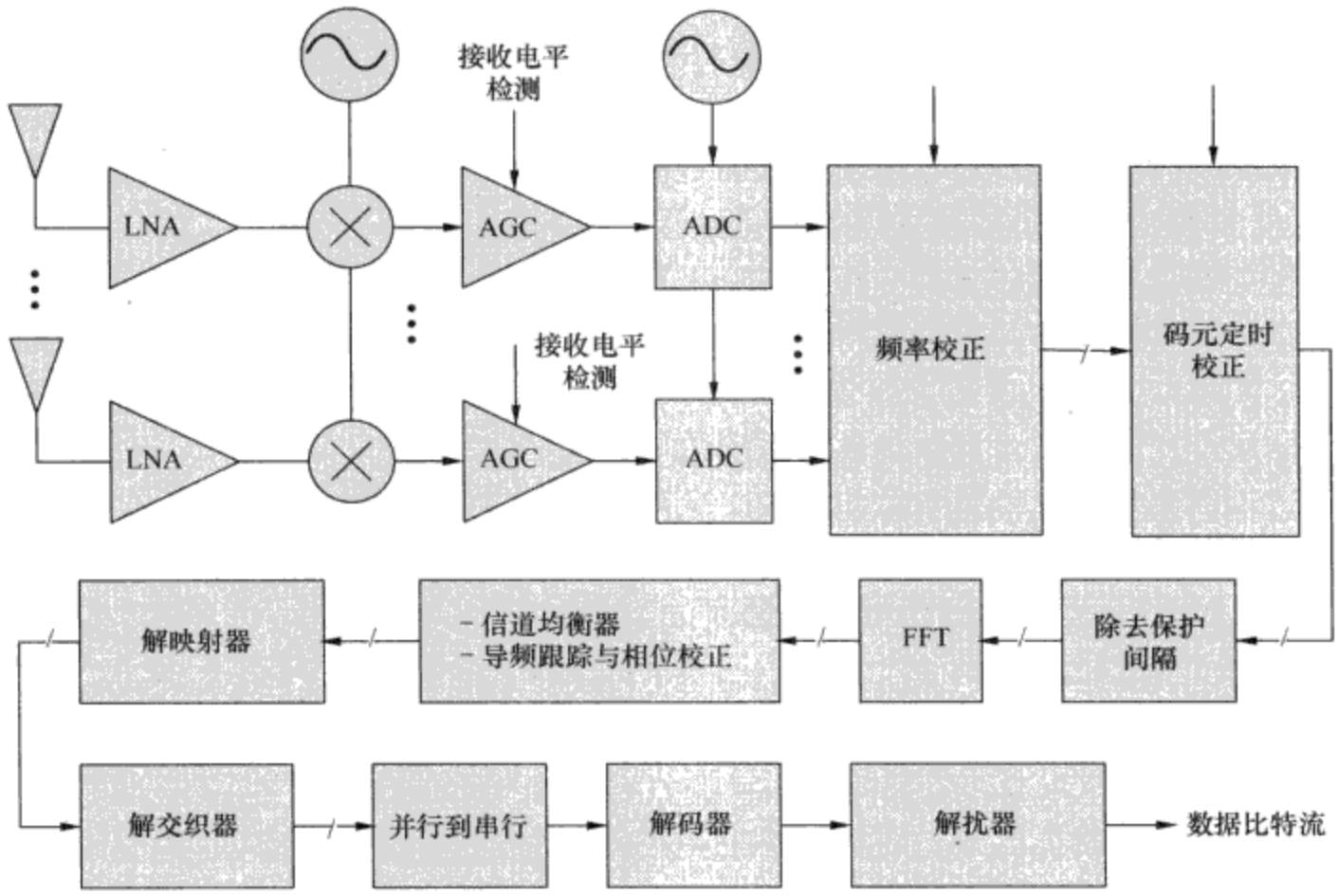


图 4.23　MIMO 的接收机框图

由于 MF 分组的开头为传统的前导码，AGC、初始频率纠错以及初始时间获取中 L-STF 的使用与 4.1.6 节中描述的在 802.11a 中的使用相似。但是，802.11n 设备通常设有多个接收天线。因此，分组开始检测和不精确的定时间的相关函数应该对所有天线进行综合，以使检测性能最优。所有接收信号都进行了不精确的时间调整。类似地，如果发射机中所有的发送链使用相同的振荡器，接收机中所有的接收链也使用同样的振荡器，4.1.1 节中描述的频率估计也许也可以综合所有的接收天线链，并且应用到所有的接收信号上。由于 802.11n 标准要求所有发送天线的发送中心频率和码元时钟频率来自同一个参考振荡器，这就很自然地要求有一个公用的振荡器源。van Zelst 和 Schenk（2004）给出了有关 MIMO 系统时间同步和频率估计的进一步描述。

4.2.4.2　前导码的传统部分

对 L-LTF 和 L-SIG 的处理按照 4.1.6 节中的描述进行。但是，由于一个 MIMO 接收机有多个接收天线，对其 L-SIG 的单个流发送所进行的处理可以比只有单个天线的传统接收机更加稳健。3.2 节概括地描述了通过多个接收天线接收单个流发送的情况。最大比合并的益处将在 6.1 节中讨论。

对于传统分组，校验 SIG 校验位比特可以决定分组是否有效。但如果是 HT 分组，无效的 L-SIG 校验位比特并不一定会使分组失效。因此，只有当自动检测认定了这是一个传统分组时，才需要校验 L-SIG 校验位。传统分组和 HT MF 分组间的自动检测在 L-SIG 后的下一个码元间进行。这个码元就是 4.2.2.1 节中描述的 HT MF 分组的 HT-SIG。

4.2.4.3 高吞吐率信令字段

除了 90°的相位旋转，HT-SIG 的调制和编码与 L-SIG 相似，其接收处理步骤和 L-SIG 的一样。而在解码中，HT-SIG 分组含在两个 OFDM 码元中，并且解码时被看做一个分组。由于频率纠错和时间同步是基于 L-STF 和 L-LTF 进行计算的，L-SIG 和 HT-SIG 期间计算的相位旋转纠错就自然用于处理 HT-LTF 之前进一步的频率偏移和码元定时纠错。这使得从 HT-LTF 中计算得出的信道估计的误差最小。

如果在处理前导码的传统部分和 HT-SIG 期间的任何点上发生信号丢失，接收机就终止接收。但是，只要接收信号水平保持在-62dBm（对于 20MHz 的操作而言），设备就不可以接入媒体（延迟）。这一点保证了即使接收机不能处理信号，也还是保持了载波侦听多址接入的根本自然属性。这个基本操作被称为空闲信道评估（CCA）。

接收过程的下一步是校验 HT-SIG CRC 是否有效。当 HT-SIG CRC 被认为有效时，HT-SIG 中的信息比特（如 4.2.2.1 节中所描述的）用于配置接收分组的接收机。这样，即使下面的信号丢失了，在基于 HT-SIG 的值得到的传输时间（TXTIME）失效之前，设备都不会接入媒体。

$$\mathrm{TXTIME} = T_{\mathrm{L-STF}} + T_{\mathrm{L-LTF}} + T_{\mathrm{L-SIG}} + N_{\mathrm{LTF}}\, T_{\mathrm{HT-LTF}} + T_{\mathrm{HT-SIG}} + T_{\mathrm{SYM}}\, N_{\mathrm{SYM}} \qquad (4.32)$$

式中，$T_{\mathrm{L-STF}}$，$T_{\mathrm{L-LTF}}$，$T_{\mathrm{HT-SIG}} = 8\mu\mathrm{s}$；$T_{\mathrm{L-SIG}}$，$T_{\mathrm{HT-LTF}} = 4\mu\mathrm{s}$；$T_{\mathrm{SYM}}$ 在 800ns 的间隔保护处理时为 4μs；N_{SYM} 是式（4.22）定义的数据字段中 OFDM 码元的数量；N_{LTF} 是 MCS 决定的长训练码元的数量——长训练码元的数量基于 MCS（不包括探测分组）所表示的空间流的数量。

对 GF 前导码、短保护间隔、探测分组、LDPC 以及 STBC 所进行的 TXTIME 的计算都有所不同。对 TXTIME 的不同修改将分别在 5.4.4 节、5.5 节、12.6 节、6.4 节以及 6.3 节中进行讨论。

即使不支持所指定的速率和模式，TXTIME 也必须计算出来。TXTIME 计算的一个例外情况发生在当保留比特被解码为 0 时。如果 HT-SIG CRC 有效，保留比特值为 0 便意味着无效条件，或者 CRC 计算的假阳性。更进一步说，如果 MCS 域的范围为 77～127 或者 STBC 域的值为 3，TXTIME 就无法计算。在这些情况下，只要接收信号水平保持在-62dBm（对于 20MHz 的操作而言），而不是基于 TXTIME 的计算，设备就不可以接入媒体。

再进一步说说适当的 CCA，即使 GF 的前导码是可选的，不能接收这种前导码的 HT 设备仍然必须适当地进行延迟。由支持 HT 非 GF 的设备接收的 GF 分组的 CCA 将在 5.4.4 节中讨论。

4.2.4.4 高吞吐率训练字段和 MIMO 信道估计

正如在 4.2.2.2 节中所描述的，HT-SIG 域之后是用于重新调整 AGC 的 HT-STF。之后的码元组成了用于 MIMO 信道估计的 HT-LTF。为了解释计算 MIMO 信道估计的步骤，我们先考虑有两个流、两个发送天线和两个接收天线的例子。接收机通过去掉 HT-LTF 的循环前缀处理 3.2μs 的长训练码元，并且对得到的训练子载波进行一次 FFT。对于表示为 t_1 的时间上的第一个码元，式（4.33）给出了接收机的每个训练子载波 k 的频域表示。注意，z 为 AWGN。MIMO 系统的综合情况请参见 3.3 节中的图 3.4。

$$\begin{aligned} y_{1,t_1}^{k} &= h_{11}^{k} \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^{1}} + h_{12}^{k} \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^{2}} + z_{1,t_1}^{k} \\ y_{2,t_1}^{k} &= h_{21}^{k} \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^{1}} + h_{22}^{k} \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^{2}} + z_{2,t_1}^{k} \end{aligned} \qquad (4.33)$$

然后，对于时间上 t_2 的第二个码元，

$$
\begin{aligned}
y_{1,t_2}^k &= h_{11}^k \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot (-1) \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^1} + h_{12}^k \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^2} + z_{1,t_2}^k \\
y_{2,t_2}^k &= h_{21}^k \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot (-1) \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^1} + h_{22}^k \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^2} + z_{2,t_2}^k
\end{aligned}
\tag{4.34}
$$

我们看到了式（4.20）给出的正交映射矩阵的影响。“−1”这一项来自矩阵的第一行第二列。为了简化表达式，我们将信道抽头 h 和循环移位相结合，$\tilde{h}_{i,m} = h_{i,m}\mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi k \Delta_{\mathrm{F}} T_{\mathrm{CS}}^m}$。需要指出，应用在长训练码元上的循环移位也应用在了数据码元上。因为信道估计是信道抽头和循环移位的结合体，通过结合循环移位来重新定义信道抽头，优点是自动消除了在均衡数据和信道估计时循环移位的影响。式（4.33）和式（4.34）可简化如下：

$$
\begin{aligned}
y_{1,t_1}^k &= \tilde{h}_{11}^k \cdot \mathrm{HTLTF} + \tilde{h}_{12}^k \cdot \mathrm{HTLTF} + z_{1,t_1}^k \\
y_{2,t_1}^k &= \tilde{h}_{21}^k \cdot \mathrm{HTLTF} + \tilde{h}_{22}^k \cdot \mathrm{HTLTF} + z_{2,t_1}^k \\
y_{1,t_2}^k &= \tilde{h}_{11}^k \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot (-1) + \tilde{h}_{12}^k \cdot \mathrm{HTLTF} + z_{1,t_2}^k \\
y_{2,t_2}^k &= \tilde{h}_{21}^k \cdot \mathrm{HTLTF} \cdot (-1) + \tilde{h}_{22}^k \cdot \mathrm{HTLTF} + z_{2,t_2}^k
\end{aligned}
\tag{4.35}
$$

一旦处理了这两个码元并从中得到子载波，码元 1 中得到的子载波就与码元 2 中得到的子载波相结合，得到信道估计。首先来自天线 1 的码元按如下方式结合起来。来自第一个码元的子载波减去来自第二个码元的子载波，得到了$\hat{h}_{11}^k$的信道估计，这样消掉了$\hat{h}_{12}^k$项。然后，来自第一个码元的子载波加上来自第二个码元的子载波，得到了$\hat{h}_{12}^k$的信道估计，这样消掉了$\hat{h}_{11}^k$项。这表达为如下公式：

$$
\begin{aligned}
\hat{h}_{11}^k &= \frac{y_{1,t_1}^k - y_{1,t_2}^k}{2 \cdot \mathrm{HTLTF}} \\
\hat{h}_{12}^k &= \frac{y_{1,t_1}^k + y_{1,t_2}^k}{2 \cdot \mathrm{HTLTF}}
\end{aligned}
\tag{4.36}
$$

我们可以类似地使用来自第二个码元的子载波，得到$\tilde{h}_{21}^k$和$\tilde{h}_{22}^k$的信道估计，如下所示：

$$
\begin{aligned}
\hat{h}_{21}^k &= \frac{y_{2,t_1}^k - y_{2,t_2}^k}{2\ \mathrm{HTLTF}} \\
\hat{h}_{22}^k &= \frac{y_{2,t_1}^k + y_{2,t_2}^k}{2\ \mathrm{HTLTF}}
\end{aligned}
\tag{4.37}
$$

正交映射矩阵可以通过将来自两个码元的子载波结合起来以得到信道估计。

信道估计的获取方法可以推广到任意数量的空间流和接收天线。首先，我们定义其元素数量等于接收天线数（N_{RX}）的接收信号矢量 $\boldsymbol{Y}_{tn}$，以及长训练码指数 n，$1 \leqslant n \leqslant N_{\mathrm{LTF}}$。每个码元的接收信号矢量加进一个单个矩阵，$[Y_{t_1}|Y_t| \cdots |Y_{tN_{\mathrm{LTF}}}]$的维数是 $N_{\mathrm{RX}} \times N_{\mathrm{LTF}}$，与噪声矢量 $\boldsymbol{Z}$ 相似；给定如下公式：

$$
\begin{aligned}
&\left[Y_{t_1}^k \mid Y_{t_2}^k \mid \cdots \mid Y_{t_{N_{\mathrm{LTF}}}}^k\right] \\
&= \begin{bmatrix}
\tilde{h}_{11}^k & \tilde{h}_{12}^k & \cdots & \tilde{h}_{1N_{\mathrm{SS}}}^k \\
\tilde{h}_{21}^k & \tilde{h}_{22} & \cdots & \tilde{h}_{2N_{\mathrm{SS}}}^k \\
\vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\
\tilde{h}_{N_{\mathrm{RX}}1}^k & \tilde{h}_{N_{\mathrm{RX}}2}^k & \cdots & \tilde{h}_{N_{\mathrm{RX}}N_{\mathrm{SS}}}^k
\end{bmatrix} \cdot \tilde{P} \cdot \mathrm{HTLTF}_k + [Z_{t_1}^k \mid Z_{t_2}^k \mid \cdots \mid Z_{t_{N_{\mathrm{LTF}}}}^k]
\end{aligned}
\tag{4.38}
$$

式中，$\tilde{\boldsymbol{p}}$ 是正交映射矩阵 P_{HTLTF} 的一个 $N_{\mathrm{SS}}\times N_{\mathrm{LTF}}$ 子集。例如，当有 3 个空间流和 4 个长训练码元时，

$$\tilde{\boldsymbol{P}}=\begin{pmatrix}1 & -1 & 1 & 1\\ 1 & 1 & -1 & 1\\ 1 & 1 & 1 & -1\end{pmatrix}$$

为了计算信道估计矩阵，我们将接收信号矢量矩阵和 $\tilde{\boldsymbol{p}}$ 的转置矩阵相乘，并进行归一化处理如下：

$$\begin{bmatrix}\hat{h}_{11}^{k} & \hat{h}_{12}^{k} & \cdots & \hat{h}_{1N_{\mathrm{SS}}^{k}}\\ \hat{h}_{21}^{k} & \hat{h}_{22} & \cdots & \hat{h}_{2N_{\mathrm{SS}}}^{k}\\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots\\ \hat{h}_{N_{\mathrm{RX}}1}^{k} & \hat{h}_{N_{\mathrm{RX}}2}^{k} & \cdots & \hat{h}_{N_{\mathrm{RX}}N_{\mathrm{SS}}}^{k}\end{bmatrix}=\left[Y_{t_1}^{k}\,|\,Y_{t_2}^{k}\,|\cdots|\,Y_{t_{N_{\mathrm{LTF}}}}^{k}\right]\bullet\tilde{P}^{T}\bullet\frac{1}{N_{\mathrm{LTF}}\bullet\mathrm{HTLTF}_{k}}\qquad(4.39)$$

4.2.4.5 数据字段

紧随 HT-LTF 之后的是数据字段，其处理过程如图 4.23 所示。每个 4μs 的码元均在去掉其 0.8μs 的 GI 后，进行了 FFT。数据可以使用来自 HT-LTF 的信道估计（式（4.39）），通过一个 3.6 节中描述的均衡器进行均衡。

在处理导频子载波以跟踪相位旋转时，我们再次强调了接收机对所有接收链使用同一公用振荡器的好处。频域中发送的 OFDM 码元中的某一特定导频子载波可描述如下：

$$\begin{bmatrix}y_1\\ y_2\\ \vdots\\ y_N\end{bmatrix}=\begin{bmatrix}h_{11} & h_{12} & \cdots & h_{1M}\\ h_{21} & h_{22} & \cdots & h_{2M}\\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots\\ h_{N1} & h_{N2} & \cdots & h_{NM}\end{bmatrix}\begin{bmatrix}p_1\\ p_2\\ \vdots\\ p_M\end{bmatrix}+\begin{bmatrix}z_1\\ z_2\\ \vdots\\ z_N\end{bmatrix}$$

或者，以矢量表示时，为

$$\boldsymbol{Y}=\boldsymbol{HP}+\boldsymbol{Z}$$

如果使用了公用振荡器，接收信号便可表述为

$$\boldsymbol{R}=\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi}\boldsymbol{Y}=\boldsymbol{HP}\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi}+\boldsymbol{Z}\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi}$$

从中得到导频子载波，并用信道估计进行均衡，可得到 ZF 接收机的

$$\boldsymbol{H}^{-1}\boldsymbol{R}=\boldsymbol{P}\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi}+\boldsymbol{H}^{-1}\boldsymbol{Z}\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi}$$

我们可以通过将相位旋转估计在空间流上进行平均，以使之得到进一步加强。如 Akay 和 Ayanoglu（2004b）中所讲述的，使用信道估计的加权平均可以通过对衰落子载波去权值来改善性能。

当不使用公用振荡器时，接收信号由如下公式表述：

$$\begin{bmatrix}r_1\\ r_2\\ \vdots\\ r_N\end{bmatrix}=\begin{bmatrix}\mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_1} & 0 & \cdots & 0\\ 0 & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_2} & \cdots & 0\\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots\\ 0 & 0 & \cdots & \mathrm{e}^{\mathrm{j}\phi_N}\end{bmatrix}\begin{bmatrix}y_1\\ y_2\\ \vdots\\ y_N\end{bmatrix}$$

或者，以矢量表示时，为

$$\boldsymbol{R}=\boldsymbol{\Phi Y}=\boldsymbol{\Phi HP}+\boldsymbol{\Phi Z}$$

在这种情况下，很难将相位旋转从信道中分开。这样的实现就导致了较差的导频跟踪性能。

4.2.4.6　解映射、解交织、解码以及解扰

空间流上的解映射操作和 802.11a 接收机中的相同。解交织器使用下面的操作来进行 4.2.3.4 节中所描述的交织的逆操作。

接收分组（每空间流 i_{ss}）中比特的指数表示为 k。如果空间流多于一个，第一个排列是交织器（式（4.27）定义）的第 3 个（频率旋转）排列的逆操作：

$$y_r^{i_{SS}} = z_k^{i_{SS}}$$
$$r = \left(k + \left(((i_{SS}-1)\cdot 2) \bmod 3 + 3\cdot\left\lfloor\frac{i_{SS}-1}{3}\right\rfloor\right)\cdot 11\cdot N_{BPSCS}\right) \bmod N_{CBPSS} \tag{4.40}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$，$k=0$，1，…，$N_{CBPSS}-1$。$N_{BPSCS}$ 是每个空间流的单个子载波的编码比特数，与调制阶数相等。N_{CBPSS} 是每空间流编码比特。

对于每个空间流，解交织器中的第 2 个排列是交织器（式（4.26）定义）中第 2 个排列的逆操作：

$$w_j^{i_{SS}} = y_k^{i_{SS}}$$
$$j = s\cdot \mathrm{floor}(k/s) + \left(k + \left\lfloor\frac{13\cdot k}{N_{CBPSS}}\right\rfloor\right) \bmod s \tag{4.41}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$，$k=0$，1，…，$N_{CBPSS}-1$，$s$ 由式（4.23）定义。

对于每个空间流，解交织器中的第 3 个排列是交织器（式（4.26）定义）中第一个排列的逆操作：

$$x_i^{i_{SS}} = w_k^{i_{SS}}$$
$$i = 13\cdot k - (N_{CBPSS}-1)\cdot\left\lfloor\frac{k}{4\cdot N_{BPSCS}}\right\rfloor \tag{4.42}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$，$k=0$，1，…，$N_{CBPSS}-1$。

在解交织处理的最后一步，通过轮流地从每个空间流中取出 s 比特的分组，为解码器生成单个比特流。这样就进行了流解析操作（在 4.2.3.3 节中描述）的逆操作。

得到的卷积编码数据流通常使用 Viterbi 解码器进行解码。如果 MCS 标示码率大于 1/2，就需要对每个解码器的输入进行解删余。通过使用 MIMO 信道估计加权解码器测量标准，可以大幅度改善解码器的性能。解码过程与在 4.1.6 节中描述的 802.11a 中的相似。

服务字段的前 7 个比特给出了解扰器的初始状态。使用与 802.11a 中相同的扰码器要来对数据流进行解扰。在 HT-SIG 给出的数据长度之后接收到的比特被丢弃。

参考文献

Akay, E. andAyanoglu, E. (2004a). Lowcomplexity decoding of bit-interleaved coded modulation forM-ary QAM. *International Conference on Communcations*, June 20–24, Paris, France, 901-5.

Akay, E. and Ayanoglu, E. (2004b). High performance Viterbi decoder for OFDM systems. *Vehicular Technology*

Conference, May 17–19, Milan, Italy, 323–7.

Aoki, T. and Takeda, D. (2005). *Backward Compatibility of CDD Preambles*, IEEE 802.11-05/0006r1.

Caire, G., Taricco, G., and Biglieri, E. (1998). Bit-interleaved coded modulation. *IEEE Transactions on Information Theory*, **44**(3), 927-46.

Halford, S. (2001). Implementing OFDM in wireless designs. *Communications Design Conference*, October 1, San Jose, CA.

IEEE (2007a). *IEEE Standard for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Area Networks – Specific Requirements.Part 11:Wireless LANMedium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications.*

IEEE Std 802.11TM-2007 (Revision of IEEE Std 802.11-1999).

IEEE (2007b). IEEE P802.11nTM/D3.00, *Draft Amendment to STANDARD for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Networks – Specific Requirements – Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY). Amendment 4: Enhancements for Higher Throughput.*

Proakis, J. G. (1989). *Digital Communications*. New York: McGraw-Hill.

Stephens, A. (2005). *802.11 TGn Functional Requirements*, IEEE 802.11-03/813r13.

van Nee, R. and Prasad, R. (2000). *OFDM for Wireless Multimedia Communications*. Boston, MA: Artech House.

van Zelst, A. and Schenk, T. C. W. (2004). Implementation of a MIMO OFDM-based wireless LAN system. *IEEE Transactions on Signal Processing*, **52**(2), 483-94.

Zehavi, E. (1992). 8-PSK trellis codes for a Rayleigh channel. *IEEE Transactions on Communications*, **40**, 873-84.

附录 4.1　20MHz 的基本 MCS 表

下面的表格组成了 20MHz“基本”速率的 MCS。正如在这里定义的，基本速率包括均衡调制和必需的 800ns 保护间隔。5.1.4 节将讲述 40MHz MCS，12.4 节讲述非均衡调制，而 5.5 节讲述短保护间隔。

在 20MHz 的单个空间流的一个 OFDM 码元中，有 52 个数据子载波和 4 个导频子载波。表 4.6 给出了后继表格中所使用的标记符号。

表 4.6　用于 MCS 参数的符号（IEEE，2007b）

符　号	说　明
R	码率
N_{BPSCS}	每个空间流（或调制阶）上每单个子载波的编码比特数
N_{CBPS}	每个 OFDM 码元的编码比特数
N_{DBPS}	每个 OFDM 码元的数据比特数

表 4.7 定义了单个空间流传输的 20MHz MCS 参数和数据速率。将 N_{DBPS} 除以 4μs 的码元时间（3.2μs 的 OFDM 码元加上 0.8μs 的保护间隔），可以计算得到数据速率。

表 4.7　　单个空间流的 20MHz MCS 参数（IEEE，2007b）

MCS 标号	调　制	R	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
0	BPSK	1/2	1	52	26	6.5
1	QPSK	1/2	2	104	52	13.0
2	QPSK	3/4	2	104	78	19.5
3	16-QAM	1/2	4	208	104	26.0
4	16-QAM	3/4	4	208	156	39.0
5	64-QAM	2/3	6	312	208	52.0
6	64-QAM	3/4	6	312	234	58.5
7	64-QAM	5/6	6	312	260	65.0

表 4.8 定义了两个空间流传输的 20MHz MCS 参数和数据速率。

表 4.8　　两个空间流的 20MHz MCS 参数（IEEE，2007b）

MCS 标号	调　制	R	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
8	BPSK	1/2	1	104	52	13.0
9	QPSK	1/2	2	208	104	26.0
10	QPSK	3/4	2	208	156	39.0
11	16-QAM	1/2	4	416	208	52.0
12	16-QAM	3/4	4	416	312	78.0
13	64-QAM	2/3	6	624	416	104.0
14	64-QAM	3/4	6	624	468	117.0
15	64-QAM	5/6	6	624	520	130.0

表 4.9 定义了 3 个空间流传输的 MCS 参数和数据速率。

表 4.9　　3 个空间流的 20MHz MCS 参数（IEEE，2007b）

MCS 标号	调　制	R	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
16	BPSK	1/2	1	156	78	19.5
17	QPSK	1/2	2	312	156	39.0
18	QPSK	3/4	2	312	234	58.5
19	16-QAM	1/2	4	624	312	78.0
20	16-QAM	3/4	4	624	468	117.0
21	64-QAM	2/3	6	936	624	156.0
22	64-QAM	3/4	6	936	702	175.5
23	64-QAM	5/6	6	936	780	195.0

表 4.10 定义了 4 个空间流传输的 MCS 参数和数据速率。

表 4.10　　4 个空间流的 20MHz MCS 参数（IEEE，2007b）

MCS 标号	调　制	R	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
24	BPSK	1/2	1	208	104	26.0
25	QPSK	1/2	2	416	208	52.0
26	QPSK	3/4	2	416	312	78.0
27	16-QAM	1/2	4	832	416	104.0
28	16-QAM	3/4	4	832	624	156.0
29	64-QAM	2/3	6	1 248	832	208.0
30	64-QAM	3/4	6	1 248	936	234.0
31	64-QAM	5/6	6	1 248	1 040	260.0

第 5 章

高吞吐率

802.11n 是 802.11 标准具有高吞吐率的修订版。本节讲述物理层中所有增加数据速率的方面。

MIMO/SDM 是 802.11n 的关键特色，已在第 3 章和第 4 章中进行了讨论。其他数据速率的显著增加来源于新的 40MHz 信道带宽。本节还将讨论短保护间隔、Greenfield 前导码以及其他对 20MHz 波形所作的改变。

5.1 40MHz 信道

在过去的几年中，管制域为无需执照的 5.47～5.725GHz 带宽上的操作增加了很多频带，以供无线局域网使用。在美国和欧洲，新增频带使可用的 20MHz 信道数量翻倍。在附录 5.1 中，表 5.9 和表 5.10 给出了目前美国和欧洲的信道分配以及相应的 802.11 信道数目。即使将信道宽度翻倍，变成 40MHz 信道，与 802.11a 的早期相比，仍然有更多的信道可供频率再用。并且，现在市场上已经出现了具有专有 40MHz 模式的产品，40MHz 产品的成本和 20MHz 产品的成本大致相同。因此，由于免费的频带以及相对不变的硬件成本，将信道带宽翻倍是增加数据速率最简单和最节省成本的方法。

随着新的 40MHz 信道的采用，出现了一些问题。20MHz 和 40MHz 设备和操作模式的共存和互用性问题有待解决。此外，在 40MHz 中的频率再用要比在 20MHz 中的高，虽然这是个次重要的问题，但在计划铺设较大的高密度网络时可能需要考虑这一点。最后，虽然由于额外的新频谱，40MHz 信道的最初的目的是针对 5GHz，但 40MHz 的信道和操作在 IEEE（2007）中也允许用在 2.4GHz 频带上。由于有限的频谱和重叠的信道，需要特别注意 2.4GHz 上的 40MHz 操作。这一点将在 10.3.3.2 节中讨论。

在本节中，为了表示性能，我们提供了在 40MHz 上得到的分组差错率与 SNR 比值的仿真结果。如 3.5 节所述，这是在信道模式 DNLOS 上进行的仿真。如 3.5.4 节所述，仿真中包含物理层损伤。均衡器是基于 MMSE 的。仿真包括同步、信道估计以及相位跟踪。

5.1.1 40MHz 子载波的设计和频谱掩模

图 5.1 展示了 40MHz 子载波的设计。40MHz 的频域设计包含 128 个子载波位置，子载波的间隔与 20MHz 的相同，40MHz/128 = 312.5kHz。在位于信道边缘的保护带的左边，有 6 个空子载波，为子载波–64，…，–59。而在保护带的右边，有 5 个空子载波，为 59，…，63。此外，在支流部分周围，有 3 个空子载波–1，0，1，来方便实现直接降频转换接收机。与此相比较，在 20MHz HT 子载波的设计中，在保护带的左边有 4 个空子载波，在右边有 3 个空子载波，在支流部分只有 1 个空子载波。在 40MHz 中，总共有 14 个空子载波。在位置–58，…，

–2，2，…，58 有 114 个赋值的子载波。在这些赋值子载波中，位于–53，–25，–11，11，25，53 的为导频子载波。额外的两个导频子载波占用了比 20MHz 中更宽的带宽，以精确地跟踪整个频带中的相位。其余的 108 个子载波为数据专用。与拥有 52 个数据子载波的 20MHz HT 和拥有 48 个数据子载波的传统 20MHz 相比，40MHz 的数据子载波数是它们的两倍还多。表现在数据速率上，40MHz 比 20MHz 的两倍还高。附录 5.2 中，表 5.14～表 5.18 给出了 40MHz 的 MCS 表以及相关的 40MHz 数据速率。例如，MCS 15 在 20MHz 中是 130Mbit/s，而在 40MHz 中就是 270Mbit/s。

图 5.1　40MHz 子载波的设计

随着新的信道宽度和子载波的设计，需要有一个新的 40MHz 频谱掩模。40MHz 频谱掩模设计的基本前提是相邻的 40MHz 设备间的相邻信道干扰与相邻的 20MHz HT 设备间的相邻信道干扰相同。图 5.2 给出了新的频谱掩模。图 5.11 给出了新的 20MHz HT 频谱掩模，以供参考。

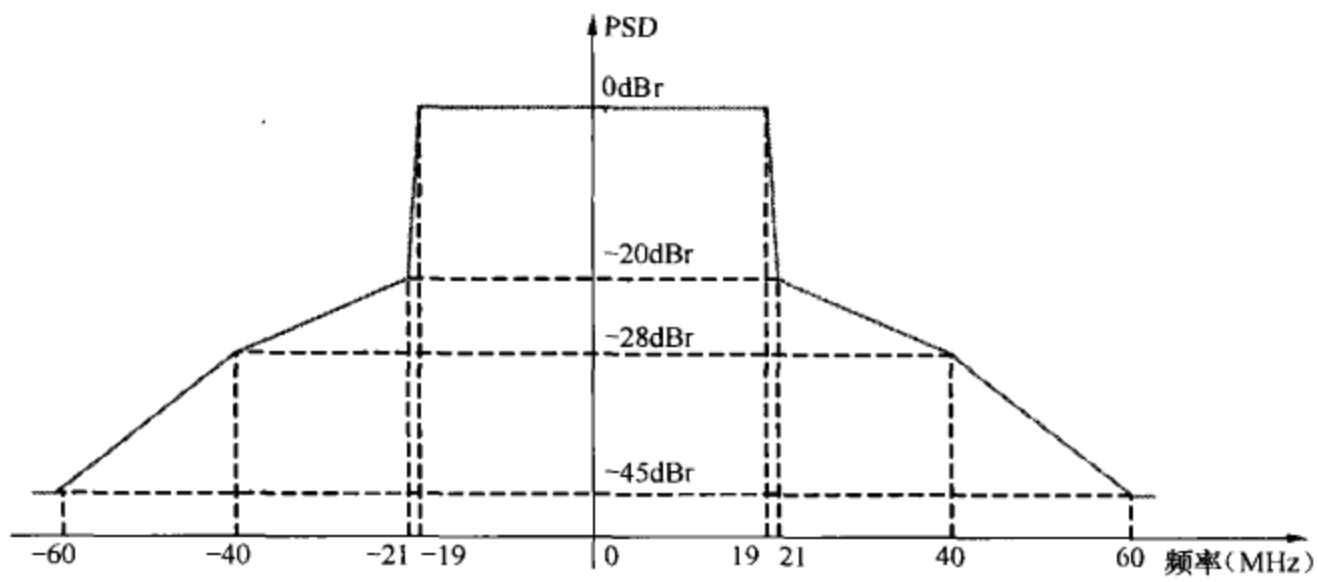


图 5.2　40MHz 频谱掩模（经许可从 IEEE (2007) © IEEE 复制）

当 40MHz 设备和 20MHz 设备位于相邻信道时，20MHz 设备受到的干扰比它与另一个 20MHz 设备相邻时受到的干扰要大。图 5.3 显示，一个 20MHz 设备与一个 20MHz 以及一个 40MHz 设备相邻，三者接收功率水平相同。可以看出，40MHz 频谱掩模的外转（roll out）位于 20MHz 通带内–20～–28dBr。这是 20MHz 设备无法过滤掉的干扰。另一方面，我们看到，邻近 20MHz 设备的外转（roll out）位于 20MHz 通带内–20～–45dBr。这一点表明，40MHz 设备可能会产生比 20MHz 设备更高的相邻信道干扰。但要注意的是，管制的限制仍然存在。因此，在管制频带边缘附近，情况会有所好转。

相邻信道干扰的另一个组成是有用信号（signal-of-interest）和干扰之间的相对功率。随着 5GHz 中额外频谱的分配，在采用 5GHz 的大多数情况下，都可以把空间上相邻的 AP 设在不相邻的信道上。因此，相邻信道的 AP 在空间上就分得很开，干扰功率就比较低。这就是为什么并不很严格的 40MHz 频率掩模可能不会影响系统性能的原因。

40MHz 频谱掩模之所以不是很严格的主要原因是为了使成本和复杂度的增加最小，也使

发送功率放大器和发送过滤的功率效率的减少最低。带外干扰主要是由于来自功率放大器的频谱再生。一个较严格的掩模意味着需要更多的功率备份，以使功率放大器运行在一个更线性的点。额外的备份减少了输出功率，因此减少了覆盖。反过来，较大的功率放大器可以保持同样的输出功率。但这样成本更高，消耗更多的支流功率，从而缩短功率敏感设备中电池的寿命。

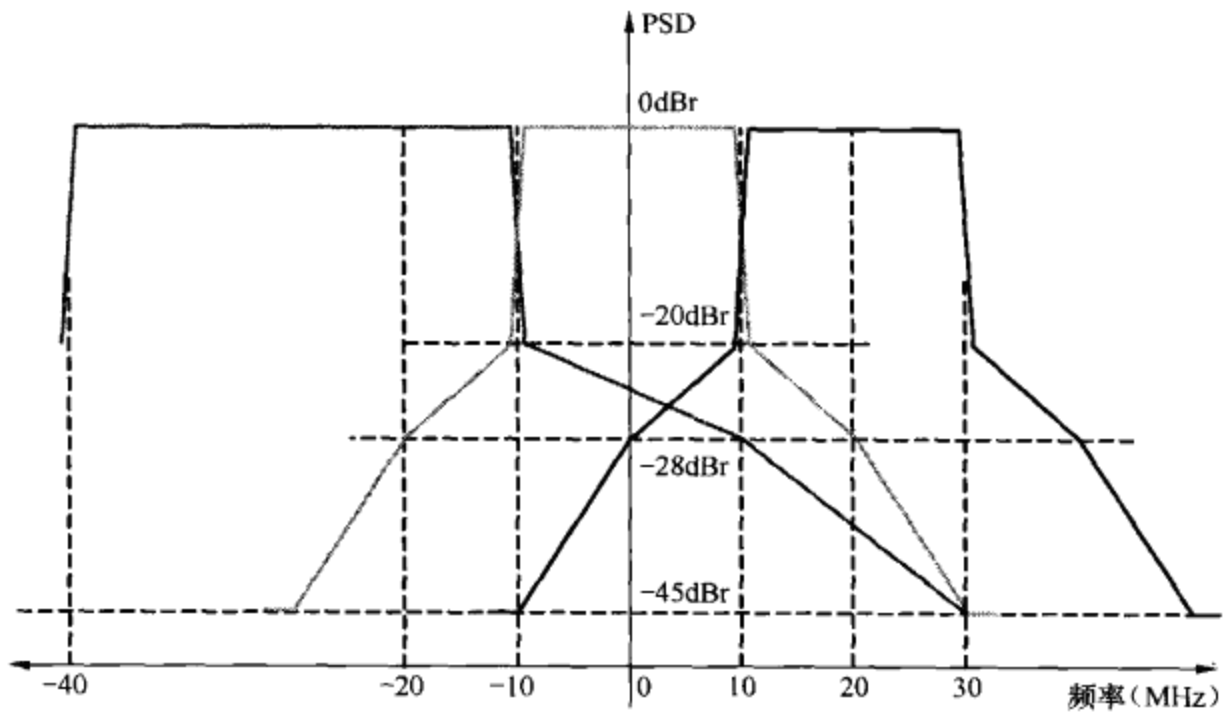


图 5.3　20MHz 与 40MHz 之间的相邻信道干扰

5.1.2　40MHz 信道设计

40MHz 信道设计的基础是，只有相邻的 20MHz 信道被结合起来形成一个 40MHz 信道。频带和相关的 20MHz 信道标记方法在附录 5.1 中进行了说明。表 5.9 和表 5.10 给出了 20MHz 信道的标号。一个 40MHz 信道由两个字段标明：（Nprimary_ch，Secondary）。第一个字段代表主要 20MHz 信道的信道号码。在混合的 20/40MHz 环境中，AP 通过这个信道发送所有的控制和管理帧。在同样的环境中，所有的 20MHz 客户只和主信道相关，因为指示分组只在主信道中传输。第二个字段表示次要 20MHz 信道是在主信道之上还是之下（1→之上，-1→之下）。次信道的标号等于（Nprimary_ch + Secondary * 4）。例如，由 Nprimary_ch = 36 和 Secondary = 1 组成的 40MHz 信道的表示使用信道 36 作为主信道，信道 40 作为次信道。

如附录 5.1 中的表 5.9 和表 5.10 所示，5GHz 频带上的 20MHz 信道是不重叠的。这使得 20MHz 和 40MHz 设备间的共存和互用性变得简单多了。与此道理相同，如表 5.11 和表 5.12 所示，新的 40MHz 信道也是不重叠的。

不幸的是，在 2.4GHz 频带上，信道是重叠的。为了更好地根据环境调整 40MHz 信道的选择，新的 40MHz 信道标号也是重叠的。表 5.11 和表 5.12 也给出了 2.4GHz 的信道标号。

5.1.3　40MHz 混合格式前导码

为了与传统的 802.11a/g OFDM 设备互用和共存，20MHz MF 前导码的传统部分被复制到了 40MHz 频带的其他 20MHz 部分，如图 5.4 所示。于是运行在 40MHz 信道的任何一个 20MHz 部分的传统 OFDM 设备都可以处理 L-STE、L-LTF，并且解码 L-SIG 以适当地延迟发送。因此，在 40MHz BBS 主信道上运行的传统 OFDM 设备可以和 40MHz HT 设备共存。而且，

在与 40MHz 次信道重叠的邻近 BSS 上运行的传统 OFDM 设备也可以和 40MHz HT 设备共存。

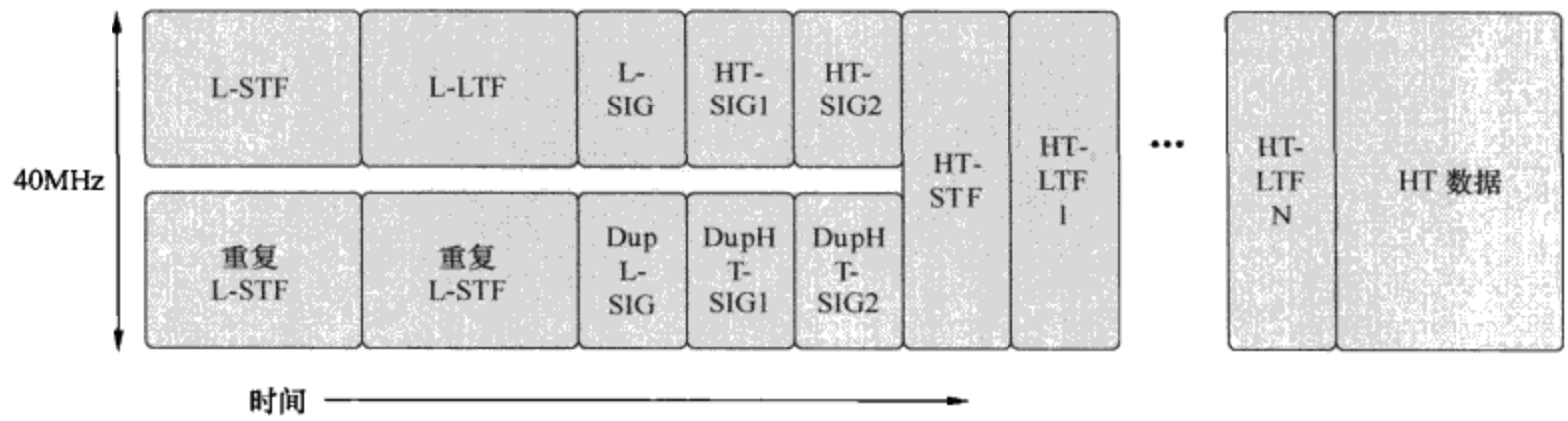


图 5.4　40MHz 混合模式前导码

同样地，HT-SIG 域也复制到了 40MHz 信道的另一个 20MHz 部分中。这使得运行在 40MHz 信道的任何一个 20MHz HT 设备可以解码 HT-SIG 域，并适当地延迟发送。因此，20MHz 和 40MHz HT 设备在 40MHz BBS 共存，并且与在次信道的相邻 BSS 的 20MHz HT 设备也同样共存。

如 4.2.2.1 节中所指出的，当 HT-SIG 中的 CBW 20/40 比特位设为 0 时，表明为 20MHz 发送；当此比特位设为 1 时，表明为 40MHz 发送。这样，20MHz 的设备在 40MHz 发送时会终止接收。40MHz 的设备在解码 HT-SIG 之前，可能会自动检测是 20MHz 还是 40MHz。例如，在初始分组检测阶段，任何半个频带上检测到的接收信号强度都可以用来表示两部分都包含能量，从而表明这是 40MHz。因为 40MHz 前导码的子载波是复制过去的，上下部分可以合并起来，以得到额外的频率分集和处理增益。这样可以提高对 L-SIG 和 HT-SIG 的检测。要注意，不要混淆 40MHz 发送和在 40MHz 信道的一部分进行 20MHz 发送而在其另一 20MHz 部分发生干扰的情况。

有两种方式可以将式（4.13）～式（4.16）所定义的 L-STF、L-LTF、L-SIG 以及 HT-SIG 的 20MHz OFDM 码元波形公式变换为 40MHz 的发送。这两种方式由式（5.1）定义。将 20MHz 波形向下移位 32 个子载波，同样的波形向上移位 32 个子载波再进行 90°相位旋转（式（5.1）中第二个求和前面的 j）。对上半部分子载波进行相位旋转可以减小某些情况下 40MHz 波形的峰均比。MF L-STF、L-LTF、L-SIG 以及 HT-SIG 域在 40MHz 发送的总体波形公式由下式给出：

$$r_{\text{Field}}^{(i_{\text{Tx}})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{\text{Tx}}\,N_{\text{Field}}^{\text{Tone}}}}\left[\sum_{k=-26}^{26}X_k\exp\left(\text{j}2\pi(k-32)\Delta_{\text{F}}\left(t-T_{\text{GI}}^{\text{Field}}-T_{\text{CS}}^{i_{\text{Tx}}}\right)\right)\right.$$
$$\left.+\text{j}\sum_{k=-26}^{26}X_k\exp\left(\text{j}2\pi(k+32)\Delta_{\text{F}}\left(t-T_{\text{GI}}^{\text{Field}}-T_{\text{CS}}^{i_{\text{Tx}}}\right)\right)\right] \tag{5.1}$$

式中，N_{Tx} 为发送天线链数；对应 L-STF 时，$N_{\text{Field}}^{\text{Tone}}=24$，对应 L-LTF、L-SIG 以及 HT-SIG 时，$N_{\text{Field}}^{\text{Tone}}=104$；$X_k$ 在对应 L-STF 时为式（4.13）中的 S_k，在对应 L-LTF 时，为式（4.14）中的 L_k，在对应 L-SIG 时，为式（4.15）中的$(D_k+p_0P_k)$，在对应 HT-SIG 时，为式（4.16）中的$(\text{j}D_{k,n}+p_{n+1}P_k)$；在对应 L-LTF 时，$N_{\text{GI}}^{\text{Field}}$ 为 1.6μs，对应 L-SIG 以及 HT-SIG 时，为 0.8μs，对应 L-STF 时为 0；$T_{\text{CS}}^{i_{\text{Tx}}}$ 为具有表 4.2 中所给值的发送天线链 i_{Tx} 的循环移位。

图 5.5 给出了 40MHz MF 前导码传统部分的频谱。我们可以看到，前导码的传统部分在 DC 附近区域包含很多空子载波。

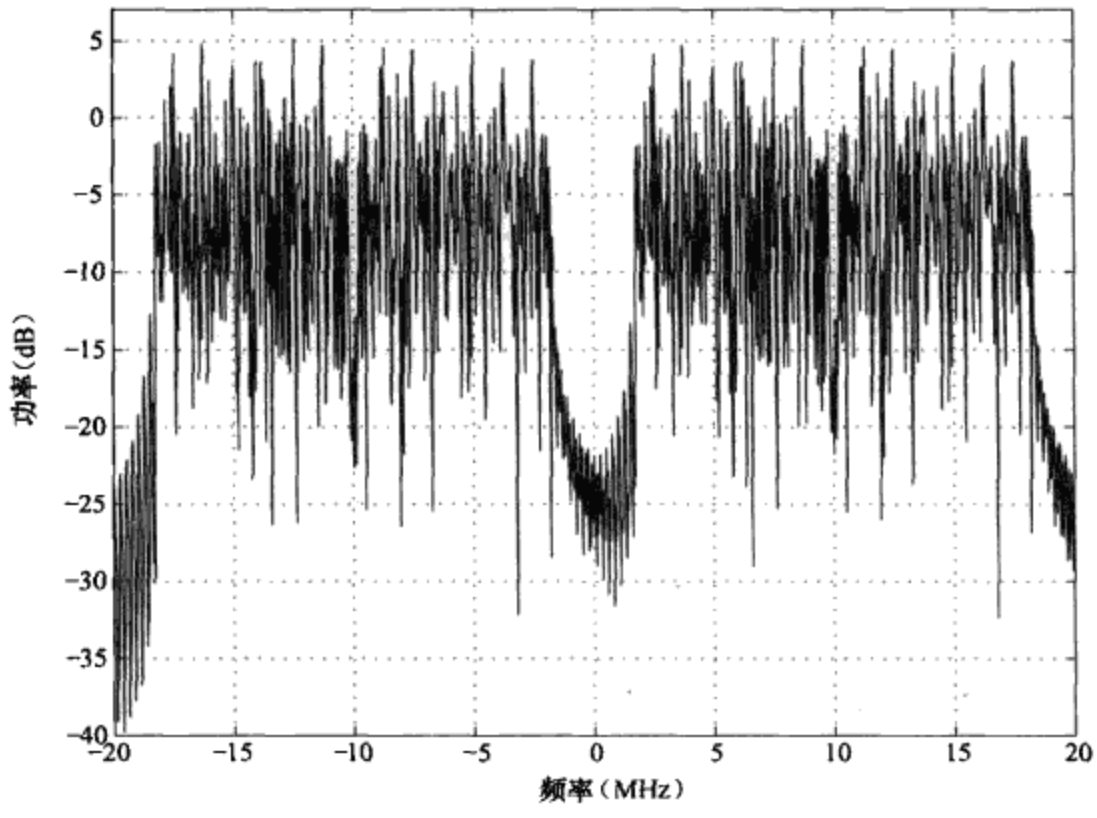


图 5.5　40MHz MF 前导码传统部分的频谱

完整的前导码传统部分使得前导码的设计将不再受与传统兼容的限制。基于图 5.1 给出的子载波设计，HT-STF、HT-LTF 以及 HT-DATA 结合了 40MHz 所提供的所有额外子载波。再次，考虑到峰均比，子载波的上半部分进行了 90°相位旋转。将式（4.17）、式（4.19）及式（4.30）所定义的 HT-STE、HT-LTF 以及 HT-DATA 的 20MHz 波形公式进行如下变换，可以变换为 40MHz 波形公式：

$$r_{\text{Field}}^{(i_{\text{SS}})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{\text{SS}}\,N_{\text{Field}}^{\text{Tone}}}}\left[\sum_{k=-58}^{0}X_k\exp\left(\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\text{F}}\left(t-T_{\text{GI}}^{\text{Field}}-T_{\text{CS}}^{i_{\text{SS}}}\right)\right)\right.$$
$$\left.+\mathrm{j}\sum_{k=-1}^{58}X_k\exp\left(\mathrm{j}2\pi k\Delta_{\text{F}}\left(t-T_{\text{GI}}^{\text{Field}}-T_{\text{CS}}^{i_{\text{SS}}}\right)\right)\right] \tag{5.2}$$

式中，N_{SS} 为空间流数；对应 HT-STF 时，$N_{\text{Field}}^{\text{Tone}}=24$，对应 HT-LTF 以及 HT-DATA 时为 114；在对应 HT-STF 时，$X_k^{(i_{\text{SS}})}=S_k$，在对应 HT-LTF 时，为$[P_{\text{HTLTF}}]_{i_{\text{SS}},n}\,\text{HTLTF}_k$，在对应 HT-DATA 时，为$(D_{k,i_{\text{SS}},n}+p_n+3P_{(i_{\text{SS}},n)}^{k})$；在对应 HT-LTF 和 HT-DATA 时 $T_{\text{GI}}^{\text{Field}}$ 为 0.8μs 的保护间隔，对应 HT-STF 时为 0；$T_{\text{CS}}^{i_{\text{SS}}}$ 为具有表 4.3 中所给值的空间流 i_{SS} 的循环移位。

由于低峰均比、高自相关特性以及短重复区间仍然是我们想要的，所以 40MHz 的 HT-STF 子载波序列是从式（4.13）所定义的 20MHz L-STF 序列中得到的。20MHz 的序列向下移动 32 位，同样的波形再向上移 32 位，这样便给出了式（5.3）（IEEE，2007）：

$$\begin{aligned}S_{-58,58}=\sqrt{1/2}\{&0,0,1,+\mathrm{j},0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,\\&-1-\mathrm{j},0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,0,0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,\\&-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,1\\&+\mathrm{j},0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,1\\&+\mathrm{j},0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,0,0,0,0,\\&-1-\mathrm{j},0,0,0,,-1-\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0,0,1\\&+\mathrm{j},0,0,0,1+\mathrm{j},0,0\}\end{aligned} \tag{5.3}$$

同样为了保留其峰均比和自相关特性，HT-STF 的 40MHz 子载波序列是从式（4.2）所定义的 L-LTF 序列中得到的。为了构建该序列，首先将 20MHz 序列向下进行 32 个移位，同样的序列也向上进行 32 个移位。然后，两个相同的 20MHz DC 子载波–32 和 32 均赋值为 1。40MHz DC 附近的子载波[–5，–4，3，–2，2，3，4，5]分别给定值为[–1，–1，–1，1，–1，1，1，–1]。子载波序列由式（5.4）给出，即

$$
\begin{aligned}
\mathrm{HTLTF}_{-58,58} = \{&1,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,1,1,1,1,1,1,-1,-1,1,1,-1,1,\\
&-1,1,1,1,1,1,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,1,-1,-1,-1,-1,\\
&-1,1,1,-1,-1,1,-1,1,-1,1,1,1,1,-1,-1,-1,1,0,0,0,-1,\\
&1,1,-1,1,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,1,1,1,1,1,1,-1,-1,1,1,\\
&-1,1,-1,1,1,1,1,1,1,-1,-1,1,1,-1,1,-1,1,-1,-1,-1,\\
&-1,-1,1,1,-1,-1,1,-1,1,-1,1,1,1,1\}
\end{aligned}
\tag{5.4}
$$

如前所述，在 40MHz 中有 6 个导频子载波。导频子载波加入的子载波位置为–53，–25，–11，11，25，53，如式（5.5）（IEEE，2007）所示：

$$
\begin{aligned}
P_{i_{\mathrm{STS}}}^{(-58..58,n)} = \{&0,0,0,0,0,\psi_{i_{\mathrm{STS}},n\oplus 6}^{(N_{\mathrm{STS}})},0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\\
&0,0,0,0,0,0,0,0,\psi_{i_{\mathrm{STS}},(n+1)\oplus 6}^{(N_{\mathrm{STS}})},0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\\
&\psi_{i_{\mathrm{STS}},(n+2)\oplus 6}^{(N_{\mathrm{STS}})},0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\\
&\psi_{i_{\mathrm{STS}},(n+3)\oplus 6}^{(N_{\mathrm{STS}})},0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\psi_{i_{\mathrm{STS}},(n+4)\oplus 6}^{(N_{\mathrm{STS}})},0,0,0,0,0,\\
&0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0,\psi_{i_{\mathrm{STS}},(n+5)\oplus 6}^{(N_{\mathrm{STS}})},\\
&0,0,0,0,0\}
\end{aligned}
\tag{5.5}
$$

式中，$n\oplus a$ 表示码元数目按整数 a 取模，$\psi_{i_{\mathrm{SS}},n}^{(N_{\mathrm{SS}})}$ 的值由表 5.1 定义。

表 5.1　　40MHz 传输的导频值（IEEE，2007）

N_{SS}	i_{SS}	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},0}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},1}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},2}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},3}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},4}^{(N_{\mathrm{SS}})}$	$\psi_{i_{\mathrm{SS}},5}^{(N_{\mathrm{SS}})}$
1	0	1	1	1	–1	–1	1
2	0	1	1	–1	–1	–1	–1
2	1	1	1	1	–1	1	1
3	0	1	1	–1	–1	–1	–1
3	1	1	1	1	–1	1	1
3	2	1	–1	1	–1	–1	1
4	0	1	1	–1	–1	–1	–1
4	1	1	1	1	–1	1	1
4	2	1	–1	1	–1	–1	1
4	3	–1	1	1	1	–1	1

图 5.6 给出了 40MHz MF 前导码 HT 部分频谱。可以看到，在前导码和数据的 HT 部分，在 DC 周围区域的大部分空子载波都填充着数据子载波，以得到较高的频谱效率。

为了适应发送天线多于空间流的情况，可以调整式（5.2）来结合一个空间映射矩阵。如 4.2.3.8 节中所述，此矩阵将空间流映射到天线上。

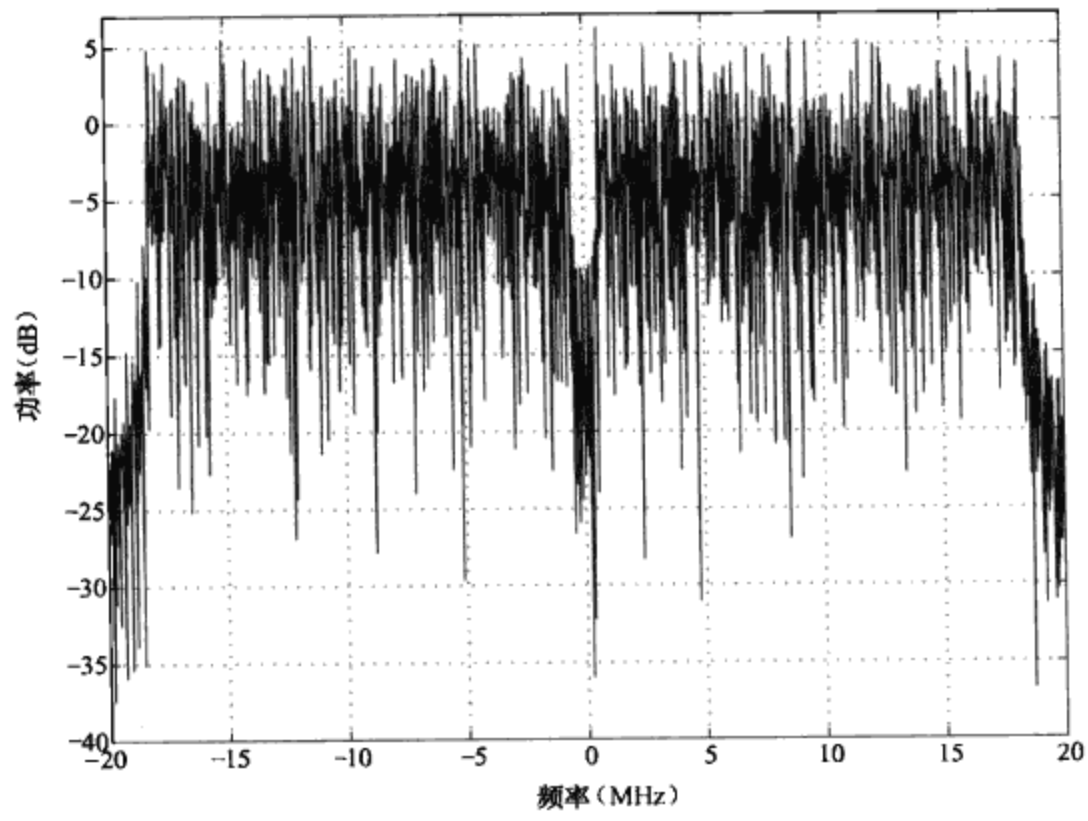


图 5.6　40MHz MF 前导码 HT 部分的频谱

5.1.4　40MHz 数据编码

20MHz 和 40MHz 之间数据编码的主要区别在于，所有的 20MHz MCS 均使用单编码器，而部分 40MHz MCS 使用两个编码器。在 802.11n 标准的发展中，人们发现，使用单编码器和解码器进行数据速率大于 300Mbit/s 的卷积编码和解码在实现上非常复杂。因此，当所选定的 MCS 的数据速率大于 300Mbit/s 时，就使用两个编码器，计算保护间隔为 800ns。使用两个编码器时，很多函数需要修改。图 5.7 给出了使用两个编码器时 HT 数据字段的发射机框图。

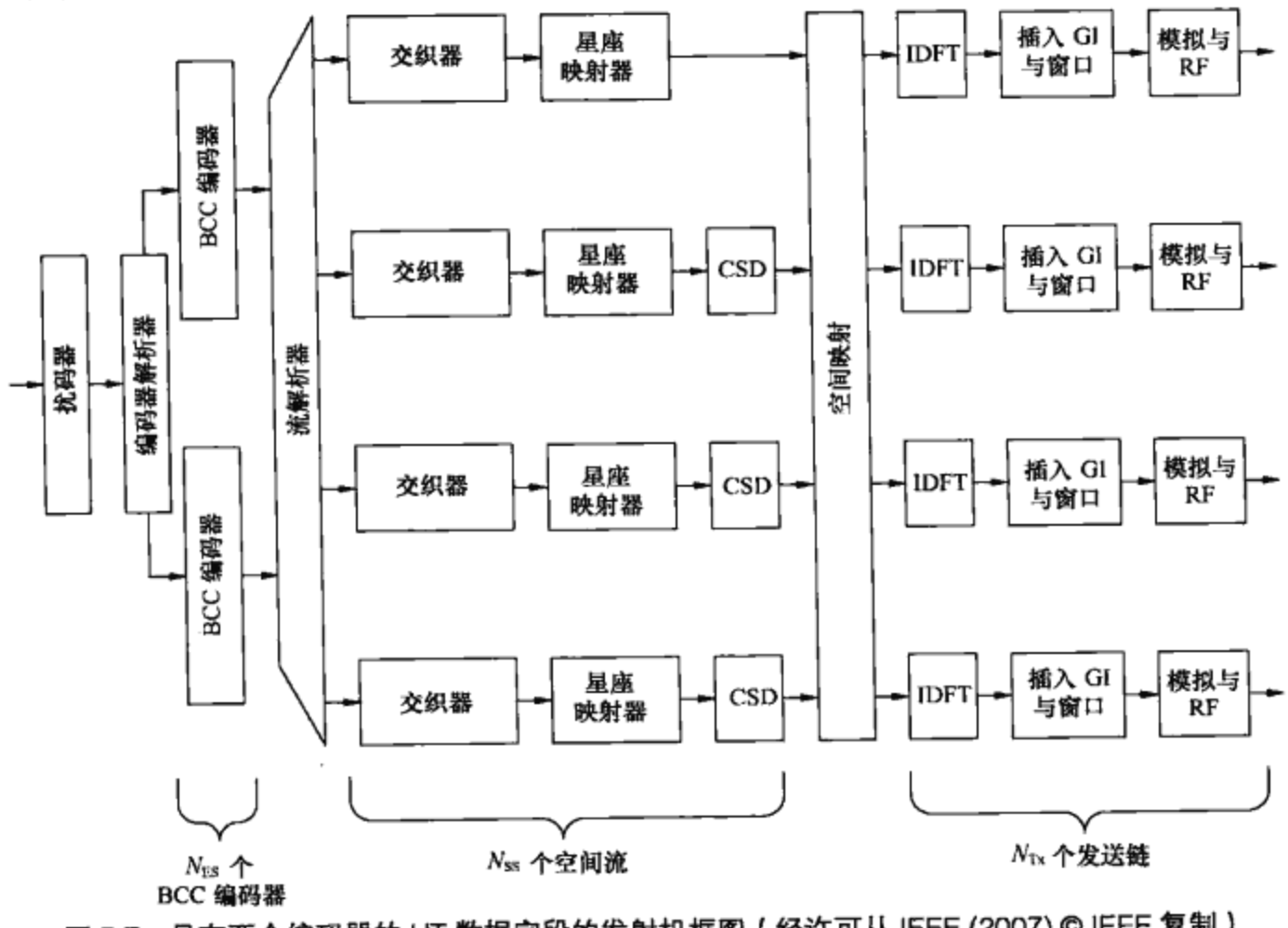


图 5.7　具有两个编码器的 HT 数据字段的发射机框图（经许可从 IEEE (2007) © IEEE 复制）

在附录 5.2 中，表 5.14～表 5.17 分别定义了 1～4 个空间流所对应的 40MHz 等调制 800ns 保护间隔的 MCS 参数和数据速率。表中标出了需要两个编码器情况。对于只要求用一个编码器的 MCS，其数据编码与 4.2.3 节所述的 20MHz 的相同。下面，我们说明使用两个编码器所必须作的改变。

5.1.4.1　两个编码器时的比特串

在使用两个 BCC 编码器时，PSDU 后面加了 12 个全 0 的尾比特。数据字段中 OFDM 码元的数量为

$$N_{\mathrm{SYM}}\left\lceil\frac{8\cdot\mathrm{length}+16+12}{N_{\mathrm{DBPS}}}\right\rceil \tag{5.6}$$

式中，length 为图 4.16 所示的 HT-SIG 域中长度域的八进制值；N_{DBPS} 是由所选定的 MCS 决定的每 OFDM 码元的数据比特数量。

符号 $\lceil X\rceil$ 表示大于等于 x 的最小整数，对应向上取整函数。因此，填充比特数为 $N_{\mathrm{SYM}}\cdot N_{\mathrm{DBPS}}-8\cdot\mathrm{length}-16-12$。

5.1.4.2　两个编码器时的扰码、编码器解析以及编码

所得到的数据比特串通过与在 4.1.4 节中所给出的 802.11a 一样扰码器进行扰码。在使用两个 BCC 编码器时，被扰比特被交替地发送给各个编码器，从而实现在两个编码器之间的分离。若 b 为数据比特串，第 i 个比特发给第 j 个编码器，如式（5.7）（IEEE，2007）所示：

$$x_i^{(j)}=b_{2\cdot i+j}\quad;\quad j\in\{0,1\}\quad i\geqslant 0 \tag{5.7}$$

式（5.8）给出了被替换为 0 的尾比特（IEEE，2007）：

$$x_i^{(j)}\ :\ j\in\{0,1\}\ ;\ \frac{\mathrm{length}\cdot 8+16}{2}\leqslant i\leqslant\frac{\mathrm{length}\cdot 8+16}{2}+5 \tag{5.8}$$

每个被扰、被解析的比特串均通过码率为 1/2 的 BCC 进行编码。编码之后，每个编码比特串按选定码率进行删余。编码和删余方法均与 4.1.5 节中所述的 802.11a 的方法相同。

在接收机中，进行编码器解析操作的反操作。在此操作中，解码输出的比特被交替发送，从而生成解扰器的输入比特流。

5.1.4.3　两个编码器时的流解析

在编码和删余之后，两个比特串被重新组织成一组新的比特串，其数目等于空间流（N_{SS}）的数目。为了简化描述，本节只介绍均衡 MCS 的流解析函数。有关非均衡 MCS 的内容，请参阅 12.4 节。流解析器输出 N_{SS} 个比特串，每个比特串的长度为 N_{CBPSS}（每空间流编码比特）。

使用两个编码器时，交替地使用来自每个编码器输出的一组 $s\,N_{\mathrm{SS}}$ 比特分组（s 在式（4.23）中定义为 max {1，$N_{\mathrm{BPSCS}/2}$}）。$y_i^{(j)}$ 表示比特 i 来自两个编码器中编码器 j 的输出。两个编码器时，流解析器输出的新式（5.9）是修改式（4.24）得到的。式（4.24）中，y 仅为标号为 i 的比特流的函数；而在式（5.9）中，y 也是标号为 j 的编码器的函数。而且，通过将式（4.24）中的 $\lfloor k/s\rfloor$ 在式（5.9）中改为 $\lfloor k/2s\rfloor$，序列 i 就变为了对应两个编码器的情况：

$$
\begin{aligned}
&x_k^{i_{SS}} = y_i^{(j)} \\
&j = \left\lfloor \frac{k}{s} \right\rfloor \bmod 2 \\
&i = (i_{SS} - 1) \cdot s + s \cdot N_{SS} \cdot \left\lfloor \frac{k}{2 \cdot s} \right\rfloor + k \bmod s
\end{aligned}
\tag{5.9}
$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$；$k = 0, 1, \cdots, N_{CBPSS} - 1$；$\lfloor v \rfloor$是小于等于 v 的最大整数，对应向下取整；$v \bmod w$ 是整数 v 除以整数 w 的余数。

在比特串解析为新的一组与空间流数量相等的比特流后，数据编码之后的步骤就与 4.2.3 节中的相同了。

在接收机中进行流解析操作的反操作。将每个空间流大小为 s 个比特的分组轮流分配给一个解码器，作为其输入；然后将每个空间流大小为 s 个比特的分组交替地分配给另一个解码器，作为其输入。

5.1.5 MCS 32：高吞吐率复制格式

现在考虑一个输出功率为 17dBm 的 20MHz 设备。通常，为了保持与 20MHz 设备相同的成本，40MHz 设备会被设计成具有同样的输出功率。但是，在具有相同的输出功率时，40MHz 设备的功率谱密度要低 3dB。因此，由于较宽的噪声带宽，40MHz 范围比 20MHz“差 3dB”。

为了补偿 40MHz 相对于 20MHz 减少的范围，在 40MHz 中设计了一个特定的 HT 复制格式 MCS 32。使用 MCS 32 的情况下，在数据字段，信号在上下信道进行了复制。在接收机中，将上下信道中的子载波结合起来，可以改善 HT 复制格式所要求的 SNR，从而使 20MHz 和 40MHz 的最低数据速率得到相同的最大范围。图 5.8 显示了对应 20MHz MCS 0、40MHz MCS 0 以及 40MHz MCS 32 的分组误差率。

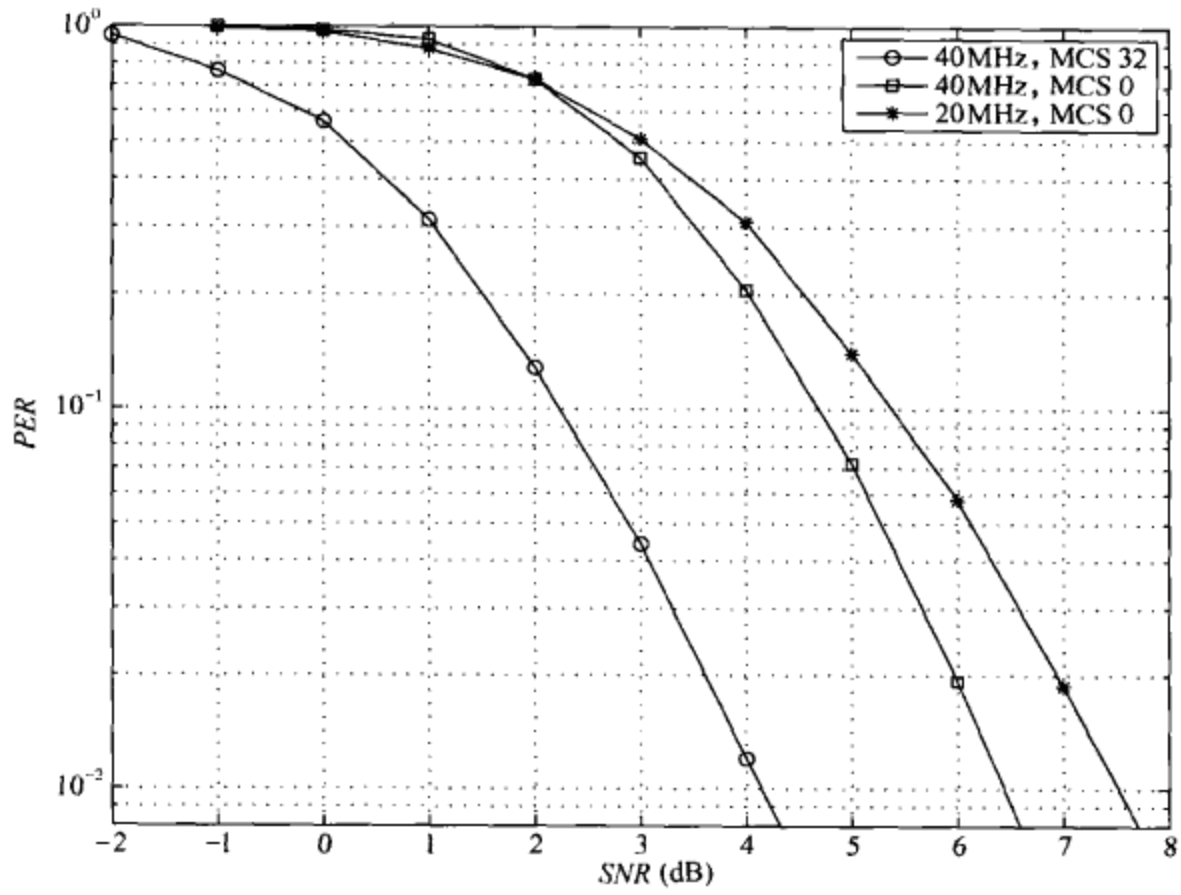


图 5.8　40MHz MCS 32、MCS 0 与 20MHz MCS 0 的比较

在对这 3 种情况的仿真中，使用了一个 2×2 的天线配置。由于频率分集增益，40MHz MCS 0 比 20MHz MCS 0 在 PER 为 1%时，性能胜出 1dB。使用 MCS 32 时，40MHz 的最低速率所要求的 SNR 比使用 MCS 0 时改善了 2dB。

表 5.2 展示了比较 20MHz MCS 0、40MHz MCS 0 以及 40MHz MCS 32 覆盖范围的链路预算。在这个链路预算的例子中，发射机功率为 15dB。发送和接收天线增益为 2dBi，这个值是 802.11 设备全向天线的典型值。发射机和接收机都有两个天线。接收机噪声系数为典型的 6dB。基于 3.5.5 节，得到了信道模型 D 在操作频率 5.2GHz 上的路径损失。在所有参数单位为 dB 时，接收信号强度指数（RSSI）可计算如下：

$$RSSI = P_T + A_T - PL - SF + A_R$$

式中，P_T 为发送功率；A_T、A_R 为发送和接收天线增益；PL 为路径损失；SF 为遮蔽衰落。在噪声系数为 6dB 时，热噪声功率在 20MHz 时，为–95dBm，在 40MHz 时，为–92dBm。通过计算得到发射机和接收机间的距离，从而符合特定的 MCS 信道模型 D 在分组误差率为 1%时 SNR 的要求。

从链路预算中可看到，40MHz MCS 32 和 20MHz MCS 0 的覆盖范围几乎是相同的。使用 MCS 32 时，40MHz 和 20MHz 的覆盖范围相等。

表 5.2　　802.11n 链路预算

参　数	单　位	20MHz MCS 0	40MHz MCS 0	40MHz MCS 32
Tx 功率	dBm	15	15	15
Tx 天线增益	dBi	2	2	2
路径损耗				
频率	GHz	5.2	5.2	5.2
距离	m	98.2	86.6	100.8
折点	m	10	10	10
遮蔽衰减	dB	5	5	5
自由空间	dB	66.8	66.8	66.8
总损耗	dB	106.5	104.6	106.9
Rx 天线增益	dBi	2	2	2
RSSI	dBm	–87.5	–85.6	–87.9
噪声功率				
NF	dB	6	6	6
BW	MHz	20	40	40
合计	dBm	–95.0	–92.0	–92.0
所要求的 SNR	dB	7.5	6.4	4.1

在使用 BPSK 和 1/2 码率编码时，数据只在一个空间流上传输。对数据字段的子载波设计与在 4.1.4 节中所讲述的传统 802.11a 6Mbit/s 速率的子载波设计相同。此设计在上下半个信道上进行了子载波复制，因而对于 MCS 32，仍保持了 6Mbit/s 的数据速率。表 5.18 给出了 MCS 参数。在 802.11n 标准的发展过程中，人们曾讨论是否对较高的 HT 复制格式数据速率使用 20MHz HT 数据格式。使用 52 个传统子载波而不是 56 个 HT 20MHz 子载波是由于 40MHz 设备的滤波要求。

正常的 40MHz 格式的跨度是从子载波–58～58。具有复制 802.11a 子载波格式的 HT 复制格式的跨度也是–58～58。它们要求同样的滤波。但是，如果使用 20MHz HT 数据格式，跨度

将变为–60～60，超出了标准 40MHz 模式的跨度。802.11n 标准发展组决定不以 HT 复制格式决定对于 40MHz 设备滤波的要求，并且选用 802.11a 子载波格式作为 HT 复制格式的基础。

有关 HT 复制格式波形的几个有趣的地方值得注意。HT MF 前导码的传统部分、HT-SIG 以及 HT-LTF 与标准 40MHz 波形一样。这意味着，在 HT-LTF 中有信道估计并不要求的额外的子载波。而且，为了得到数据子载波的 SNR 的最大值，选用缩放系数 104。这意味着，相对于数据字段而言，HT-LTF（缩放系数为 114）上会有每子载波的不匹配缩放。在信道估计或均衡器中，需要考虑这个不匹配。HT 复制格式数据字段的波形如下：

$$r_{\mathrm{HT-DUP}}^{(i_{\mathrm{Tx}})}(t)=\frac{1}{\sqrt{104}}\sum_{n=0}^{N_{\mathrm{SYM}}-1}\left[\sum_{k=-26}^{26}(D_{k,n}+p_{n+1}P_k)\exp(\mathrm{j}2\pi(k-32)\Delta_{\mathrm{F}}\times(t-nT_{\mathrm{SYM}}-T_{\mathrm{GI}}))\right.$$
$$\left.+\mathrm{j}\sum_{k=-26}^{26}(D_{k,n}+p_{n+1}P_k)\exp(\mathrm{j}2\pi(k+32)\Delta_{\mathrm{F}}\times(t-nT_{\mathrm{SYM}}-T_{\mathrm{GI}}))\right] \tag{5.10}$$

式中，N_{SYM}是式（4.22）所定义的 OFDM 码元的数量；$(D_{k,n}+p_{n+1}P_k)$为式（4.15）所定义的数据和导频；ΔF= 312.5kHz(40MHz/128)；T_{SYM}= 4μs 码元时间，包含 3.2μs 的 OFDM 码元时间和 0.8μs 的保护间隔；T_{GI} = 0.8μs 保护间隔。

可修改式（5.10），使之结合 4.2.3.8 节所描述的将空间流映射到天线的空间流映射矩阵，以适用于发送天线数目多于空间流的情况。

5.1.6 在物理层 20/40MHz 与传统的共存

在 40MHz 信道的主信道和次信道上，可能会出现相邻的传统 AP 和客户端。通常，通过发送一个 RTS/CTS 的方法来预留发送媒体。相邻的 AP 和客户端将遵从管理帧。为了改善 40MHz 设备的效率，比较理想的方法是同时在主信道和次信道进行媒体预留。

非 HT 复制格式被设计为可以同时在主、次信道被传统的（和 HT）设备接收。本质上讲，分组以传统的 OFDM 格式同时在 40MHz 信道的上下半部分进行传输。

L-STF、L-LTF 以及 L-SIG 以同样的方式进行传输，如式（5.1）所示。数据字段紧随其后，以与 L-SIG 相似的传统格式进行传输。数据字段可以以任何传统数据速率进行传输，其波形公式为

$$r_{\mathrm{LEG-DUP}}^{(i_{\mathrm{Tx}})}(t)=\frac{1}{\sqrt{104}}\sum_{n=0}^{N_{\mathrm{SYM}}-1}\left[\sum_{k=26}^{26}(D_{k,n}+p_{n+1}P_k)\exp(\mathrm{j}2\pi(k-32)\Delta_{\mathrm{F}}\times(t-nT_{\mathrm{SYM}}-T_{\mathrm{GI}}-T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{Tx}}}))\right.$$
$$\left.+\mathrm{j}\sum_{k=-26}^{26}(D_{k,n}+p_{n+1}P_k)\times\exp(\mathrm{j}2\pi(k+32)\Delta_{\mathrm{F}}(t-n\bullet T_{\mathrm{SYM}}-T_{\mathrm{GI}}-T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{Tx}}}))\right] \tag{5.11}$$

式中，N_{SYM}是式（4.16）定义的 OFDM 码元数；$(D_{k,n}+p_{n+1}P_k)$为式（4.15）定义的数据和导频；Δ_{F} = 312.5 kHz (40MHz/128)；T_{SYM} = 4μs 码元时间，包含 3.2μs 的 OFDM 码元时间和 0.8μs 的保护间隔；T_{GI} =0.8μs 保护间隔；$T_{\mathrm{CS}}^{i_{\mathrm{Tx}}}$ 是具有表 4.2 给出值的发送天线链 i_{Tx} 的循环移位。

5.1.7 使用 40MHz 的性能改善

仅从 MCS 表中的最大数据速率来看，40MHz 提供的数据速率比 20MHz 的两倍还多。如果没有各个数据速率所要求的 SNR，很难确定在一个现实系统中的实际好处。图 5.9 给出了

无线（over-the-air）吞吐率作为覆盖距离函数的仿真结果。无线吞吐率定义为数据速率乘以 1 减分组误差率。这个分析中不考虑 MAC 层开销。使用表 5.2，可以得到从 SNR 转换为覆盖距离的链路预算。

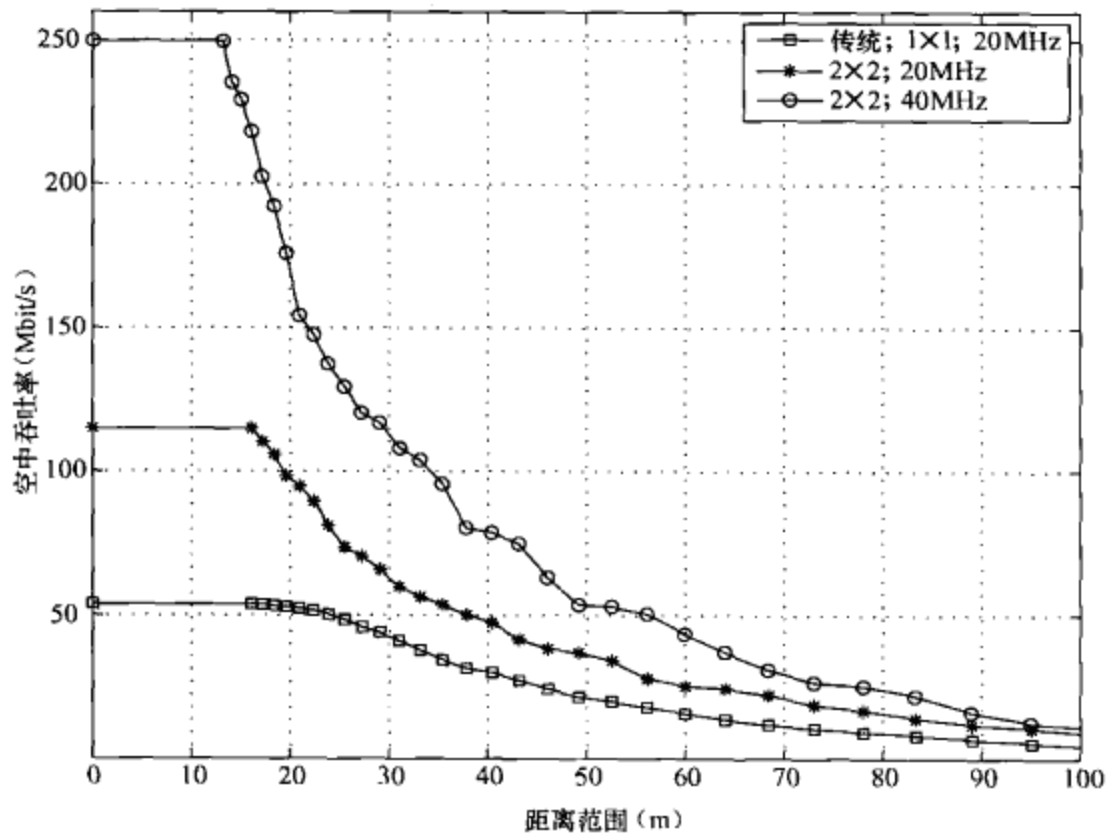


图 5.9　40MHz 与 20MHz 相对于距离范围的吞吐率比较

值得注意的是，在短距离内，最大吞吐率值是平稳的。这是由于存在一个最大为 35dB 的 SNR。使用低成本的硬件很难得到大于 35dB 的 SNR，因此，我们不考虑要求大于 35dB 的 SNR 的吞吐率值。

我们看到，在信道模式 D 中，在小于 15m 的地方得到了最大吞吐率。在这个点上，40MHz 提供的数据速率是 20MHz 的两倍多，是传统 802.11a/g 数据速率的 4 倍多。注意，这并不是无线设备提供的真正的吞吐率，实际吞吐率还包括来自 PHY 前导码和 MAC 层的开销。

我们还看到，40MHz 在中等数据速率上获得了意想不到的距离方面的改善。例如，如果查看图 5.9 中对应 50Mbit/s 的距离范围，传统系统的距离大约为 25m，20MHz HT 的距离为 40m，40MHz HT 的距离为 55m。类似的，对应 100Mbit/s，20MHz HT 的距离大致为 20m，而 40MHz HT 为 35m。在 100Mbit/s 时，20MHz HT 使用 MCS 14。另一方面，40MHz HT 可使用由单个空间流组成的 MCS 5。这使得 40MHz 获得了接收分集增益，增加了距离。3.2 节中对接收分集进行了简要介绍，在 6.1 节将对其进行更详细的讨论。

对于传统系统，仿真采用了典型的 802.11a/g 设备的一个发送天线和一个接收天线。在 50Mbit/s 时，传统系统使用 64 QAM，码率为 3/4，要求较高的 1 × 1 系统的 SNR，于是得到了短距离。在 50Mbit/s 时，HT 设备可得到相当于 1 × 2 系统的分集增益。

5.2　20MHz 的增强：额外数据子载波

正如在第 4 章中所阐明的，20MHz 的数据子载波数量增加到了 52，这一点对于同样的 MCS，即使是使用单个流，802.11n 的数据速率也优于传统的 802.11a/g。如 4.1 节所述，传统 802.11a/g 有 48 个数据子载波。于是，数据速率增加了 8%。

频谱的每端都加上了两个数据子载波，子载波总数达到 56。数据子载波的位置为–28～–22，–20～8，–6～–1，1～6，8～20，以及 22～28。导频子载波的位置与传统中的一样，为–21，–7，7，21。仍与传统中一样，在 DC 位置有一个空子载波。图 5.10 给出了 20MHz HT 操作的新子载波设计。

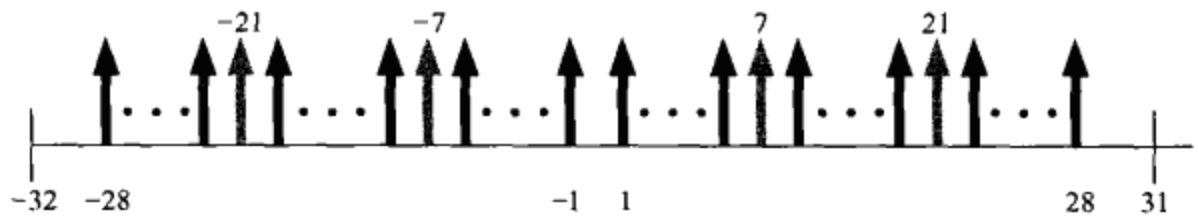


图 5.10　20MHz 子载波设计

当提议在带的每边都加两个子载波时，进行的测量显示，信号仍然处于 802.11a 频谱掩模中，只有非常少的额外 PA 回退（backoff）或滤波。Coffey 等（2004，Slides 26-27）描述了测量方法。而且，Hedberg（2005）中进行的分析显示，在 56 个子载波和 52 个子载波之间，有着类似的邻近信道干扰以及 Tx 和 Rx 滤波器要求。但是，为了改善交替信道内的邻近信道干扰，802.11a 掩模的最低值被限制在–45dBr。图 5.11 所示为新的 20MHz HT 频谱掩模。

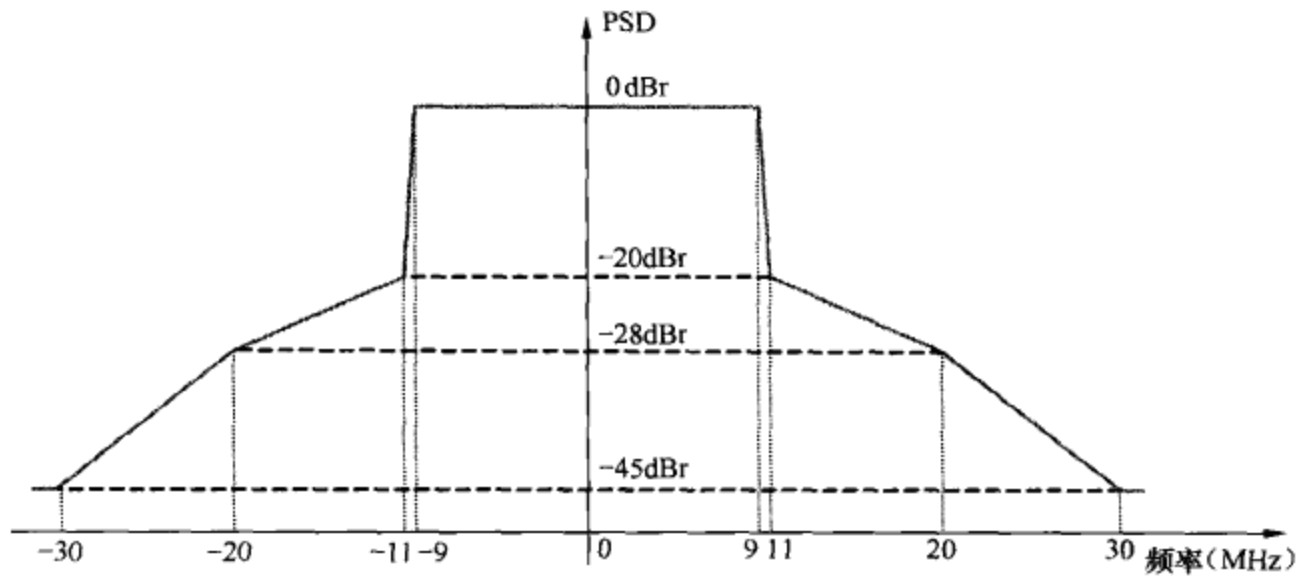


图 5.11　20MHz HT 频谱掩模（经许可从 IEEE (2007) © IEEE 复制）

5.3　MCS 的增强：空间流和码率

为了有关高吞吐率论述的完整性，我们必须提到这个显而易见的现象：使用 MIMO 时，在 2 个、3 个以及 4 个空间流的情况下，可得到的数据速率大大高于 802.11a/g 所得到的。MIMO 比 802.11a/g 高出的数据速率与空间流数量成正比。

此外，还增加了一个较高的 5/6 码率（*R*），将数据速率进一步提高了 11%。64-QAM 5/6 码率对于 SNR 的要求比只使用 64-QAM 3/4 码率的 802.11a/g 的最高数据速率还高。但是，随着在 802.11n 中增加的强健特性，64-QAM 5/6 码率的 MCS 便可以工作在一个合理的范围内。

表 4.7～表 4.10 给出了 20MHz 的 MCS。表 5.14～表 5.18 给出了 40MHz 的 MCS。表 5.3 所示为一个 MCS 与调制和码率的映射关系以及它们所对应的最小接收机敏感度的总结。进行最小接收机敏感度测量的试验环境的 PER 为 10%，分组长度为 4 096 字节。

表 5.3　　MCS 定义（Perahia 等，2006；IEEE，2007）

1 个/2 个/3 个/4 个空间流的 MCS 标号	调　制	FEC 码率	最小敏感度（dBm）（20MHz 信道间距）	最小敏感度（dBm）（40MHz 信道间距）
0/8/16/24	BPSK	1/2	−82	−79
1/9/17/25	QPSK	1/2	−79	−76
2/10/18/26	QPSK	3/4	−77	−74
3/11/19/27	16QAM	1/2	−74	−71
4/12/20/28	16QAM	3/4	−70	−67
5/13/21/29	64QAM	2/3	−66	−63
6/14/22/30	64QAM	3/4	−65	−62
7/15/23/31	64QAM	5/6	−64	−61

我们仿真在无损伤的 AWGN 环境中的 802.11n MIMO 系统，以决定实施获益。这种系统模型在 Stephens（2004）中被命名为比较标准 59。我们对信道使用一个傅里叶矩阵，以生成 $N \times N$ MIMO 系统的 AWGN 结果。傅里叶矩阵的表达式为式（5.12）（Berke，2004）：

$$\boldsymbol{F}_N = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & \cdots & 1 \\ 1 & W^1 & W^2 & \cdots & W^{(N-1)} \\ 1 & W^2 & W^4 & \cdots & W^{2(N-1)} \\ \vdots & \vdots & \vdots & & \vdots \\ 1 & W^{(N-1)} & W^{(N-1)2} & \cdots & W^{(N-1)^2} \end{pmatrix} \tag{5.12}$$

式中，$W = \exp(-j2\pi/N)$，上式也可以表示为

$$\begin{aligned} \boldsymbol{F}_1 &= 1 \\ \boldsymbol{F}_2 &= \begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{pmatrix} \\ \boldsymbol{F}_3 &= \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 \\ 1 & e^{-j2\pi/3} & e^{-j4\pi/3} \\ 1 & e^{-j4\pi/3} & e^{-j8\pi/3} \end{pmatrix} \\ \boldsymbol{F}_4 &= \begin{pmatrix} 1 & 1 & 1 & 1 \\ 1 & -j & -1 & j \\ 1 & -1 & j & -1 \\ 1 & j & -1 & -j \end{pmatrix} \end{aligned} \tag{5.13}$$

所有接收天线都以这种方法与发送天线相耦合，不过正交的矩阵使得空间流可以完全分开，而没有增强任何噪声。从式（3.10）可以推算出这样一个系统的容量为

$$C((\text{bit/s})/\text{Hz}) = N_{SS}\log_2[1+\text{SNR}] \tag{5.14}$$

而每个空间流（SS）的容量为

$$C((\text{bit/s})/(\text{Hz} \cdot \text{SS})) = \log_2[1+\text{SNR}] \tag{5.15}$$

由于每空间流容量只是 SNR 的函数，PER 曲线便只与调制、码率以及 SNR 有关。图 5.12 给出了作为 SNR 函数的 PER 性能。这是没有任何损失的情况，每种调制和码率的分组长度

均为 4 096 字节。

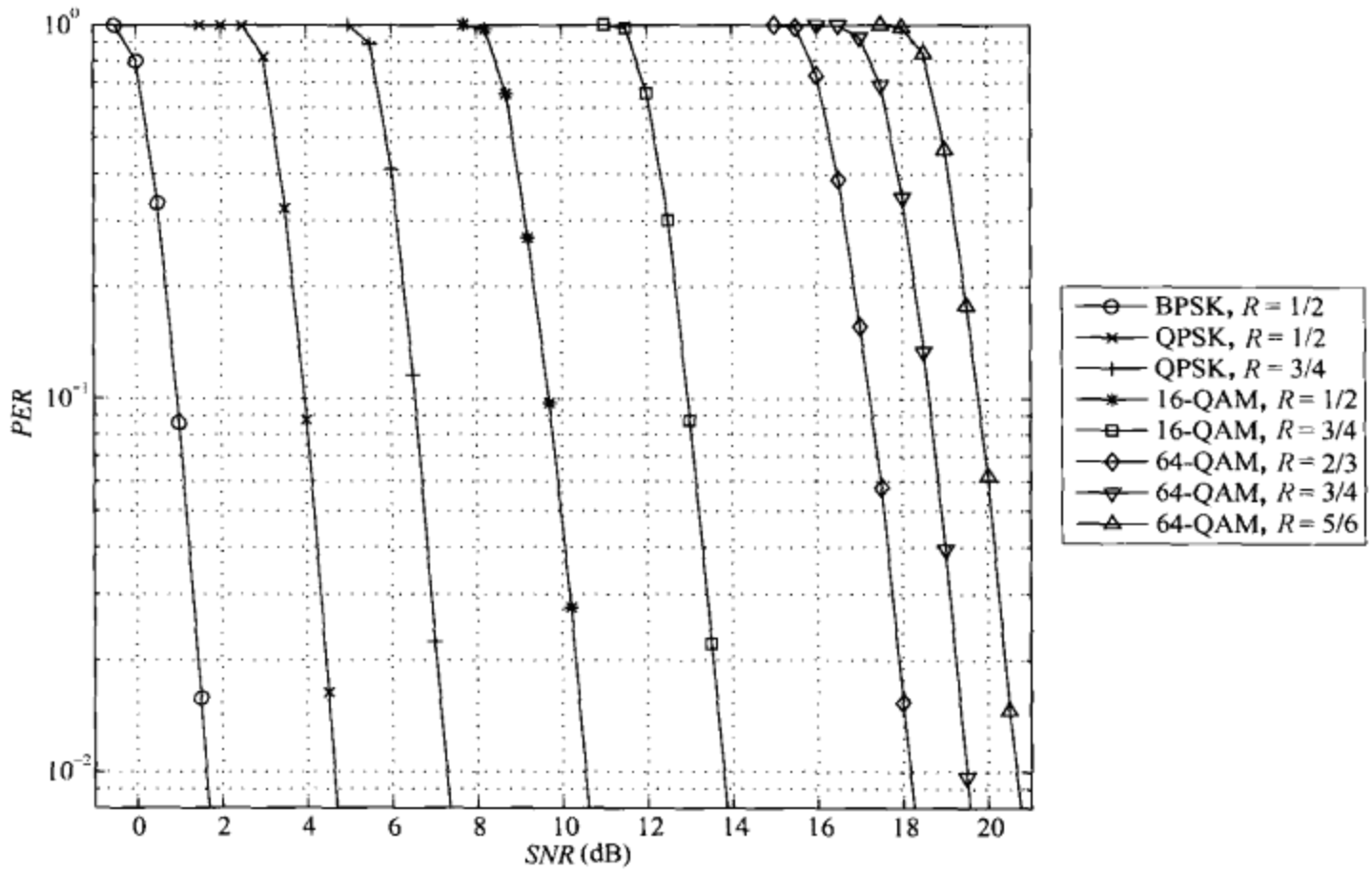


图 5.12　在 AWGN 情况下的 MIMO PER 性能

从图 5.12 中得到 10% PER 所对应的 SNR，假设接收机噪声系数为 6dB，我们可以计算得到如下与最小敏感度相关的获益：

$$\begin{aligned}\text{Margin(dB)} = \text{RecSen(dBm)} - 30 - [\text{SNR(dB)} \\ + (10\lg(1.38\times10^{-23}\times290) + 10\lg(\text{BW(Hz)}) + \text{NF(dB)})]\end{aligned} \tag{5.16}$$

式中，RecSen 是表 5.3 给出的最小接收敏感度。如表 5.4 所示，获益的范围为 11～12dB。由于 3dB 的带宽差别等同于最小敏感度的差别，20MHz 和 40MHz 的获益也是一样的。这样大的获益值看起来似乎过份了；但是，算法损失和硬件损伤都会损害系统性能，要求有足够大的获益值以保证成本有效利用。

表 5.4　　相对于最小敏感度的获益

调　制	FEC 码率	所要求的 SNR(dB)@10%PER	相对于最小敏感度的获益（dB）
BPSK	1/2	1	12.0
QPSK	1/2	4	12.0
QPSK	3/4	6.5	11.5
16-QAM	1/2	9.75	11.2
16-QAM	3/4	13	12.0
64-QAM	2/3	17.25	11.7
64-QAM	3/4	18.75	11.2
64-QAM	5/6	19.75	11.2

以上的分析只说明了在可执行的测试环境下的测量。为了真正得到在频率选择性衰落的 MIMO 环境下所要求的 SNR，我们对 3.5 节阐述的信道模型中的 MCS 进行了仿真，并在仿真中考虑了 3.5.4 节所述的物理层损伤。均衡器基于 MMSE。为了得到算法损失的精确模型，仿真中包括了同步、信道估计以及相位跟踪。

图 5.13～图 5.15 分别展示了在 NLOS 环境下 20MHz 在信道模型 B、D 以及 E 中的仿真结果。标有圆圈的曲线为一个空间流，标有方块的曲线为两个空间流，标有菱形的曲线为 3 个空间流，标有三角的曲线为 4 个空间流。所有曲线的发送和接收天线数目与空间流数目一致。实线对应 BPSK 和 $R = 1/2$ 的 MCS。虚线对应 64-QAM 和 $R = 5/6$ 的 MCS。

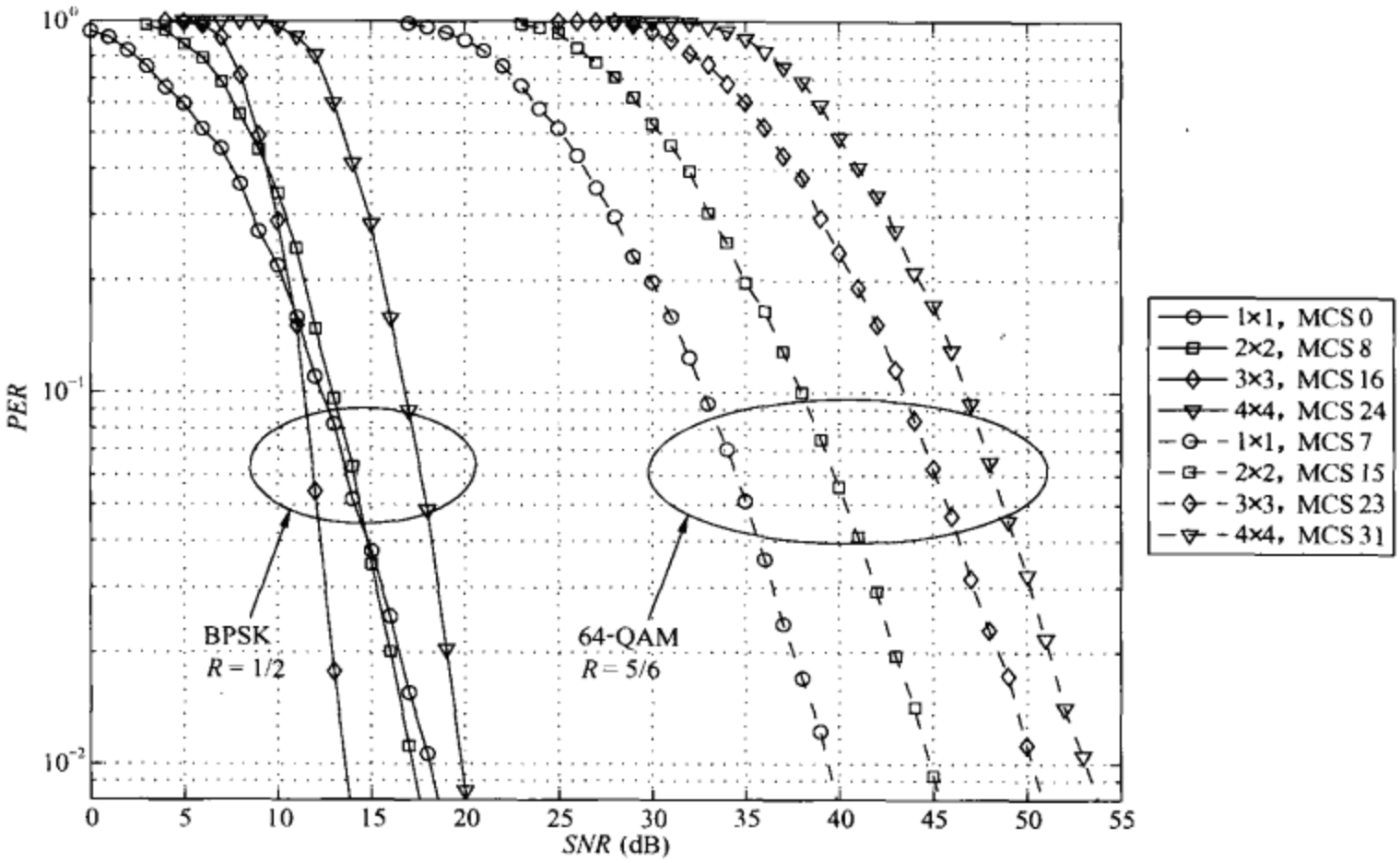


图 5.13　信道模型 B、NLOS、20MHz 损伤的仿真结果

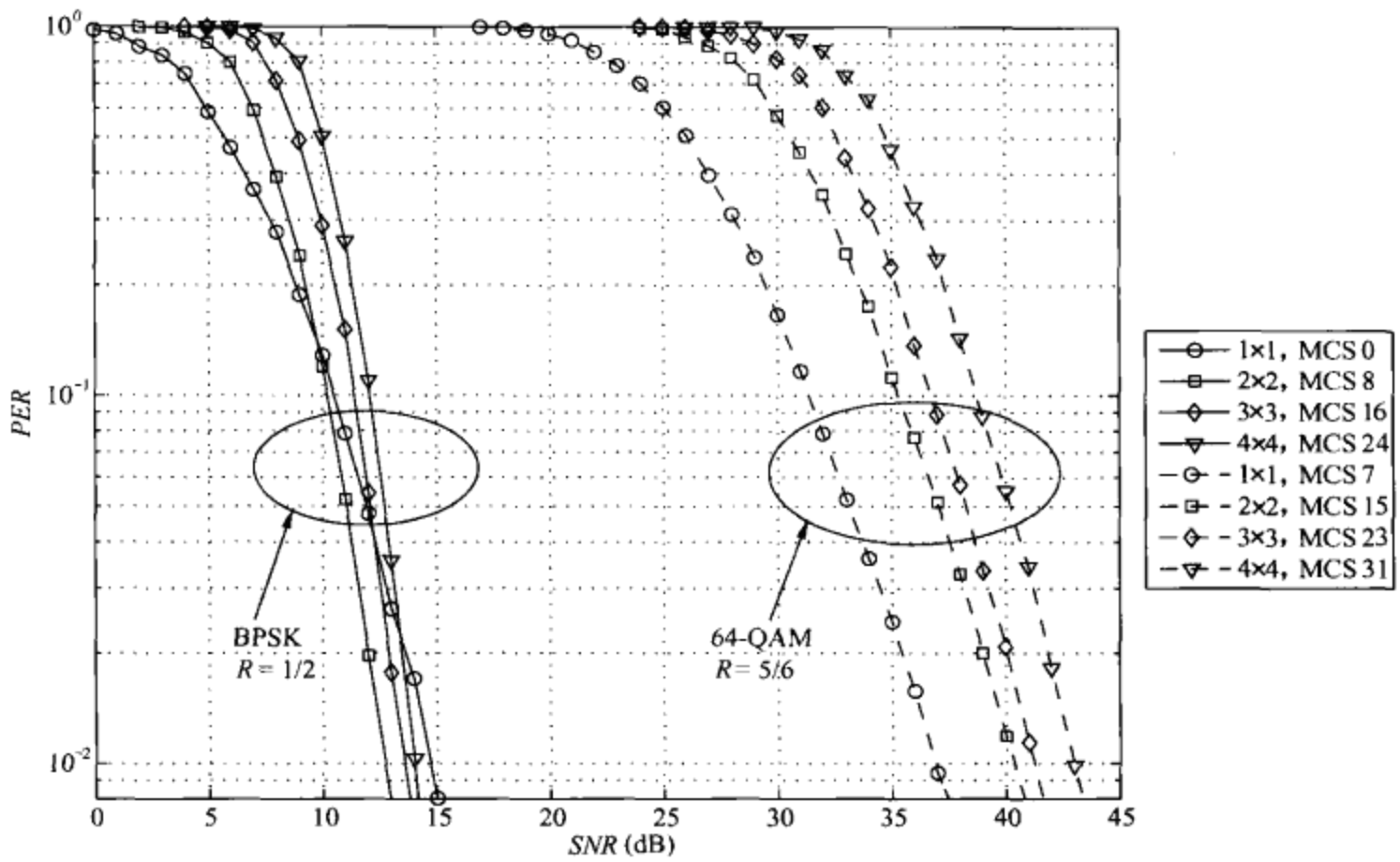


图 5.14　信道模型 D、NLOS、20MHz 损伤的仿真结果

我们应该注意到，由于超出了通常的发射机和接收机的噪声系数、损伤以及实现损失，

尤其在 RF 电路和 ADC/DAC 中，很难通过合理价格的硬件得到 35dB 以上的 SNR。这些图形中给出的 35dB 以上的 SNR 仅仅是要来进行比较的，并不表示真实的硬件能力。通常，如果没有额外的方法来降低所要求的 SNR，很难得到 64-QAM、$R = 5/6$ 的 MCS 链路。

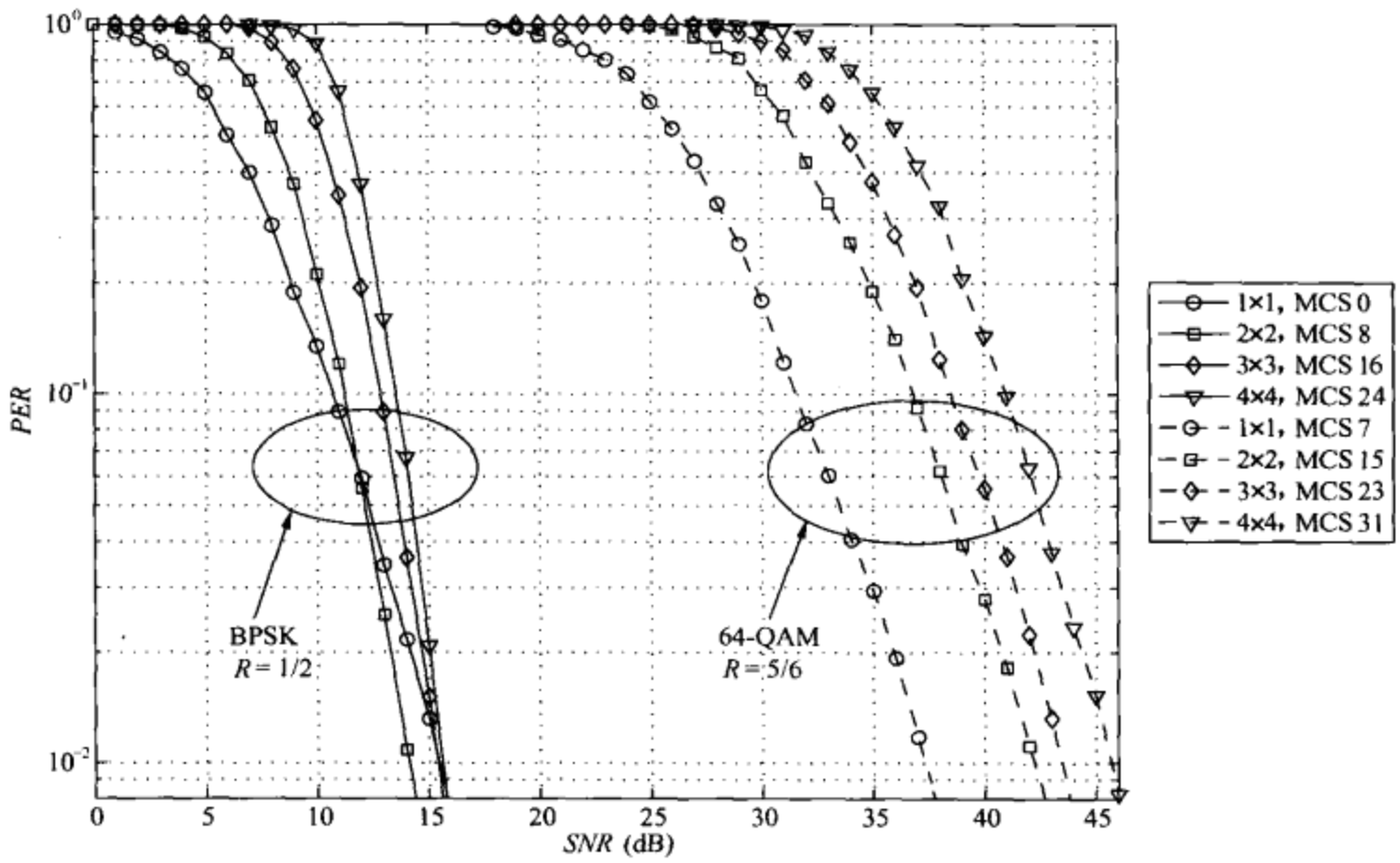


图 5.15　信道模型 E、NLOS、20MHz 损伤的仿真结果

我们可以看到，BPSK、$R = 1/2$ 的曲线是紧紧聚在一起的，而 64-QAM、$R = 5/6$ 所要求的 SNR 随着空间流的数量显著增加。调制阶数越高，随着空间流数目的增加，系统对损伤就越敏感。

信道模型 B 要求比信道模型 D 更高的 SNR。信道模型 D 的延迟扩展长于信道模型 B，所以有较多的频率选择性衰落和较少的平坦衰落。编码后的 OFDM 的优势是它能够消除频率选择性衰落，进而得到比信道模型 D 更好的性能。如图 5.15 所示，信道模型 E 的性能比信道模型 D 稍差。信道模型 E 较长的延迟扩展开始影响到了同步和跟踪。

5.4　Greenfield（GF）前导码

MF 前导码中包含了 L-STF、L-LTF 以及 L-SIG，通过牺牲吞吐率效率而得到了 HT 和传统设备间的互操作性。在 802.11n 标准修订的发展过程中，很多人认为一个更有效的前导码会有益于未来的网络条件。为了提高效率，人们便采用了一种没有传统字段、不与传统 OFDM 设备相兼容的前导码。

不要求与传统兼容性的环境称为“绿野(Greenfield)”部署(前导码的名字由此得来)。在 802.11n 发展的初始阶段，在 5GHz 上采用和部署 802.11a 在全世界的很多地区进行得很缓慢，而且那时很多频带都没有被使用。并且，在没有传统设备的办公楼里安装无线局域网并不要求与传统的兼容。另一个例子是，没有邻居使用传统设备的个人住宅也不要求与传统的兼容(van Nee 和 Jones，2006)。

GF 前导码格式的倡导者们还提议，即使在有传统设备的情况下也可以使用 GF 前导码。如果通过 MAC 层保护机制（例如传统的 RTS/CTS）控制媒体接入，那么在预约时间内就不

需要与传统的兼容。在预约时间内，可以用 GF 减少开销。在 10.6 节中将讨论 MAC 层保护机制和使用 NAV 来预约时间。

5.4.1　GF 前导码的格式

图 5.16 给出了 GF 前导码的各个字段。为了直接进行比较，图 5.16 中还给出了 MF 前导码。

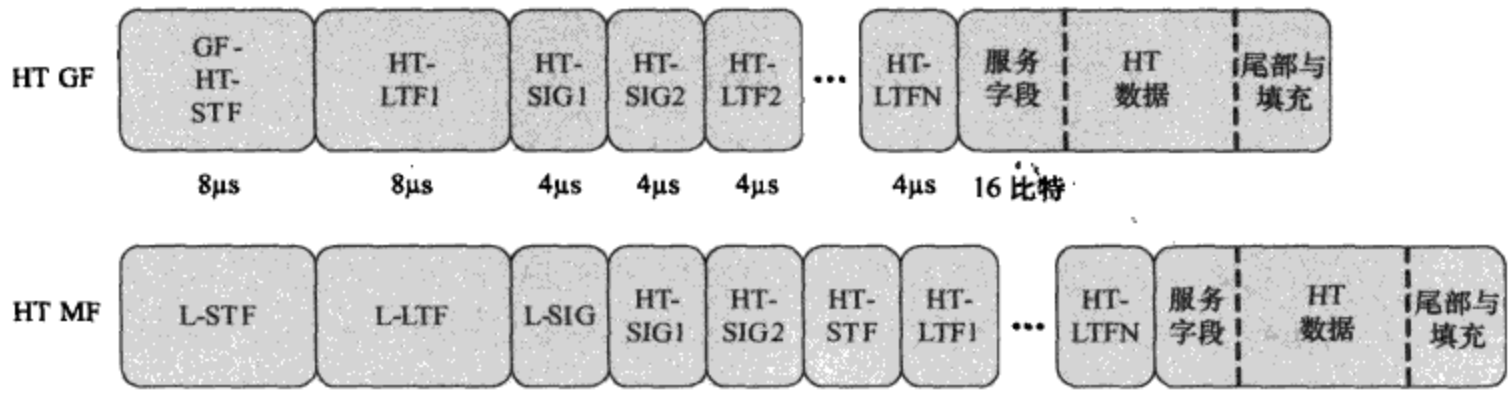


图 5.16　GF 格式前导码

GF 中新的 HT-STF（GF-HT-STF）代替了 MF 前导码中的 L-STF。使用与式（4.17）给出的得到 MF HT-STF 波形相同的方法，可得到 GF-HT-STF 的波形，不过它的长度是 8μs。长度的增加与 L-STF 相匹配，以提供足够的时间来进行分组起始检测、AGC 设置、频率估计以及时间同步。GF-HT-STF 以及 GF 分组中随后所有的字段均采用表 4.3 所提供的 HT 循环移位。而且，如果空间流采用了空间扩展或波束成型技术，GF-HT-STF 和 GF 分组中随后所有的字段便都采用扩展矩阵 $\boldsymbol{Q}$。式（4.31）定义了 20MHz 的情况，式（5.2）定义了 40MHz 的情况。

由于我们并不关心 GF 前导码与传统的兼容，GF-HT-STF 的空间流便采用了长 HT 循环移位。使用长循环移位便可以获得 MIMO 接收机所要求的精确的获取时间和 AGC 设置。这里不再需要 MF 前导码中所要求的紧随其后的短训练字段。这一点就比 MF 前导码节省了 4μs。

没有了与传统兼容的要求，也就不需要 L-SIG 了。802.11n 所需要的所有信息都在 HT-SIG1 和 HT-SIG2 中传送。这一点与 MF 前导码相比，又另外节省了 4μs。没有 L-SIG，也就不需要 L-LTF。因此，与 MF 相比，HT-LTF1 取代了 L-LTF。

如 4.1.2 节所述，在 MF 中，L-LTF 的两个长训练码元用于精确的频率和定时。为了得到与此相当的频率和定时估计能力，GF 前导码也要求有重复的长训练码元。因此，GF 使用和 MF 一样的长训练码（20MHz 的由式（4.19）给出，40MHz 的由式（5.2）给出），但是 HT-LTF1 的长度是其他 HT-LTF 的两倍。HT-LTF1 由两个周期的长训练码组成，之前是一个 1.6μs 的循环前缀，因此长度为 8μs。

在 GF 中，HT-LTF1 后面是两个 HT-SIG 字段，内容与 4.2.2.1 节给出的 MF 中的一样，波形与 MF 的波形（20MHz 的由式（4.16）定义，40MHz 的由式（5.1）定义）相似。不过，它们也有下面所概述的一些不同。

为了使 GF 中的 HT-SIG 与 HT-LTF1 相匹配，HT-SIG 必须包括正交映射矩阵。正交映射矩阵的第一列应用于 HT-SIG。而且，HT-LTF 的缩放比例在 20MHz 时基于 56 个子载波，在 40MHz 时基于 114 个子载波。但是，为了与 MF 前导码中 HT-SIG 域的子载波相匹配，HT-SIG 域在 20MHz 时只使用 52 个子载波，在 40MHz 时只使用 104 个子载波。HT-SIG 的缩放比例进行了调整，以使 GF 前导码中 HT-SIG 的每子载波比例与 HT-LTF1 相匹配。此外，在 GF 前导码中，缩放比例是基于空间流数目的，而不是发送天线数目。因此，在 GF 前导码中，

HT-SIG 在 20MHz 的缩放比例为 $1\sqrt{N_{SS}\cdot 56}$，在 40MHz 的缩放比例为 $1\sqrt{N_{SS}\cdot 114}$。

在 MF 中，对 L-SIG 使用导频极性的第一个值。在 GF 中，对 HT-SIG 使用导频极性的前两个值，导频极性序列与 MF 中的一样。

GF HT-SIG（包括空间扩展）的 20MHz 波形表示为

$$r_{\text{HT-SIG}}^{(i_{\text{Tx}})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{\text{SS}}\cdot 56}}\sum_{n=0}^{1}\sum_{k=-26}^{26}\sum_{i_{\text{SS}}=1}^{N_{\text{SS}}}\Big[[\boldsymbol{Q}_k]_{i_{\text{TX}},i_{\text{SS}}}\cdot[\boldsymbol{P}_{\text{HTLTF}}]_{i_{\text{SS}},1}\cdot(\text{j}D_{k,n}+p_nP_k)\times\exp\Big(\text{j}2\pi k\Delta_{\text{F}}\Big(t-n\cdot T_{\text{SYM}}-T_{\text{GI}}-T_{\text{CS}}^{i_{\text{SS}}}\Big)\Big)\Big] \tag{5.17}$$

式中，N_{SS} 为空间流的数量；$\boldsymbol{Q}$ 为 4.2.3.8 节中所讨论的空间映射矩阵；$\boldsymbol{P}_{\text{HTLTF}}$ 为式（4.20）所定义的正交映射矩阵；$D_{k,n}$ 为复数数据值到子载波位置的映射，与式（4.15）中定义的 L-SIG 一样；p_n 是式（4.5）定义的导频极性，与传统 OFDM 的定义相同；P_k 是式（4.4）定义的导频子载波，与传统 OFDM 的定义相同；$\Delta_F=312.5\text{kHz}$；$T_{SYM}=4\mu\text{s}$ 码元时间，由 3.2μs 的 OFDM 码元时间和 0.8μs 的保护间隔组成；$T_{GI}=0.8\mu\text{s}$ 的保护间隔；$T_{CS}^{i_{SS}}$ 代表具有表 4.3 中给出值的空间流 i_{SS} 的循环移位。

下面的公式给出了 GF HT-SIG（包括空间扩展）40MHz 的波形，其参数的定义与式（5.17）的相同：

$$\begin{aligned}r_{\text{HT-SIG}}^{(i_{\text{Tx}})}(t)=\frac{1}{\sqrt{N_{\text{SS}}\cdot 114}}\Bigg\{&\sum_{n=0}^{1}\sum_{k=-26}^{26}\sum_{i_{\text{SS}}=1}^{N_{\text{SS}}}\Big[[\boldsymbol{Q}_{k-32}]_{i_{\text{TX}},i_{\text{SS}}}[\boldsymbol{P}_{\text{HTLTF}}]_{i_{\text{SS}},1}(\text{j}D_{k,n}+p_nP_k)\\&\times\exp\Big(\text{j}2\pi(k-32)\Delta_{\text{F}}\Big(t-nT_{\text{SYM}}-T_{\text{GI}}-T_{\text{CS}}^{i_{\text{SS}}}\Big)\Big)\Big]\\&+\sum_{n=0}^{1}\sum_{k=-26}^{26}\sum_{i_{\text{SS}}=1}^{N_{\text{SS}}}\Big[[\boldsymbol{Q}_{k+32}]_{i_{\text{TX}},i_{\text{SS}}}[\boldsymbol{P}_{\text{HTLTF}}]_{i_{\text{SS}},1}(\text{j}D_{k,n}+p_nP_k)\\&\times\exp\Big(\text{j}2\pi(k+32)\Delta_{\text{F}}\Big(t-nT_{\text{SYM}}-T_{\text{GI}}-T_{\text{CS}}^{i_{\text{SS}}}\Big)\Big)\Big]\Bigg\}\end{aligned} \tag{5.18}$$

由于 GF 中的 HT-LTF1 取代了 MF 中的 L-LTF，在 HT-SIG 之后，只需要保留对应两个或两个以上空间流的 HT-LTF。它们与 MF 中的 HT-LTF 相同，式（4.19）给出了 20MHz 的表达式，式（5.2）给出了 40MHz 的表达式。其他的 HT-LTF 长 4μs。HT-LTF 的总数为空间流数量的函数，如式（4.21）所示，与 MF 的相同。

在两个或更多空间流的情况下，数据字段在额外的 HT-LTF 之后。在单空间流时，只有 HT-LTF1，所以数据字段在 HT-SIG 之后。GF 中的数据字段与 4.2.3 节所述的 MF 中的相同。

5.4.2 PHY 的效率

与 MF 前导码相比，GF 前导码减少了 12μs 的 PHY 前导码开销。表 5.5 给出了前导码长度，它是空间流数量的函数。

表 5.5　　前导码长度

空间流数目	MF(μs)	GF(μs)
1	36	24
2	40	28
3	44	32
4	48	36

在 802.11n 标准的发展过程中，GF 的倡导者们声称，与 MF 相比，尤其是在数据速率较高和分组长度较短的情况下，GF 的效率显著提高。图 5.17 展示了物理层的效率改善。图中给出了几个介于 20MHz、6.5Mbit/s、一个空间流（SS）和 40MHz、540Mbit/s 4 个空间流之间的数据速率。对于像（VoIP）这样使用短分组（几百字节）的应用，GF 前导码的优点是很明显的。此外，无线传输的时间较短，这就意味着系统可以支持更多的呼叫。由于通常都很在意 VoIP 客户端手持设备的电池寿命，而较短的无线传输时间减少了发射机和接收机激活的时间，也就减少了功率损耗，增加了电池寿命。

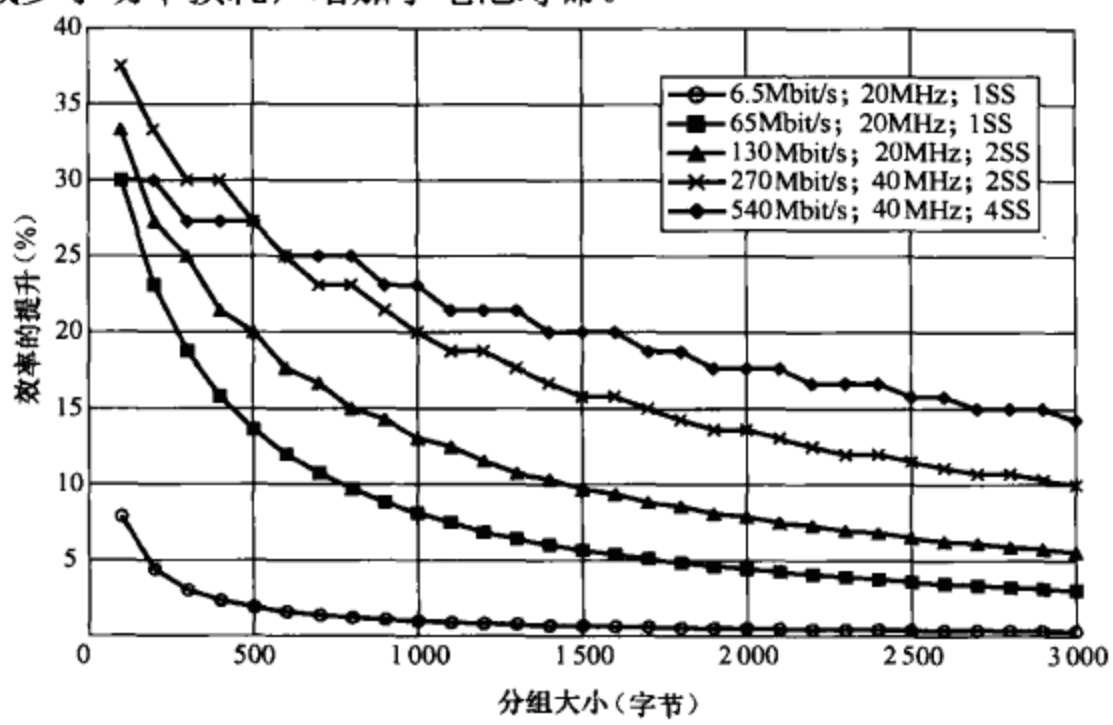


图 5.17　GF 相对于 MF 的 PHY 效率的提升

5.4.3　GF 的问题

在 802.11n 的发展过程中，不支持 GF 前导码的人们认为 GF 前导码有很多问题，而且不是必需的（McFarland 等，2006）。这些问题包括网络效率提高少、缺乏与传统设备间的互操作性、实现问题以及增加了在多个 802.11n 前导码种类间进行自动检测的负担。最终，双方达成了一致：802.11n 包含 GF 前导码，但只是作为一种可选前导码格式。

5.4.3.1　网络效率

在 802.11n 标准发展的提议阶段，有人进行了 MAC 层仿真，以此说明网络吞吐率对于 PHY 层前导码长度的敏感性（Stephens 等，2005）。该 MAC 层仿真涵盖的系统环境包括在第 1 章中所描述的以及 Stephens 等 （2004）中所定义的住宅、大型企业以及无线网点。它分别对 20MHz 和 40MHz 进行了仿真，两者均假设有两个发送天线和两个接收天线。我们针对不同的 PHY 前导码长度，重复了该仿真。表 5.6 给出了 25μs 和 50μs 前导码的仿真结果，其中包含了 MF 和 GF 前导码的长度范围。我们可以看到，网络效率只有很小的改善。

表 5.6　　相对于 PHY 系统开销时长的网络吞吐率（Stephens 等，2005）

系统场景	2Tx × 2Rx × 20MHz			2Tx × 2Rx × 40MHz		
	25μs 前导码	50μs 前导码	效率提升	25μs 前导码	50μs 前导码	效率提升
住宅	109Mbit/s	106Mbit/s	3%	169Mbit/s	160Mbit/s	5%
大型企业	103Mbit/s	98Mbit/s	5%	228Mbit/s	226Mbit/s	1%
热点	86Mbit/s	80Mbit/s	7%	194Mbit/s	184Mbit/s	5%

McFarland 等（2006）中给出的进一步分析显示，对于 UDP 和 TCP 通信，与 MF 前导码相比，GF 只有很小的吞吐率提高。分析中所用的假设是一个接入点和一个客户端、理想的流量模式（即具有无限 TXOP 长度的突发分组机制）以及没有 PHY 层和 MAC 层分组损失。针对一定范围的分组长度、数据速率以及聚合和非聚合情况，得到了分析结果。有关聚合情况的详细讨论，请参阅 8.2 节。

表 5.7 展示了在没有聚合的情况下，对于 UDP 通信的微小提升。给定的条件为 4 个数据速率（界于 20MHz、6.5Mbit/s、单个空间流和 40MHz、300Mbit/s、两个空间流之间）以及短保护间隔。仿真类型有两种，第一种是单个分组交换；第二种是由 SIFS 通过无限 TXOP 来分离的突发数据/ACK 序列。即使没有聚合，GF 最大也只能得到 15%的吞吐率提高。

表 5.7　无聚合情况下，GF 相对于 MF 的 UDP 吞吐率提升（McFarland 等，2006）

数据速率	单个分组交换		突发	
	64 字节分组	1 500 字节分组	64 字节分组	1 500 字节分组
6.5Mbit/s:20MHz;1SS	3%	0%	4%	0%
65Mbit/s:20MHz;1SS	6%	3%	13%	5%
130Mbit/s:20MHz;2SS	7%	5%	14%	7%
130Mbit/s:40MHz;2SS;Short GI	7%	4%	15%	10%

802.11n 中一个关键的 MAC 层特性是通过聚合改善效率。表 5.8 显示，对于具有 A-MPDU 聚合的 UDP 和 TCP，与 MF 相比，GF 所具有的优势进一步减小了。表中给出了对应两个分组长度的结果。每个分组由 20 个子帧组成，每个子帧包含 64 或 1 500 字节。在聚合时，与 MF 相比，GF 的最大增益减少到 5%。

表 5.8　聚合情况下，GF 相对于 MF 的吞吐率提升（McFarland 等，2006）

数据速率	UDP		TCP	
	每分组 20 个子帧；每子帧 64 字节	每分组 20 个子帧；每子帧 1 500 字节	每分组 20 个子帧；每子帧 64 字节	每分组 20 个子帧；每子帧 1 500 字节
6.5Mbit/s:20MHz;1SS	0%	2%	5%	2%
65Mbit/s:20MHz;1SS	2%	1%	4%	1%
130Mbit/s:20MHz;2SS	3%	0%	2%	1%
300Mbit/s:40MHz;2SS;Short GI	4%	0%	0%	0%

5.4.3.2　与传统设备的互操作问题

很显然，传统设备无法处理 GF 分组。因此，当 BSS 中出现传统设备时，就要求保护 GF 分组。但是，这个保护并没有延伸到邻近的 BSS。一个可处理 GF 的、只配有 HT 设备的接入点（AP）可以允许未加保护的 GF 传输，但无法保护邻近 BSS 中的传统设备不受 GF 传输的影响。

当一个传统设备接收到 GF 分组时，会出现以下几种情况。GF 前导码和传统前导码都有一个 8μs 的 STF、一个 8μs 的 LTF 以及随后的 SIG。传统设备接收到 GF 前导码时，由于传统前导码和 GF 前导码相似，就很可能发生错误检测。由于在传统信令字段中只有一个校验比特，会导致假阳性，这种情况更可能发生。幸运的是，很多传统设备使用信令字段中的额外字段来减少误检率。4.1.3 节中简述了一些可能的技术。图 5.18 给出的仿真结果展示了当传统设备接

收到一个 GF 发送时，对一个有效信令字段检测错误的概率。当只使用单个校验比特时，错误检测概率为 50%。但当校验信令字段中的其他比特作为有效条件时，错误概率减少到 7%。

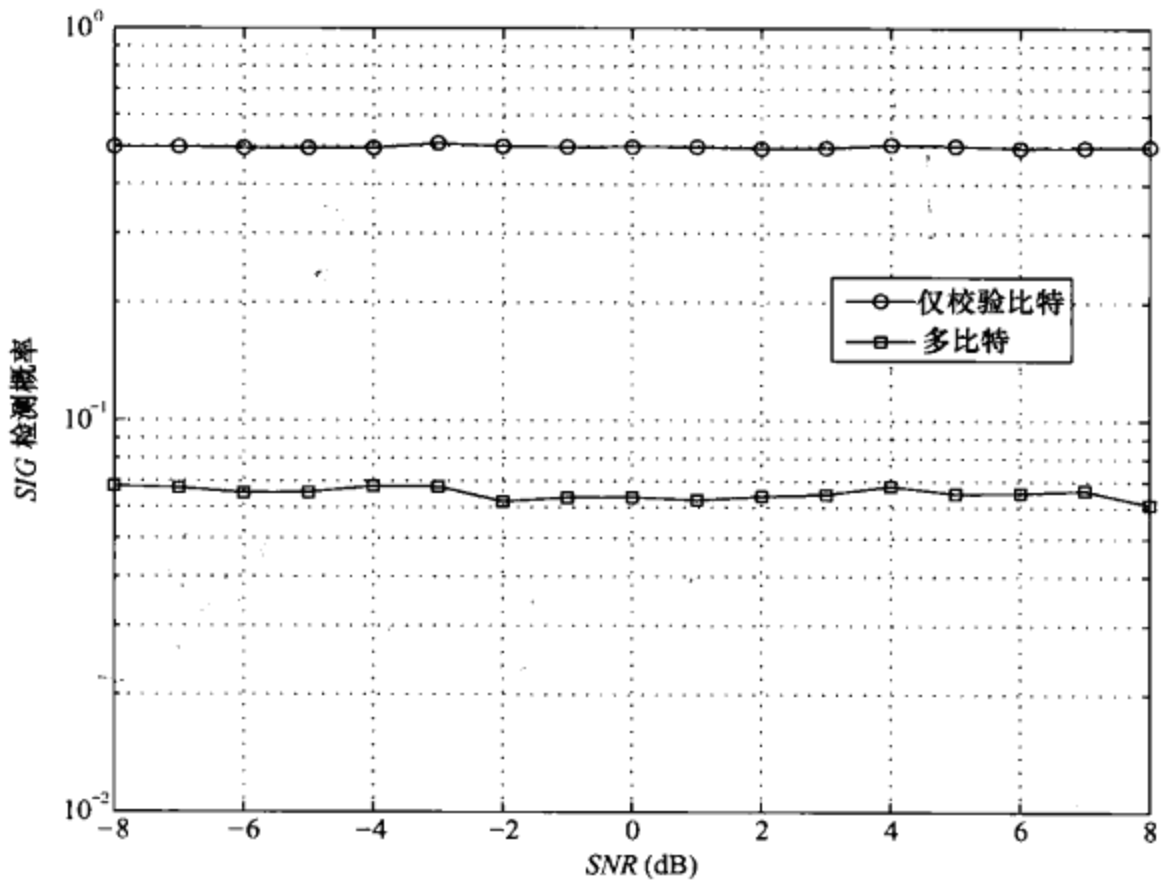


图 5.18　信道模型 D 中 NLOS 下的 GF 传输时，传统设备的 SIG 假阳性检测

错误检测会导致传统设备在一段随机的时间内停止无线传输。如果这段时间太短，传统设备会与 HT GF 设备互相干扰，如果这段时间太长，传统设备便处不利地位。

即使是传统设备正确地确认了接收到的信号不是传统分组，它也只能依赖于接收信号的功率水平来决定自己不传输的时间。在标准中，传统设备只要求在接收信号为−62dB 或更高时不传输。因此，HT GF 设备很可能受到邻近 BSS 中传统设备的干扰。

5.4.3.3　实现问题

GF 前导码在实现上有一些微小的问题。由于在一个空间流时数据字段在 HT-SIG 字段之后，在两个或更多空间流时，HT-LTF 在 HT-SIG 之后，这就有必要对 HT-SIG 进行快速解码，以确定 HT-LTF 的数量，由此判断下面是什么字段（McFarland 等，2006）。此外，GF 前导码在 STF 上使用长循环移位，这一点在分组开始和时间同步算法中需要额外考虑（McFarland 等，2006）。

5.4.4　前导码自动检测

由于有两种 HT 前导码格式，因此要求进行 MF 和 GF 格式间的自动检测。由于 MF 是必需的，而 GF 是可选的，显然支持 GF 的设备必须能自动监测 MF 和 GF。只支持 MF 的设备也要求能够部分地处理 GF 分组。

802.11n 标准修订中规定："不支持接收 HT Greenfield 格式分组的 HT STA 应该能够检测到 HT Greenfield 格式分组是一个 HT 传输（相对于一个非 HT 传输）。在这种情况下，接收机应该对 HT-SIG 进行解码，并且决定 HT-SIG 的循环冗余校验（CRC）是否通过了。"（IEEE，2007）因此，即使是一个不支持 GF 的设备，它也必须处理直到 HT-SIG 部分的 GF 分组，并

校验 CRC。所有的 HT 设备都需要对传统的、HT MF 以及 HT GF 进行自动检测。

图 5.19 给出了传统、MF 以及 GF 前导码中各字段的定时。一旦接收到一个分组，设备必须并行处理所有不同类型的前导码，直到找到正确的格式。在 0～16μs 的时间内，设备必须并行处理传统和 MF 格式中的传统 STF/LTF 和 GF 格式中的 HT STF/LTF。在 16～20μs 的时间内，设备必须处理传统和 MF 前导码中的传统 SIG。在 16～24μs，设备必须处理 GF 前导码的 HT-SIG。

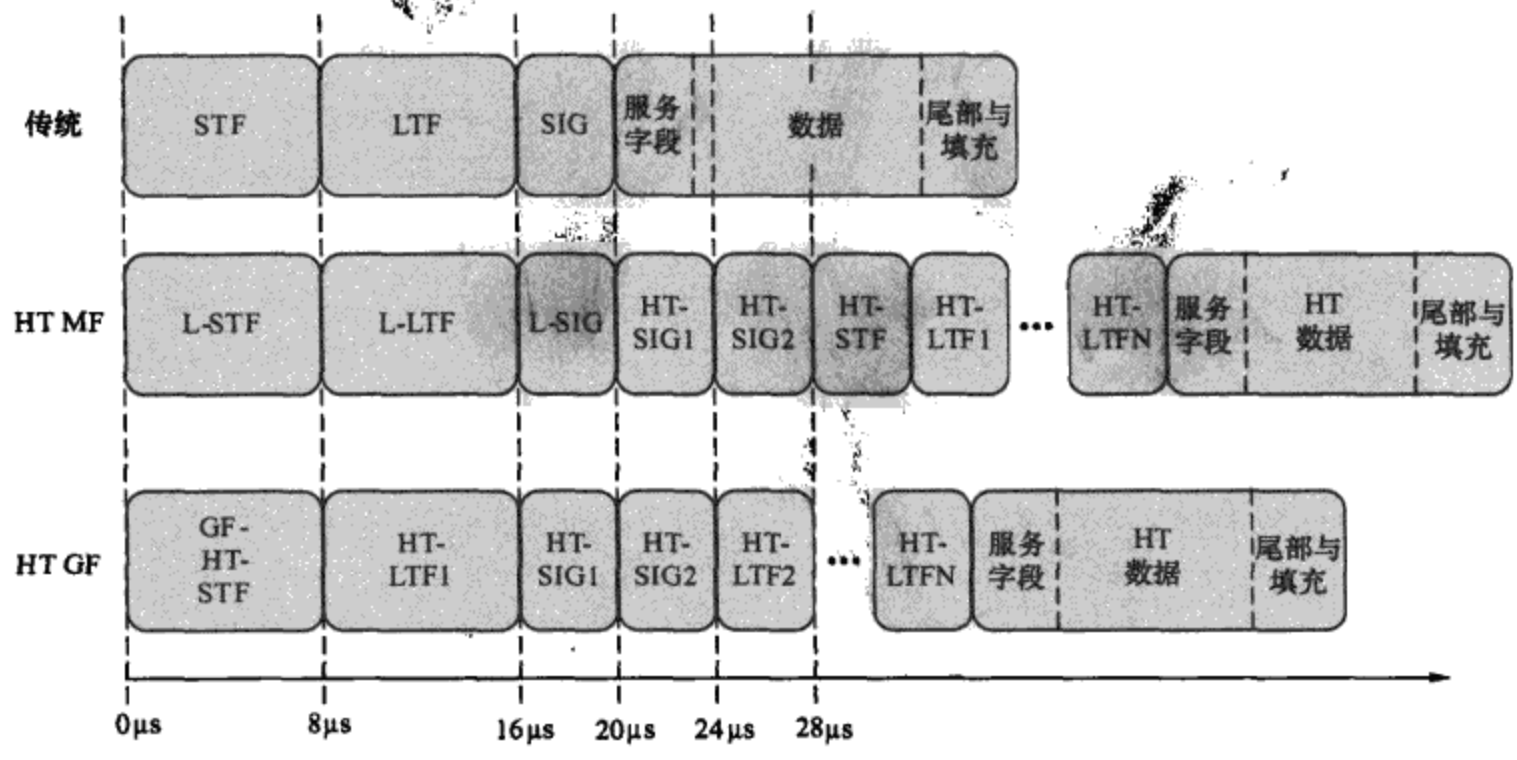


图 5.19 传统、MF 与 GF 的前导码字段定时

如 4.2.2.1 节中所阐述的，可以使用 L-SIG 和 HT-SIG1 间的 90° 旋转来对传统和 HT MF 进行自动检测。传统前导码和 GF 前导码在 16～20μs 以及 20～24μs 并没有旋转。在 16～24μs，对于 GF 前导码，HT 设备必须处理 HT-SIG1 和 HT-SIG2。类似地，在 20～28μs，对于 MF 前导码，HT 设备必须处理 HT-SIG1 和 HT-SIG2。将不同时间段中的旋转、L-SIG 校验位校验以及 HT-SIG 上的 CRC 校验结合起来，就可以区分传统、HT MF 以及 HT GF 前导码。

如果校验发现接收到的既不是 MF 分组，也不是 GF 分组（CRC 校验失败以及错误的旋转），但对 L-SIG 校验位的校验通过了，分组就作为传统 OFDM 进行处理。另一方面，如果校验确认它是 GF 分组，但设备并不支持 GF，那么设备仍然必须适当地延迟传输。

GF 格式的支持者曾想使 GF 成为必选的格式，以此保证所有 HT 设备间都可以互操作。GF 格式的反对者则并不认为 GF 所带来的微小的好处值得采用一种新的前导码而增加设备的复杂度。作为一种妥协，不支持 GF 的设备带接收到一个 GF 分组时，有两种选择。在第一种选择中，设备可以提取出信令字段参数，计算分组发送时间。设备的物理层通知其 MAC 层，信道在此期间处于忙的状态。这就是空闲信道评估（CCA）。第二种选择是，不支持 GF 设备的物理层保持 CCA 为忙状态，直到接收分组水平在 20MHz 时下降到–72dBm 以下，在 40MHz 时下降到–69dBm 以下。接收机最小输入水平敏感度（20MHz 的是–82dBm，40MHz 的是–79dBm）加上 10dB，就得到这些阈值。这使得不支持 GF 的设备在接收到 GF 分组时，就不必提取出 HT-SIG 的内容。不支持 GF 的设备只需要校验 GF 分组的 CRC，而这并不要求提取出分组的内容。

支持 GF 的设备必须接收所有的分组格式。并且，基于从信令字段内容计算得到的 TXTIME，它必须让 CCA 保持忙状态。即使对于设备并不支持的速率和模式，也必须计算得

到正确的时间段。GF 前导码的 TXTIME 公式如下：

$$\begin{aligned}\text{TXTIME} = {} & T_{\text{GF-HT-STF}} + T_{\text{HT-LTF1}} + T_{\text{HT-SIG}} \\ & + (N_{\text{LTF}} - 1) \cdot T_{\text{HT-LTFs}} + T_{\text{SYM}} \cdot N_{\text{SYM}}\end{aligned} \tag{5.19}$$

式中，$T_{\text{HT-GF-STF}}, T_{\text{HT-LTF1}}, T_{\text{HT-SIG}} = 8\mu\text{s}$ 时间段；$T_{\text{HT-LTFs}} = 4\mu\text{s}$ 时间段；$T_{\text{SYM}} = 4\mu\text{s}$ 时间段，对应 800ns 保护间隔操作；N_{SYM} 为数据字段中 OFDM 码元的数量，式（4.22）定义了一个 BCC 编码器时的码元数量，式(5.6)定义了两个 BCC 编码器时的码元数量；N_{LTF} 是长训练码元的数量，由 MCS 决定——长训练码元的数量基于由 MCS 表示的空间流数量（不包括探测分组）。

短保护间隔、探测分组、LDPC 以及 STBC 的 TXTIME 的计算方法将分别在 5.5 节、12.6 节、6.4 节以及 6.3 节中进行讨论。

还有一些应用于不支持 GF 的设备在接收到 MF 分组时的特例。计算 TXTIME 的一个特例是保留比特解码为 0。如果 HT-SIG CRC 是有效的，保留比特值为 0 表示 CRC 计算条件无效或假阳性。而且，如果 MCS 域在 77～127 范围内或 STBC 域的值为 3，便无法计算 TXTIME。在这些情况下，只要接收到的信号水平在 20MHz 时保持在–62dBm 之上，在 40MHz 时保持在–59dBm 之上，设备就不能接入媒体，而不是依赖于 TXTIME 计算得到的时间。接收机最小输入水平敏感度（20MHz 时为–82dBm，40MHz 时为–79dBm）加上 20dB，便得到以上阈值。

有关前导码检测的更多信息，请参阅 4.2.4.3 节。

5.5　短保护间隔

802.11n 的标准 OFDM 数据码元时间长度为 4μs，包括一个 0.8μs 的保护间隔（GI）以及 3.2μs 的数据。传统 OFDM 码也是这样的。为了进一步增加 802.11n 的数据速率，采用了一个可选的短 GI。利用短 GI，数据码元的保护间隔减小到了 0.4μs，码元的总长度减小到了 3.6μs。前导码的保护间隔保持不变。与此相对应，数据速率增加了 11%。利用短 GI，802.11n 在 20MHz 的最大数据速率为 289Mbit/s，在 40MHz 的最大数据速率为 600Mbit/s。

为了使数据码元时间长度 T_{SYM} 减小到 3.6μs，保护间隔时间 T_{GI} 减小到 0.4μs，我们必须修改数据字段的波形公式。对 MF 和 20MHz 操作的式（4.30）进行了修改。然后空间扩展的式（4.31）也经过了同样的修改，不过只是在数据字段。同样，对于 40MHz，式（5.2）经过了同样的修改（只限于数据字段）。最后，在使用短 GI 时，HT 复制的式（5.10）也用减小的值进行了修改。相应地，进行 MF 前导码 TXTIME 计算的式（4.32）和 GF 前导码 TXTIME 计算的式（5.19）也将 T_{SYM} 减小到了 3.6μs。

有一种分组格式可能不会使用短 GI。在 GF 前导码和一个空间流的情况下，数据码元紧跟在 HT-SIG 之后。但是，接收机直到解析 HT-SIG 时，才能知道是这种情况。在通常的设计中，接收机继续并行处理后续码元，以从 HT-SIG 中提取信息。第一步是，在进行傅里叶变换前除去保护间隔。为了接收一个空间流和短 GI 的 GF 分组，接收机必须将信号缓冲起来，直到它从 HT-SIG 中确认了空间流数量和 GI 的长度。为了避免出现这种复杂的情况，802.11n 标准不允许只有一个空间流的 GF 使用短 GI。

如 2.1 节中所述，保护间隔是用来消除由于信道环境的延迟扩展而带来的码间干扰的。将 GI 缩短，信号便更加易受延迟扩展较长的信道的影响。发射机和接收机中的滤波也会导

致延迟扩展。发送滤波器用于抑制带外泄露。到邻带的干扰减少得越多，滤波器的延迟扩展越长。同样地，在接收端，邻带的排斥越强，接收滤波器带来的延迟扩展越长。

缩短保护间隔之后，接收机要求更精确的时间同步，尤其是在延迟扩展较长的信道中。因此，一个量化接收机对缩短保护间隔敏感度的方法是，通过增加时间同步中固定的时间偏差，来建立接收机性能模型。我们比较 800ns GI 和 400ns GI 的性能。图 5.20 表示对于 MCS 15，在信道模型 B 中，两个发送天线和两个接收天线在 NLOS 条件下的性能。图 5.21 和图 5.22 表示在信道模型 D 和 E 中，在 NLOS 条件下同样配置的仿真结果。

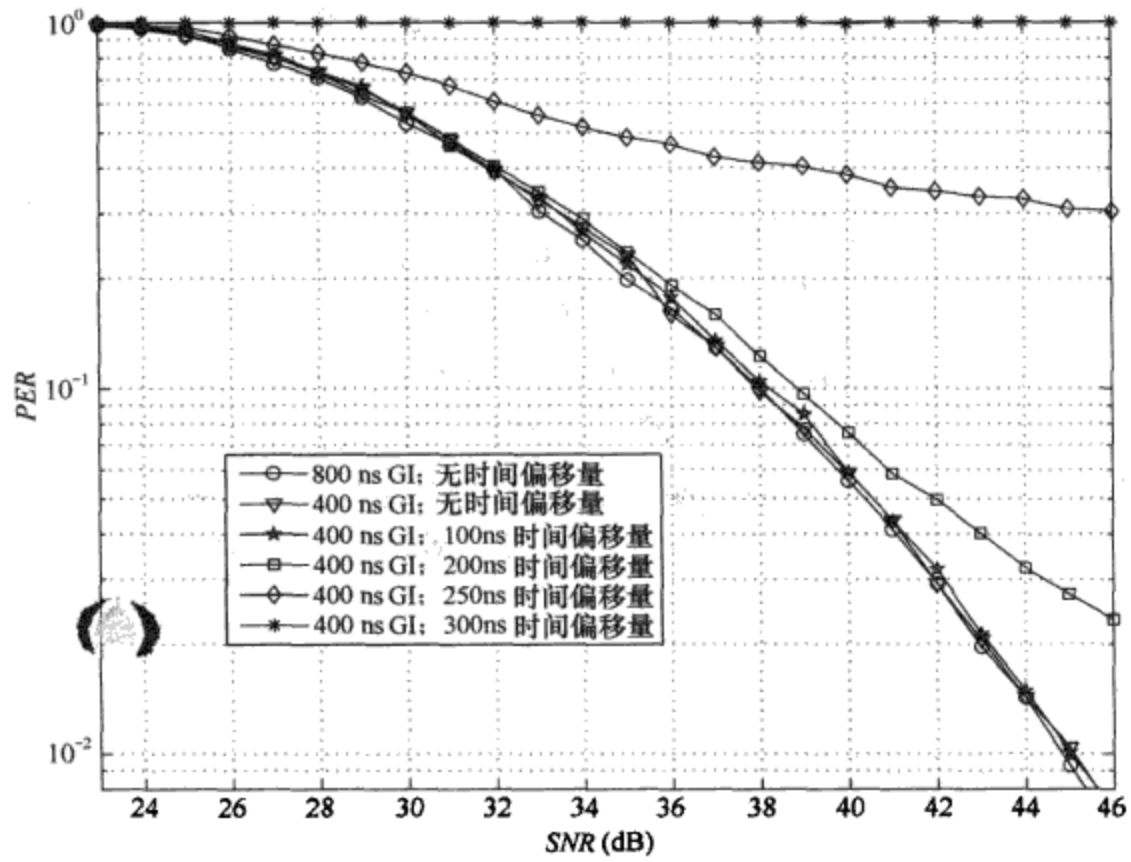


图 5.20　MCS15、2×2、信道模型 B、NLOS 下对时间偏移量的敏感度

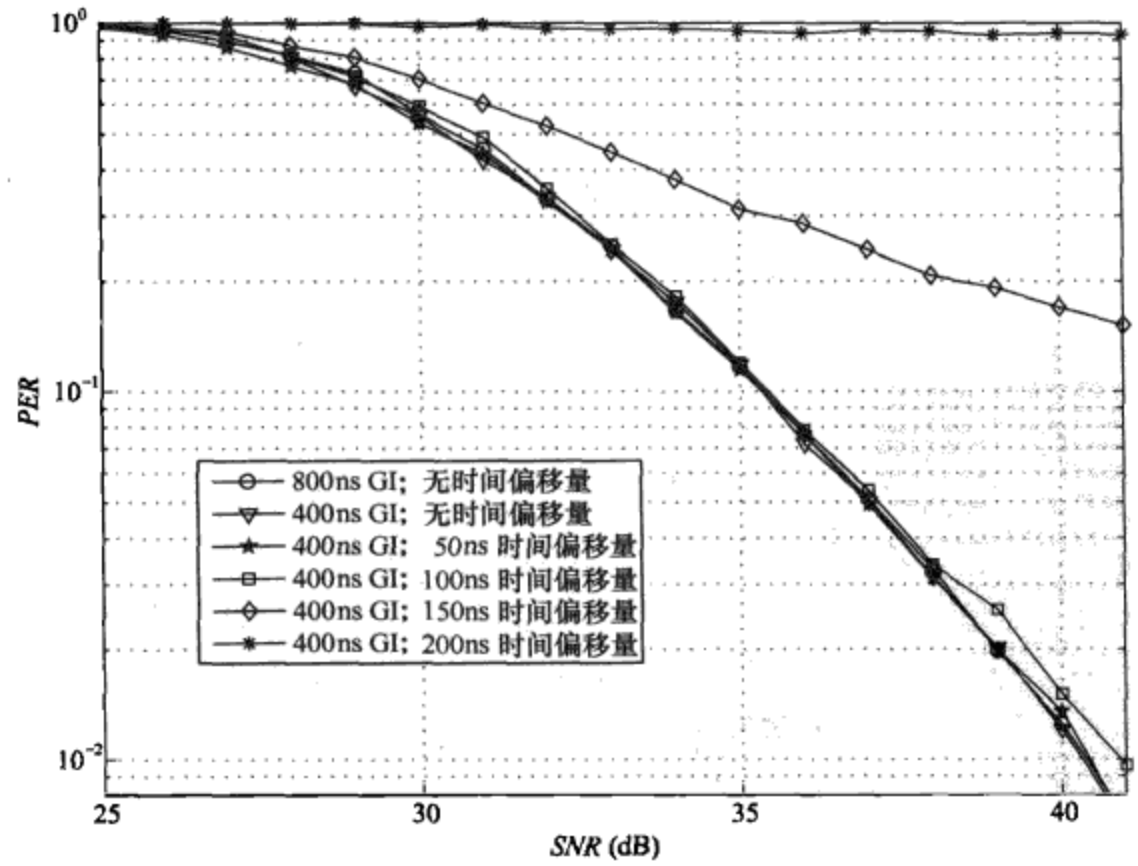


图 5.21　MCS15、2×2、信道模型 D、NLOS 下对时间偏移量的敏感度

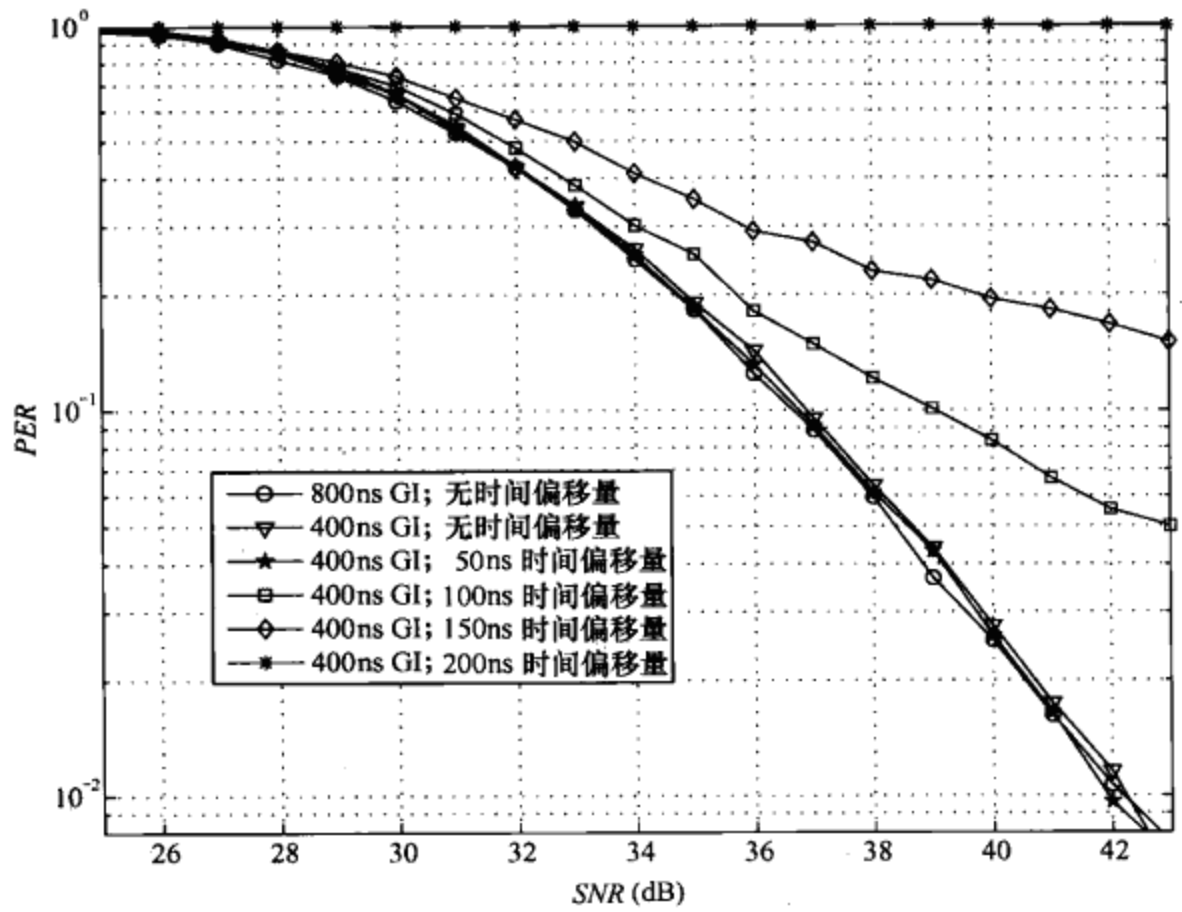


图 5.22　MCS15、2 × 2、信道模型 E、NLOS 下对时间偏移量的敏感度

尽管图中没有显示出来，但在信道模型 B、D 以及 E 中，只要时间偏差没有达到 300ns，800nsGI 的分组发送都不会有任何性能恶化。另一方面，400ns GI 的分组发送性能随着信道延迟扩展增加而恶化。在具有 15ns RMS 延迟扩展的信道模型 B 中，只要时间偏差没有达到 100ns，都不会有任何性能恶化；当时间偏差增加到 200ns 时，会有轻微的性能恶化；当时间偏差增加到 250ns 或更多时，接收机便无法工作了。在具有 50nsRMS 延迟扩展的信道模型 D 中，时间偏差为 50ns 时，不会有任何性能恶化；时间偏差为 100ns 时，会有轻微的性能恶化；时间偏差为 150ns 时，就会有大的性能恶化；而接收机在时间偏差大于 150ns 时就无法正常工作了。在具有 100ns RMS 延迟扩展的信道模型 E 中，时间偏差为 50ns 时，也没有性能恶化；但时间偏差为 100ns 时，它的性能恶化比信道模型 D 中的要严重得多；当时间偏差为 150ns 时，就会有大的性能恶化；而接收机在时间偏差大于 200ns 时便无法正常工作了。

总而言之，当会有比较明显的性能恶化发生时，时间偏差依次递减为：信道模型 B 为 200ns，信道模型 D 为 150ns，信道模型 E 为 100ns。这个时间偏差的递减大致对应着信道间 RMS 延迟扩展的增加。在严格取样时，信道模型 E 的 100ns 时间偏差在时间上只是两个取样，这要求接收机具有更精确的时间同步和跟踪算法。

短 GI 在调制、码率以及空间流数量之外，增加了另一个与速率调整有关的方面。每增加一个方面，速率调整的复杂度就有显著的提高。此外，短 GI 只在延迟扩展较短的信道上增加数据速率。通过改变 MCS 也可能得到相似的增加。因此，一个典型的使用短 GI 的方法是：只有在设备使用长 GI 时已经达到它的最高数据速率时，才切换到短 GI。最高的 MCS 表明这是一个好的信道环境，而且调制、码率以及空间流数量都无法进一步增加数据速率了，作为速率调整的最后一步，设备可以切换到短 GI，以得到最大数据速率。如果接收到了发送数据的确认，设备便知道信道支持短 GI 和最大数据速率。通过更复杂的方法，人们就可以从信道估计中确定信道的延迟扩展，以在更多的情况下使用短 GI。

参考文献

Berke，B. (2004). *TGn Comparison Criteria – Proposal for CC59*，IEEE 802.11–04/0176r0.

Coffey，S.，Jones，V. K.，Trachewsky，J.，*et al.* (2004). *WWiSE IEEE 802.11n Proposal*，IEEE 802.11–04/0935r4.

Hedberg，D. (2005). *Adjacent Channel Interference and Filtering for 56-carrier Signals*，IEEE 802.11–04/1579r1.

IEEE (2007). *IEEE P802.11n(tm)/D3.00 ，Draft Amendment to STANDARD for Information Technology–Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Networks – Specific Requirements. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY). Amendment 4: Enhancements for Higher Throughput.*

McFarland，B.，Nakao，S.，Takeda，D.，*et al.* (2006). *Green Field Analysis*，IEEE 802.11–06/452r1.

Perahia，E.，Aldana，C.，Kim，J.，*et al.* (2006). *Joint Proposal Team PHY Simulation Results*，IEEE 802.11–06/0067r2.

Stephens，A. (2004)，*IEEE 802.11 TGn Comparison Criteria*. IEEE 802.11–03/814r31.

Stephens，A.，Bjerke，B.，Jechoux，B.，*et al.* (2004). *Usage Models*，IEEE 802.11–03/802r23.

Stephens，A.，Akhmetov，D.，and Shtin，S. (2005). *TGn Sync Simulation Results – Goodput versus PHY Overhead*，IEEE 802.11–05/479r0.

van Nee，R. and Jones，V. K. (2006). *Mandatory Greenfield Preamble*，IEEE 802.11–6/971r1.

附录 5.1　信道分配

从特定频带的信道起始频率开始，在每增加 5MHz 的位置定义信道的中心频率，即

$$\text{信道中心频率} = \text{信道起始频率} + 5n_{ch}(\text{MHz}) \tag{5.20}$$

式中，n_{ch} 是信道数量（对于 5GHz，$n_{ch}=0$，1，…，200；对于 2.4GHz，$n_{ch}=1$，2，…，13 ）。对于 5GHz 频带，信道起始频率为 5 000MHz；对于 2.4GHz，信道起始频率为 2 407MHz。

表 5.9 和表 5.10 分别给出了美国和欧洲的 20MHz 信道分配。表 5.11 和表 5.12 分别给出了美国和欧洲的 40MHz 信道分配。40MHz 信道分配还包括了 20MHz 次信道位于 20MHz 主信道之上或之下的条件。这由次字段（secondary field）表示。

表 5.9　　20MHz 信道在美国的分配

频带（GHz）	管制类	信　道　号	中心频率（MHz）	发送功率限制（mW）
ISM2.4～2.483	12	1,2,…,11	2 412,2 417,…,2 462	1 000
U-NII lower 5.15～5.25	1	36,40,44,48	5 180,5 200,5 220,5 240	40
U-NII middle 5.25～5.35	2	52,56,60,64	5 260,5 280,5 300,5 320	200
Additional U-NII 5.47～5.725	4	100,104,…,140	5 500,5 520,…,5 700	200
Upper U-NII 5.725～5.85	3	149,153,157,161	5 745,5 765,5 785,5 805	800
	5	149,153,157,161,165	5 745,5 765,5 785,5 805,5 825	1 000

表 5.10　　20MHz 信道在欧洲的分配

频带（GHz）	管制类	信　道　号	中心频率（MHz）	发送功率限制（mW）
ISM2.4～2.483	4	1,2,…,13	2 412,2 417,…,2 472	100
5.15～5.25	1	36,40,44,48	5 180,5 200,5 220,5 240	200
5.25～5.35	2	52,56,60,64	5 260,5 280,5 300,5 320	200
5.47～5.725	3	100,104,…,140	5 500,5 520,…,5 700	1 000

表 5.11　　40MHz 信道在美国的分配

频带（GHz）	管　制　类	主信道号	次　字　段	次信道号
ISM2.4～483	32	1	1	5
		2	1	6
		3	1	7
		4	1	8
		5	1	9
		6	1	10
		7	1	11
	33	5	−1	1
		6	−1	2
		7	−1	3
		8	−1	4
		9	−1	5
		10	−1	6
		11	−1	7
U-NII lower 5.15～5.25	22	36	1	40
		44	1	48
	27	40	−1	36
		48	−1	44
U-NII middle 5.25～5.35	23	52	1	56
		60	1	64
	28	56	−1	52
		64	−1	60
Additional U-NII5.47～5.725	24	100	1	104
		108	1	112
		116	1	120
		124	1	128
		132	1	136
	29	104	−1	100
		112	−1	108
		120	−1	116
		128	−1	124
		136	−1	132
Upper U-NII 5.725～5.85	25(800mW)或	149	1	153
	26(1 000mW)	157	1	161
	30(800mW)或	153	−1	149
	31(1 000mW)	161	−1	157

表 5.12　　40MHz 信道在欧洲的分配

频带（GHz）	管制类	主信道号	次字段	次信道号
ISM2.4～2.483	11	1	1	5
		2	1	6
		3	1	7
		4	1	8
		5	1	9
		6	1	10
		7	1	11
		8	1	12
		9	1	13
	12	5	–1	1
		6	–1	2
		7	–1	3
		8	–1	4
		9	–1	5
		10	–1	6
		11	–1	7
		12	–1	8
		13	–1	9
5.15～5.25	5	36	1	40
		44	1	48
	8	40	–1	36
		48	–1	44
5.25～5.35	6	52	1	56
		60	1	64
	9	56	–1	52
		64	–1	60
5.47～5.725	7	100	1	104
		108	1	112
		116	1	120
		124	1	128
		132	1	136
	10	104	–1	100
		112	–1	108
		120	–1	116
		128	–1	124
		136	–1	132

附录 5.2　40MHz 的基本 MCS 表格

下面的表格组成了 40MHz“基本”速率的 MCS。正如在这里定义的，基本速率包括均衡调制和必需的 800ns 保护间隔。12.4 节将讲述非均衡调制。5.5 节中讲述了短保护间隔。

在 20MHz 中，有 108 个数据子载波和 6 个导频子载波。HT 复制格式（MCS 32）是一个例外。它有 96 个数据子载波和 8 个导频子载波。

表 5.13 给出了后继表格中所使用的标记符号。

表 5.13　用于 MCS 参数的符号（IEEE，2007）

符　号	说　明
R	码率
N_{BPSCS}	各空间流（或调制阶）中每单载波的编码比特数
N_{CBPS}	每个 OFDM 码元中的编码比特数
N_{DBPS}	每个 OFDM 码元中的数据比特数
N_{ES}	BCC 编码器数

表 5.14 定义了单个空间流传输的 40MHz MCS 参数和数据速率。将 N_{DBPS} 除以 4μs 的码元时间（3.2μs 的 OFDM 码元加上 0.8μs 的保护间隔），可以计算得到数据速率。

表 5.14　单个空间流的 40MHz MCS 参数（IEEE，2007）

MCS 标号	调　制	R	N_{ES}	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
0	BPSK	1/2	1	1	108	54	13.5
1	QPSK	1/2	1	2	216	108	27.0
2	QPSK	3/4	1	2	216	162	40.5
3	16-QAM	1/2	1	4	432	216	54.0
4	16-QAM	3/4	1	4	432	324	81.0
5	64-QAM	2/3	1	6	648	432	108.0
6	64-QAM	3/4	1	6	648	486	121.5
7	64-QAM	5/6	1	6	648	540	135.0

表 5.15 定义了 2 个空间流传输的 40MHz MCS 参数和数据速率。

表 5.15　　2 个空间流的 40MHz MCS 参数（IEEE，2007）

MCS 标号	调　制	R	N_{ES}	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
8	BPSK	1/2	1	1	216	108	27.0
9	QPSK	1/2	1	2	432	216	54.0
10	QPSK	3/4	1	2	432	324	81.0
11	16-QAM	1/2	1	4	864	432	108.0
12	16-QAM	3/4	1	4	864	648	162.0
13	64-QAM	2/3	1	6	1 296	864	216.0
14	64-QAM	3/4	1	6	1 296	972	243.0
15	64-QAM	5/6	1	6	1 296	1 080	270.0

表 5.16 定义了 3 个空间流传输的 40MHz MCS 参数和数据速率。

表 5.16　　3 个空间流的 40MHz MCS 参数（IEEE，2007）

MCS 标号	调　制	R	N_{ES}	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
16	BPSK	1/2	1	1	324	162	40.5
17	QPSK	1/2	1	2	648	324	81.0
18	QPSK	3/4	1	2	648	486	121.5
19	16-QAM	1/2	1	4	1 296	648	162.0
20	16-QAM	3/4	1	4	1 296	972	243.0
21	64-QAM	2/3	2	6	1 944	1 296	324.0
22	64-QAM	3/4	2	6	1 944	1 458	364.5
23	64-QAM	5/6	2	6	1 944	1 620	405.0

表 5.17 定义了 4 个空间流传输的 40MHz MCS 参数和数据速率。

表 5.17　　4 个空间流的 40MHz MCS 参数（IEEE，2007）

MCS 标号	调　制	R	N_{ES}	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）
24	BPSK	1/2	1	1	432	216	54.0
25	QPSK	1/2	1	2	864	432	108.0
26	QPSK	3/4	1	2	864	648	162.0
27	16-QAM	1/2	1	4	1 728	864	216.0

续表

MCS 标号	调　制	R	N_{ES}	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率 (Mbit/s)
28	16-QAM	$3/4$	2	4	1 728	1 296	324.0
29	64-QAM	$2/3$	2	6	2 592	1 728	432.0
30	64-QAM	$3/4$	2	6	2 592	1 944	486.0
31	64-QAM	$5/6$	2	6	2 592	2 160	540.0

表 5.18 定义了 HT 重复格式的 40MHz MCS 参数和数据速率。

表 5.18　　HT 重复格式的 40MHz MCS 参数（IEEE，2007）

MCS 标号	调　制	R	N_{ES}	N_{BPSCS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率 (Mbit/s)
32	BPSK	$1/2$	1	1	48	24	6.0

附录 5.3　物理层波形参数

表 5.19 提供了 802.11a、802.11n 在 20MHz 和 40MHz 波形参数的一个总结和比较。

表 5.19　　物理层波形参数

	802.11a	802.11n 20MHz	802.11n 40MHz	802.11 40MHz MCS 32	802.11n 非 HT 重复
数据子载波	48	52	108	96	96
独特的调制数据值	48	52	108	48	48
导频子载波	4	4	6	8	8
子载波频率间距	312.5kHz (20MHz/64)	312.5kHz (20MHz/64)	312.5kHz (40MHz/128)	312.5kHz (40MHz/128)	312.5kHz (40MHz/128)
IDFT/DFT 周期	3.2μs	3.2μs	3.2μs	3.2μs	3.2μs
数据码元保护间隔	0.8μs	正常	正常	正常	0.8μs
		0.8μs	0.8μs	0.8μs	
		短	短	短	
		0.4μs	0.4μs	0.4μs	

第 6 章

强健性

随着 IEEE 802.11 中增加了 MIMO，很多新的 WLAN 设备将配有多个天线。多个天线会通过多个空间流带来增加数据速率的好处，也可用于显著地改善系统的强健性。多个天线带来了一些可选的特性，例如接收分集、空间扩展、发送波束成型以及空时块编码（STBC）。有关发送波束成型的内容将在第 12 章讨论。

802.11n 中还增加了高级编码，通过引入可选的低密度奇偶校验码（LDPC）和 STBC 来进一步改善链路强健性。STBC 将多个天线和编码结合了起来。

为了简化下面章节中的表达，我们给出了在频域单个子载波的接收分集、STBC 以及空间扩展的系统描述。这么做是因为每个技术实际上都应用在频带的每个子载波上。在发射机端，假设频域数据转化为 4.2 节中所描述的时域波形，而且，生成频域取样的接收过程正如 4.2.4 节中所描述的。

为了量化这些特性所带来的好处，本章包含了每种技术模型的仿真结果。每个函数的仿真结果都包括如 3.5 节中所述的物理层损伤。均衡器是基于 MMSE 的。仿真中包括了同步、信道估计以及相位跟踪。接收分集、空间扩展以及 STBC 的仿真所使用的是 NLOS 条件下的信道模型 B，如 3.5 节所述。LDPC 的仿真使用的是 NLOS 条件下的信道模型 D。

6.1 接收分集

在 3.2 节关于最大比合并（MRC）的讨论中，介绍了 SISO 系统的接收分集。通常，可以在接收机上增加额外的接收天线，以提高分集级数。MIMO 接收机也使用同样的原则。如果接收机的天线数量大于发送信号中的空间流数量，分集级数的增加量等于接收天线数量和发送空间流数量之差。图 6.1 给出了一个具有两个发送天线（和两个空间流）和 3 个接收天线的 MIMO 系统。

图 6.1 显示了一个基本的 MIMO 系统和一个具有分集的 MIMO 系统。在基本 MIMO 中，发送天线、空间流以及接收天线的数量都等于 2。然而，在接收分集的情况中，有两个发送天线和空间流，却有 3 个接收天线。图中还给出了所有可能的信道路径。

6.1.1 最大比合并基础知识

在 3.3 节中讨论了 $M \times N$ 的 MIMO/SDM 系统，其公式重复如下：

$$\boldsymbol{Y}_N = \sqrt{\rho / M} \cdot \boldsymbol{H}_{N \times M} \boldsymbol{X}_M + \boldsymbol{Z}_N \tag{6.1}$$

式中，$\boldsymbol{X}_M$ 为发送数据；$\boldsymbol{H}_{N \times M}$ 为信道衰落矩阵；$\boldsymbol{Z}_N$ 为定义为 Normal（0，1）的加性白高斯噪声（AWGN）；ρ为平均信噪比（SNR）；Y 是接收信号；有 N 个接收天线和 M 个发送天线。与 3.2 节相似，MRC 接收机给出如下：

$$\begin{aligned} \boldsymbol{R} &= \boldsymbol{H}^{*}\boldsymbol{Y} \\ &= \sqrt{\rho / M}\boldsymbol{H}^{*}\boldsymbol{H}\boldsymbol{X} + \boldsymbol{H}^{*}\boldsymbol{Z} \end{aligned} \tag{6.2}$$

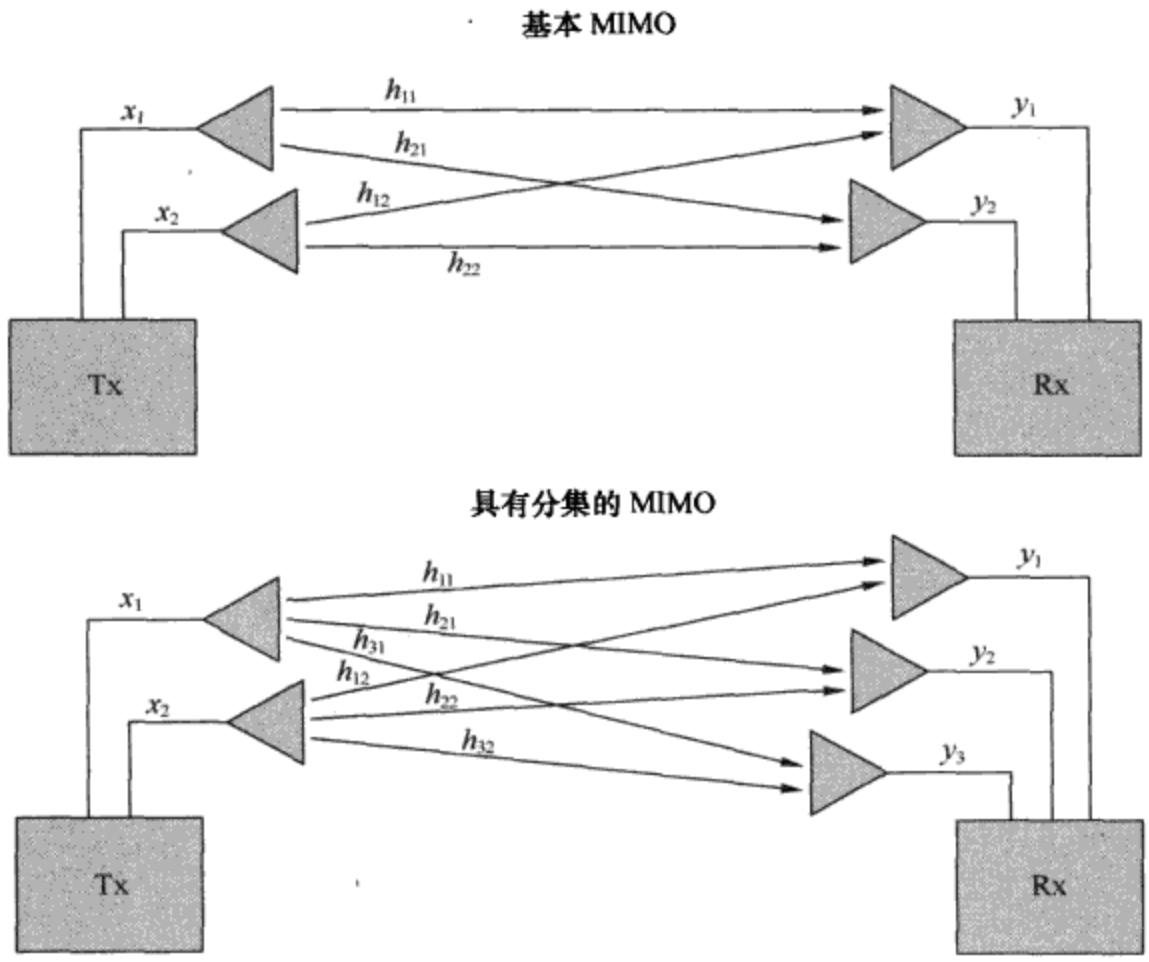


图 6.1　具有分集接收机的 MIMO 系统

式中，$\boldsymbol{H}^{*}$ 为 $\boldsymbol{H}$ 的厄密共轭（复数共轭转置）。在应用了 MRC 之后，接收信号可以均衡为

$$\begin{aligned} \hat{\boldsymbol{X}} &= \sqrt{M / \rho}(\boldsymbol{H}^{*}\boldsymbol{H})^{-1}\boldsymbol{R} \\ &= \boldsymbol{X} + \sqrt{M / \rho}(\boldsymbol{H}^{*}\boldsymbol{H})^{-1}\boldsymbol{H}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{Z} \end{aligned} \tag{6.3}$$

6.1.2　通过接收分集改善 MIMO 的性能

额外的接收天线显著改善了 SNR，尤其是在高阶调制和高码率的情况下。图 6.2 显示了与两个接收天线相比，两个空间流和 3 个接收天线所带来的好处。本章的开始已经描述了仿真环境。

如图 6.2 所示，MCS 15 在 1%PER，使用额外接收天线时，所要求的 SNR 减少了 9dB。MCS 8 在同样情况下所要求的 SNR 减少了 2.5dB。在有多个空间流时，调制阶数越高，对衰落越敏感，分集的好处就越显著。

使用 MCS 15 的一个重要原因是，它所要求的 SNR 降低到了 36dB。这个值是价格适中的发射机和接收机可以达到的。但是，在信道模型 B 和只有两个接收天线时，所要求的 45dB SNR 便大大超出了目前典型的发射机和接收机的噪声图形、损伤以及实现损失。

与单个天线的 802.11a/g 接收机相比，具有两个接收天线的 MIMO 接收机提供了分集增益。在这种情况下，两个天线的接收机接收到的单个流传输的性能与 1×2 分集系统相当。图 6.3 给出了它与单天线接收机相比得到的增益。我们可以看到，在单空间流时，接收分集增益在低阶调制时，大约为 7dB；在高阶调制时，增加到了 9dB。

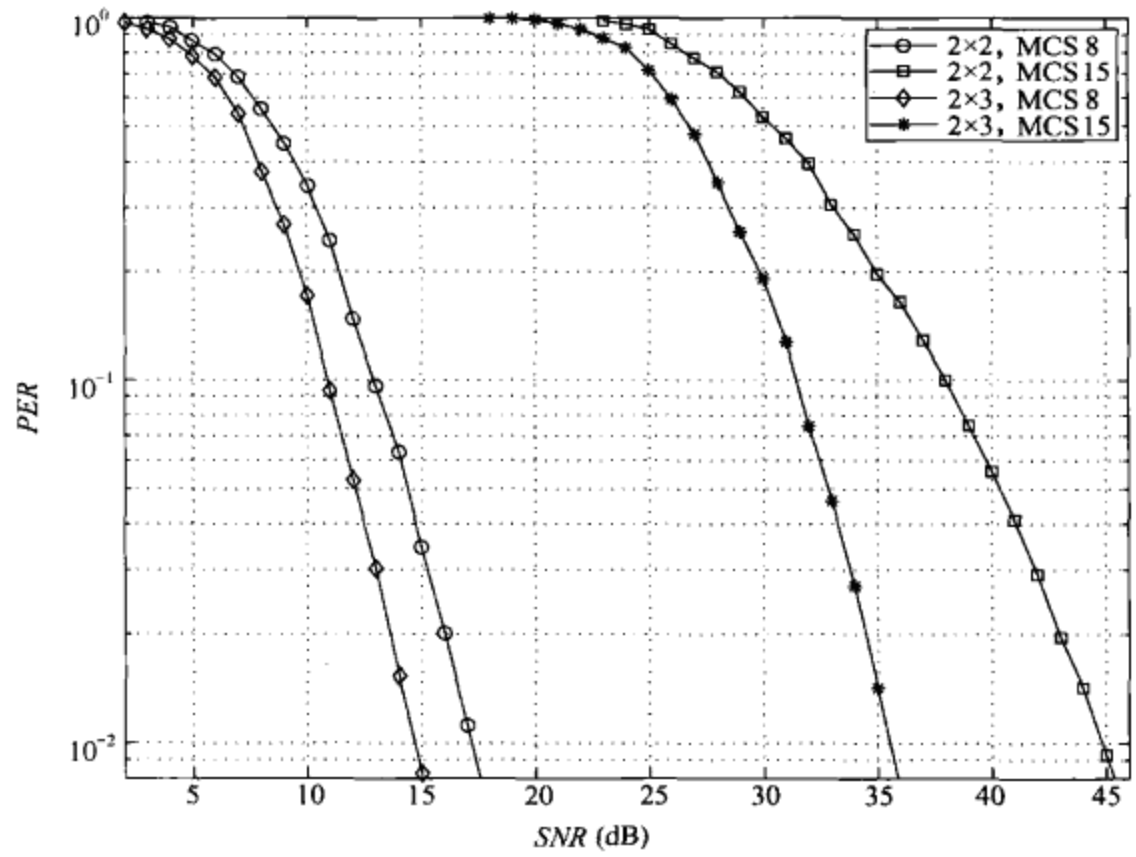


图 6.2　信道模型 B、NLOS、20MHz 时，两个空间流的接收分集获益

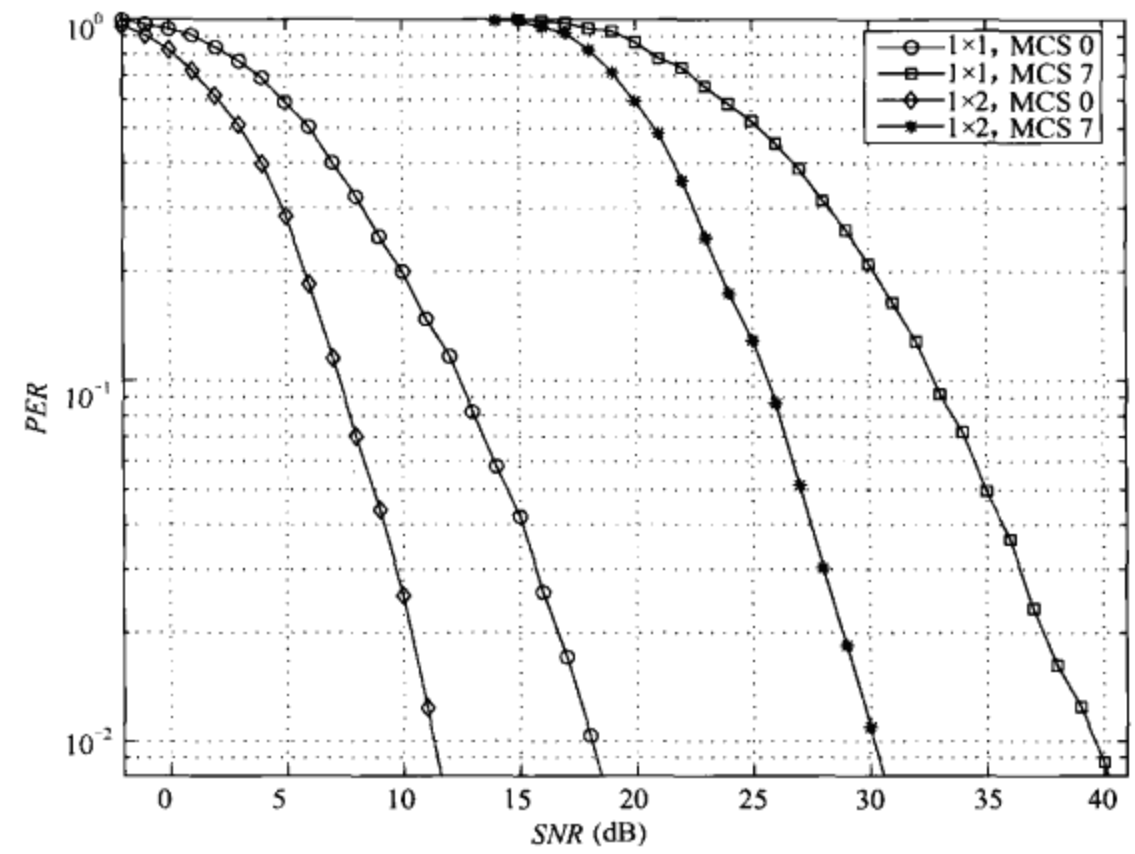


图 6.3　信道模型 B、NLOS、20MHz 时，一个空间流的接收分集获益

接收分集所增加的强健性使得可以在较长覆盖距离内得到某个特定的吞吐率。图 6.4 显示了这种情况。图中给出的是无线吞吐率作为覆盖距离的函数的仿真结果。无线吞吐率定义为：数据速率乘以 1 减去分组误差率。除了对 MCS 9～14 的仿真之外，图 6.2 所示的结果也包含在这里。利用从 PER 的瀑布曲线读出的所要求的 SNR 以及表 5.2 概述的链路预算参数，可推算出距离范围。

需要注意在较短距离的最大吞吐率平台部分。这样的结果是由于 SNR 有一个 35dB 的最大值。成本适中的硬件很难得到大于 35dB 的 SNR。因此，我们不考虑要求大于 35dB SNR 的吞吐率值。

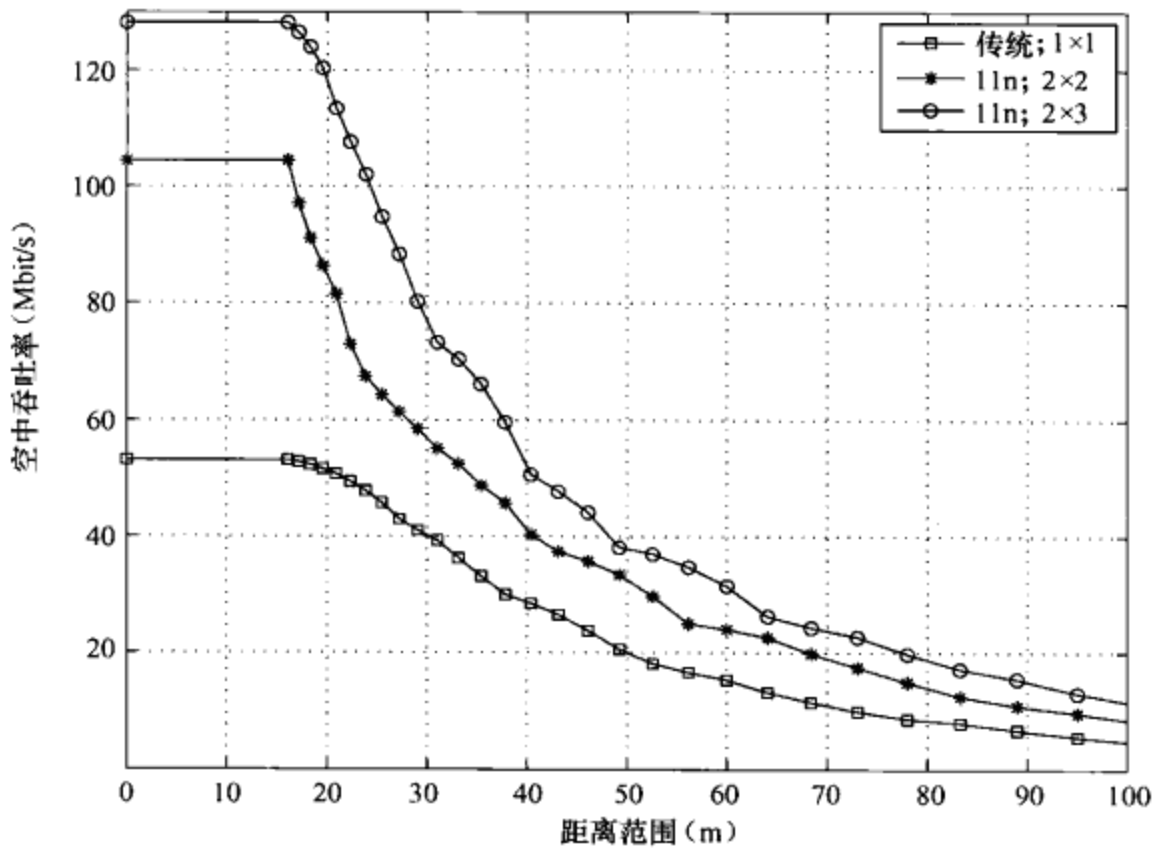


图 6.4　相对于距离范围的接收分集吞吐率比较

从图 6.4 中我们可以看到，使用传统单天线设备，达到 50Mbit/s 数据速率的最大距离为 20m。使用 2 × 2 802.11n 系统，50Mbit/s 可以维持 35m。使用 2 × 3 802.11n 系统，这个距离范围进一步增加到 40m。在数据速率为 50Mbit/s 时，MIMO 系统可以将速率调整到单流模式，相当于 2 × 2 802.11n 系统的 1 × 2 分集系统以及 2 × 3 802.11n 系统的 1 × 3 分集系统。而且，可以保持 100Mbit/s 的距离也从大约 17m 增加到 2 × 2 分集系统之上的 2 × 3 802.11n 系统的 25m。

通过使用分集技术，最大数据速率 MCS 所要求的 SNR 显著减小。如图 6.4 所示，2 × 3 系统在 15m 的最高数据速率几乎增加到了 130Mbit/s。这个数据速率是 2 × 2 系统所无法达到的。

6.1.3　选择分集

选择分集提供了一种通过减少硬件复杂度得到适量的分集合并增益的方法。使用选择分集时，RF 链的数量比天线数少。选择具有最佳信道的天线子集，并将它们与 RF 链相连，可以减少必需的 RF 链的数量。选择分集的增益比 Jakes（1974）中所述的最大比合并的增益小。例如，在不相关平坦衰落瑞利信道中，使用单个发送天线和 N 个接收天线，选择分集将平均输出 SNR 提高了一个 $\sum_{K=1}^{N} 1/K$ 因子。在同样的条件下，最大比合并将平均输出 SNR 提高了一个 N 因子。

为了选择最佳天线，802.11n 标准提高了一个将 8 个天线用 4 个 RF 链串起来的机制。发送和接收端均制定了将天线选择串起来的方法。对检测分组需进行天线串连。有关信道检测和检测分组的信息，请参阅第 12 章。

6.2　空间扩展

在 4.2.3.8 节中，作为一种使用较多天线发送较少空间流的方法，空间扩展（SE）已经有

了详细的描述。通过适当地选择表 4.5 中给出的循环移位，空间扩展可以使平面衰落更明显的信道（如信道模型 B）得到小的发送分集这样的好处。图 6.5 展示了单空间流的 SE 的性能。图 6.6 展示了两个空间流的 SE 的性能。参阅本章开始给出的仿真条件，在 PE 为 1%时，SE 可得到 2dB 的分集增益。但是，对于 64-QAM，$R = 5/6$（MCS 7 和 MCS 15）的情况，在 PER 为 10%时并没有增益，而且，延迟扩展较大的信道导致了更多频率选择性衰落以及更少的平面衰落，它的增益也就减少了。

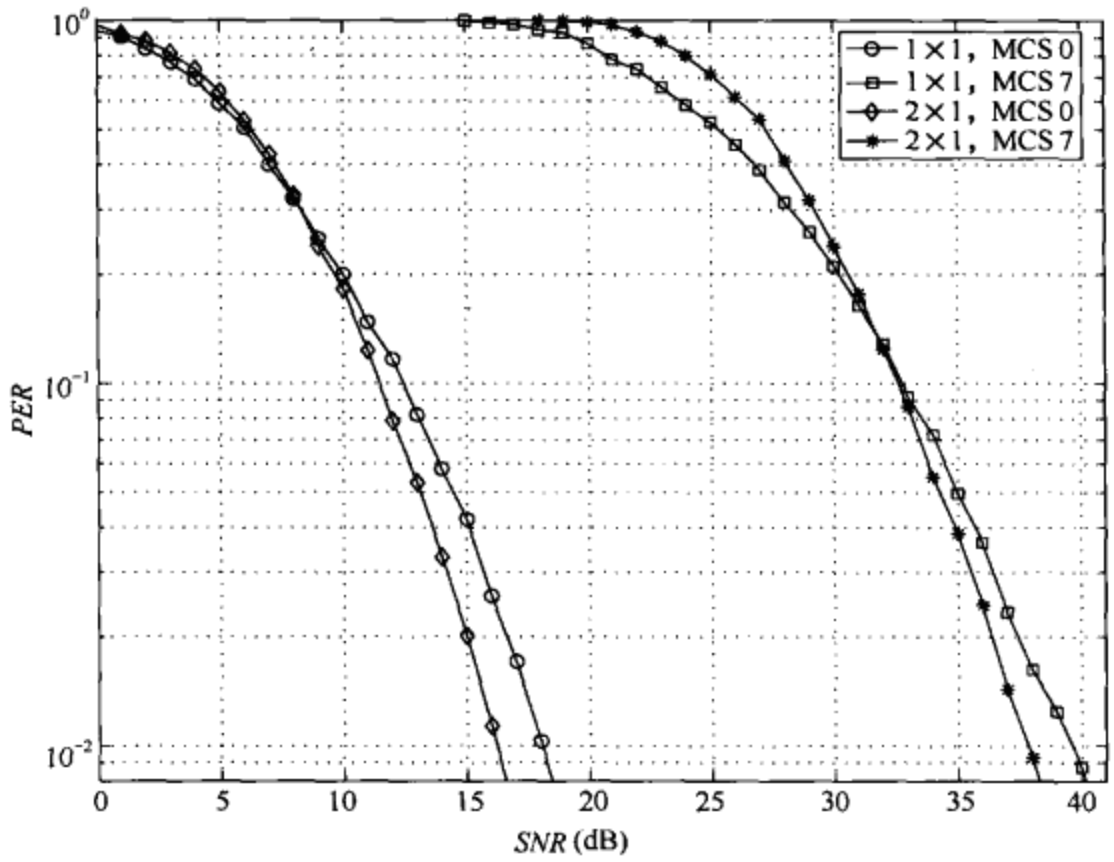


图 6.5　信道模型 B、NLOS、20MHz 时，一个空间流的空间扩展获益

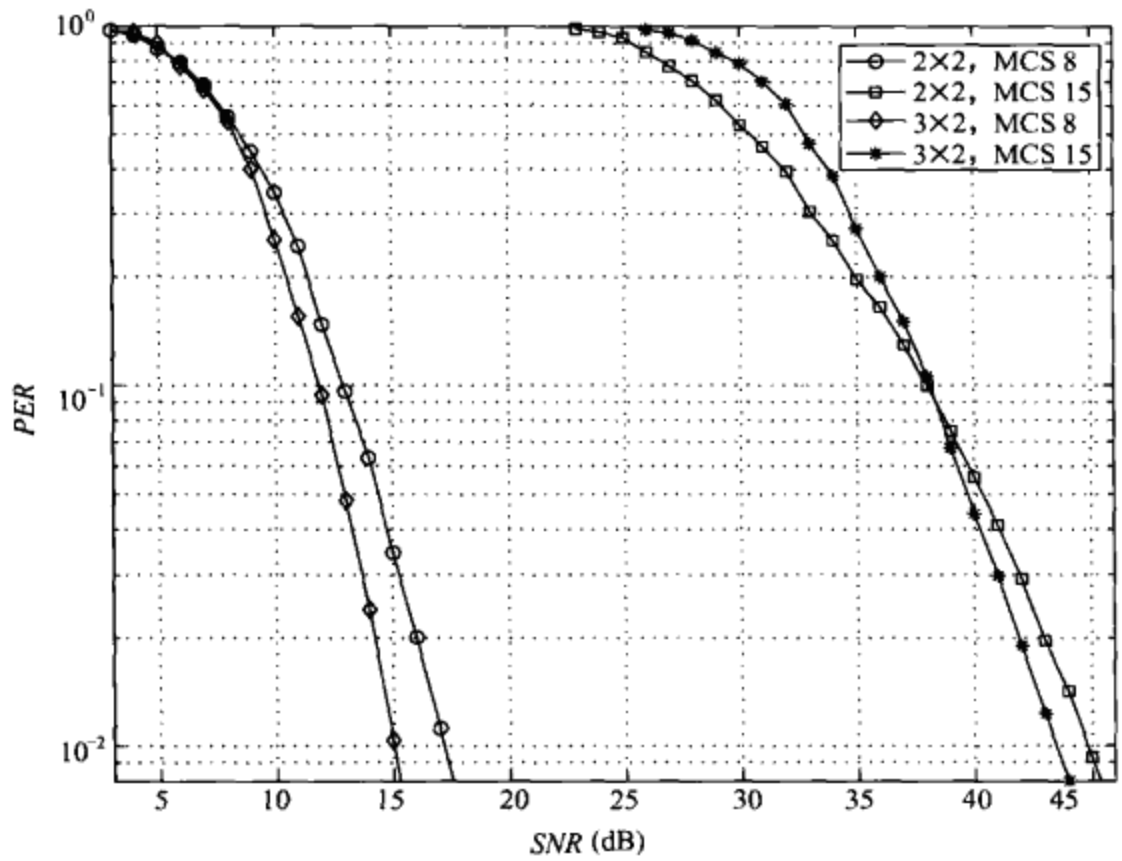


图 6.6　信道模型 B、NLOS、20MHz 时，两个空间流的空间扩展获益

6.3　空时块编码

使用 Alamouti 算法（Alamouti，1998）的 STBC 是 802.11n 中一个简单的、可选的发送分集机制。当比较一个 2 × 1 系统和一个 1 × 2 系统时，它提供的分集增益相当于最大比接收机合并。这样一个机制的优点是，可以使用低成本、小波形因子的设备（它使得天线多、成本高且效率低），以及不要求高数据速率（比如手持设备），而得到强健的链路性能。一个可能的场景是 AP 使用两个发送和接收天线，而手持设备只使用一个发送和接收天线。从 AP 到手持设备的下行线为 2 × 1 STBC，而从设备到 AP 的上行线为 1 × 2 MRC。而且，不同于传输波束成型技术，STBC 是完全开环的，不要求任何反馈或额外的系统复杂度。

但是，将 STBC 和 MRC 相比较，如果在两种情况下考虑的总发送功率一样的时候，STBC 就处于劣势。例如，通常一个单发送天线设备的输出功率为 ～17dBm；在具有同样总输出功率的两个天线设备中，每个天线的输出功率为 14dBm。这样与 MRC 相比，STBC 系统有 3dB 的功率代价。此外，STBC 要求有额外的、用于信道估计的长训练字段，这会降低效率。

6.3.1　Alamouti 方案的背景知识

MRC 已经在 3.2 节和 6.1.1 节中进行了介绍。如式（3.6）所示，每个天线的接收信号与信道加权的共轭矩阵相乘，这样得到的接收信号就是被缩放了发送数据。缩放倍数为信道条带幅度值的平方和。

如图 6.7 所示，经过比较，两组数据取样经过 Alamouti 机制进行编码，并通过两个天线和两个码元周期进行发送。

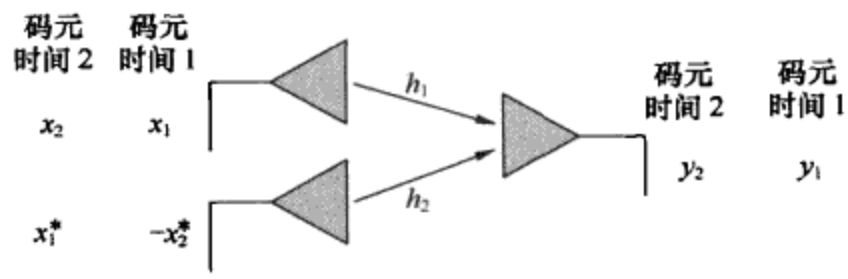


图 6.7　Alamouti 方案

在码元时间 1，天线 1 发送 x_1，天线 2 发送 $-x_2^*$，信号 y_1 在码元时间 1 内收到。在码元时间 2，天线 1 发送 x_2，天线 2 发送 $-x_1^*$，信号 y_2 在码元时间 2 内收到。按照 3.1 节中给出的表示方法，接收信号表示如下（注意，输出发送功率被归一化就是给出的除以 $\sqrt{2}$，以便等于式（3.5）中的值）：

$$\begin{aligned} y_1 &= \sqrt{\rho/2} \cdot h_1 \cdot x_1 + \sqrt{\rho/2} \cdot h_2 \cdot -x_2^* + z_1 \\ y_2 &= \sqrt{\rho/2} \cdot h_1 \cdot x_2 + \sqrt{\rho/2} \cdot h_2 \cdot -x_1^* + z_2 \end{aligned} \tag{6.4}$$

在收到两个码元之后，将接收信号合并起来，以从中提取出如下发送数据：

$$\begin{aligned} r_1 &= h_1^* \cdot y_1 + h_2 \cdot y_2^* \\ r_2 &= -h_2^* \cdot y_1 + h_1 \cdot y_2^* \end{aligned} \tag{6.5}$$

所得到的合并信号与式（3.6）中 MRC 的结果相符，不过需要除以 $\sqrt{2}$（功率损失），如

下所示：

$$
\begin{aligned}
r_1 &= \sqrt{\rho/2}\cdot(|h_1|^2+|h_2|^2)\cdot x_1 + h_1 z_1 + h_2 z_2^* \\
r_2 &= \sqrt{\rho/2}\cdot(|h_1|^2+|h_2|^2)\cdot x_2 + h_2 z_1^* + h_1^* z_2
\end{aligned}
\tag{6.6}
$$

图 6.8 给出了与 MCS 7（单流，64-QAM，$R = 5/6$）的其他系统配置比较的 STBC 性能。仿真条件与本章开始时给出的一样。

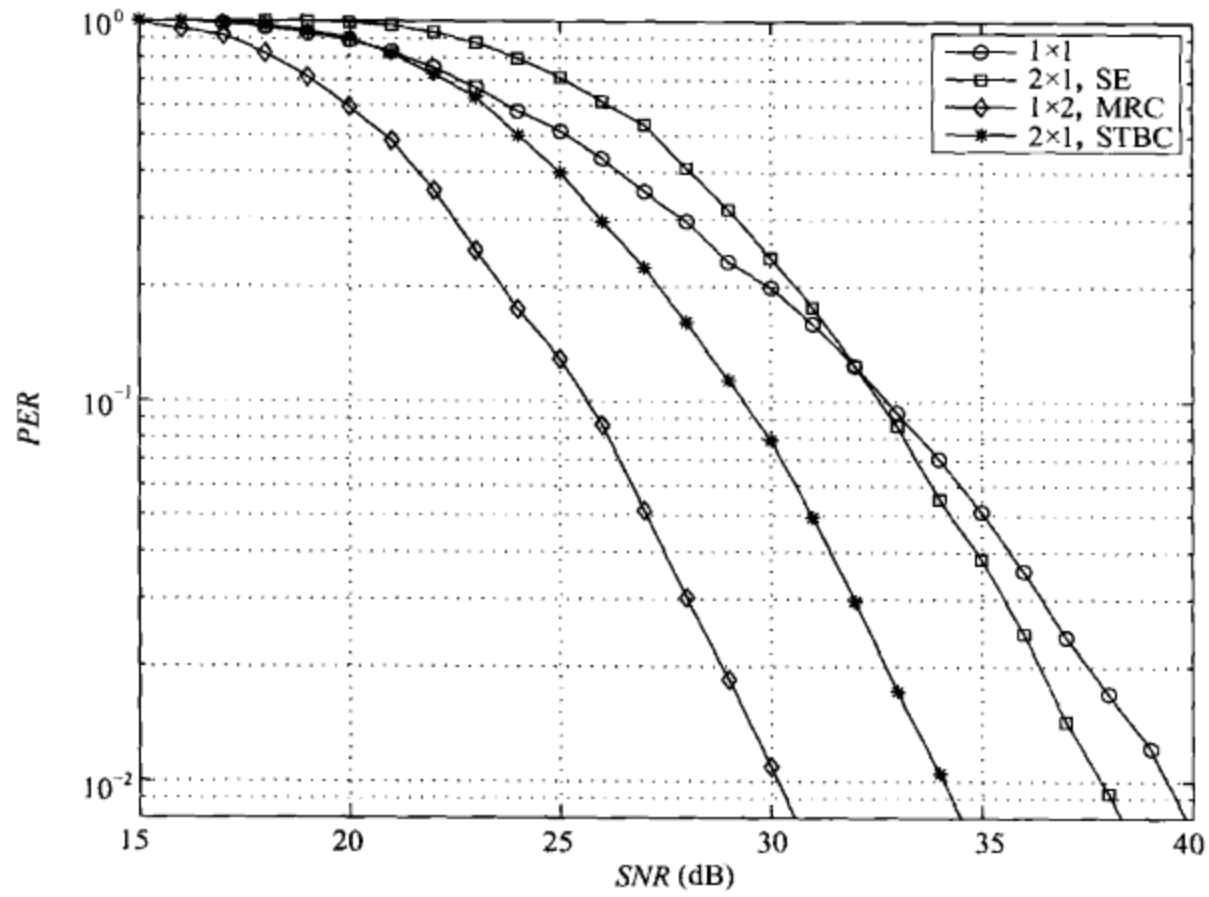


图 6.8　MCS7、20MHz 以及信道模型 B 、NLOS 时，STBC 的性能

为了比较，图 6.8 中给出了 1 × 1（由圆圈线表示）、2 × 1 空间扩展（由方块线表示）、1 × 2 MRC（由菱形线表示）以及 2 × 1 STBC（由星形线表示）的曲线。在 PER 为 1%时，STBC 提供了大量的增益，比 1 × 1 系统高出约 5.5dB，比 SE 高出 4dB。但 STBC 比 MRC 的性能差了 4dB。如前面所分析的，相对于 MRC，STBC 有一个 3dB 的功率代价，而且，STBC 更容易受到损伤的影响。不同于数据，导频子载波不是空时块编码的，并没有分集增益、频率损害和相位跟踪。在两个时间连续的码元间进行接收信号合并，如果没有额外的措施来补偿两个码元之间的频率偏移和相位漂移，便会引起其他性能的降低。而且，STBC 帧必须是两个 OFDM 码元的倍数，以便加上额外的填充开销。

图 6.9 给出了 MCS 0（单流，BPSK，$R = 1/2$）的 STBC 性能。在 MCS 0 的情况下，STBC 与空间扩展相比，提供了边界获益。如 6.1.2 节所述，MRC 的增益从 MCS 7 时的 9dB 减少到 MCS 0 时的 7dB。再加上 3dB 的功率损失以及大于 1dB 的损伤损失，STBC 增益就减少到 2.25dB。这个值只比 SE 大 0.5dB。STBC 的一个明显优点是扩张了较高数据速率的覆盖范围。但是，在设置最大覆盖区域的最低数据速率上，STBC 与 SE 相比，在覆盖区域上并没有非常明显的改善。

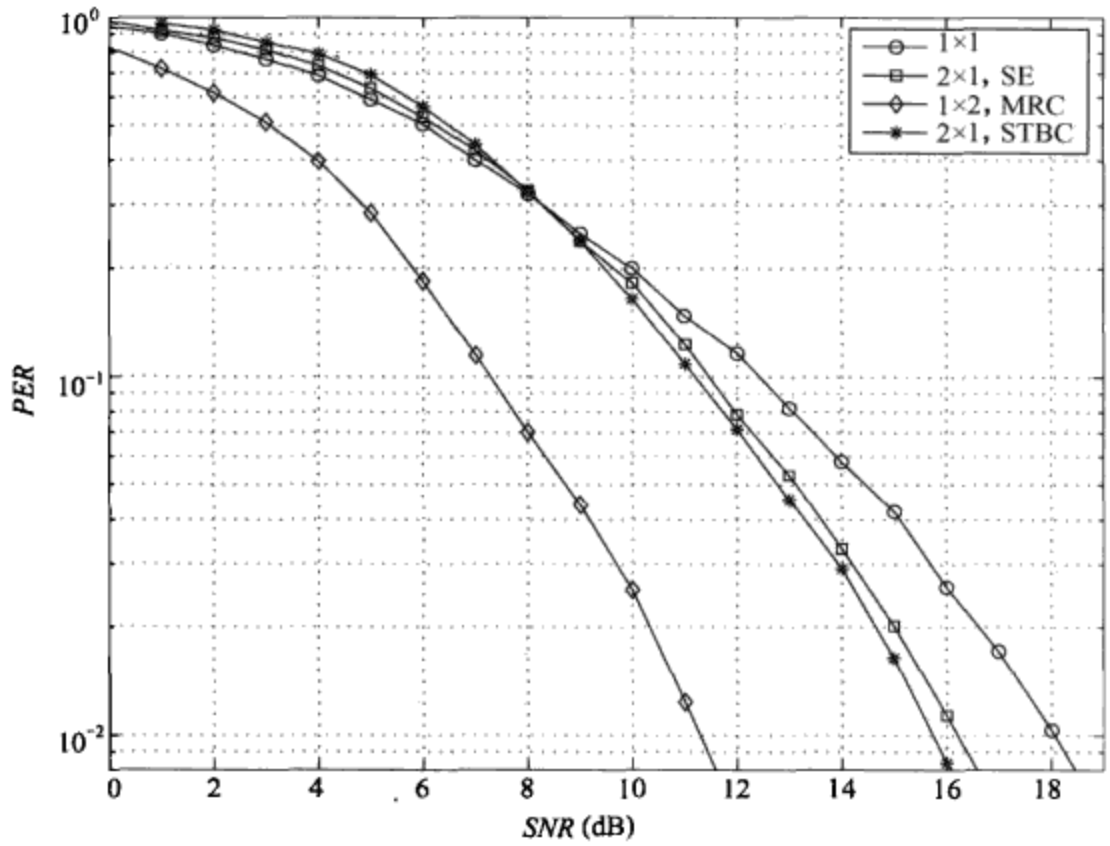


图 6.9　MCS0、20MHz 以及信道模型 B 时，STBC 的性能

6.3.2　额外的 STBC 天线配置

在 802.11n 中，实现了 2 × 1 之外的天线配置。对于两个空间流（MCS 8～15）的情况，STBC 可以使用 3 个或 4 个发送天线以及最少两个接收天线。使用 3 个发送天线时，一个空间流使用 2 × 1 STBC 配置进行发送，另一个空间流发送时不使用 STBC 配置。图 6.10 说明了这种情况。式（6.7）对其表示如下：

$$
\begin{aligned}
y_1 &= \sqrt{\rho/3}\cdot h_{11}\cdot x_1 + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{12}\cdot -x_2^* + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{13}\cdot x_3 + z_1 \\
y_2 &= \sqrt{\rho/3}\cdot h_{11}\cdot x_2 + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{12}\cdot x_1^* + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{13}\cdot x_4 + z_2 \\
y_3 &= \sqrt{\rho/3}\cdot h_{21}\cdot x_1 + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{22}\cdot -x_2^* + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{23}\cdot x_3 + z_3 \\
y_4 &= \sqrt{\rho/3}\cdot h_{21}\cdot x_2 + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{22}\cdot x_1^* + \sqrt{\rho/3}\cdot h_{23}\cdot x_4 + z_4
\end{aligned}
\tag{6.7}
$$

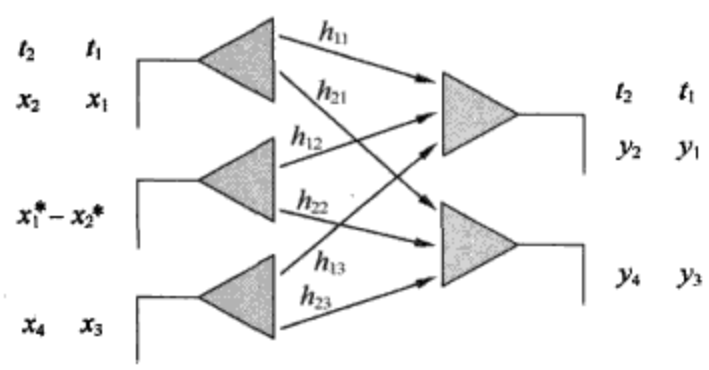


图 6.10　3 × 2 STBC

使用 4 个天线和两个空间流时，每个空间流分别使用 2 × 1 STBC 映射进行编码。图 6.11 说明了这种情况。式（6.8）对这种情况表示如下：

$$
\begin{aligned}
y_1 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{11}\cdot x_1+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{12}\cdot -x_2^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{13}\cdot x_3+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{14}\cdot -x_4^*+z_1\\
y_2 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{11}\cdot x_2+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{12}\cdot x_1^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{13}\cdot x_4+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{14}\cdot x_3^*+z_2\\
y_3 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{21}\cdot x_1+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{22}\cdot -x_2^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{23}\cdot x_3+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{24}\cdot -x_4^*+z_3\\
y_4 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{21}\cdot x_2+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{22}\cdot x_1^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{23}\cdot x_4+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{24}\cdot x_3^*+z_4
\end{aligned}
\tag{6.8}
$$

使用 4 个发送天线和 3 个空间流时，一个空间流使用标准的 2 × 1 配置进行发送，第二个和第三个空间流发送时不使用 STBC 配置。图 6.12 说明了这种情况。式（6.9）对这种情况表示如下：

$$
\begin{aligned}
y_1 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{11}\cdot x_1+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{12}\cdot -x_2^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{13}\cdot x_3+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{14}\cdot x_5+z_1\\
y_2 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{11}\cdot x_2+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{12}\cdot x_1^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{13}\cdot x_4+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{14}\cdot x_6+z_2\\
y_3 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{21}\cdot x_1+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{22}\cdot -x_2^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{23}\cdot x_3+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{24}\cdot x_5+z_3\\
y_4 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{21}\cdot x_2+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{22}\cdot x_1^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{23}\cdot x_4+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{24}\cdot x_6+z_4\\
y_5 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{31}\cdot x_1+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{32}\cdot -x_2^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{33}\cdot x_3+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{34}\cdot x_5+z_5\\
y_6 &= \sqrt{\rho/4}\cdot h_{31}\cdot x_2+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{32}\cdot x_1^*+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{34}\cdot x_4+\sqrt{\rho/4}\cdot h_{34}\cdot x_6+z_6
\end{aligned}
\tag{6.9}
$$

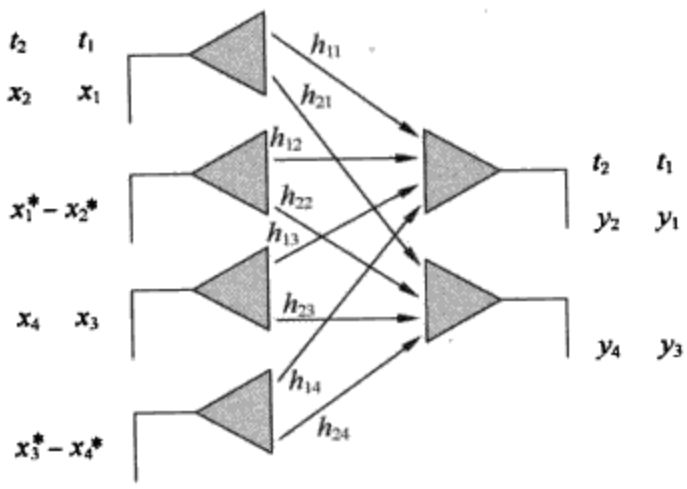


图 6.11　4 × 2 STBC

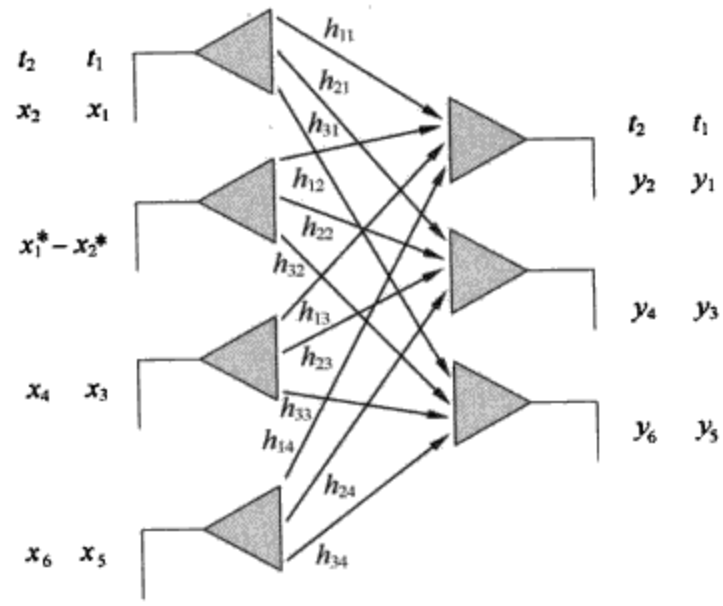


图 6.12　4 × 3 STBC

将 STBC 和 SE 合并，可以得到其他的天线配置。例如，一个具有 3 个发送天线、一个空间流以及一个接收天线的系统，它通过一个后面跟着（3 Tx，2 SS）空间扩展矩阵（在表 4.5 中给出）的 2 × 1 STBC 配置，将两个输出 STBC 流映射到 3 个天线上。

6.3.3　STBC 接收机和均衡

式（6.4）以及式（6.7）～式（6.9）所给出的 STBC 系统描述可以重新写成 $Y=HX+Z$ 结构的矢量/矩阵表达式。在这种表达式中，我们可以使用 3.6 节所述的基本 ZF 或 MMSE 接收机。对于 2 × 1 系统，

$$
\begin{bmatrix} y_1 \\ y_2^* \end{bmatrix} = \sqrt{\rho/2}\cdot\begin{bmatrix} h_1 & -h_2 \\ h_2^* & h_1^* \end{bmatrix}\cdot\begin{bmatrix} x_1 \\ x_2^* \end{bmatrix}+\begin{bmatrix} z_1 \\ z_2^* \end{bmatrix}
\tag{6.10}
$$

通过均衡和将 x_2 的估价值进行共轭运算，可以得到数据的估计值。其他的 STBC 系统配

置可以重写成如下表达式。对于 3 × 2 系统，

$$\begin{bmatrix} y_1 \\ y_2^* \\ y_3 \\ y_4^* \end{bmatrix} = \sqrt{\rho/3} \cdot \begin{bmatrix} h_{11} & -h_{12} & h_{13} & 0 \\ h_{12}^* & h_{11}^* & 0 & h_{13}^* \\ h_{21} & -h_{22} & h_{23} & 0 \\ h_{22}^* & h_{21}^* & 0 & h_{23}^* \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2^* \\ x_3 \\ x_4^* \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} z_1 \\ z_2^* \\ z_3 \\ z_4^* \end{bmatrix} \tag{6.11}$$

对于 4 × 2 系统，

$$\begin{bmatrix} y_1 \\ y_2^* \\ y_3 \\ y_4^* \end{bmatrix} = \sqrt{\rho/4} \cdot \begin{bmatrix} h_{11} & -h_{12} & h_{13} & -h_{14} \\ h_{12}^* & h_{11}^* & h_{14}^* & h_{13}^* \\ h_{21} & -h_{22} & h_{23} & -h_{24} \\ h_{22}^* & h_{21}^* & h_{24}^* & h_{23}^* \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2^* \\ x_3 \\ x_4^* \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} z_1 \\ z_2^* \\ z_3 \\ z_4^* \end{bmatrix} \tag{6.12}$$

对于 4 × 3 系统，

$$\begin{bmatrix} y_1 \\ y_2^* \\ y_3 \\ y_4^* \\ y_5 \\ y_6^* \end{bmatrix} = \sqrt{\rho/4} \cdot \begin{bmatrix} h_{11} & -h_{12} & h_{13} & 0 & h_{14} & 0 \\ h_{12}^* & h_{11}^* & 0 & h_{13}^* & 0 & h_{14}^* \\ h_{21} & -h_{22} & h_{23} & 0 & h_{24} & 0 \\ h_{22}^* & h_{21}^* & 0 & h_{23}^* & 0 & h_{24}^* \\ h_{31}^* & h_{32}^* & h_{33}^* & 0 & h_{34} & 0 \\ h_{32}^* & h_{31}^* & 0 & h_{33}^* & 0 & h_{34}^* \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2^* \\ x_3 \\ x_4^* \\ x_5 \\ x_6^* \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} z_1 \\ z_2^* \\ z_3 \\ z_4^* \\ z_5 \\ z_6^* \end{bmatrix} \tag{6.13}$$

STBC 还可以和接收分集相结合，以得到额外的分集增益。例如，图 6.13 所示为一个具有额外接收天线的 2 × 1 STBC 系统。

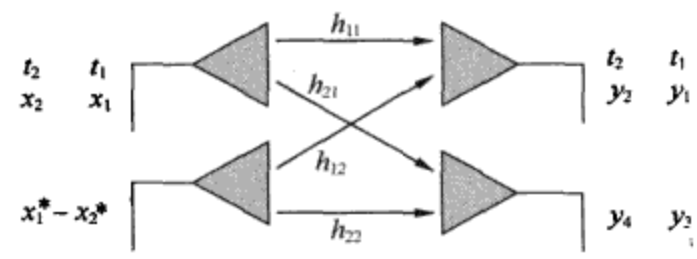


图 6.13　具有额外接收天线的 2 × 1 STBC

具有额外接收天线的 STBC 系统可以表示如下：

$$\begin{bmatrix} y_1 \\ y_2^* \\ y_3 \\ y_4^* \end{bmatrix} = \sqrt{\rho/2} \cdot \begin{bmatrix} h_{11} & -h_{12} \\ h_{12}^* & h_{11}^* \\ h_{21} & -h_{22} \\ h_{22}^* & h_{21}^* \end{bmatrix} \cdot \begin{bmatrix} x_1 \\ x_2^* \end{bmatrix} + \begin{bmatrix} z_1 \\ z_2^* \\ z_3 \\ z_4^* \end{bmatrix} \tag{6.14}$$

图 6.14 给出了 3 × 2 STBC、MCS 15 的额外 STBC 配置的仿真结果。图 6.15 是 4 × 2 STBC、MCS 15 的额外 STBC 配置的仿真结果。图 6.16 为 4 × 3 STBC、MCS 23 的额外 STBC 配置的仿真结果。仿真条件如本章开始时所述。

图 6.14 给出的 3 × 2 STBC 的仿真结果显示，这个配置可以在 PER 为 10%时支持 MCS 15。但是由于新的模型 B 中所要求的高 SNR，它不能用一个常用的接收机来支持 1%的 PER。在 PER 为 10%时，STBC 比一个 2 × 2 系统和一个 3 × 2 SE 系统的增益均高出 3.5dB。另一方面，STBC 的性能比 2 × 3 的 MRC 系统差 3dB。

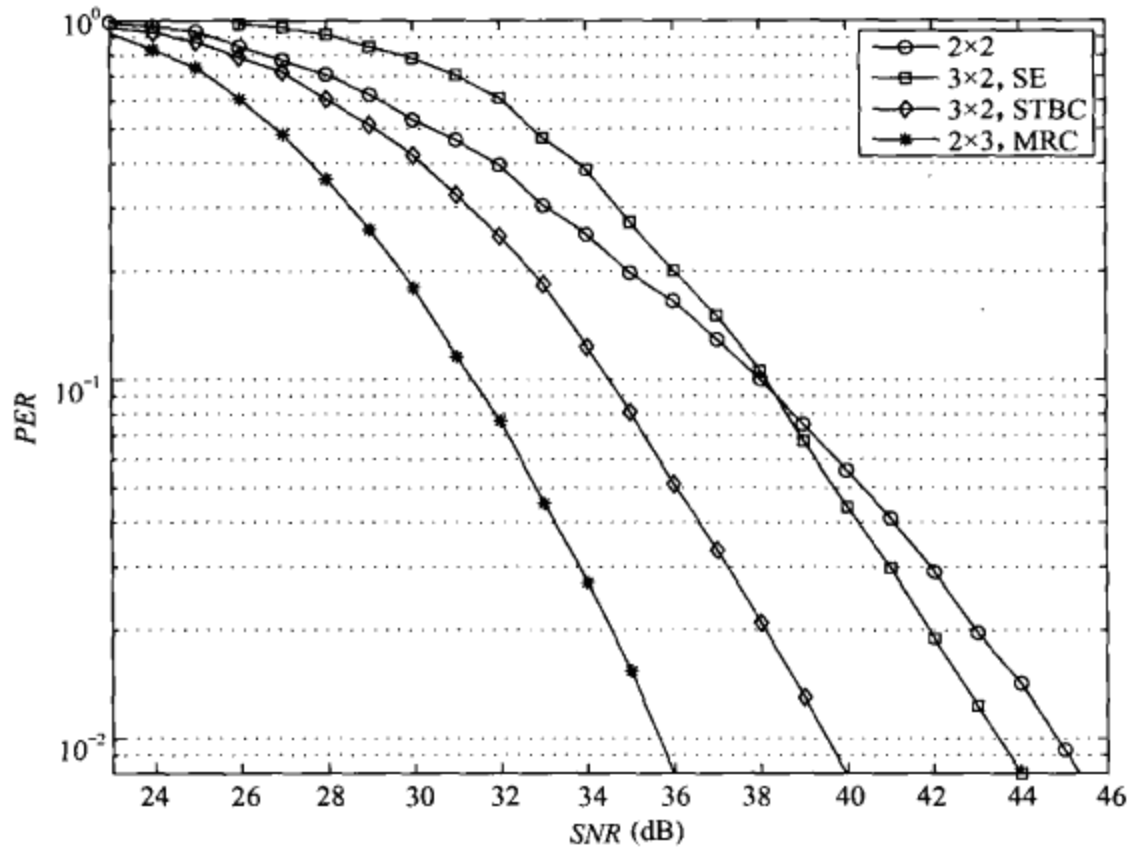


图 6.14　MCS15、信道模型 B 、NLOS 下，3 × 2 STBC 与 SE 及 MRC 的比较

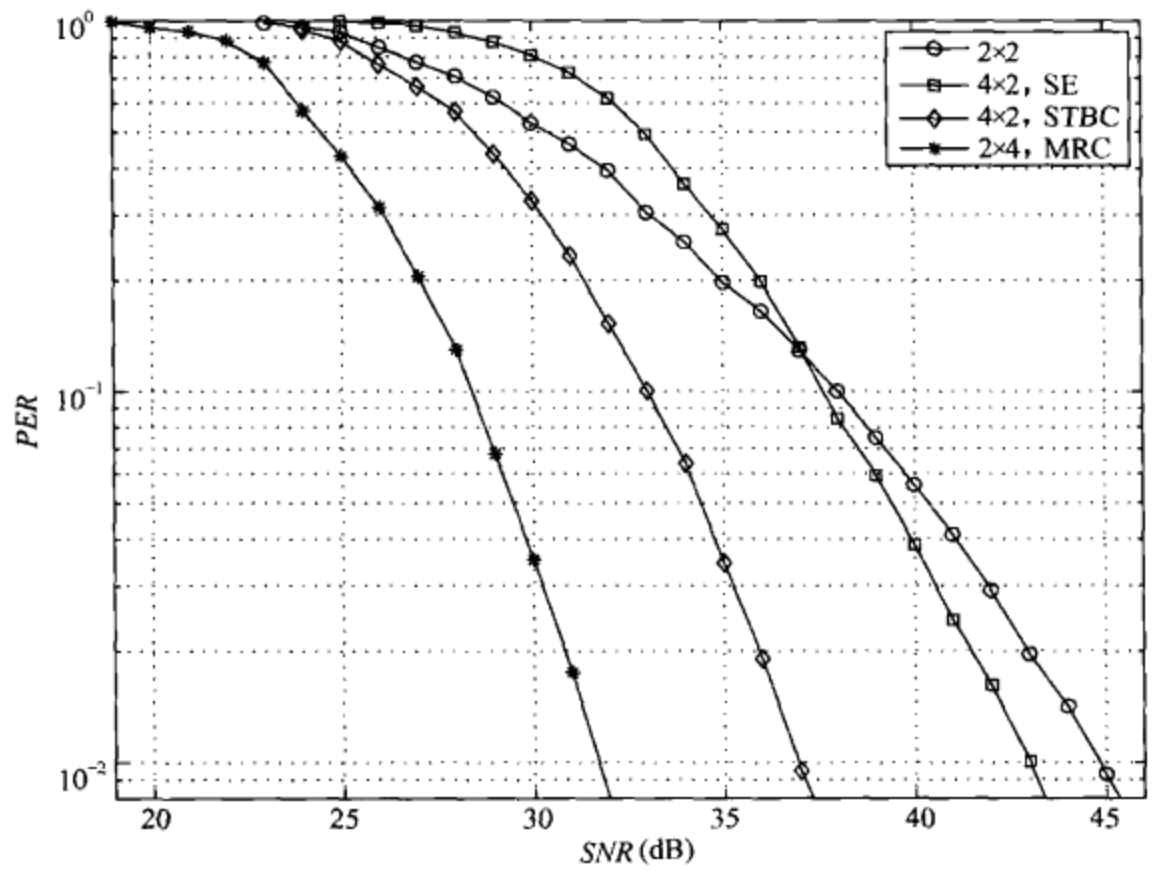


图 6.15　MCS15、信道模型 B 、NLOS 下，4 × 2 STBC 与 SE 及 MRC 的比较

图 6.15 给出的 4 × 2 STBC 的仿真结果显示，即使使用两个额外的发送分集天线，它仍然不能在 PER 为 1%时支持 MCS 15。但是，在 PER 为 10%，4 × 2 STBC 系统比 2 × 2 系统和 4 × 2 SE 系统的性能高出 5dB。4 × 2 STBC 的性能比 2 × 4 MRC 系统差 4.5dB。

图 6.16 中的最终配置显示，4 × 3 的 STBC 不支持信道模型 B 中的 MCS 23。由于有两个流没有编码，这个系统无法为信道模型 B 中的 MCS 23 提供足够的分集。事实上，即使是 3 × 4 MRC 也基本不支持信道模型 B 中的 MCS 23。

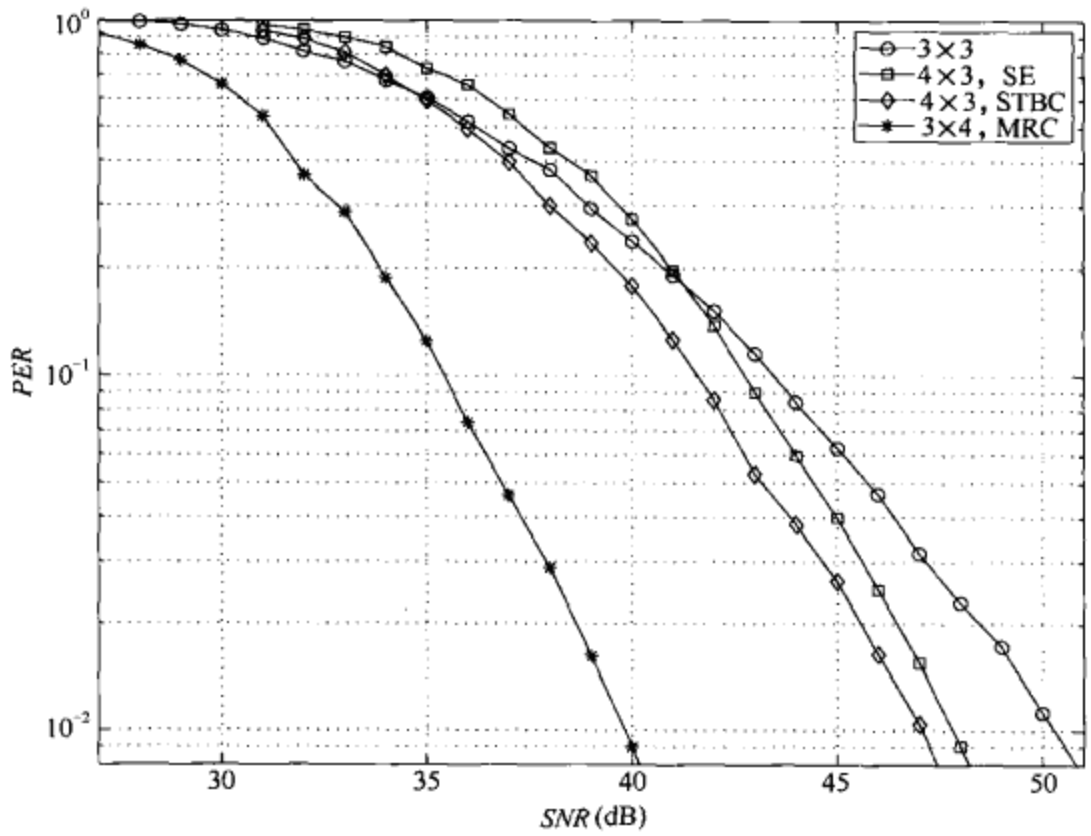


图 6.16　MCS23、信道模型 B 、NLOS 下，4 × 3 STBC 与 SE 及 MRC 的比较

6.3.4　使用 STBC 的发送和分组编码过程

在整个 802.11n 的分组编码过程中，STBC 编码发生在星座映射器之后、应用循环移位和空间映射之前。加了 STBC 之后，我们需要区分空间流和 STBC 编码的输出。STBC 编码的输出称为时空流。在图 6.17 给出的发射机框图中，包含有两个空间流、输出为 3 个时空流的 3 × 2 STBC 系统以及到 4 个发送链的空间映射。

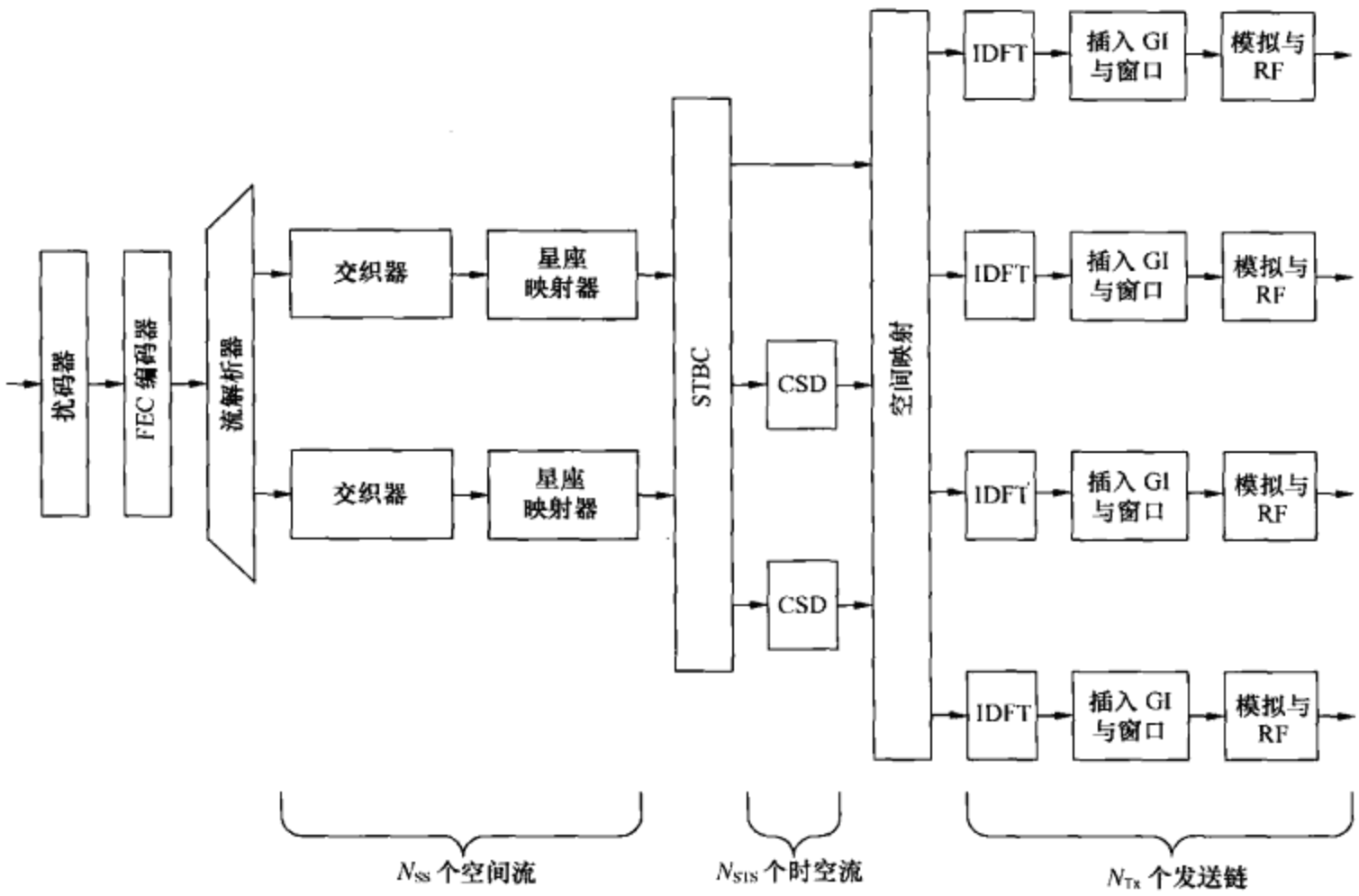


图 6.17　使用 STBC 的发射机框图（经许可从 IEEE (2007) © IEEE 复制）

使用 STBC 发送高吞吐率（HT）分组时，HT-SIG 的 STBC 字段必须清楚地表示出时空流数和空间流数之差，如表 6.1 所示。空间流数量由被选的 MCS 表示。例如，MCS 15 有两个空间流。

表 6.1　　HT-SIG STBC 字段值

$N_{STS} \times N_{SS}$	STBC 字段值
2 × 1	1
3 × 2	1
4 × 2	2
4 × 3	1
无 STBC	0

当比较 4.2 节中的混合格式高吞吐率前导码表示方法时，需要修改以 HT 格式进行发送的字段的波形，以考虑时空流的数量，而不是空间流的数量。第一个字段为 HT-STF，它的波形由式（4.17）给出。在该公式中，N_{SS} 和 i_{SS} 分别由 N_{STS} 和 i_{STS} 代替。而且，表 4.3 给出的循环移位值的下标也是基于 N_{STS} 和 i_{STS} 的。

STBC 要求每个时空流都有一个长训练码。因此，式（4.19）给出的 HT-LTF 波形的公式也要进行类似的修改，用 N_{STS} 和 i_{STS} 代替 N_{SS} 和 i_{SS}。在接收之后，将 N_{SS}（由 MCS 域确定）加上 STBC 域的值，可得到长训练码元的总数。

使用 STBC 发送数据字段时，码元数必须是偶数，以允许对两个码元进行编码。因此，数据字段的 OFDM 码元数量修改为如式（6.15）（IEEE，2007b）所示：

$$N_{SYM} = m_{STBC} \left\lceil \frac{8 \cdot \text{length} + 16 + 6N_{ES}}{m_{STBC}\, N_{DBPS}} \right\rceil \tag{6.15}$$

式中，对应 STBC 时，$m_{STBC} = 2$，否则为 1；length 为图 4.16 中 HT-SIG 域中长度字段的八进制值；N_{DBPS} 为每个 OFDM 码元数据比特数，由所选的 MCS 决定；N_{ES} 为 5.1.4 节中所述的编码器的数量。符号 $\lceil x \rceil$ 表示大于等于 x 的最小整数，对应向上取整函数。因此，填充比特数为 $N_{SYM}\, N_{DBPS} - 8 \cdot \text{length} - 16 - 6N_{ES}$。

要注意的是，在接收之后，TXTIME 是根据 HT-SIG 的内容计算得到的。由于 OFDM 码元的数量是根据 STBC 进行修改的，而 STBC 是 TXTIME 计算的一部分，因此便相应地影响了 TXTIME 的持续时间。

为了产生数据波形，在星座映射之后，需要对数据码元进行 STBC 编码，如图 6.17 所示。之后，将导频信号插入每个时空流中每个码元的适当的子载波位置。如之前所述，所发送的导频信号并没有经过 STBC 编码。因此，在 4.2.3.6 节中，分别用 N_{STS} 和 i_{STS} 代替了 N_{SS} 和 i_{SS}。在此之后，需要对式（4.30）中的 HT-DATA 波形进行类似的修改。如果发送天线数量超出了时空流的数量，式（4.31）中空间扩展的波形就也要修改，分别用 N_{STS} 和 i_{STS} 代替 N_{SS} 和 i_{SS}。

为了使用 Greenfield 格式前导码发送 STBC，除了 HT-SIG 波形之外，要对其他波形进行与 MF 一样的修改。使用 GF 前导码时，HT-SIG 也以 HT 格式发送。因此，也要修改式（5.17）和式（5.18）中的 HT-SIG，分别用 N_{STS} 和 i_{STS} 代替了 N_{SS} 和 i_{SS}。

6.4　低密度奇偶校验码

802.11n 引入了使用 LDPC 码的先进的编码方式，将其作为一种可选模式。LDPC 编码由 Gallager（1962）发明。LDPC 编码是一类特殊的线性分组编码，而且是一种特殊形式的校验检测码，其校验检测矩阵的大部分元素为 0，只有几个矩阵元素包含 1。LDPC 名字的“低密度”部分就是源于这种特性。

在 20 世纪 90 年代，当 Turbo 编码使迭代解码系统被广泛使用时，LDPC 码再次得到发掘。从那之后，很多对 LDPC 的研究发现，这种编码可以得到接近香农容量的性能，同时仍然保持相对低的解码复杂度。在 802.11n 系统设计中又对它进行了进一步的简化。因为 LDPC 编码具有内在的随机性，频率交织器就不再是必需的了。

本节集中讨论 802.11n LDPC 编码机制的特定规则。生成码字的起始步骤包括选择码字长度和确定码字数量。在此之后是计算缩短比特量和产生校验比特。如有必要，之后还要进行删余或重复操作。

如果读者对有关 LDPC 编码理论、编码设计以及迭代解码技术的更多细节感兴趣，可以通过阅读以下两篇介绍性的文章来对其进行更深的研究：Richardson 和 Urbanke（2003）对 LDPC 编码进行了概述；Yeo 和 Anantharam（2003）对迭代解码器的结构进行了概述。这两篇文章中的参考文献表给读者提供了更进一步的关于 LDPC 编码和解码算法的资源。读者还可能对 Tanner（1981）感兴趣。该文中第一次给出了 LDPC 解码过程的一个图形表示，称为 Tanner 图形。LDPC 的很多优势来自于降低的复杂度以及非常接近香农容量性能的次优迭代解码技术。Fossorier 等列举了很多这类技术。

6.4.1　LDPC 编码过程

在 802.11n 中，LDPC 编码过程的一个关键部分是调整载荷比特，使之同时与 OFDM 码元的整数和 LDPC 码字的整数相匹配。这个过程的一部分是决定使用 3 种不同 LDPC 码字长度中的哪一种。这 3 种长度为 648bit、1 296bit 或 1 944bit。每个码字包括信息比特和校验比特。信息比特的数量根据来自所选 MCS 的码率决定。例如，当码字大小为 1 944bit，MCS 的码率为 5/6 时，信息比特的数量就是 1 620bit，校验比特的数量为 324bit。

我们需要确定长度小于 322 字节的分组所使用的码字的大小。长度大于 322 字节的分组的码字大小总是 1 944bit。缩短、删余以及重复技术可以用来调整编码比特的数量。图 6.18 给出了编码过程，也勾勒了下面要讨论的步骤。

在下面对编码过程的描述中，我们所举的例子是基于 MCS 15 和 20MHz 模式的。我们使用两种数据分组的大小表示参数值，一种的长度为 3 000 字节，另一种的长度为 3 053 字节。

6.4.1.1　步骤 1：计算 OFDM 码元的最小数量

因为不把 6 个尾比特包括在内，我们将式（6.16）进行细微的修改，可以得到 OFDM 码元数量 N_{SYM} 的表达式，即

$$N_{SYM} = m_{STBC} \cdot \left\lceil \frac{8 \cdot \text{length} + 16}{m_{STBC} \cdot N_{DBPS}} \right\rceil \tag{6.16}$$

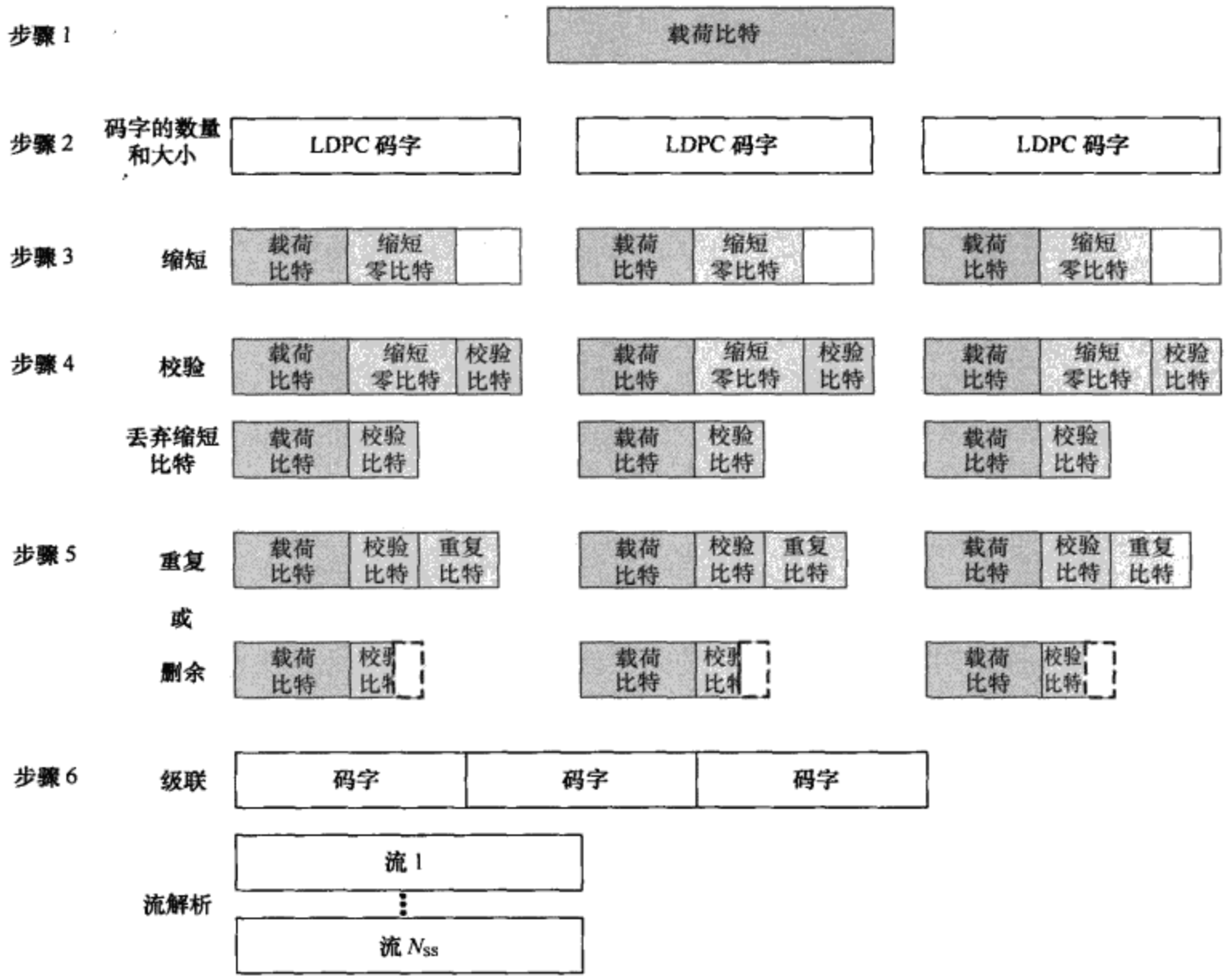


图 6.18 LDPC 编码流程

式中，length 为图 4.16 所示的 HT-SIG 字段中长度字段的值，为八进制；N_{DBPS} 为每个 OFDM 码元中的数据比特值，由所选 MCS 决定；STBC 时，$m_{STBC}=2$，否则为 1。符号$\lfloor x \rfloor$表示大于等于 x 的最小整数，对应着向上取整函数。

在这一步，我们已经计算了 OFDM 码元的最小数量。如果在以后的步骤中出现大量的删余操作，OFDM 码元的数量将会增加。

我们也可以将载荷比特数量定义为服务字段中数据比特数量和比特数量的函数。这个定义是式（6.16）的一部分，即

$$N_{pld}=8\cdot \text{length}+16 \tag{6.17}$$

数据分组长为 3 000 个字节(24 000bit)时，载荷比特数量 N_{pld} 等于 83 000 + 16 = 24 016bit。例如，对于 MCS 15 和 20MHz，每个 OFDM 码元中，数据比特数等于 520，因此，OFDM 码元的最小数量为 47。当数据分组长度为 3 053 字节（24 424bit）时，N_{pld} 等于 24 440bit。但即使载荷的长度更长，N_{SYM} 也仍然等于 47。

6.4.1.2 步骤 2：决定码字大小和码字数量

要决定 LDPC 码字大小和码字数量，我们必须首先计算放入所有 OFDM 码元中的编码比特的总数。在给定 OFDM 码元数量之后，我们就可以得到放入所有码元中的编码比特总数，表示如下：

$$N_{TCB} = N_{CBPS} \cdot N_{SYM} \tag{6.18}$$

式中，N_{CBPS} 为每个 OFDM 码元的编码比特数量，由所选 MCS 决定。

在我们给出的例子中，在 MCS 15 和 20MHz 模式，N_{CBPS} 等于 624。由于 N_{SYM} 等于 47，N_{TCB} 在两种数据分组长度时都等于 29 328bit。

随着码字大小的增加，LDPC 编码的性能也得到改善。因此，选择码字长度的目的在于使码字的大小最大。但是，如果在小载荷的情况下所选码字长度超过了 N_{TCB}，就需要对比特进行删余操作。由于删余通常会降低系统性能，因此需要在最大化码字长度和最小化删余比特数之间取得平衡。表 6.2 给出了 LDPC 码字数量（N_{CW}）的计算方法和 LDPC 码字长度（L_{LDPC}）的选择。它们基于 N_{TCB}、N_{pld} 以及码率，由所选的 MCS 决定。

表 6.2　　LDPC 码字长度和数量（IEEE，2007）

N_{TCB} 的比特范围	LDPC 码字的数量（N_{CW}）	LDPC 码字长度（以比特计）
$N_{TCB} \leqslant 648$	1	1 296，如果 $N_{TCB} \geqslant N_{pld} + 912 \cdot (1-R)$ 否则为 648
$648 < N_{TCB} \leqslant 1\,296$	1	1 944，如果 $N_{TCB} \geqslant N_{pld} + 1464 \cdot (1-R)$ 否则为 1 296
$1\,296 < N_{TCB} \leqslant 1\,944$	1	1 944
$1\,944 < N_{TCB} \leqslant 2\,592$	2	1 944，如果 $N_{TCB} \geqslant N_{pld} + 2916 \cdot (1-R)$ 否则为 1 296
$2\,592 < N_{TCB}$	$\left\lceil \frac{N_{pld}}{1944 \cdot R} \right\rceil$	1 944

在我们所给的例子中，码字长度为 1 944。在数据分组为 3 000 字节时，码字数量为 15；在数据分组为 3 053 字节时，码字数量为 16。再来进一步说明码字长度的选择，在 MCS 15 和 20MHz 模式，当数据分组的大小为 1～57（包括 1 和 57）字节时，码字长度就是 1 296bit。当数据分组的大小为 58～63（包括 58 和 63）字节时，码字长度为 648bit。

我们将在第 5 步讨论删余时，进一步研究这些码字长度选择的含义。

图 6.19 显示了 MCS 15 和 20MHz 模式时 LDPC 码字长度作为数据分组长度的函数。我们可以在表 6.2 中看到逻辑条件的影响。码字长度开始时为 1 296bit，然后随着数据分组长度的增加，码字长度下降到 648bit。当数据分组的长度继续增加时，码字长度又往上跳回到 1 944bit。之后，有两个条件使得码字长度在一个很短的数据比特长度范围内跌回 1 296bit。对于长度大于等于 259 字节的数据分组，它使用的 LDPC 码字长度总是 1 944bit。

6.4.1.3　步骤 3：确定缩短零比特的数量

对于大多数载荷大小和所选 MCS 的组合而言，它们都没有足够的信息比特来填充所有码字的信息部分。缩短是在计算校验比特之前，在码字的信息部分加 0 的过程。在计算得到校验比特之后，这些 0 就会被去掉。然后，校验比特便和信息比特连接在一起。

简单地将码字数量乘以码字长度，就是所有 LDPC 码字所传输的编码比特总数。将这个积再乘以码率，便得到所有 LDPC 码字所传输的信息比特总数。如果所有 LDPC 码字所传输的信息比特总数大于载荷比特数，那么就要求有 N_{shrt} 个缩短 0 比特，如式（6.19）所示。

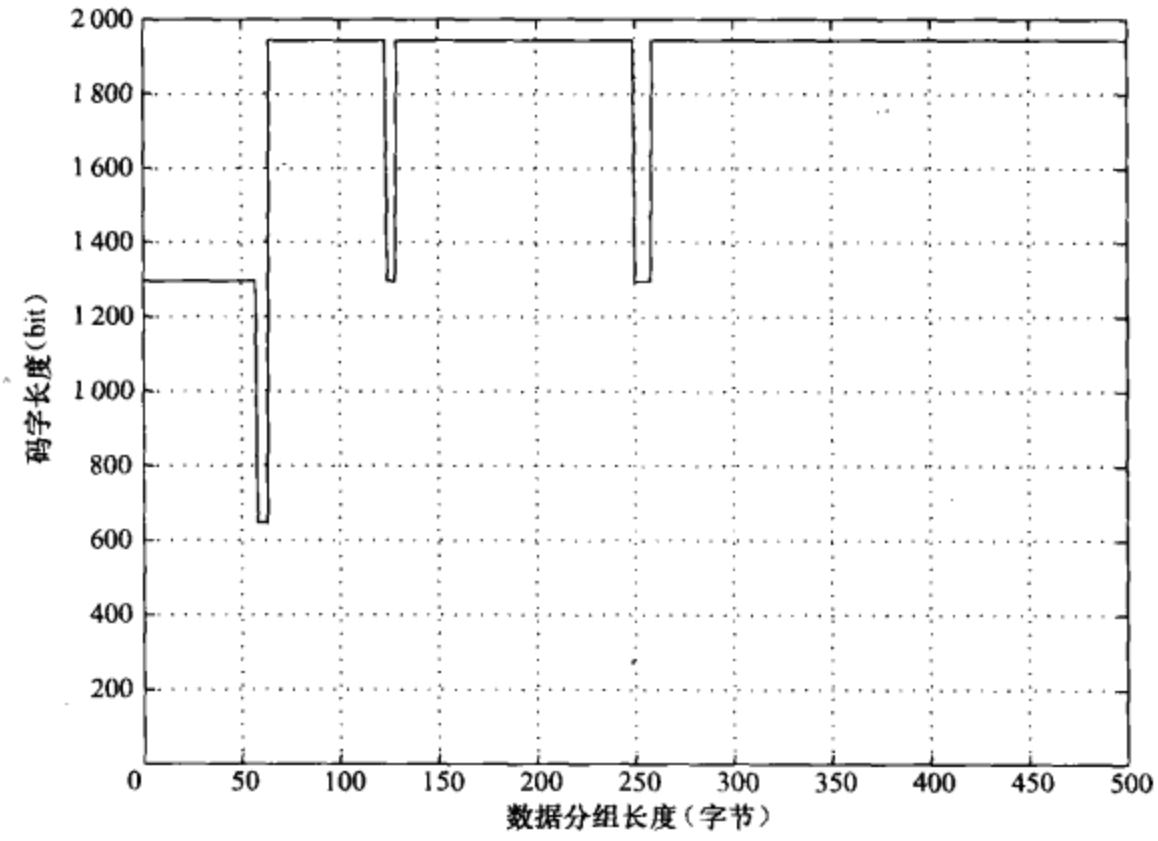


图 6.19　MCS15 及 20MHz 模式的码字长度

$$N_{\text{shrt}} = \max(0, (N_{\text{CW}} \cdot N_{\text{LDPC}} \cdot R) - N_{\text{pld}}) \tag{6.19}$$

在需要缩短时，缩短 0 比特分布在所有 N_{CW} 个码字上。并不是总能将载荷比特和缩短 0 比特均匀地分布在每个 LDPC 码字上。每个码字包含由载荷比特和缩短 0 比特组成的 $N_{\text{LDPC}}R$ 个信息比特。前 rem(N_{shrt}，N_{CW})个码字与其余的码字相比，多一个缩短 0 比特，少一个载荷比特。

我们将 LDPC 码的信息分组定义为(i_0，i_1，…，$i_{N_{\text{LDPC}}}-1$)，而且将每个码字的缩短比特的最小数量定义为

$$N_{\text{spcw}} = \lfloor N_{\text{shrt}} / N_{\text{CW}} \rfloor \tag{6.20}$$

式中，符号$\lfloor x \rfloor$表示小于等于 x 的最大整数，对应向下取整函数。因此，在前 rem(N_{shrt}，N_{CW})个码字中，信息比特的子分组(i_0，i_1，…，$i_{N_{\text{LDPC}} \cdot R - N_{\text{spcw}} - 2}$)包含载荷比特，而信息比特的子分组($i_{N_{\text{LDPC}} \cdot R - N_{\text{spcw}} - 1}$，$i_{N_{\text{LDPC}} \cdot R - N_{\text{spcw}}}$，…，$i_{N_{\text{LDPC}} \cdot R - 1}$)被设为 0。在其余的码字中，信息比特子分组($i_0$，$i_1$，…，$i_{N_{\text{LDPC}}R - N_{\text{spcw}} - 1}$)包含载荷比特，而信息比特子分组（$i_{N_{\text{LDPC}} \cdot R - N_{\text{spcw}}}$，$i_{N_{\text{LDPC}} \cdot R - N_{\text{spcw}} + 1}$，…，$i_{N_{\text{LDPC}}R - 1}$）被设为 0。

在 3 000 字节数据分组的例子中，我们要求有 15 × 1 944 × 5/6 − 24 016 = 284 个缩短 0 比特。每个码字的缩短比特的最小数量 N_{spcw} 等于$\lfloor 284/15 \rfloor = 18$。因此，前 rem(284，15) = 14 个码字有 19 个 0 比特，附在 1 944 × 5/6 − 18 − 1 = 1 601 个载荷比特之上，并且第 15 个码字有 18 个 0 比特，附在 1 602 个载荷比特之上。

在 3 053 字节数据分组的例子中，我们要求有 16 × 1 944 × 5/6 − 24 440 = 1 480 个缩短 0 比特。每个码字的缩短比特的最小数量 N_{spcw} 等于$\lfloor 1\,480/16 \rfloor = 92$。因此，前 rem(1 480,16) = 8 个码字有 93 个 0 比特，附在 1 944 × 5/6 − 92 − 1 = 1 527 个载荷比特之上，并且第 9～16 个码字有 92 个 0 比特，附在 1 528 个载荷比特之上。

图 6.20 显示了 MCS 15 和 20MHz 模式时，每个码字的缩短比特数量。数据载荷长度达到 3 500 字节。总体趋势是，随着数据载荷长度的增加，每个码字的缩短比特数量将减少。

这表明，随着数据载荷长度的增加，载荷比特与码字更加匹配。

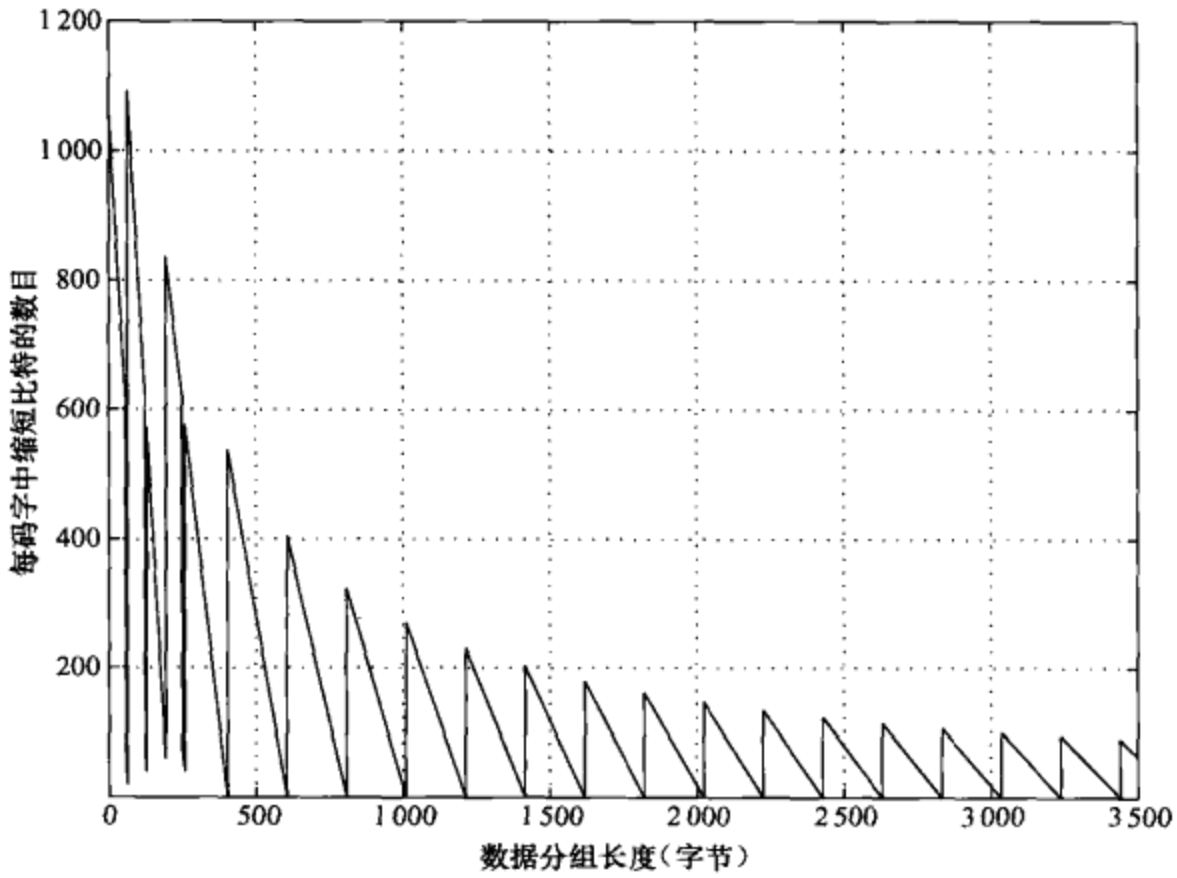


图 6.20　MCS15 及 20MHz 模式下每码字中缩短比特的数目

6.4.1.4　步骤 4：生成校验比特位

802.11n 中的 LDPC 编码器是系统性的。它通过将 $N_{\mathrm{LDPC}}(1-R)$个校验比特附加在原信息比特上，将一个 $N_{\mathrm{LDPC}}R$ 比特的信息分组编码成大小为 N_{LDPC} 的码字。码字 c 的描述如下，其中 i 代表信息比特，p 代表校验比特：

$$c=(i_0,i_1,\cdots,i_{N_{\mathrm{LDPC}}\cdot R-1},p_0,p_1,\cdots,p_{N_{\mathrm{LDPC}}\cdot(1-R)-1}) \tag{6.21}$$

如步骤 2 中所描述的，载荷比特有 N_{CW} 个码字。

802.11n 标准定义了 12 个不同的校验检测矩阵（$\boldsymbol{H}$），各自对应着 3 种码字大小（648bit、1 296bit 以及 1 944bit）和 4 种码率（1/2、2/3、3/4 以及 5/6）的一种组合。校验检测矩阵的大小为 $N_{\mathrm{LDPC}}(1-R)\times N_{\mathrm{LDPC}}$ 比特。附录 6.1 给出了校验检测矩阵。根据码字大小和 MCS 的码率，可选定一种特定的校验检测矩阵。根据定义，任何码字 $\boldsymbol{c}$ 与校验检测矩阵 $\boldsymbol{H}$ 的每一行正交（Proakis，1989）。注意，矩阵计算为模 2 操作：

$$\boldsymbol{H}\cdot\boldsymbol{c}^{\mathrm{T}}=\boldsymbol{0} \tag{6.22}$$

下面给出了生成校验比特位的一种方法。首先，我们将校验检测矩阵和码字进行分割：

$$[\boldsymbol{H}_i\,|\,\boldsymbol{H}_p]\cdot\begin{bmatrix} i_0 \\ \vdots \\ i_{N_{\mathrm{LDPC}}\cdot R-1} \\ \hline p_0 \\ \vdots \\ p_{N_{\mathrm{LDPC}}\cdot(1-R)-1} \end{bmatrix}=\boldsymbol{0} \tag{6.23}$$

式中，$\boldsymbol{H}_i$的维数为 $N_{\mathrm{LDPC}} \cdot (1-R) \times N_{\mathrm{LDPC}} \cdot R$，$\boldsymbol{H}_p$的维数为 $N_{\mathrm{LDPC}}(1-R) \times N_{\mathrm{LDPC}}(1-R)$。式（6.23）被扩展为分开的信息和校验矩阵，即

$$\boldsymbol{H}_i \cdot \begin{bmatrix} i_0 \\ \vdots \\ i_{N_{\mathrm{LDPC}} \cdot R-1} \end{bmatrix} + \boldsymbol{H}_p \cdot \begin{bmatrix} p_0 \\ \vdots \\ p_{N_{\mathrm{LDPC}} \cdot (1-R)-1} \end{bmatrix} = \mathbf{0} \tag{6.24}$$

运用模 2 运算，式（6.24）可变化为

$$\boldsymbol{H}_p \cdot \begin{bmatrix} p_0 \\ \vdots \\ p_{N_{\mathrm{LDPC}} \cdot (1-R)-1} \end{bmatrix} + \boldsymbol{H}_i \cdot \begin{bmatrix} i_0 \\ \vdots \\ i_{N_{\mathrm{LDPC}} \cdot R-1} \end{bmatrix} \tag{6.25}$$

最后，得到下面的公式，它可以用于从校验检测矩阵和 N_{CW} 个码字中每一个信息比特生成校验比特位：

$$\begin{bmatrix} p_0 \\ \vdots \\ p_{N_{\mathrm{LDPC}} \cdot (1-R)-1} \end{bmatrix} = \boldsymbol{H}_p^{-1} \cdot \boldsymbol{H}_i \begin{bmatrix} i_0 \\ \vdots \\ i_{N_{\mathrm{LDPC}} \cdot R-1} \end{bmatrix} \tag{6.26}$$

如果信息比特包含缩短 0 比特，就去掉每个码字中的缩短 0 比特。在每个码字中，校验比特加在其余信息比特的后面。

6.4.1.5 步骤 5：封装成 OFDM 码元

通过将信息比特和校验比特相连生成码字之后，编码比特的总数等于载荷比特数加上校验比特总数，而校验比特总数为 $N_{\mathrm{CW}} N_{\mathrm{LDPC}}(1-R)$，因此编码比特的总数为 $N_{\mathrm{pld}} + N_{\mathrm{CW}} N_{\mathrm{LDPC}}(1-R)$。在大多数条件下，它并不等于需要用来填充 OFDM 码元的总比特数 N_{TCB}。

因此，如果 $N_{\mathrm{pld}} + N_{\mathrm{CW}} N_{\mathrm{LDPC}}(1-R) > N_{\mathrm{TCB}}$，就有必要对编码比特进行删余，以使编码比特适合 OFDM 码元。但是，对校验比特删余会降低码的性能。因此，如果需要删余的校验比特数太大，就加入一个额外的 OFDM 码元，而 N_{TCB} 也被重新计算为更大的值。这样就减少了被删余比特的数量，或者完全消除了删余。

另一方面，如果 $N_{\mathrm{pld}} + N_{\mathrm{CW}} N_{\mathrm{LDPC}}(1-R) < N_{\mathrm{TCB}}$（由于删余测试，可能会重新计算 N_{TCB}），就有必要重复编码比特来使其适合 OFDM 码元中的所有必要的比特位。

在 3 000 字节数据分组的例子中，编码比特的总数等于 24 016 + 15 × 1 944 × (1 − 5/6) = 28 876，N_{TCB} 的值为 29 328。因此，这个配置要求重复操作。在 3 053 字节数据分组的例子中，编码比特的总数等于 24 440 + 16 × 1 944 × (1 − 5/6) = 29 624，N_{TCB} 的值与 3 000 字节数据分组的情况一样。因为编码比特的总数超过了 N_{TCB}，所以需要进行删余。

1．删余

需要删余的比特数给出如下：

$$N_{\mathrm{punc}} = [N_{\mathrm{pld}} + N_{\mathrm{CW}} \cdot N_{\mathrm{LDPC}} \cdot (1-R)] - N_{\mathrm{TCB}} \tag{6.27}$$

如果需要删余的校验比特数太大，编码性能就会受影响，因此，我们考虑两种情况。第一种情况是 N_{punc} 是否超过了校验比特总数的 30%，表达式如下：

$$N_{\mathrm{punc}} > 0.3 \cdot N_{\mathrm{CW}} \cdot N_{\mathrm{LDPC}} \cdot (1-R) \tag{6.28}$$

第二种情况是判断条件

$$N_{\text{punc}} > 0.1 \cdot N_{\text{CW}} \cdot N_{\text{LDPC}} \cdot (1-R) \quad AND \quad N_{\text{shrt}} > 1.2 \cdot N_{\text{punc}} R/(1-R) \tag{6.29}$$

是否成立。如果式（6.28）或式（6.29）的条件有一个成立，那么 N_{TCB} 就再增加一个 OFDM 码元。N_{TCB} 的增加可以看作如下的、对之前的值的升级：

$$N_{\text{TCB}} = N_{\text{TCB}} + N_{\text{CBPS}} \cdot m_{\text{STBC}}$$

OFDM 码元的数量可以重新计算如下：

$$N_{\text{SYM}} = \frac{N_{\text{TCB}}}{N_{\text{CBPS}}} \tag{6.30}$$

最后，N_{punc} 用一个新的 N_{TCB} 值按照式（6.27）重新计算。即使 N_{punc} 的新值仍然符合式（6.28）或式（6.29）给出的条件，也不再增加 N_{TCB} 的值了。

一旦计算出 N_{punc} 的值，每个码字中的被删余比特数也就确定了。删余分布在所有 N_{CW} 个码字上。并不可能总是将删余均匀分布在每个 LDPC 码字上。当需要时，前 rem(N_{punc}，N_{CW})个码字比其余的码字多包含一个删余的校验比特。每个码字被删余的校验比特的最小数量表示如下：

$$N_{\text{ppcw}} = \left\lfloor N_{\text{punc}} / N_{\text{CW}} \right\rfloor \tag{6.31}$$

在前 rem(N_{punc}，N_{CW})个码字中，除去了校验检测比特位 $p_{N_{\text{LDPC}}\cdot(1-R)-N\text{ppcw}-1}$，…，$p_{N_{\text{LDPC}}\cdot(1-R)-1}$。在其余的码字中，除去了校验检测比特位 $p_{N_{\text{LDPC}}\cdot(1-R)-N\text{ppcw}}$，…，$p_{N_{\text{LDPC}}\cdot(1-R)-1}$。

在要求删余的 3 053 字节数据分组的例子中，删余的校验比特总数为 $\lfloor 24\,440 + 16 \times 1\,944 \times (1-5/6) \rfloor - 29\,328 = 296$。前 $\text{rem}(296,16) = 8$ 个码字有 $\lfloor 296/16 \rfloor + 1 = 19$ 个删余校验比特，其余的 8 个码字有 18 个删余校验比特。

图 6.21 显示了载荷长度直到 3 500 字节时，每个码字的删余校验比特数。总体趋势是，随着载荷长度的增加，每个码字的删余比特数减少。这说明随着载荷长度的增加，载荷和校验比特更加适合码字。

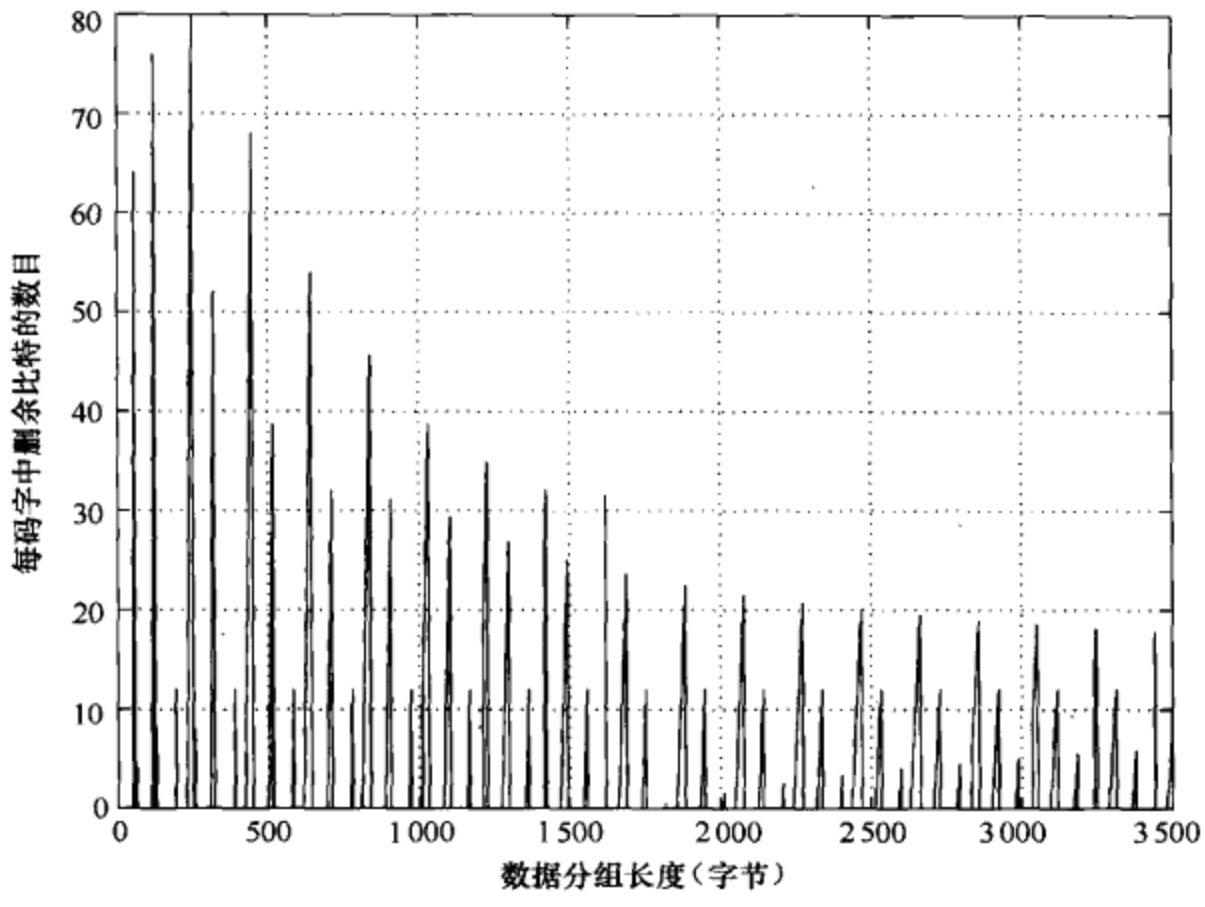


图 6.21　MCS15 及 20MHz 模式下每码字中删余比特的数目

2. 重复

在校验了是否需要删余以及 N_{TCB} 和 N_{SYM} 是否可能增加之后，我们将确定是否需要进行重复编码比特。需要重复的编码比特数如下：

$$N_{rep} = N_{TCB} - \left[N_{pld} + N_{CW} \cdot N_{LDPC} \cdot (1-R)\right] \tag{6.32}$$

重复的比特分布在所有 N_{CW} 个码字之上。不可能总是将重复比特均匀地分布在每一个 LDPC 码字上。需要时，前 $\mathrm{rem}(N_{rep}, N_{CW})$个码字比其余的码字多包含一个重复比特。每个码字的重复比特的最小数量表示如下：

$$N_{rpcw} = \left\lfloor N_{rep} / N_{CW} \right\rfloor \tag{6.33}$$

每个码字的重复比特都是通过拷贝码字本身的比特生成的。该拷贝从信息比特位 i_0 开始，按顺序进行到需要的校验比特。而且，如果需要另外的重复比特，比特再次从信息比特位 i_0 开始，按顺序拷贝到需要的校验比特。

在要求重复操作的 3 000 字节数据分组的例子中，重复比特数为 29 328 − [24 016 + 15 × 1 944 × (1−5/6)] = 452。前 rem(452，15) = 2 个码字包含$\lfloor 452/15 \rfloor + 1 = 31$个重复比特，其余的 13 个码字包含 30 个重复比特。

图 6.22 显示了载荷长度直到 3 500 字节时，每个码字的重复比特数。总体趋势是，随着载荷长度的增加，每个码字的重复比特数减少。这再次说明了，随着载荷长度的增加，载荷和校验比特更加适合码字。

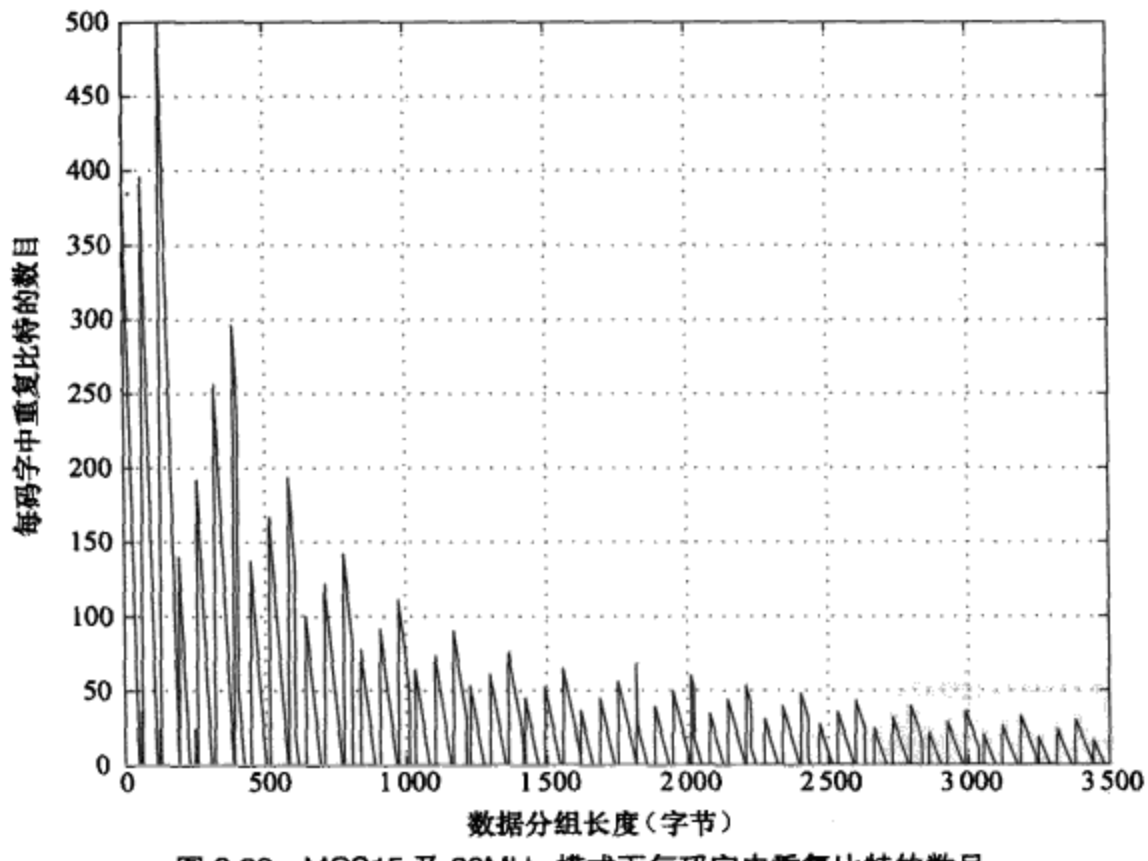


图 6.22　MCS15 及 20MHz 模式下每码字中重复比特的数目

6.4.1.6　步骤 6：流解析

将得到的码字连接在一起。将 LDPC 编码比特串分解为空间流的过程与 4.2.3.3 节所述的 BCC 的一样。因为总是使用单 LDPC 编码器，所以不需要编码器解析。而且，LDPC 也不需要交织过程，所以不进行交织步骤。于是，对于 LDPC 而言，流解析后的下一步就是调制映射。

6.4.2　有效的码率

使用 BCC 时，所选的 MCS 决定码率。使用 LDPC 时，所选的 MCS 的速率决定码字中信息比特和校验比特的数量。但是，由于缩短、删余以及重复等操作，用于生成码字的载荷比特和校验比特的实际数量与码字本身的速率是不一样的。为了比较 BCC 和 LDPC 之间的编码增益，我们来为 LDPC 推出一个新的测量标准，称其为有效的码率。

缩短比特适合 LDPC 码字的丢失信息比特位，但它们在发送之前就会被丢弃。因此，载荷比特更适用于测量实际发送信息，而不是信息码字比特的数量。在很多情况下，需要对校验比特进行删余。它增加了有效码率，也必须考虑在测量标准中。LDPC 中的重复与 BCC 中的填充很像，所以在比较 BCC 和 LDPC 的性能时，我们在新标准中不考虑重复。新的有效码率的测量标准如下：

$$\tilde{R}=\frac{N_{\text{pld}}}{N_{\text{pld}}+N_{\text{CW}}\cdot N_{\text{LDPC}}\cdot(1-R)]-N_{\text{punc}}} \tag{6.34}$$

图 6.23 给出了在一定数据分组长度范围内，LDPC 对应于 20MHz 的 MCS 11、13、14 以及 15 时的有效码率。这些 MCS 的码率分别为 1/2、2/3、3/4 以及 5/6。在这 4 种情况下，有效码率汇总到数据分组长度为 500 字节时的 MCS 码率。在所有 4 种情况下，分组长度越短，有效码率和 MCS 码率的区别越大。如从图 6.20 看到的，较短的分组有多得多的缩短比特。因此，码字中载荷比特和信息比特的比率比码本身的速率小得多。

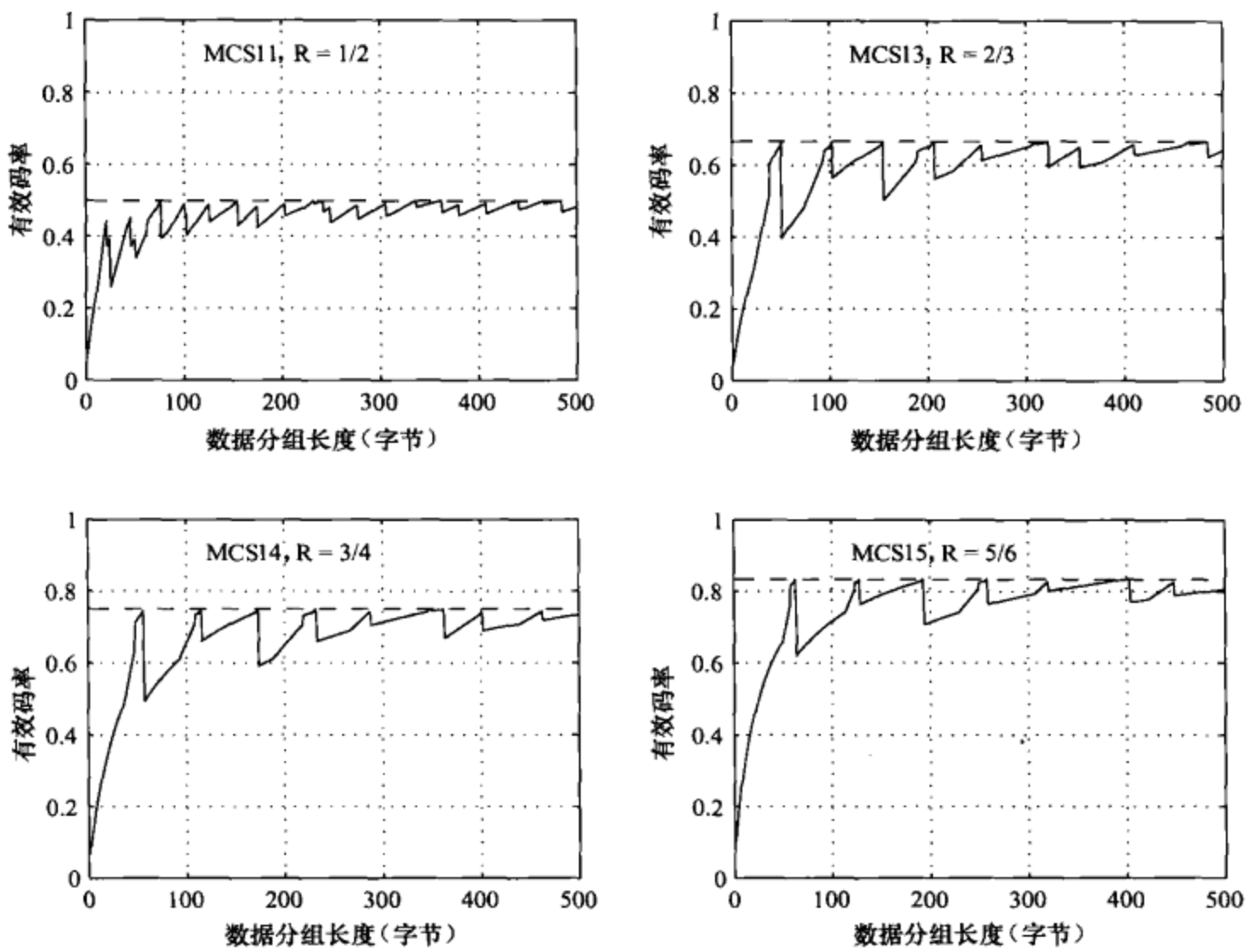


图 6.23　20MHz 模式下的 LDPC 有效码率

6.4.3 LDPC 编码增益

由于 BCC 是 802.11n 中必需的编码机制，设备必须有 BCC 编码器和解码器。使用可选的 LDPC 编码就意味着要实现 BCC 和 LDPC 编码器和解码器。因此，有关 LDPC 编码的基本问题就是：它为系统提供了多少额外增益，以及是否值得在设备中放另外一种编码器/解码器。

为了给出一些深层信息来帮助回答这些问题，我们提供了 20MHz 的两个发送天线和两个传送天线时 LDPC 和 BCC 的仿真结果。仿真的条件如本章开始时所述。

为了对 BCC 和 LDPC 进行公平的比较，选择的载荷长度为 970 字节，以使得 LDPC 的有效码率与 MCS 的速率非常接近。图 6.24 给出了与 PER 相对应的 SNR 瀑布曲线，实线为 LDPC 曲线，虚线为 BCC 曲线。在 PER 为 1%时，依赖于 MCS、LDPC 和 BCC 的增益范围为 1.5～3dB。

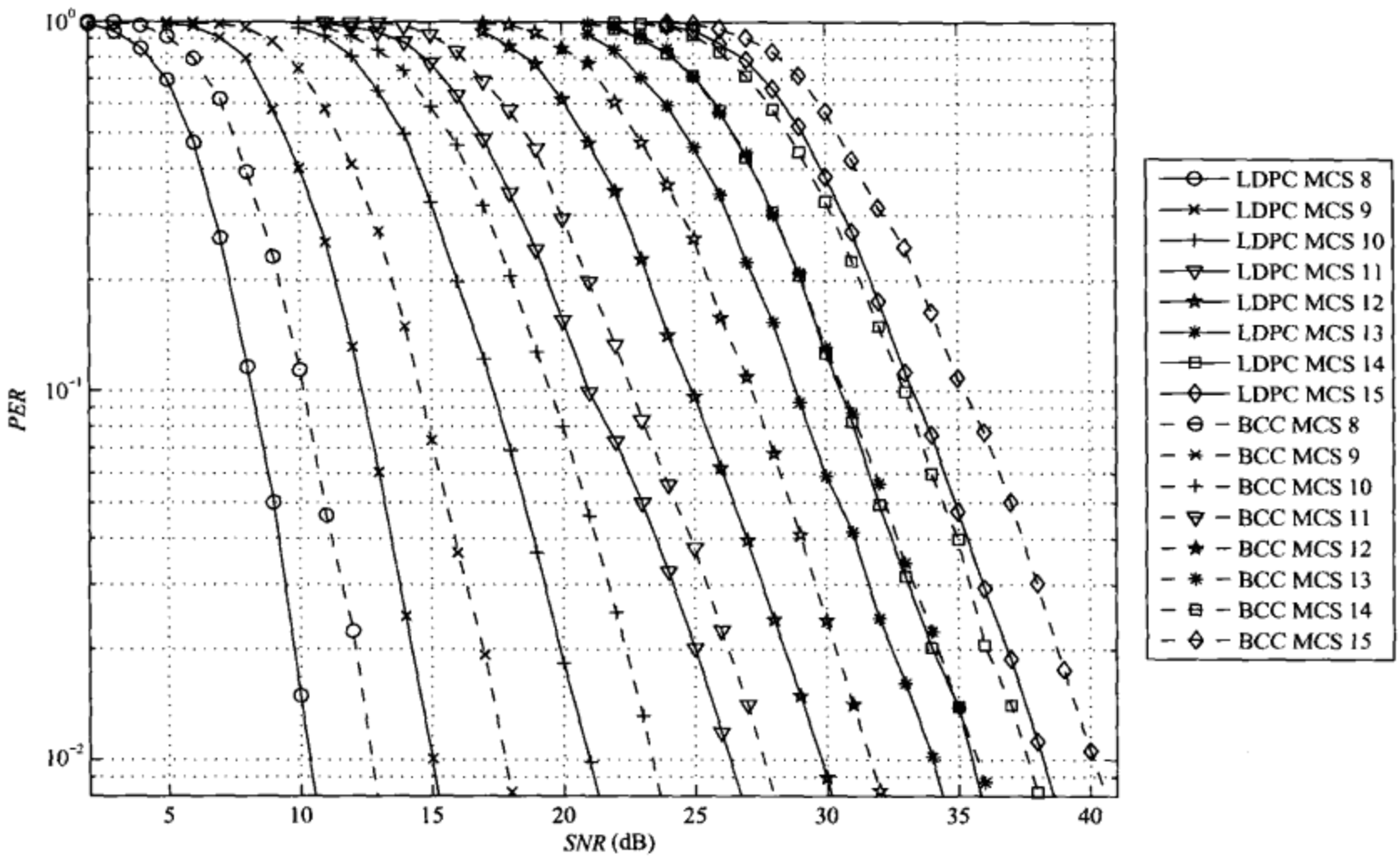


图 6.24 2×2、20MHz、信道模型 D、NLOS、负荷长度为 970 字节时，LDPC 与 BCC 的比较

参考文献

Alamouti，S. (1998). A simple transmit diversity technique for wireless communications. *IEEE JSAC*，**16**(8)，1451–8.

Fossorier，M. P. C.，Mihaljevi´c，M.，and Imai，H. (1999). Reduced complexity iterative decoding of low-density parity check codes based on belief propagation. *IEEE Transactions on Communications*，**47**(5)，673–80.

Gallager，R. (1962). Low-density parity-check codes. *IRE Transactions on Information Theory*，January，21–8.

IEEE (2007). *IEEE P802.11n*TM*/D3.00*，*Draft Amendment to STANDARDfor Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Networks – Specific*

Requirements. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY). Amendment 4: Enhancements for Higher Throughput.

Jakes，W. C. (1974). *Microwave Mobile Communications*. New York: Wiley.

Proakis，J. G. (1989). *Digital Communications*. New York: McGraw-Hill.

Richardson，T. and Urbanke，R. (2003)，The renaissance of Gallager's low-density parity-check codes. *IEEE Communications Magazine*，August，126–31.

Tanner，R. M. (1981). A recursive approach to low complexity codes. *IEEE Transactions on Information Theory*，**IT-27**(5)，533–47.

Yeo，E. and Anantharam，V. (2003). Iterative decoder architectures. *IEEE Communications Magazine*，August，132–40.

附录 6.1　奇偶校验矩阵

由于奇偶校验矩阵都非常大，而且很难全面在书中给出，IEEE（2007）使用了一些快捷符号来表示矩阵。这种表示方法和奇偶校验矩阵的设计没有关系。

第一个简化的表示是维数为 $Z \times Z$ 的循环转置矩阵 $\boldsymbol{P}_i$。矩阵 $\boldsymbol{P}_0$ 是维数为 $Z \times Z$ 的单位矩阵。矩阵 $\boldsymbol{P}_1$ 是维数为 $Z \times Z$，列向右循环移动 1 个元素的单位矩阵。矩阵 $\boldsymbol{P}_i$ 是维数为 $Z \times Z$，列向右循环移动 i 个元素的单位矩阵。

奇偶校验矩阵分为循环转置矩阵和全 0 矩阵。维数为 $Z \times Z$ 的全 0 矩阵用 0 表示。奇偶校验矩阵的维数由（码字大小，码率，Z）的组合来决定。这个组合在下面的公式中用作 $\boldsymbol{H}$ 的一个下标。

当码字大小为 648bit，Z 为 27 时，便意味着循环转置矩阵和全 0 矩阵的维数为 27 × 27。当码率为 1/2 时，奇偶校验矩阵的维数为 324bit × 648bit，如式（6.35）（IEEE，2007）所示：

$$\boldsymbol{H}_{648,1/2,27} = \begin{bmatrix}
P_0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & P_0 & 0 & 0 & P_0 & P_1 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{22} & P_0 & 0 & 0 & P_{17} & 0 & P_0 & P_0 & P_{12} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_6 & 0 & P_0 & 0 & P_{10} & 0 & 0 & 0 & P_{24} & 0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_2 & 0 & 0 & P_0 & P_{20} & 0 & 0 & 0 & P_{25} & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{23} & 0 & 0 & 0 & P_3 & 0 & 0 & 0 & P_0 & 0 & P_9 & P_{11} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{24} & 0 & P_{23} & P_1 & P_{17} & 0 & P_3 & 0 & P_{10} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{25} & 0 & 0 & 0 & P_8 & 0 & 0 & 0 & P_7 & P_{18} & 0 & 0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{13} & P_{24} & 0 & 0 & P_0 & 0 & P_8 & 0 & P_6 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 & 0 \\
P_7 & P_{20} & 0 & P_{16} & P_{22} & P_{10} & 0 & 0 & P_{23} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 & 0 \\
P_{11} & 0 & 0 & 0 & P_{19} & 0 & 0 & 0 & P_{13} & 0 & P_3 & P_{17} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 & 0 \\
P_{25} & 0 & P_8 & 0 & P_{23} & P_{18} & 0 & P_{14} & P_9 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0 & P_0 \\
P_3 & 0 & 0 & 0 & P_{16} & 0 & 0 & P_2 & P_{25} & P_5 & 0 & 0 & P_1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_0
\end{bmatrix} \tag{6.35}$$

当码率为 2/3 时，奇偶校验矩阵的维数为 216bit × 648bit，如式（6.36）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{648,2/3,27}
=\begin{bmatrix}
P_{25} & P_{26} & P_{14} & 0 & P_{20} & 0 & P_{2} & 0 & P_{4} & 0 & 0 & P_{8} & 0 & P_{16} & 0 & P_{18} & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{10} & P_{9} & P_{15} & P_{11} & 0 & P_{0} & 0 & P_{1} & 0 & 0 & P_{18} & 0 & P_{8} & 0 & P_{10} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{16} & P_{2} & P_{20} & P_{26} & P_{21} & 0 & P_{6} & 0 & P_{1} & P_{26} & 0 & P_{7} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{10} & P_{13} & P_{5} & P_{0} & 0 & P_{3} & 0 & P_{7} & 0 & 0 & P_{26} & 0 & 0 & P_{13} & 0 & P_{16} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{23} & P_{14} & P_{24} & 0 & P_{12} & 0 & P_{19} & 0 & P_{17} & 0 & 0 & 0 & P_{20} & 0 & P_{21} & 0 & P_{0} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{6} & P_{22} & P_{9} & P_{20} & 0 & P_{25} & 0 & P_{17} & 0 & P_{8} & 0 & P_{14} & 0 & P_{18} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{14} & P_{23} & P_{21} & P_{11} & P_{20} & 0 & P_{24} & 0 & P_{18} & 0 & P_{19} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{22} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{17} & P_{11} & P_{11} & P_{20} & 0 & P_{21} & 0 & P_{26} & 0 & P_{3} & 0 & 0 & P_{18} & 0 & P_{26} & 0 & P_{1} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.36}
$$

当码率为 3/4 时，奇偶校验矩阵的维数为 162bit × 648bit，如式（6.37）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{648,3/4,27}
=\begin{bmatrix}
P_{16} & P_{17} & P_{22} & P_{24} & P_{9} & P_{3} & P_{14} & 0 & P_{4} & P_{2} & P_{7} & 0 & P_{26} & 0 & P_{2} & 0 & P_{21} & 0 & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{25} & P_{12} & P_{12} & P_{3} & P_{3} & P_{26} & P_{6} & P_{21} & 0 & P_{15} & P_{22} & 0 & P_{15} & 0 & P_{4} & 0 & 0 & P_{16} & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{25} & P_{18} & P_{26} & P_{16} & P_{22} & P_{23} & P_{9} & 0 & P_{0} & 0 & P_{4} & 0 & P_{4} & 0 & P_{8} & P_{23} & P_{11} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{9} & P_{7} & P_{0} & P_{1} & P_{17} & 0 & 0 & P_{7} & P_{3} & 0 & P_{3} & P_{23} & 0 & P_{16} & 0 & 0 & P_{21} & 0 & P_{0} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{24} & P_{5} & P_{26} & P_{7} & P_{1} & 0 & 0 & P_{15} & P_{24} & P_{15} & 0 & P_{8} & 0 & P_{13} & 0 & P_{13} & 0 & P_{11} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{2} & P_{2} & P_{19} & P_{14} & P_{24} & P_{1} & P_{15} & P_{19} & 0 & P_{21} & 0 & P_{2} & 0 & P_{24} & 0 & P_{3} & 0 & P_{2} & P_{1} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.37}
$$

当码率为 5/6 时，奇偶校验矩阵的维数为 108bit × 648bit，如式（6.38）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{648,5/6,27}
=\begin{bmatrix}
P_{17} & P_{13} & P_{8} & P_{21} & P_{9} & P_{3} & P_{18} & P_{12} & P_{10} & P_{0} & P_{4} & P_{15} & P_{19} & P_{2} & P_{5} & P_{10} & P_{26} & P_{19} & P_{13} & P_{13} & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{3} & P_{12} & P_{11} & P_{14} & P_{11} & P_{25} & P_{5} & P_{18} & P_{0} & P_{9} & P_{2} & P_{26} & P_{26} & P_{10} & P_{24} & P_{7} & P_{14} & P_{20} & P_{4} & P_{2} & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{22} & P_{16} & P_{4} & P_{3} & P_{10} & P_{21} & P_{12} & P_{5} & P_{21} & P_{14} & P_{19} & P_{5} & 0 & P_{8} & P_{5} & P_{18} & P_{11} & P_{5} & P_{5} & P_{15} & P_{0} & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{7} & P_{7} & P_{14} & P_{14} & P_{4} & P_{16} & P_{16} & P_{24} & P_{24} & P_{10} & P_{1} & P_{7} & P_{15} & P_{6} & P_{10} & P_{26} & P_{8} & P_{18} & P_{21} & P_{14} & P_{1} & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.38}
$$

当码字大小为 1 296bit，Z 为 54 时，便意味着循环转置矩阵和全 0 矩阵的维数为 54bit × 54bit。当码率为 1/2 时，奇偶校验矩阵的维数为 648bit × 1 296bit，如式（6.39）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{1296,1/2,54}
=\begin{bmatrix}
P_{40} & 0 & 0 & 0 & P_{22} & 0 & P_{49} & P_{23} & P_{43} & 0 & 0 & 0 & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{50} & P_{1} & 0 & 0 & P_{48} & P_{35} & 0 & 0 & P_{13} & 0 & P_{30} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{39} & P_{50} & 0 & 0 & P_{4} & 0 & P_{2} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{49} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{33} & 0 & 0 & P_{38} & P_{37} & 0 & 0 & P_{4} & P_{1} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{45} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{22} & 0 & 0 & P_{20} & P_{42} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{51} & 0 & 0 & P_{48} & P_{35} & 0 & 0 & 0 & P_{44} & 0 & P_{18} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{47} & P_{11} & 0 & 0 & 0 & P_{17} & 0 & 0 & P_{51} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{5} & 0 & P_{25} & 0 & P_{6} & 0 & P_{45} & 0 & P_{13} & P_{40} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{33} & 0 & 0 & P_{34} & P_{24} & 0 & 0 & 0 & P_{23} & 0 & 0 & P_{46} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{1} & 0 & P_{27} & 0 & P_{1} & 0 & 0 & 0 & P_{38} & 0 & P_{44} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
0 & P_{18} & 0 & 0 & P_{23} & 0 & 0 & P_{8} & P_{0} & P_{35} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{49} & 0 & P_{17} & 0 & P_{30} & 0 & 0 & 0 & P_{34} & 0 & 0 & P_{19} & P_{1} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.39}
$$

当码率为 2/3 时，奇偶校验矩阵的维数为 432bit × 1 296bit，如式（6.40）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{1296,2/3,54}
=\begin{bmatrix}
P_{39} & P_{31} & P_{22} & P_{43} & 0 & P_{40} & P_{4} & 0 & P_{11} & 0 & 0 & P_{50} & 0 & 0 & 0 & P_{6} & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{25} & P_{52} & P_{41} & P_{2} & P_{6} & 0 & P_{14} & 0 & P_{34} & 0 & 0 & 0 & P_{24} & 0 & P_{37} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{43} & P_{31} & P_{29} & P_{0} & P_{21} & 0 & P_{28} & 0 & 0 & P_{2} & 0 & 0 & P_{7} & 0 & P_{17} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{20} & P_{33} & P_{48} & 0 & P_{4} & P_{13} & 0 & P_{26} & 0 & 0 & P_{22} & 0 & 0 & P_{46} & P_{42} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{45} & P_{7} & P_{18} & P_{51} & P_{12} & P_{25} & 0 & 0 & 0 & P_{50} & 0 & 0 & P_{5} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{35} & P_{40} & P_{32} & P_{16} & P_{5} & 0 & 0 & P_{18} & 0 & 0 & P_{43} & P_{51} & 0 & P_{32} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{9} & P_{24} & P_{13} & P_{22} & P_{28} & 0 & 0 & P_{37} & 0 & 0 & P_{25} & 0 & 0 & P_{52} & 0 & P_{13} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{32} & P_{22} & P_{4} & P_{21} & P_{16} & 0 & 0 & 0 & P_{27} & P_{28} & 0 & P_{38} & 0 & 0 & 0 & P_{8} & P_{1} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.40}
$$

当码率为 3/4 时，奇偶校验矩阵的维数为 324bit × 1 296bit，如式（6.41）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{1296,3/4,54}
=\begin{bmatrix}
P_{39} & P_{40} & P_{51} & P_{41} & P_{3} & P_{29} & P_{8} & P_{36} & 0 & P_{14} & 0 & P_{6} & 0 & P_{33} & 0 & P_{11} & 0 & P_{4} & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{48} & P_{21} & P_{47} & P_{9} & P_{48} & P_{35} & P_{51} & 0 & P_{38} & 0 & P_{28} & 0 & P_{34} & 0 & P_{50} & 0 & P_{50} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{30} & P_{39} & P_{28} & P_{42} & P_{50} & P_{39} & P_{5} & P_{17} & 0 & P_{6} & 0 & P_{18} & 0 & P_{20} & 0 & P_{15} & 0 & P_{40} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{29} & P_{0} & P_{1} & P_{43} & P_{36} & P_{30} & P_{47} & 0 & P_{49} & 0 & P_{47} & 0 & P_{3} & 0 & P_{35} & 0 & P_{34} & 0 & P_{0} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{1} & P_{32} & P_{11} & P_{23} & P_{10} & P_{44} & P_{12} & P_{7} & 0 & P_{48} & 0 & P_{4} & 0 & P_{9} & 0 & P_{17} & 0 & P_{16} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{13} & P_{7} & P_{15} & P_{47} & P_{23} & P_{16} & P_{47} & 0 & P_{43} & 0 & P_{29} & 0 & P_{52} & 0 & P_{2} & 0 & P_{53} & 0 & P_{1} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.41}
$$

当码率为 5/6 时，奇偶校验矩阵的维数为 216bit × 1 296bit，如式（6.42）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{1296,5/6,54}
=\begin{bmatrix}
P_{48} & P_{29} & P_{37} & P_{52} & P_{2} & P_{16} & P_{6} & P_{14} & P_{53} & P_{31} & P_{34} & P_{5} & P_{18} & P_{42} & P_{53} & P_{31} & P_{45} & 0 & P_{46} & P_{52} & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{17} & P_{4} & P_{30} & P_{7} & P_{43} & P_{11} & P_{24} & P_{6} & P_{14} & P_{21} & P_{6} & P_{39} & P_{17} & P_{40} & P_{47} & P_{7} & P_{15} & P_{41} & P_{19} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{7} & P_{2} & P_{51} & P_{31} & P_{46} & P_{23} & P_{16} & P_{11} & P_{53} & P_{40} & P_{10} & P_{7} & P_{46} & P_{53} & P_{33} & P_{35} & 0 & P_{25} & P_{35} & P_{38} & P_{0} & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{19} & P_{48} & P_{41} & P_{1} & P_{10} & P_{7} & P_{36} & P_{47} & P_{5} & P_{29} & P_{52} & P_{52} & P_{31} & P_{10} & P_{26} & P_{6} & P_{3} & P_{2} & 0 & P_{51} & P_{1} & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.42}
$$

当码字大小为 1 944bit，Z 为 81 时，便意味着循环转置矩阵和全 0 矩阵的维数为 81bit × 81bit。当码率为 1/2 时，奇偶校验矩阵的维数为 972bit × 1 944bit，如式（6.43）（IEEE，2007）所示：

$$
H_{1944,1/2,81}
=\begin{bmatrix}
P_{57} & 0 & 0 & 0 & P_{50} & 0 & P_{11} & 0 & P_{50} & 0 & P_{79} & 0 & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{3} & 0 & P_{28} & 0 & P_{0} & 0 & 0 & 0 & P_{55} & P_{7} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{30} & 0 & 0 & 0 & P_{24} & P_{37} & 0 & 0 & P_{56} & P_{14} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{62} & P_{53} & 0 & 0 & P_{53} & 0 & 0 & P_{3} & P_{35} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{40} & 0 & 0 & P_{20} & P_{66} & 0 & 0 & P_{22} & P_{28} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{0} & 0 & 0 & 0 & P_{8} & 0 & P_{42} & 0 & P_{50} & 0 & 0 & P_{8} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{69} & P_{79} & P_{79} & 0 & 0 & 0 & P_{56} & 0 & P_{52} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{65} & 0 & 0 & 0 & P_{38} & P_{57} & 0 & 0 & P_{72} & 0 & P_{27} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{64} & 0 & 0 & 0 & P_{14} & P_{52} & 0 & 0 & P_{30} & 0 & 0 & P_{32} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
0 & P_{45} & 0 & P_{70} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & P_{77} & P_{9} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{2} & P_{56} & 0 & P_{57} & P_{35} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{12} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{24} & 0 & P_{61} & 0 & P_{60} & 0 & 0 & P_{27} & P_{51} & 0 & 0 & P_{16} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.43}
$$

当码率为 2/3 时，奇偶校验矩阵的维数为 648bit × 1 944bit，如式（6.44）（IEEE，2007）所示：

$$
\boldsymbol{H}_{1944,2/3,81}
=\begin{bmatrix}
P_{61} & P_{75} & P_{4} & P_{63} & P_{56} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{8} & 0 & P_{2} & P_{17} & P_{25} & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{56} & P_{74} & P_{77} & P_{20} & 0 & 0 & 0 & P_{64} & P_{24} & P_{4} & P_{67} & 0 & P_{7} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{28} & P_{21} & P_{68} & P_{10} & P_{7} & P_{14} & P_{65} & 0 & 0 & 0 & P_{23} & 0 & 0 & 0 & P_{75} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{48} & P_{38} & P_{43} & P_{78} & P_{76} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{5} & P_{36} & 0 & P_{15} & P_{72} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{40} & P_{2} & P_{53} & P_{25} & 0 & P_{52} & P_{62} & 0 & P_{20} & 0 & 0 & P_{44} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{69} & P_{23} & P_{64} & P_{10} & P_{22} & 0 & P_{21} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{68} & P_{23} & P_{29} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{12} & P_{0} & P_{68} & P_{20} & P_{55} & P_{61} & 0 & P_{40} & 0 & 0 & 0 & P_{52} & 0 & 0 & 0 & P_{44} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{58} & P_{8} & P_{34} & P_{64} & P_{78} & 0 & 0 & P_{11} & P_{78} & P_{24} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{58} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.44}
$$

当码率为 3/4 时，奇偶校验矩阵的维数为 486bit × 1 944bit，如式（6.45）（IEEE，2007）所示：

$$
\boldsymbol{H}_{1944,3/4,81}
=\begin{bmatrix}
P_{48} & P_{29} & P_{28} & P_{39} & P_{9} & P_{61} & 0 & 0 & 0 & P_{63} & P_{45} & P_{80} & 0 & 0 & 0 & P_{37} & P_{32} & P_{22} & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 & 0 & 0 \\
P_{4} & P_{49} & P_{42} & P_{48} & P_{11} & P_{30} & 0 & 0 & 0 & P_{49} & P_{17} & P_{41} & P_{37} & P_{15} & 0 & P_{54} & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 & 0 \\
P_{35} & P_{76} & P_{78} & P_{51} & P_{37} & P_{35} & P_{21} & 0 & P_{17} & P_{64} & 0 & 0 & 0 & P_{59} & P_{7} & 0 & 0 & P_{32} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{9} & P_{65} & P_{44} & P_{9} & P_{54} & P_{56} & P_{73} & P_{34} & P_{42} & 0 & 0 & 0 & P_{35} & 0 & 0 & 0 & P_{46} & P_{39} & P_{0} & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{3} & P_{62} & P_{7} & P_{80} & P_{68} & P_{26} & 0 & P_{80} & P_{55} & 0 & P_{36} & 0 & P_{26} & 0 & P_{9} & 0 & P_{76} & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{26} & P_{75} & P_{33} & P_{21} & P_{69} & P_{59} & P_{3} & P_{38} & 0 & 0 & 0 & P_{35} & 0 & P_{62} & P_{36} & P_{26} & 0 & 0 & P_{1} & 0 & 0 & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.45}
$$

当码率为 5/6 时，奇偶校验矩阵的维数为 324bit × 1 944bit，如式（6.46）（IEEE，2007）所示：

$$
\boldsymbol{H}_{1944,5/6,81}
=\begin{bmatrix}
P_{13} & P_{48} & P_{80} & P_{66} & P_{4} & P_{74} & P_{7} & P_{30} & P_{76} & P_{52} & P_{37} & P_{60} & 0 & P_{49} & P_{73} & P_{31} & P_{74} & P_{73} & P_{23} & 0 & P_{1} & P_{0} & 0 & 0 \\
P_{69} & P_{63} & P_{74} & P_{56} & P_{64} & P_{77} & P_{57} & P_{65} & P_{6} & P_{16} & P_{51} & 0 & P_{64} & 0 & P_{68} & P_{9} & P_{48} & P_{62} & P_{54} & P_{27} & 0 & P_{0} & P_{0} & 0 \\
P_{51} & P_{15} & P_{0} & P_{80} & P_{24} & P_{25} & P_{42} & P_{54} & P_{44} & P_{71} & P_{71} & P_{9} & P_{67} & P_{35} & 0 & P_{58} & 0 & P_{29} & 0 & P_{53} & P_{0} & 0 & P_{0} & P_{0} \\
P_{16} & P_{29} & P_{36} & P_{41} & P_{44} & P_{56} & P_{59} & P_{37} & P_{50} & P_{24} & 0 & P_{65} & P_{4} & P_{65} & P_{52} & 0 & P_{4} & 0 & P_{73} & P_{52} & P_{1} & 0 & 0 & P_{0}
\end{bmatrix}
\tag{6.46}
$$

第二部分

媒体接入控制层

第 7 章　媒体接入控制

第 8 章　MAC 吞吐率提升措施

第 9 章　高级信道接入技术

第 10 章　互操作与共存

第 11 章　MAC 帧格式

第 7 章

媒体接入控制

媒体接入控制（MAC）层提供了众多功能，其中的寻址与信道接入控制使得同一网络上的多个站点之间相互通信成为可能。IEEE 802.11 常被称为无线以太网。从寻址和信道接入的角度来说，802.11 与成为 802.3 标准的以太网确有相似之处。作为 IEEE 802 局域网标准家族中的一员，由于 IEEE 802.11 使用 IEEE 802 的 48 位全地址空间，它与以太网在链路层上兼容。802.11 MAC 也支持对无线媒体的共享接入，这是通过一种被称为带碰撞避免的载波侦听多址（CSMA/CA）的技术来实现的。该技术与最初的（共享媒体）以太网上的带碰撞检测的载波侦听多址（CSMA/CD）相类似。两种技术的共同之处在于，如果检测信道的结果是“空闲”，则站点被允许传输；如果检测信道的结果是“繁忙”，则站点后延传输。尽管如此，以太网与 802.11 运行所基于的传输媒体很不一样，决定了两种技术也有一定的差别。

以太网信道接入协议的基本原理是：首先等待信道变为“空闲”，然后开始传输，如果在传输过程中检测到碰撞的话，则停止传输并且开始一个随机回退时段。而在无线媒体中传输时，发射机不可能检测到碰撞。因此 802.11 信道接入协议试图避免碰撞。一旦信道变成“空闲”，站点开始等待一个随机时段，在此期间其继续进行媒体侦听。如果直到等待时段结束时信道仍为“空闲”，则站点开始传输。由于一般来说另外一个等待接入媒体的站点会选择不同的时段长度，因此随机时段能降低碰撞几率。这就是 CSMA/CA 的原理。

CSMA/CA 技术所支持的简单分布式、基于竞争的接入协议构成了 802.11 MAC 协议的基础，也是与以太网有不同开始之处。无线媒体与有线介质差异很大，其具备数项额外特性。

（1）无线媒体上很容易产生传输错误。因此一个低延迟、链路层级别的错误恢复机制会对其大有帮助。

（2）在无线媒体上，不是每个站点都能“听到”其他所有站点。一些站点可能能“听到”在数据交换一端的站点，而不能“听到”远端的站点（隐藏节点问题）。

（3）距离和其他环境因素对信道所能支持的数据速率影响很大。同时，由于站点的移动性或者环境改变，信道状况也可能随着时间改变。站点需要持续不断地调整它们之间交换信息的数据速率来优化吞吐率。

（4）站点通常是移动的，因此需要能让它们在改变位置时与不同的 WLAN 关联与去关联的管理机制。

本章介绍了 802.11n 引入增强内容之前的 802.11MAC 的概要。介绍了协议层的背景信息之后，再介绍 802.11 管理功能的概要。后续介绍信道接入和数据传送方面的详细内容。

7.1 协议分层

要明了MAC层的功能，需要理解图7.1所示的关于协议分层与消息交换的一些基本概念。在这个分层模型中，每一个实体（PHY 与 MAC）向它的直接上一层中的实体提供服务。用户数据通过服务数据单元（SDU）在层间传送。通过 MAC SDU（MSDU），MAC 层从逻辑链路控制（LLC）层接收数据以及向 LLC 发送数据。PHY 层则通过 PHY SDU[①]（PSDU）从 MAC 层接收以及向 MAC 层发送数据。

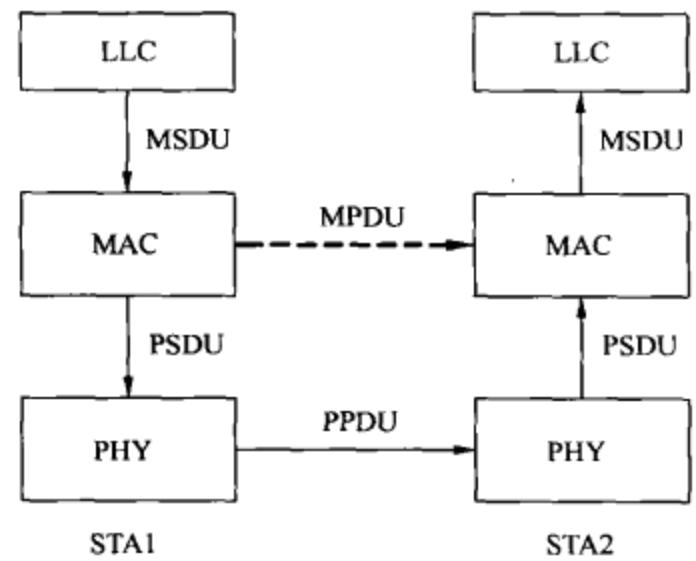


图 7.1 协议分层与消息传递

一个协议指的是在分层模型中，各实体和与之对应的对方实体间交换数据与控制信息的方式。这些交换通过协议数据单元（PDU）来实现。MAC 层与其对应实体交换 MAC PDU（MPDU），PHY 层则与其对应实体交换 PHY PDU（PPDU）。

在 802.11 标准中常用到的另一个术语是站点（station），缩写为 STA，指的是在一个设备中的 MAC 与 PHY 层。在实践中它可能是笔记本电脑中的网卡，或者是移动电话中的通信子系统。一个接入点（access point，AP）指的是具备管理基础 BSS 以及接入分布式系统的相关额外功能的站点。

7.2 管理功能

第 1 章中提到，BSS 是一个 802.11 WLAN 的基本组成部分。BSS 分为两种，独立 BSS（independent BSS，IBSS）（指的是互相之间直接通信的站点所建立起来的 ad-hoc 关联）以及具有基础设施的 BSS（其具有一个 AP，AP 可能与分布式系统（DS）相连，并且大部分数据传输（站点到站点以及站点到 DS））。本书的主要讨论对象是基础 BSS。但许多讨论也同样适用于 IBSS。

通过扫描，也就是被动地寻找“信标”传输或者利用“试探请求”/“试探响应”交换来主动探测 AP 的存在，站点就能知道一个 BSS 的存在。

站点在 BSS 中的成员身份是动态的。站点可能上电打开或关闭，或者站点可能是移动的，并移进或移出 BSS 所覆盖的区域。站点通过“关联”到 BSS 来成为 BSS 的成员。当离开 BSS 时，站点则变成“去关联”。在一个由多个基础 BSS 组成的 ESS 中，站点可以通过“重关联”在 ESS 中从一个 BSS 迁移到另一个 BSS。

7.2.1 信标

基础 BSS 中的 AP 定期广播“信标”帧。“信标”时段定义了目标信标传输时间（TBTT）

① IEEE 802.11 标准中不使用 PSDU 这个术语，而使用 PLCP SDU。PLCP 是物理层会聚过程（physical layer convergence procedure）的简写，是 PHY 之上的一个子层。这两个术语是等价的。

的固定时刻表。在媒体空闲的前提下，“信标”帧本身则在 TBTT 时刻或者尽量靠近 TBTT 的时刻发送（如图 7.2 所示）。

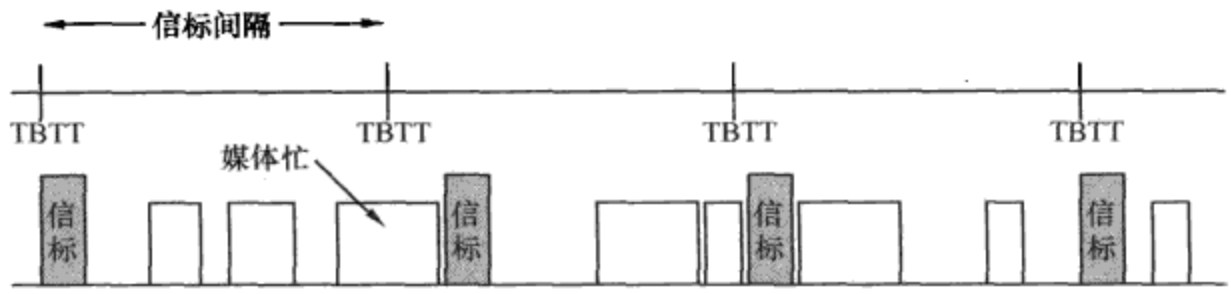


图 7.2　在繁忙网络上发送信标

“信标”帧带有管制信息、能力信息以及用来管理 BSS 的信息。

7.2.2　扫描

扫描指的是站点发现一个 BSS 以及与该 BSS 相关联的属性的过程。扫描可能有两种形式：被动扫描与主动扫描。

被动扫描是一种与所有监管字段兼容的、只接收不发送的操作。当进行被动扫描时，站点搜寻“信标”传输，并且可能在信道之间转换以找到这些传输。“信标”帧主要包括国家码信息、最大允许传输功率以及该管制字段所使用的信道集的信息。如果这些额外信息不在“信标”帧本身里的话，一旦站点通过 AP 的“信标”传输发现了 AP 并获得了 AP 的管制信息，其就可以通过“试探请求”/“试探响应”交换从 AP 探测到额外的信息。

如果站点所运行的管制字段允许，则其可以使用主动扫描。在主动扫描中，站点在其搜寻 BSS 的每一个信道上发送“试探请求”帧。根据搜寻的通用性，“试探请求”帧拥有以下寻址信息。

（1）SSID（服务集标识符）。“试探请求”中的 SSID 可以是站点在其中寻找 BSS 的一个特定 ESS 的 SSID，也可以是通配符 SSID。

（2）BSSID（BSS 标识符）。“试探请求”中的 BSSID 可以是一个特定 BSS 的 BSSID，也可以是通配符 BSSID。

（3）DA（目的地址）。“试探请求”中的 DA 可以是广播地址或者是 AP 的特定 MAC 地址。

如果满足以下条件：SSID 是通配符 SSID 或者与 ESS 的 SSID 相匹配，并且 BSSID 是通配符 BSSID 或者该 AP 的 BSSID，则 AP 在收到广播“试探请求”后会向发送该请求的站点发送“试探响应”。多个 AP 可能按通常的信道接入过程来回应一个探测请求，以此来避免碰撞。

7.2.3　认证

认证指的是两个希望通信的站点建立起互相可以接受的身份的流程。最初的 802.11 规范支持两种链路级别的认证方法：开放系统认证与共享密钥认证。在前者中任何站点都可以被接受成为一个 BSS 的成员。在后者中，站点依靠有线等价加密（WEP）协议来标示其拥有一个共享的加密密钥。

WEP 已被证明不够安全。802.11 中新的安全技术支持通过 IEEE 802.1X 标准（IEEE，2004）认证。认证过程在关联前完成。然而关于这个过程如何完成的详细讨论超出了本书范围。

7.2.4 关联

站点必须先与 AP 关联，然后才被允许通过 AP 发送数据。关联在站点和 AP 间建立起一种映射关系，以允许 DS（分布系统）内的消息可以抵达站点所关联的 AP，并最终抵达站点本身。在任何给定时刻，一个站点只能与一个 AP 关联。

关联由站点发起。站点首先向 AP 发送一个“关联请求”。如果站点被接受，则 AP 回应一个“关联响应”。通过“关联请求”与“关联响应”交换，站点与 AP 交换能力信息（对可选特性的支持），并且 AP 把 BSS 的特定运行参数通知给站点。

7.2.5 重关联

重关联对站点的移动性提供支持，从而使站点可以在同一个 ESS 中从与一个 AP 相关联转移到另一个。这个过程把当前 AP 与站点的映射关系通知给 DS。重关联也可以用来改变站点关联的一些属性，如站点能力信息。

重关联由站点发起。站点向 AP 发送一个“重关联请求”，AP 则回应一个“重关联响应”。

7.2.6 去关联

去关联可以由站点或 AP 发起，以结束一个已有的关联。站点在离开网络时，应该主动执行去关联操作。然而，由于在失去通信的情况下这样可能不可行，AP 在站点联系不上的情况下，可以无需消息交换而通过一种超时机制来实现站点的去关联。

要把一个站点从 BSS 中去关联，AP 或站点发送一个“去关联”帧。“去关联”不是一个请求，因此对应方仅对收到的该帧作出回应。

7.3 分布式信道接入

802.11 MAC 中所使用的特定 CSMA/CA 机制被称为分布式协调功能（DCF）。当一个站点打算发送时，它首先通过对媒体进行一个固定时长的侦听来进行一个信道可用评估（CCA），这个固定时长被称为 DCF 帧间距（DCF inter-frame space，DIFS）。如果媒体状态为空闲，则站点认为其可以拥有媒体并且开始一个帧交换。如果媒体状态为繁忙，则站点等待介质变为空闲状态，后延 DIFS 时长，并进一步等待一个随机的回退时段。如果媒体在 DIFS 后延以及回退时段期间保持空闲状态，则站点认为其可以拥有媒体并且开始一个帧交换。

随机回退时段提供了碰撞防止功能。当网络负载量较大时，多个在媒体繁忙时积累了需要发送的分组的站点可能在等待媒体变为空闲。由于按概率分布各站点选择的回退间隔各不相同，不太可能发生由于多个站点在同一时刻发起传输而造成碰撞的情况。

一旦站点取得了对媒体的接入，其通过在帧序列间维护一个被称为短帧间距（short inter-frame space，SIFS）的最小间隔来保持对媒体的控制。由于别的站点必须等待一个比 SIFS 长的固定时长，它们不会取得对媒体的接入。为防止一个站点独占媒体，有专门的规则对被允许的帧交换序列类别以及这些序列的时长作出限制。

CSMA/CA 的基础在于载波侦听。DCF 同时通过物理和虚拟的载波侦听功能来判断媒体状态。物理载波侦听功能位于 PHY 中，其通过能量检测与带帧长后延的前导码检测来判断媒

体是否繁忙。虚拟载波侦听功能位于 MAC 中，其使用在 MAC 头的“时长”字段中所承载的预定信息，该信息声明了对媒体的独占接入。虚拟载波侦听功能被称为网络分配向量（NAV）。只有在物理和虚拟载波侦听机制都给出同样结果的情况下，媒体才被判断为空闲。

DCF 也使用基本确认机制所提供的即时反馈。在基本确认机制下，回应端对发起端的数据或管理帧发送一个 ACK 帧响应。收不到 ACK 响应帧有可能意味着发起端的传输没有被正确接收到。这可能是由于碰撞或者在数据传输时较差的信道状况所造成。

为了进一步降低碰撞几率，同时作为一种强健性更高的碰撞检测机制，发起通信的站点可以使用可靠调制的 RTS 和 CTS 帧来开始一个短控制帧交换序列。这个操作设置发起端与回应端周边站点的 NAV。一些周边站点对发起端或回应端而言可能是隐藏节点。隐藏节点无法检测到两者之中较远一个的传输，从而只能为邻近站点的传输作出后延。

DCF 提供了一种分布式的、基于竞争的信道接入功能。站点无须集中式的协调器或者仲裁器，而是通过竞争得到信道接入。这种机制非常有效率，并且在活跃站点间公平地分配了带宽。

以下介绍基本信道接入定时。

图 7.3 描述了最初的 802.11 规范中的基本信道接入定时。不同的帧间距（inter-frame space，IFS）时长有效地提供了对无线媒体的不同优先级接入。

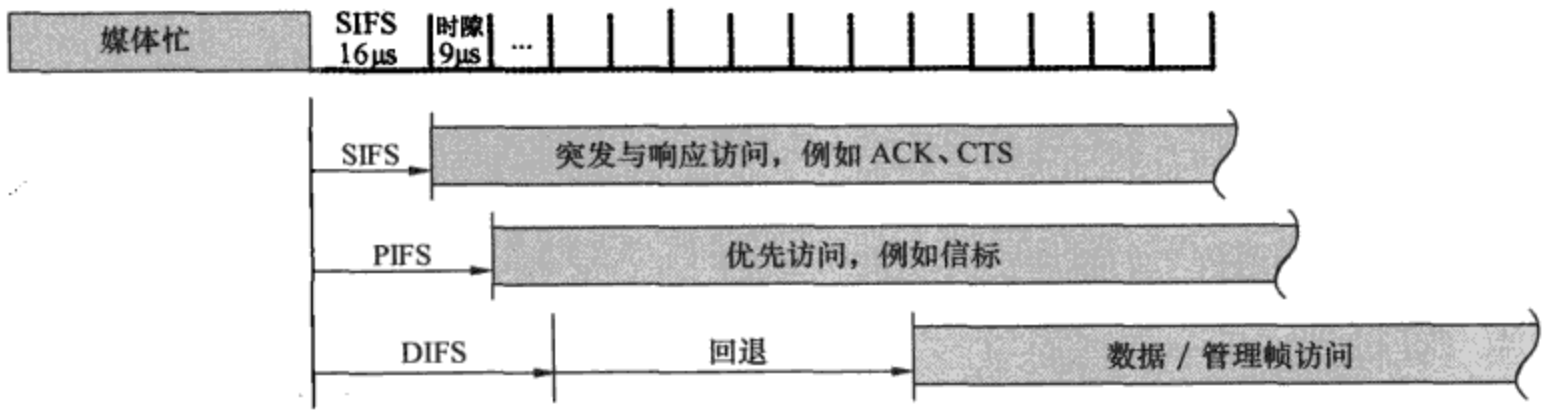


图 7.3　基本信道接入优先级以及相关定时

1. SIFS

SIFS 用来隔开一个要求响应的帧及与之相应的响应帧，例如数据帧与 ACK 响应。SIFS 被设计为在满足合理实现的各种延迟时间的前提下尽可能得短。这些延迟时间包括 PHY 中解调所接收到的帧的解码延迟、MAC 中对所接收到的帧的处理时间、建立响应帧的时间以及发射机发送响应的启动时间（如图 7.4 所示）。

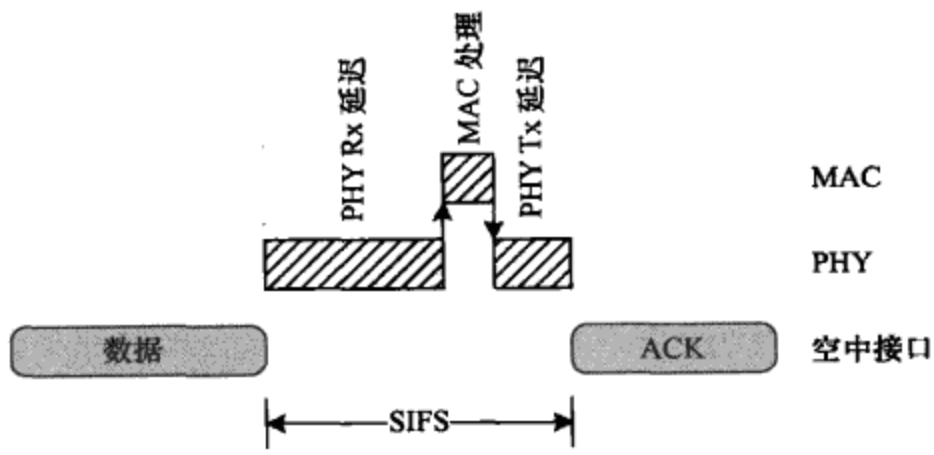


图 7.4　生成响应帧时的 PHY 与 MAC 延迟

SIFS 也被用来在连续数据突发中隔开各帧。站点在按 SIFS 定时接入媒体时不校验媒体是否繁忙，而只是转换到发送模式（如果不是已经在传输模式下的话）并且在 SIFS 边缘开始发送。

一个特定 PHY 的 SIFS 时长由 aSIFSTime 参数定义。对于 802.11a、802.11g 以及 802.11n PHY 而言，这个值是 16μs。

2. 时隙长度

其他 IFS 的定时为 SIFS 加上整数倍的时隙长度，传输时刻在时隙边缘开始。在实践中，稍微的传播延迟和实现的不准确性意味着各个站点所看到的时隙边缘略有差异。时隙时长被设计为可以允许这些差异，并且为传输节点的前导码在下一个时隙边缘被检测到提供足够的时长。在每一个时隙内，还没有开始传输的站点保持在接收状态，并校验介质仍处于空闲状态。

一个特定 PHY 的时隙长度由 aSlotTime 参数定义。对于 802.11a、802.11g 以及 802.11n PHY 而言，这个值是 9μs。

3. PIFS

PCF 帧间距（PCF inter-frame space，PIFS）后延提供了仅次于 SIFS 的接入优先级，并被用以取得对媒体的优先接入。PIFS 由以下公式定义：

$$\text{PIFS} = \text{aSIFSTime} + \text{aSlotTime} \tag{7.1}$$

AP 用 PIFS 后延来取得对媒体的接入以发送一个“信标”，开始一个无竞争周期，或者在当在一个无竞争周期内没有收到期望的响应帧时重新获得对介质的接入。尽管其名字反映出其最初用于点协调功能（见 9.1 节），现在 PIFS 也被用于其他优先级操作，例如由一个需要发送“信道切换通告”的站点使用（802.11h）。

4. DIFS

DCF 帧间距（DCF inter-frame space，DIFS）由在 DCF 下运行的站点用来传输数据帧与管理帧，其由以下公式定义：

$$\text{DIFS} = \text{aSIFSTime} + 2\ \text{aSlotTime} \tag{7.2}$$

使用 DCF 的站点在以下情况下可以传输：如果其判断在 DIFS 时长内媒体状态为空闲，或者其在正确收到一个帧后，判断在 DIFS 加上剩余的回退时长内媒体保持空闲状态。

5. 随机回退时长

当媒体从繁忙转为空闲时，可能会有多个站点准备好了发送数据。为了把碰撞减小到最少，想要发起传输的站点选择一个随机回退计数，然后按该数目的时隙长度后延。随机回退计数是从区间［0，CW］上的均匀分布中选取的一个伪随机整数。这里的整数值 CW 被称为竞争窗口。

竞争窗口（contention window，CW）参数初始值取为 CWmin，然后在每次不成功的 MPDU 传输，例如在每次没有收到对应于一个数据帧的 ACK 响应帧时，有效地翻一倍。如果 CW 值达到了 CWmax，则其保持为此值，直到被重置为止。CW 在每次成功发送 MPDU 后被重置为 CWmin。

CW、CWmin 以及 CWmax 可以取的值为 2 的幂次方减 1。对于 DCF，CWmin 与 CWmax 的值根据所使用的特定 PHY 指定。对于 802.11a、802.11g 以及 802.11n PHY，CWmin 的值为

15，CWmax 的值为 1 023。这样一来 CW 可以从值 15 开始，然后在每次“翻番”时取下一个更高的 2 的幂次方减 1 值，直到 1 023，亦即 15，31，63，…，1 023。CW 之所以被如此定义是为了实现方便：在二进制表示下，“翻番”可以有效地由首先进行一个左移位，然后在最低位插入 1 来实现。而要得到回退值，只需用 CW 来掩码一个全字长的随机数即可。

6. 随机回退过程

要开始一个随机回退过程，站点首先在［0，CW］范围内选取一个随机回退计数。所有的回退时隙都跟随在一个 DIFS 时长之后，在该 DIFS 时长内媒体被判断为处于空闲状态。在每一个回退时隙内站点继续监测媒体。如果媒体在一个回退时隙内变成繁忙，则回退过程被挂起。如果媒体在一个 DIFS 时长内重新变为空闲，则回退计数继续进行。

图 7.5 描述了这个过程的效果。当多个站点在进行后延，并进入随机回退时，选择最小回退计数的站点（STA 3）将会赢得竞争并且首先传输。剩下的站点将其退后挂起，并且在媒体重新变为空闲后继续 DIFS。选择次小的回退计数的站点（STA 4）将赢得竞争，选择最长回退计数的站点（STA 2）将最后获得媒体。开始新接入的站点（还是 STA 1）由于将从整个竞争窗口中选择一个随机回退计数，因此其很可能会选择一个比那些已经在之前的接入尝试中将回退挂起的站点（如 STA 2）所剩余的回退计数都大的值。

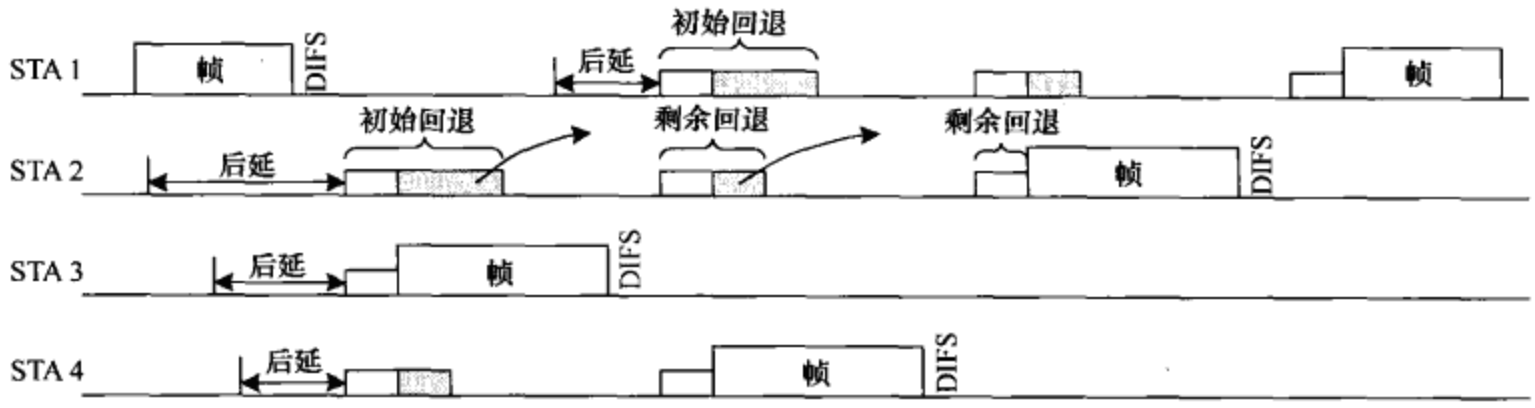


图 7.5　回退过程

7.4　数据/ACK 帧交换

由于在无线媒体上的传输容易发生错误，数据传输将受益于一个低延迟、链路级别的重发机制。这样一种机制允许那些没有被接收机正确解调的帧被重新传输。实现这个的基本机制是由正确接收到发送给它的一个数据帧的站点以 ACK 帧的格式发送一个及时的、肯定的确认。如果发送数据帧的站点没有收到 ACK 帧，则其假定该数据帧未被接收到，可以重发该帧。

不是所有数据帧都可以用这种方式确认。广播和多播帧发送给一个 WLAN 中的全部站点或其中的一个子集，因此无法用这种方式确认。在一个 802.11 WLAN 中，广播与多播帧无法从确认机制所提供的额外可靠性中受益。

图 7.6 描述了使用数据/ACK 交换的数据传送过程。图中 STA 1 向 STA 2 传送数据。STA 1 在一个竞争周期内首先后延 DIFS 时长，随后再后延一个随机回退时长，然后其接入媒体。如果媒体保持空闲状态，则 STA 1 向 STA 2 发送一个数据帧。如果 STA 2 检测到并且正确解调了该帧，则其回应一个 ACK。当 STA 1 收到这个 ACK 时其知道数据帧已被正确地收到，然后开始接入媒体来发送下一帧。如果如图中第二个数据帧所示，STA 2 没有能够成功地解

调该帧，则 STA 1 将不会收到 ACK，从而其会重新开始信道接入来重传该数据帧。

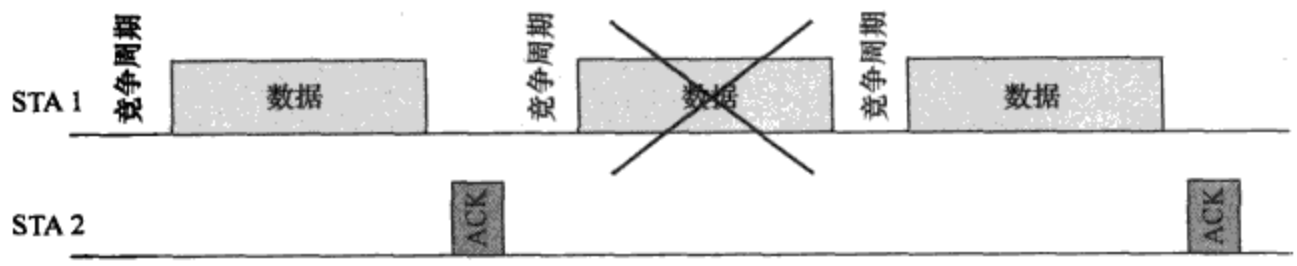


图 7.6　基本数据/ACK 帧交换序列

对一个特定 MSDU 的重传尝试次数是有限的。发送站点为一个 MSDU 的重传尝试次数维护一个计数，当该计数超过配置的重试限制后，该 MSDU 即被丢弃。

为了增强确认反馈所提供的可靠性，ACK 帧被强健调制，亦即发送它的 PHY 数据速率要低于用以向同一站点发送数据帧的数据速率。ACK 帧非常短，因此由于强健调制所造成的系统开销相对较小。

7.4.1　分片

分片被用来把大的 MSDU 分开，以增加 MSDU 被正确接收的几率，减少重传造成的系统开销。在低数据速率情况下，未分片的 MSDU 会占用大量的空中传输时间。举例来说，用 1Mbit/s 802.11b 速率发送一个 1 500 字节数据帧所需传输时间为 12ms，使得这个传输过程很容易受变化的信道状况影响。在帧中出现一个比特错误将导致整个帧被重传。分片以后，MSDU 被分为多个小段，每个小段被封装在一个 MPDU 中。每个 MPDU 通过一个单独的 PPDU 发出，各个 PPDU 的前导码提供新的信道估计。如果出现一个比特错误只会导致包含出错段的 MPDU 被重传。

组成一个 MSDU 的分片以独立的 MPDU 发送。一个站点可以在每个单独的信道接入中发送一个分片。或者分片后的 MSDU 也可以在单次信道接入后以一系列突发的数据 MPDU 发出，如图 7.7 所示。

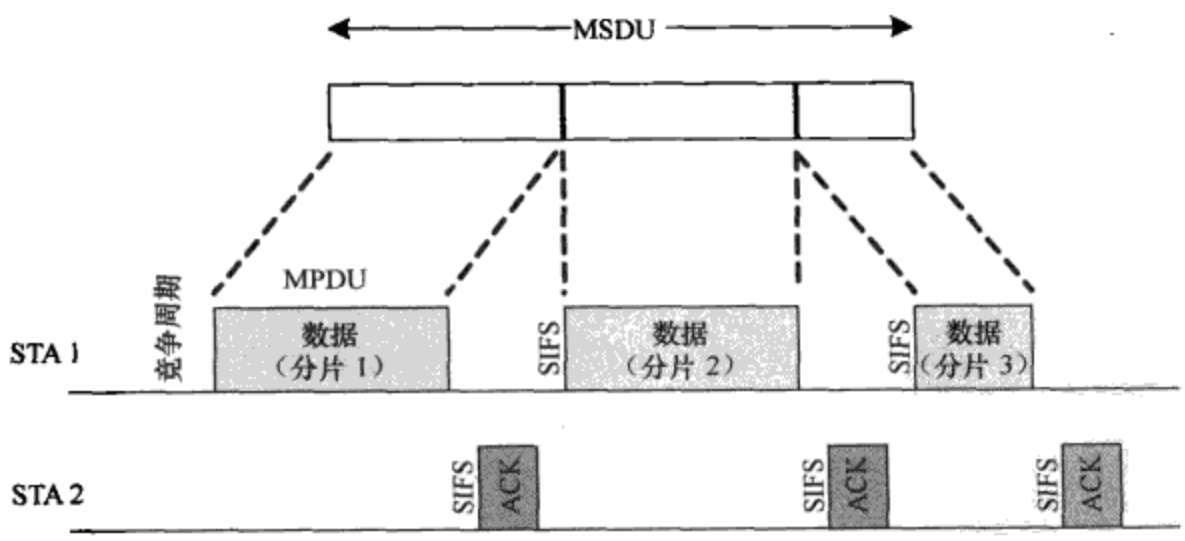


图 7.7　分片突发

当一个 MSDU 的长度超出了由 dot11FragmentationThreshold 属性所指定的阈值时，其会被分片。每个分片包含偶数个字节，而且各分片大小相同。最后一个分片可能较小，是一个例外。分片按顺序发出。

发送分片 MSDU 的发射机维护一个定时器。dot11MaxTransmitMSDULifetime 属性指定了

发送一个 MSDU 所允许的最大时长。源站点在第一次尝试发送该 MSDU 的第一个分片时启动该定时器。如果该定时器超出了 dot11MaxTransmitMSDULifetime 则所有剩下的分片都被丢弃。

接收分片 MSDU 的站点设有一个定时器。aMaxReceiveLifetime 属性指定了接收一个 MSDU 所允许的最长时长。接收 MSDU 的定时器在收到该 MSDU 的第一个分片时启动。如果该定时器超出了 aMaxReceiveLifetime，则该 MSDU 的所有分片都被丢弃。之后如果继续收到此序列中的分片，则也将被丢弃。

7.4.2　重复检测

使用重传后，一个已经被正确接收到的帧可能被再次收到。举例来说，发送端由于未能正确解调一个 ACK 响应而重传了一帧。为了检测重复帧，数据帧中包括一个“重试”比特以及一个包含序列号与分片号的“序列控制”字段。任何重传帧的“重试”比特都被设置为 1。序列号是一个递增的被赋予 MSDU 以及管理帧的整数值。如果 MSDU 或者管理帧被分片，则每个分片被赋予同样的序列号以及递增的分片号。

为了检测重复帧，接收站点记录从每一个与之通信的站点接收到的最后一个 MSDU 或管理帧的序列号与分片号。换而言之，其为接收到的每一个除广播或多播地址外的发送地址发来的最后一个序列号帧的每一个分片维护一个格式为<发送地址，序列号，分片号>的缓存条目。如果站点接收到一个“重试”比特被设置为 1 的 MPDU，而其与缓存中的任何一个条目相匹配的话，则站点把该 MPDU 作为一个重复帧拒绝掉。

7.4.3　数据/ACK 序列的系统开销与公平性

基本数据/ACK 帧交换具有固定的系统开销。由于大多数数据帧都被成功传输，这个开销包括竞争周期（基本上媒体处于空闲状态）、与发送该帧本身相关的系统开销、接收端的射频转换时长（SIFS）以及 ACK 帧的传输时间。尽管系统开销基本是固定的，但发送数据帧的时间并不固定。这是因为其取决于 PHY 所使用的编码与调制方案（数据速率）。数据速率越高，发送数据帧的时长越短，固定开销相对于整个传输时长的比例也越大。

由于平均而言，网络上所有要发送数据的站点都发送同样数量的数据帧，分布式的信道接入机制强调的是公平性。如果所有的站点都使用同样的分组大小，那么不管其各自的 PHY 数据速率如何，其吞吐率都将是一样的。举例来说，假设网络上有两个站点 STA 1 与 STA 2，两者都竞争媒体接入以向 STA 3 发送数据（如图 7.8 所示）。再假设 STA 1 使用高数据速率，而 STA 2 使用低数据速率。每个站点竞争信道接入来发送一帧。平均来说，每个站点都得到同样多数目的传输机会。然而由于 STA 2 所使用的数据速率较低，其会得到按比例比 STA 1 更多的传输时间来传输其数据帧。

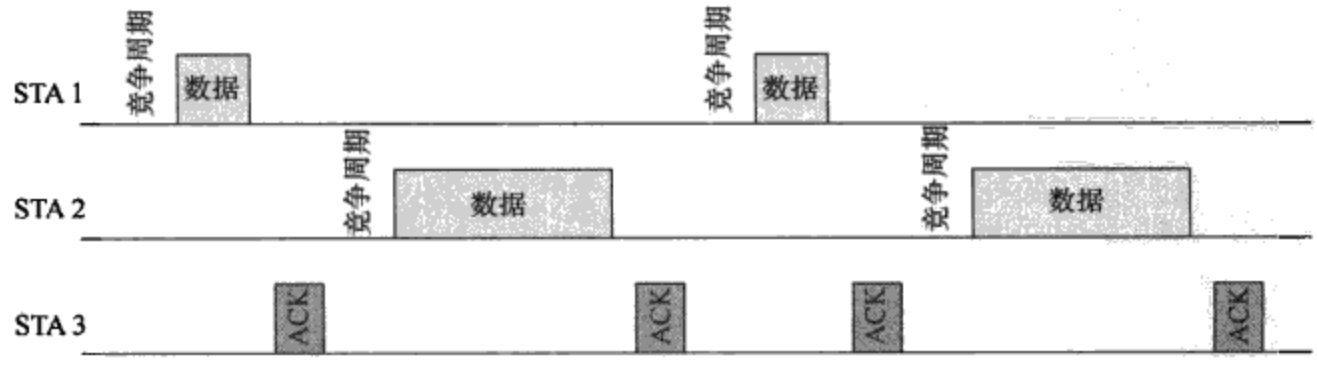


图 7.8　两个站点竞争接入权

7.5 隐藏节点问题

802.11 WLAN信道接入的分布式本质使得载波侦听机制对于无碰撞的操作至关重要。逻辑上存在于PHY 中的物理载波侦听负责检测其他站点的传输。然而在某些情况下物理载波侦听有可能无法探测到所有站点的传输。考虑图 7.9 中的情况，在 STA 1 与 AP 间有数据传送。从 STA 1 发出的传输可以被 AP 与 STA 2 检测到。而一个远端节点 STA 3 可以检测到从 AP 发出的传输，而检测不到 STA 1 的。就 STA 1 与 AP 间的通信而言，STA 3 是一个隐藏节点。当 STA 1 向 AP 发送一帧时，STA 3 有可能仍认为信道处于空闲状态，从而也开始进行一个帧传输。

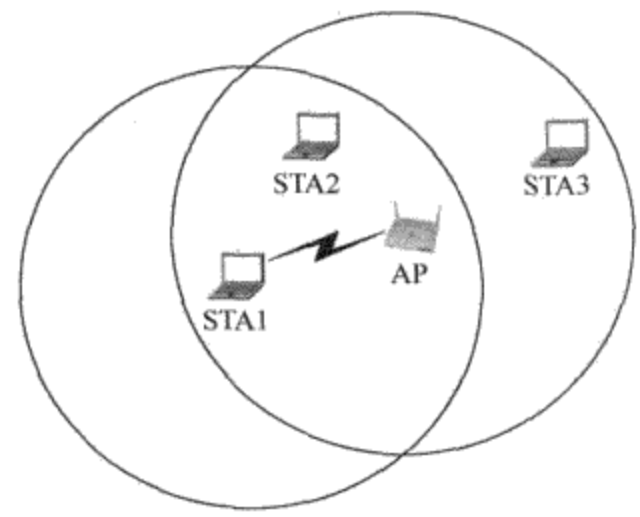


图 7.9 隐藏节点问题

7.5.1 网络分配向量

网络分配向量（NAV）是用来克服隐藏节点问题的一种机制。NAV 功能逻辑上存在于MAC 中，并提供一种虚拟载波监听机制来增强物理载波监听。每个 MAC 帧都承载有一个“时长”字段，用以更新其他所有站点的 NAV（成功解调该帧的目标站点除外）。“时长”字段包含一个时间值，该值标示发送站点预计从承载该 MAC 的最后一个 PPDU 结束算起媒体有多长时间会处于繁忙状态。

所有帧[②]都承载有“时长”字段，可以用其设置邻近站点的 NAV。然而，要达到此目的，该帧必须被邻近站点成功解调。要最有效地设置邻近站点的 NAV，应该使用被强健调制的控制帧，例如 RTS/CTS 交换，而非数据帧。

以下介绍 RTS/CTS 帧交换。

要保护一个站点的传输不受隐藏节点影响，可以如图 7.10 所示先开始一个 RTS/CTS 交换序列。请求发送（request to send，RTS）由发起站点发出。RTS 的接收端（STA 2）则回应一个允许发送（clear to send，CTS）。RTS 帧比数据帧所占的空中传输时间少，因此不像单独传输数据帧那样容易发生碰撞。同时，由于碰撞所造成的 RTS 帧丢失也能很快被检测到。RTS 与 CTS 都被强健调制，这样它们能被广泛接收到。

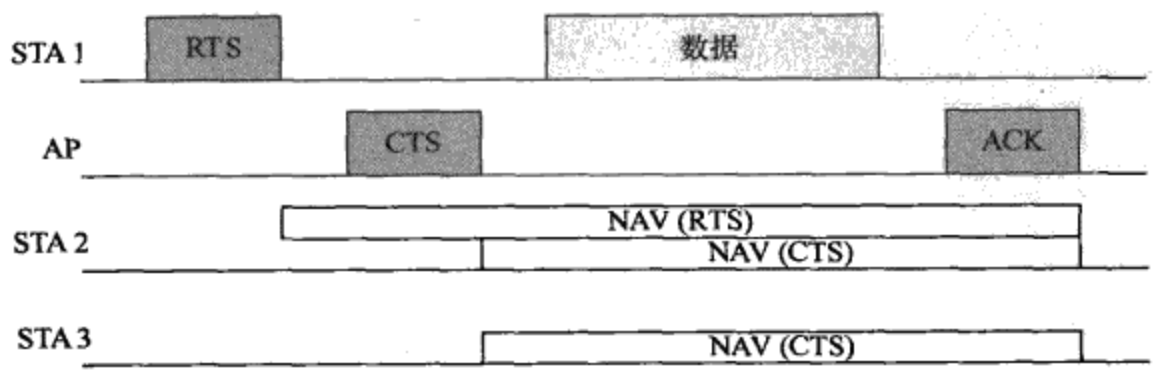


图 7.10 为保护隐藏节点进行的 RTS/CTS 交换

② 除 PS-Poll 帧外，该帧将此字段用于其他目的。

RTS 帧的“时长”字段中承载了一个 NAV 设定值。这个设定值包括 CTS 响应时间加上下一个帧交换所需要的时间。CTS 响应中的“时长”字段则被设置为 RTS 中的“时长”字段减去 SIFS 以及 CTS 响应自身的时长。图中的隐藏节点（STA 3）会收到 CTS 帧，并且设置自己的 NAV 来为后续的帧交换进行延时。RTS 与 CTS 则都能被 STA 2 收到。

当数据或管理帧的长度超出了 dot11RTSThreshold 属性设定的阈值时，则必须进行 RTS/CTS 交换。dot11RTSThreshold 是一个本地管理属性。它可以被设置为 0，这样所有的 MPDU 传输都带有一个 RTS/CTS 交换；其也可以被设置为最大允许的 MPDU 长度，这样 RTS/CTS 完全不被使用；或者其被设置为两者之间的任何数值。

7.5.2　EIFS

另一个用来保护不受隐藏节点影响的机制是扩展帧间距（EIFS）。当一个帧被检测到却没有被正确接收到，亦即 MAC 层判断帧校验序列（frame check sequence，FCS）无效时，站点可以使用 EIFS 而非 DIFS 来延时。EIFS 的定义如下：

$$\text{EIFS} = \text{aSIFSTime} + \text{ACKTxTime} + \text{DIFS} \tag{7.3}$$

式中，ACKTxTime 是使用最低要求的 PHY 数据速率传输一个 ACK 帧所需要的时间。EIFS 是为了防止这样一种情况，即站点因为无法解调数据帧而导致其无法正确设置 NAV 时进行了传输，而这个传输与一个隐藏节点的 ACK 帧传输相冲突。如果在 EIFS 后延中接收到一个合法帧（例如 ACK），则站点在该帧之后后延 DIFS，而不是按 EIFS 继续后延。图 7.11 描述了 EIFS 的用法。

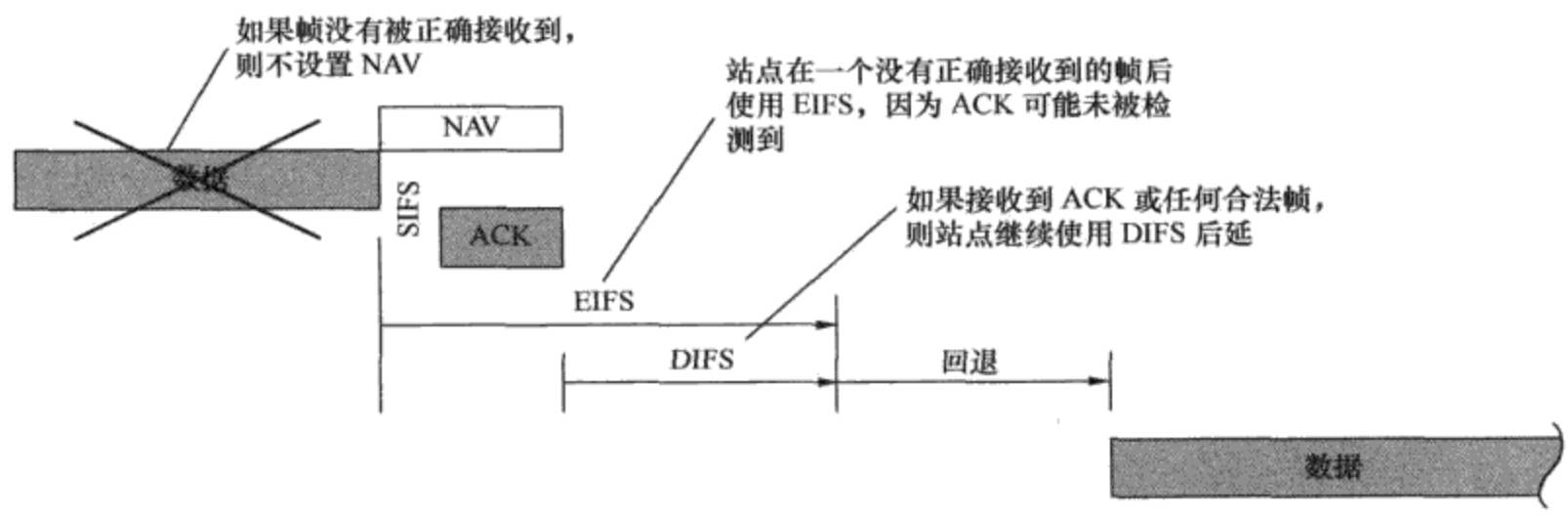


图 7.11　EIFS 的用法

7.6　增强分布式信道接入

增强分布式信道接入（enhanced distributed channel access，EDCA）是 802.11e 修订中引进的对基本 DCF 的一个扩展，用以支持带优先级的服务质量（QoS）。EDCA 机制定义了 4 种接入类别（access categories，AC）。每个 AC 由一组接入参数的特定赋值定义。这些参数在统计上规定了各 AC 对信道接入的优先级别。表 7.1 给出了 4 种 AC 的相对接入优先级别以及 802.1D（MAC 桥接）用户优先级与各 AC 的映射关系。一个带有特定用户优先级的 MSDU 被称为属于该用户优先级的通信类别（traffic category，TC）。

表 7.1　　AC 的相对优先级以及对 802.1D 用户优先级的映射

优　先　级	802.ID 用户优先级	802.ID 指派	AC	指　　派
最低	1	BK	AC_BK	背景
	2			
	0	BE	AC_BE	尽力而为
	3	EE		
	4	CL	AC_VI	视频
	5	VI		
最高	6	VO	AC_VO	话音
	7	NC		

在 EDCA 下，外向通信（离开系统的通信）被逻辑排序成 4 个队列，每个队列对应一个 AC（如图 7.12 所示）。在每个非空的队列上按该 AC 的接入参数运行一个 EDCA 接入功能实例来竞争接入。像 DCF 一样，EDCA 接入功能竞争媒体接入的流程如下：当媒体变为空闲状态后首先后延一个固定时长，称为仲裁帧间距（arbitration inter-frame space，AIFS），然后后延一个随机回退时段。EDCA 接入所使用的参数与 DCF 中使用的参数相似，但其为每一个 AC 单独定义。为每一个 AC 定义的 AIFS 值记为 AIFS[AC]。用来选择随机回退计数的竞争窗口则记为 CW[AC]。

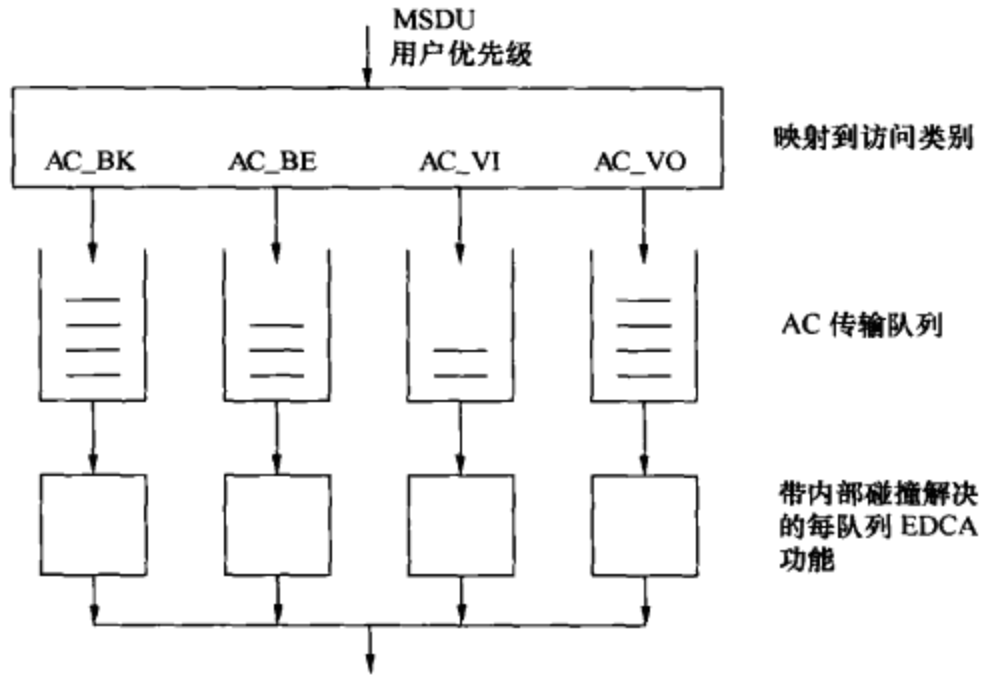


图 7.12　EDCA 参考实现（经许可从 IEEE（2007）© IEEE 复制）

每一个特定 AC 所使用的竞争窗口 CW[AC]从值 CWmin[AC]开始。如果在一个特定 AC 上的帧传输不成功，则如 7.3 节中的“随机回退时长”描述的过程，其被有效翻番。一旦 CW[AC]达到 CWmax[AC]，则其保持在该值，直到被重置为止。当在一个 AC 上进行一次成功的 MPDU 传输后，CW[AC]被重置为 CWmin[AC]。

如果两个（或更多）的 EDCA 接入功能实例同时获得了信道接入权，则解决这种内部冲突的办法是赋予高优先级 AC 信道接入权。而其他 AC 则按发生了外部冲突的情况处理：将竞争窗口翻番，然后为下一次竞争尝试做好准备。

7.6.1　传输机会

传输机会（TXOP）是 802.11e 修订中引入的一个重要概念。一个 TXOP 指的是站点可以

传输特定通信类别的有界时段。在 EDCA 下，站点通过信道接入过程获得 TXOP。为获得这个 TXOP 所使用的接入参数由该 TXOP 将被用于的特定通信类别来决定。一旦获得了 TXOP，站点可以继续传输数据帧、控制帧与管理帧以及接收响应帧。前提条件是这些帧序列的时长不超过为该 AC 所设置的 TXOP 上限。TXOP 上限为零意味着在再次竞争信道接入前，只能传输一个 MSDU 或管理帧。

TXOP 强调的是资源公平性，而非吞吐率公平性。原因在于所有需要发送相同类别通信的站点在接入网络时，平均而言，得到的传输时间相同。如图 7.13 所示，假设两个站点竞争信道接入，一个站点的 PHY 数据速率较高，而另一个较低。平均而言，两个站点将得到相同的空中传输时间，然而相对 PHY 数据速率较低的站点而言，PHY 数据速率较高的站点的吞吐率将会较高。读者可以将此与图 7.8 中所描述的情景进行对比。在后者中，两个站点都得到同样的有效吞吐率，但对信道资源的利用率不同。

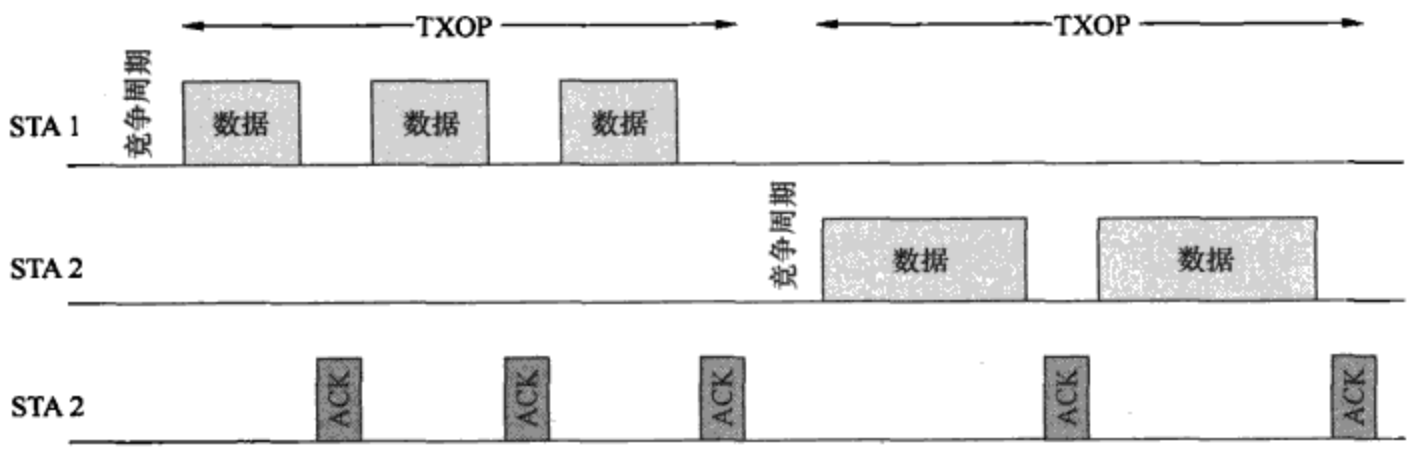


图 7.13　不同 PHY 数据速率下的 TXOP 的使用

7.6.2　带 EDCA 的信道接入时序

对图 7.3 加以扩展，加上 EDCA 接入定时，则情景如图 7.14 所示。图中标明了 4 种 AC 相互之间以及相对于 DCF 的优先级关系。

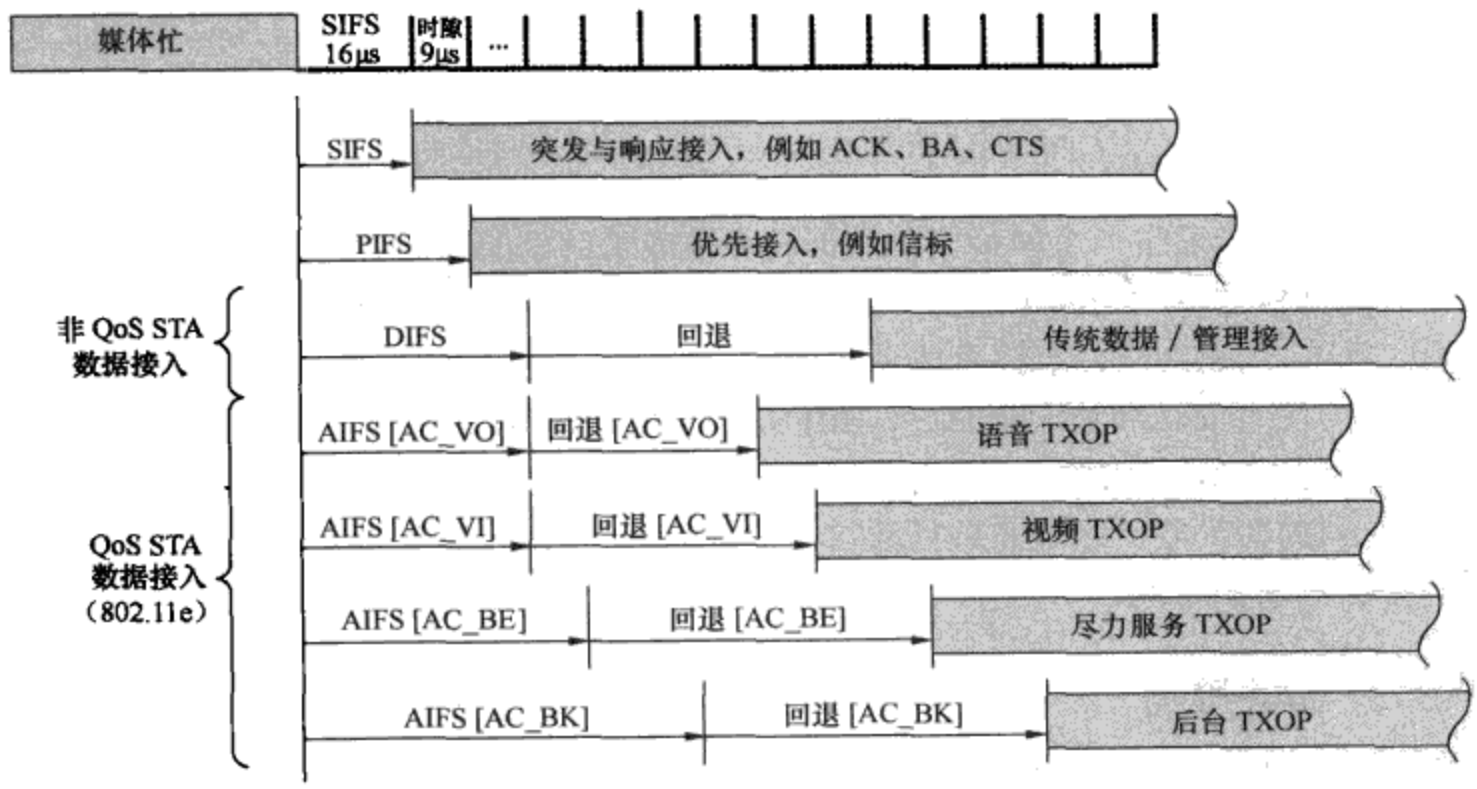


图 7.14　包括 EDCA 的信道接入优先级以及相关定时

对应于一个特定 AC 的 AIFS 由以下公式定义：

$$AIFS[AC] = aSIFSTime + AIFSN(AC) \times aSlotTime \tag{7.4}$$

式中，AIFSN[AC]表示时隙数。

7.6.3 EDCA 的接入参数

EDCA 的接入参数由“信标”以及“试探响应”帧中的“EDCA 参数集”信息元素给出。BSS 上的站点使用最新接收到的参数集。随着时间变化，AP 可能调整这些参数。这些调整可能基于多种条件，例如网络负载或者关联的站点数。

表 7.2 给出了 802.11a、802.11b 以及 802.11n 所使用的默认 EDCA 参数。如果 AP 不广播一个不同的参数集，则 BSS 默认使用这些参数。尽管 DCF 不算一个接入类别，表 7.2 也给出了 DCF（标记为“传统”）所使用的等价参数。

表 7.2　802.11a、802.11g 和 802.11n PHY 的默认 EDCA 接入参数

AC	CWmin	CWmax	AIFSN	TXOP limit
AC_BK	31	1 023	7	0
AC_BE	31	1 023	3	0
AC_VI	15	31	2	3.008ms
AC_VO	7	15	2	1.504ms
legacy	15	1 023	2	0

EDCA 接入参数决定了在多大程度上一种 AC 优先于另外的 AC。AIFSN 参数提供了一种弱细分：在其他参数相同的情况下，具有较低 AIFSN 值的 AC 比具有较高值的 AC 更频繁地取得信道接入权。CWmin 参数则提供了一种强得多的细分。随机回退计数从区间[0, CW]中选出，其中的 CW 一般等于 CWmin。相对 AIFSN 而言，增大这个从中选出回退计数的区间对整个后延时长影响更大。TXOP 上限也是一个强细分参数。在 TXOP 分配数量相等的情况下，具备较大 TXOP 上限的 AC 比具备较小 TXOP 上限的 AC 能够得到更多的传输时间。

7.6.4 再论 EIFS

在 DCF 下，当发生一个帧被检测到但没有被成功解调的情况时，站点必须后延 EIFS 而非 DIFS。这样做的目的是为了保护可能存在的 ACK 帧。该 ACK 帧由站点所没有探测到的远端节点发送，用来回应站点没有成功解调的那一帧。要在 EDCA 下达到同等效果，站点必须在检测到但没有成功解调一帧时后延 EIFS − DIFS + AIFS[AC]。

用 EIFS 与 EIFS − DIFS + AIFS[AC]来表示后延比较复杂。简单地说，其意味着发生未能成功解调一帧的情况后，站点在进行通常的 DIFS 或 AIFS 后延前，必须后延 SIFS 加上传输一个 ACK 帧所需的时间。

7.6.5 碰撞检测

站点获得 TXOP 后，则可以在该 TXOP 的时段内传输单个或者连续突发数据帧。然而有时候两个站点可能同时获得信道接入权，这种情况所导致的碰撞传输很可能不会被接收

端察觉。

要尽量减少由于这些碰撞所损失的空中传输时间，站点必须在 TXOP 开始时进行一个短帧交换来检测碰撞。这种交换可以是 RTS/CTS 交换或者短的单个数据/ACK 交换。

碰撞检测对正确运行回退算法也很必要。回退算法在发生碰撞时，必须将竞争窗口翻番，这样就能减小在两个站点下一次尝试信道接入时发生碰撞的几率。

在 TXOP 开始时进行的短帧交换还有一个功能，即允许进行帧交换的两个站点设置它们邻近站点的 NAV。

7.6.6　QoS 数据帧

要支持 QoS 功能与块确认（见 7.7 节），802.11e 修订中引入了一个新的数据帧，称为 QoS 数据帧。QoS 数据帧具有普通数据帧的各字段，还包含一个额外的“QoS 控制”字段（见 11.1.5 节）。“QoS 控制”字段包含多个子字段，用以管理 QoS 以及 802.11e 修订中引入的其他特性。通信标识符记为 TID，标识该帧所属的 TC。在 EDCA 下，TID 字段中承载了用户优先级。在表 7.1 中给出了用户优先级相对于 AC 的映射。

“确认策略”子字段决定接收端如何确认数据帧。此字段可以有以下取值。

（1）正常确认——如果正确接收到，接收端用 ACK 响应帧回应 QoS 数据帧。

（2）无确认——接收端不回应 QoS 数据帧。这对于那些对延时抖动或延迟比较敏感的通信来说会有用，因为重传无益于这些通信。

（3）无显式确认——接收端可能会有回应，但不是 ACK 帧。当在集中式协调信道接入下轮询时使用此策略（见 9.2 节）。

（4）块确认——接收端在收到帧时除了记录收到外，不对其进行别的操作。这个策略在块确认协议下使用。

7.7　块确认

802.11e 修订中引入了块确认协议。块确认协议允许使用单个块确认（Block Acknowledgement，BA）帧来确认所传输的一整块数据帧，而不是对每单个数据帧都发送一个 ACK 帧，从而提高了效率。与通常的确认机制的不同之处在于，块确认机制是面向会话的。站点必须为要进行块数据传输的每一个通信标识符（TID）在其与接收端之间建立一个块确认会话。这样一来，一个特定的块确认对话由条目<发送地址，接收地址，TID>标识。

802.11e 修订中定义了块确认协议的两个变体：立即块确认与延时块确认。两个变体的差别之处在于交换块确认控制帧的方式。采用立即块确认时，块确认请求（Block Acknowledgement Request，BAR）帧会要求立即得到一个 BA 帧回应。亦即是说，BA 需要在收到 BAR 后 SIFS 的时间内，也就是同一个 TXOP 内被返回。在采用延时块确认时，BAR 在一个 TXOP 内发送，而 BA 在另一个 TXOP 内返回。立即块确认与延时块确认相比，延迟更短，性能也有所提高。定义延时块确认主要是为了实现方便。

8.3 节更详细地描述了块确认协议，这里给出一个简要综述以描述其基本概念。在一个特定 TID 上的单向块确认由一个“ADDBA 请求”与“ADDBA 响应”所组成的交换序列开始。发送数据的站点（发起端）向接收数据的站点（接收端）发送一个“ADDBA 请求”。

接收端回应一个 ACK，表明其正确接收到了“ADDBA 请求”。稍后接收端回应一个“ADDBA 响应”，对这个“ADDBA 响应”发起端回应一个 ACK。ADDBA 帧交换使发送端与接收端可以交换一些参数信息，如接收端的重排序缓冲区大小。要结束一个块确认会话，发起端或接收端发送一个“DELBA 请求”。这个请求如果被对方正确接收到的话，会回应一个 ACK 响应。

块数据传输过程如下。发起端发送一个或多个发往接收端的 QoS 数据帧。这些数据帧带有块确认会话的 TID，它们的“确认策略”字段被设置为“块确认”。块里的多个数据帧不一定需要按序发送，而且可以包含重传帧。接收端维护一个帧重组缓冲区，并使用这个缓冲区来重组各帧并把它们提供给 MAC 之上的协议层。接收端将收到的帧存放在帧重组缓冲区中，直到序列号空间的空档被填满为止。发送端对尚未收到确认的序列号区间进行限制，从而不至于用完接收端的帧重组缓冲区。

在发送一个由多个数据帧组成的块后，发起端发送一个 BAR。BAR 帧实现两个功能：冲刷接收端的帧重组缓冲区，并且要求接收端发送一个 BA。由于有一些 MSDU 因为耗尽了重传次数或者超出了定时上限而最终被发送端丢弃，这些帧会在发送方的序列号空间内造成空洞。要跳过这些空洞，可以通过冲刷接收端的帧重组缓冲区来实现。通过冲刷操作，被这些空洞阻挡住的 MSDU 就可以被释放出来得到处理。

BAR 帧包含一个“起始序列控制”字段。该字段包含了块中需要确认的最早的 MSDU 的序列号。接收端缓冲区中序列号先于起始序列号的 MSDU 或者被提供给 LLC 层（如果完整的话），或者被丢弃（如果一个或多个分片没有被收到）。相对应的 BA 帧中包含一个点阵图，用以标示接收端收到的从该 BAR 帧中所含起始序列号开始的各数据帧的确认状态。

发起端在收到 BA 帧时丢弃已经确认的数据帧，并将未被确认的数据帧重新放入队列以重传。接收端也会丢弃那些耗尽了重传次数或者超出了生存期上限的数据帧。

在块确认回话存在的情况下，发起端仍然可以通过将“确认策略”设置为“正常确认”来要求对 QoS 帧的正常 ACK。

以下介绍块数据帧交换。

图 7.15（a）描述了使用立即块确认协议的块数据帧交换序列。图中 STA 1 向 STA 2 传送数据。经过一个竞争周期后，STA 1 获得了一个 TXOP。作为一种碰撞检测机制，同时为了设置邻近站点的 NAV，STA 1 进行一个短帧交换。图中描述的情况是 RTS/CTS 交换。然后 STA 1 发送一系列连续的数据帧突发，各帧之间的传输间距为 SIFS，直到达到 TXOP 传输时限为止。由于其还有数据需要传输，STA 1 再次接入无线介质，并且得到一个 TXOP。它重新进行一个 RTS/CTS 交换，并将块中余下的帧通过连续的突发发出。随后 STA 1 发送一个 BAR 帧，向 STA 2 要求一个 BA 回应。BA 响应帧标示了块中的哪些数据帧已经被正确接收到。

如图 7.15（b）所示，STA 1 也可以不进行 RTS/CTS 交换，而是和 STA 2 进行数据/ACK 交换来进行碰撞检测。使用上述机制中的一种进行碰撞检测是必要的。这样做可以降低由于在整个 TXOP 时长内两个站点发生碰撞所造成的网络吞吐率下降。数据/ACK 交换在发射机附近所提供的保护比较受限（由于数据帧使用高阶调制的原因），但比 RTS/CTS 更为有效，因为后者不进行信息传送。

值得一提的是，块传输与 TXOP 是相互独立的。块传输可以跨越多个 TXOP，也可以仅包含在单个 TXOP 之内。

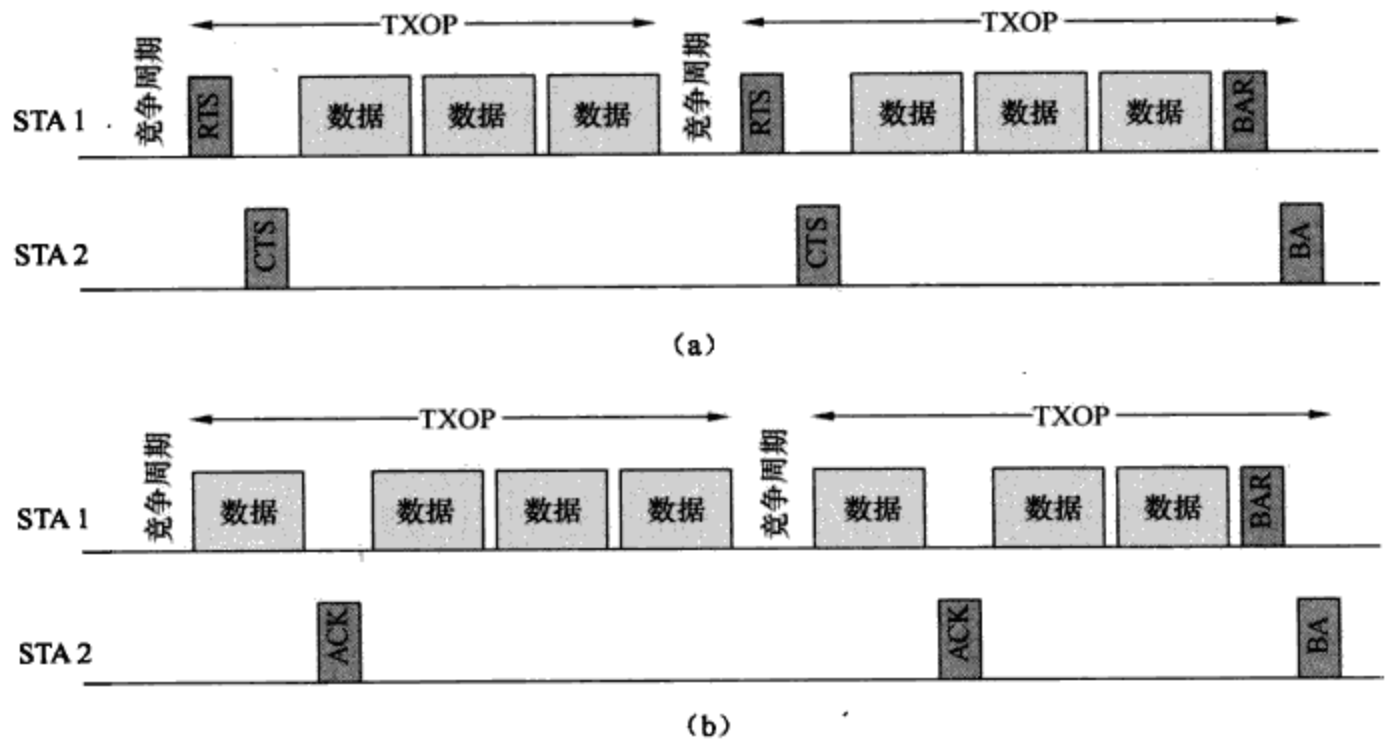


图 7.15　块数据帧交换序列

参考文献

IEEE (2004). *IEEE Std 802.1X*TM*-2004, IEEE Standard for Local and Metropolitan Area Networks: Port-Based Network Access Control.*

IEEE (2007). *IEEE Std 802.11*TM*-2007, IEEE Standard for Information Technology – Telecommun1ications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Networks – Specific Requirements. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications.*

第 8 章

MAC 吞吐率提升措施

在 802.11n 标准化进程的早期，人们已经意识到，即使 PHY 的数据速率有了显著提高，由于 MAC 协议有固定的系统开销，这些好处几乎不能在 MAC 层以上体现出来。这一章的内容将清楚地表明，如果没有 MAC 层的吞吐率提升措施，最终用户能从改善了的 PHY 性能中获益甚少。

8.1 改进的原因

最初的 802.11 规范完成后，经过了多次的修订来引入新的 PHY 功能。这些功能之一就是性能提升。此外，以 QoS 特性为主要考虑因素的 802.11e 修订，通过引入 TXOP 概念和块确认也提升了 MAC 性能。尽管如此，这些措施对 MAC 性能的提高不大，而且由于 PHY 性能显著提升的可能性，人们很快意识到现有的 MAC 协议并不能很好地适应 PHY 数据速率的增长。

8.1.1 无 MAC 改进的吞吐率

图 8.1 描述了 MAC 以上的吞吐率相对于 PHY 数据速率的低扩展性。图中的情形假设 3ms TXOP 时限、块确认协议、10%分组错误率（PER），并按从一个站点到另一站点发送单播数据计算出理论吞吐率。随着 PHY 数据速率不断增加直到超过 801.11a/g 的 54Mbit/s 数据速率峰值，吞吐率的增长开始变得平缓。一个 PHY 数据速率为 270Mbit/s 的 40MHz 2 × 2 系统在 MAC 以上只能达到 92Mbit/s 的吞吐率。更糟糕的是，一个 PHY 数据速率为 540Mbit/s 的 40MHz 4 × 4 系统所能达到的吞吐率几乎与前者相同。

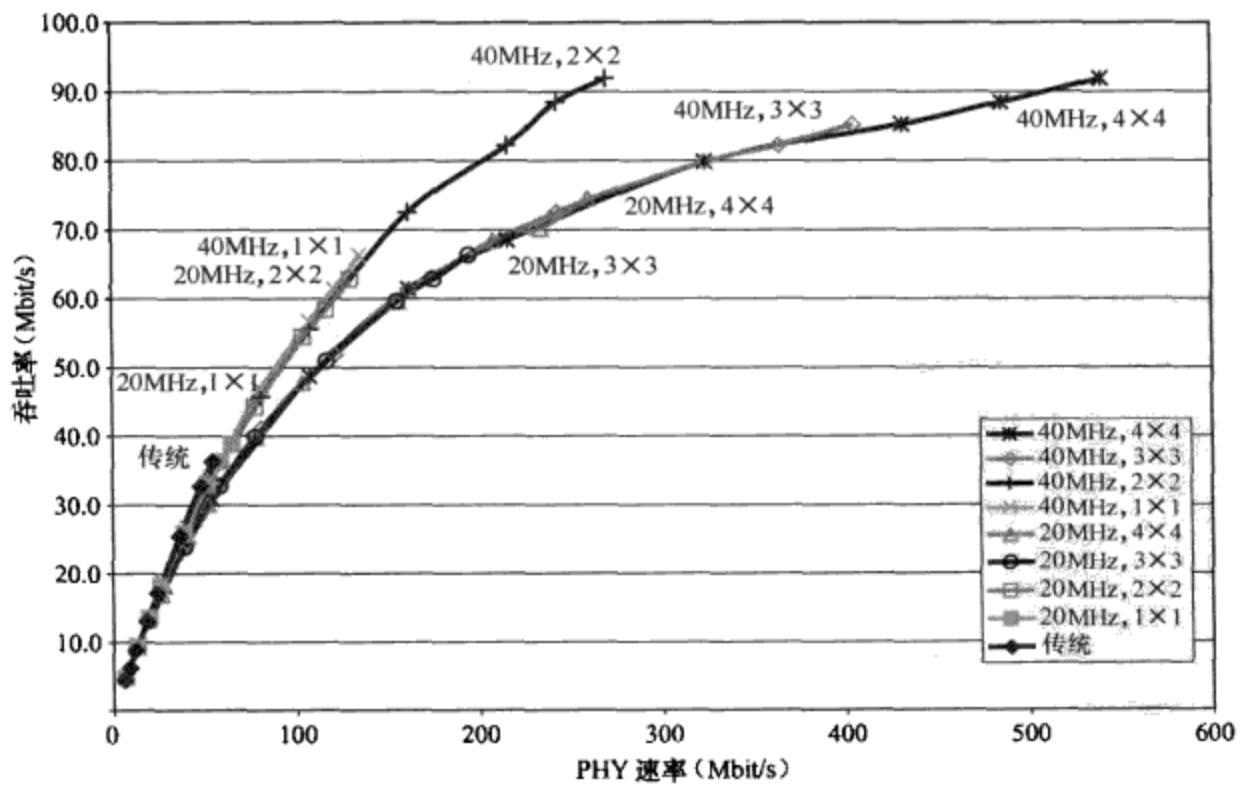


图 8.1 相对于 PHY 数据速率的吞吐率（假设 MAC 不改动，TXOP 时限为 3ms，块确认，10%PER）

图 8.2 显示了效率随着数据速率的增加而降低。这是由于前导码及帧间距的固定系统开销所造成的。首先，当数据载荷的时长变短时，这些系统开销占用了更大比例的空中传输时间。其次，为了在高数据速率时支持多个空间流，需要更长的前导码，从而增加了额外的固定开销。图 8.3 描述了在一些选定的数据速率下，一个典型的 1 500 字节数据帧中的前导码相对系统开销。

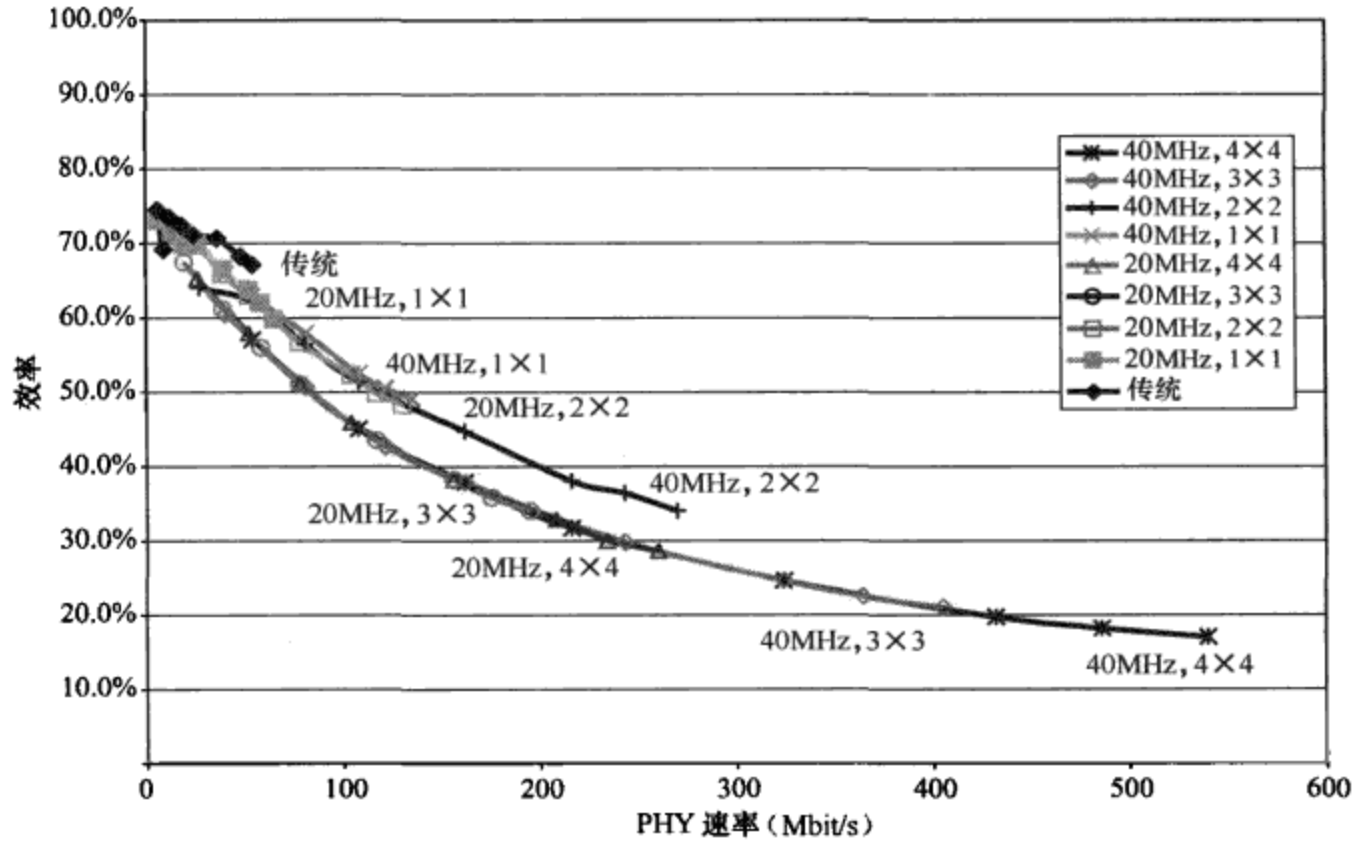


图 8.2　相对于 PHY 数据速率的 MAC 效率（假设 MAC 不改动，TXOP 时限为 3ms，块确认，10%PER）

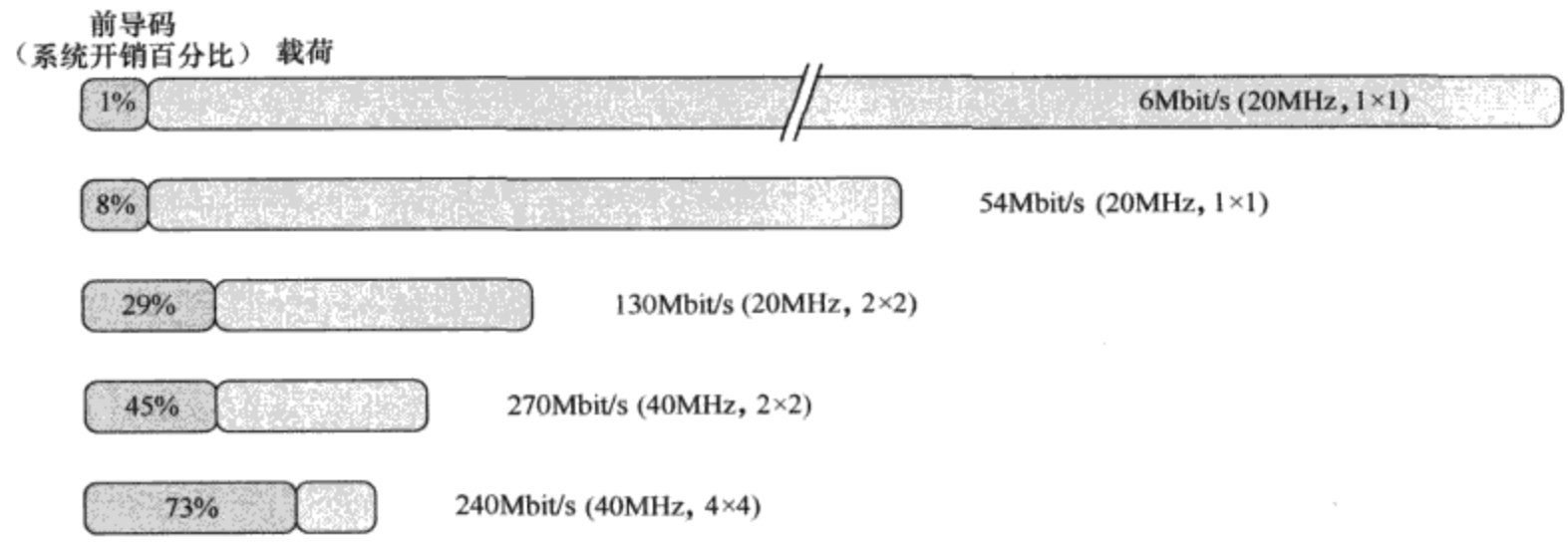


图 8.3　一个 1 500 字节帧在不同 PHY 数据速率下的前导码相对系统开销

读者可以看出，随着载荷时长变得更短以及前导码时长变得更长，减少一个单帧空中传输时间所带来的好处越来越小。很明显，如果应用程序要得到吞吐率的显著提高，必须改进 MAC 层的效率。

8.1.2　MAC 吞吐率提升措施

802.11n 修订对 802.11e MAC 做了许多简单的增强，这些措施显著地提高了 MAC 效率。图 8.4 总结了这些增强中最重要的几个。

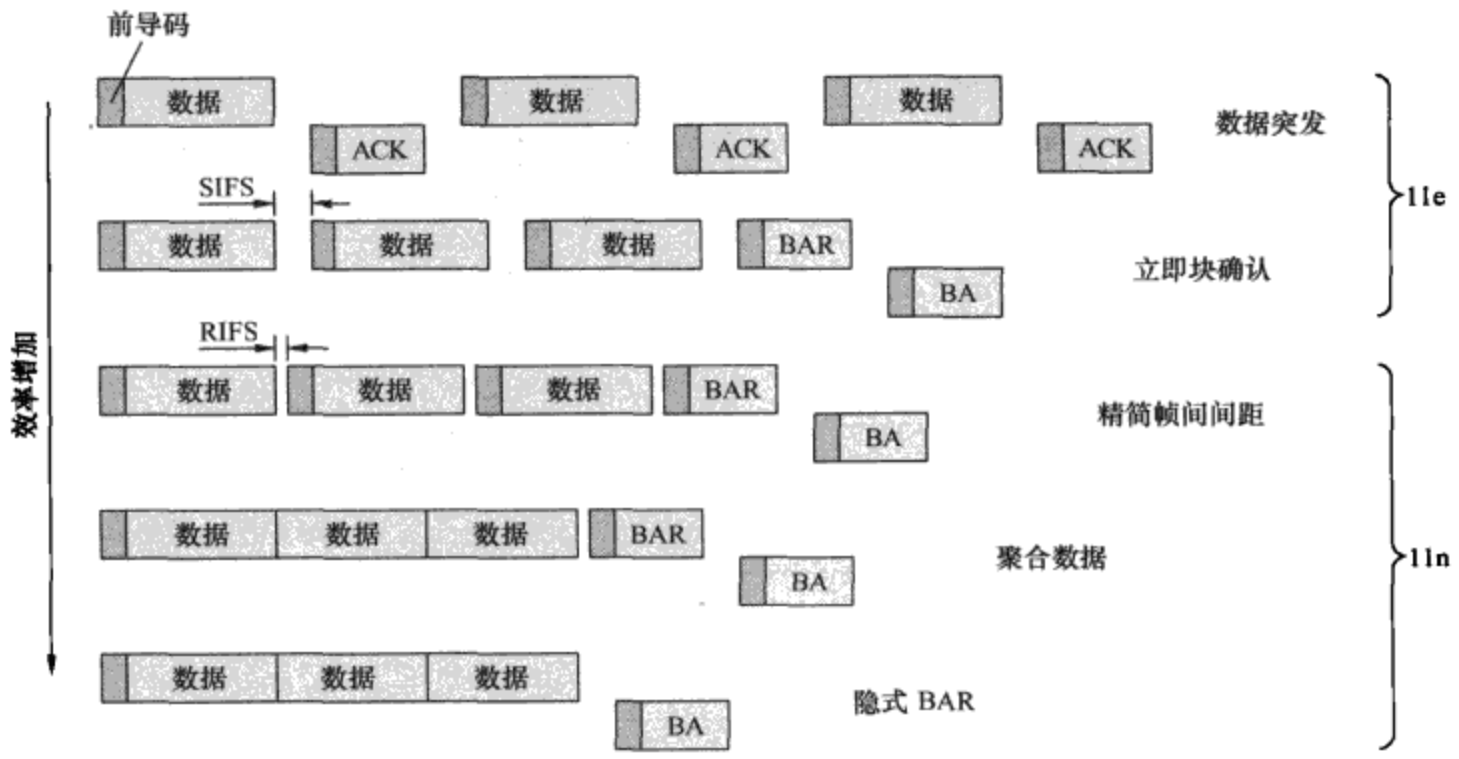


图 8.4　对 802.11 MAC 的基本吞吐率增强措施

图 8.4 中描述的前两个序列显示了 802.11e 修订所支持的一个特性，即在一个 TXOP 内进行数据突发。这些序列中的第一个显示了使用普通确认的数据突发，第二个则显示了使用立即块确认的数据突发。块确认协议使得数据帧可以被编组在一起，这对于 802.11n 中所进一步引入的效率提高措施非常关键。

在块确认协议下一个易于实现的增强是在进行数据突发时，减小连续传输之间的帧间距。由于站点在突发期间保持在发送状态，所以不需要在帧间维持较长的 SIFS。该时长本来是设计用于接收和发送模式之间的转换的。在连续传输的情况下，帧间距只需要足够接收机重新启动以接收新信号就可以了。

作为更进一步的措施，完全可以去掉帧间距和前导码，而把数据帧连接起来一次发送。在 802.11n 中，这被称为聚合，是 802.11n MAC 引入的关键吞吐率增强措施之一。

在协议制定过程中曾被考虑过的一个额外增强措施是把 BAR 帧与数据帧连接起来，这样可以略微改善效率。这样做的缺点是会降低强健性，因为 BAR 在聚合传输的最后发送，而且使用数据速率发送，而不是通常用于传输控制帧的强健性较高的 MCS 发送。相反地，人们意识到 BAR 帧的一个功能，即要求一个 BA 帧，可以通过在组成聚合的每一个数据帧上捎带一个比特来实现。这种方式的效率更高，强健性也更好。原因在于其消除了由于只在聚合的结尾用数据速率传输 BAR 帧，而因为该 BAR 帧传输错误造成失败的可能性。只要聚合中的任何一个数据帧被收到，接收端都会回应一个 BA 帧。

出于对在高数据速率下分片好处不大的考虑（特别是在进行了数据聚合的情况下），还可以减小 BA 帧的大小：对 BA 帧进行压缩，使之只确认 MSDU 而非 MSDU 分片。这个措施可以进一步增强效率。

802.11n 修订中除了采用了上述的各项技术外，还包括其他增强措施。这些措施在本章以及后续章节中将被详细描述。

8.1.3　MAC 效率增强后的吞吐率

图 8.5 描述了在采取了这些基本的 MAC 效率改进措施后的 802.11n 系统性能。从图中可

以看出，现在吞吐率基本上随着 PHY 数据速率线性增长。这主要是由于聚合允许了在 TXOP 时限内的长数据传输。隐式 BAR 与压缩 BA 帧格式的使用进一步提高了效率。

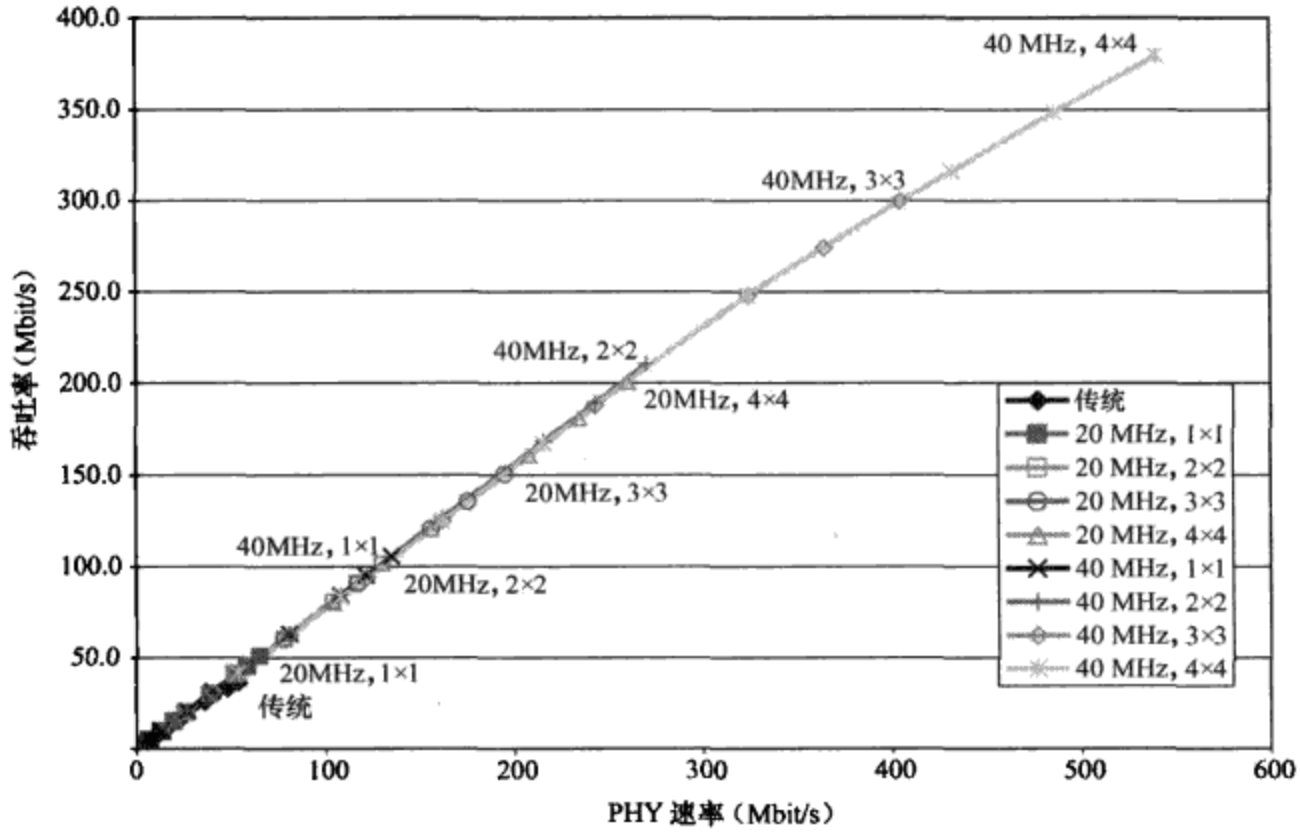


图 8.5　使用基本 MAC 增强措施后相对于 PHY 数据速率的吞吐率（TXOP 时限为 3ms，块确认，10%PER）

采取这些措施后，801.11n PAR（IEEE，2006）中设定的目标之一即在 MAC 之上实现 100Mbit/s 吞吐率，在 PHY 数据速率约为 130Mbit/s 时即可实现。这可以是在 20MHz 带宽下的两个空间流，或者是 40MHz 带宽下的一个空间流。

图 8.6 描述了改善后的效率。在整个 PHY 数据速率范围内，MAC 效率保持在 70%～80%。事实上，即使在传统数据速率下（54Mbit/s），其效率也比 802.11e 有所提高。图中关于传统部分的数据是在 802.11a/g PHY 数据速率下使用 802.11e 协议的结果。

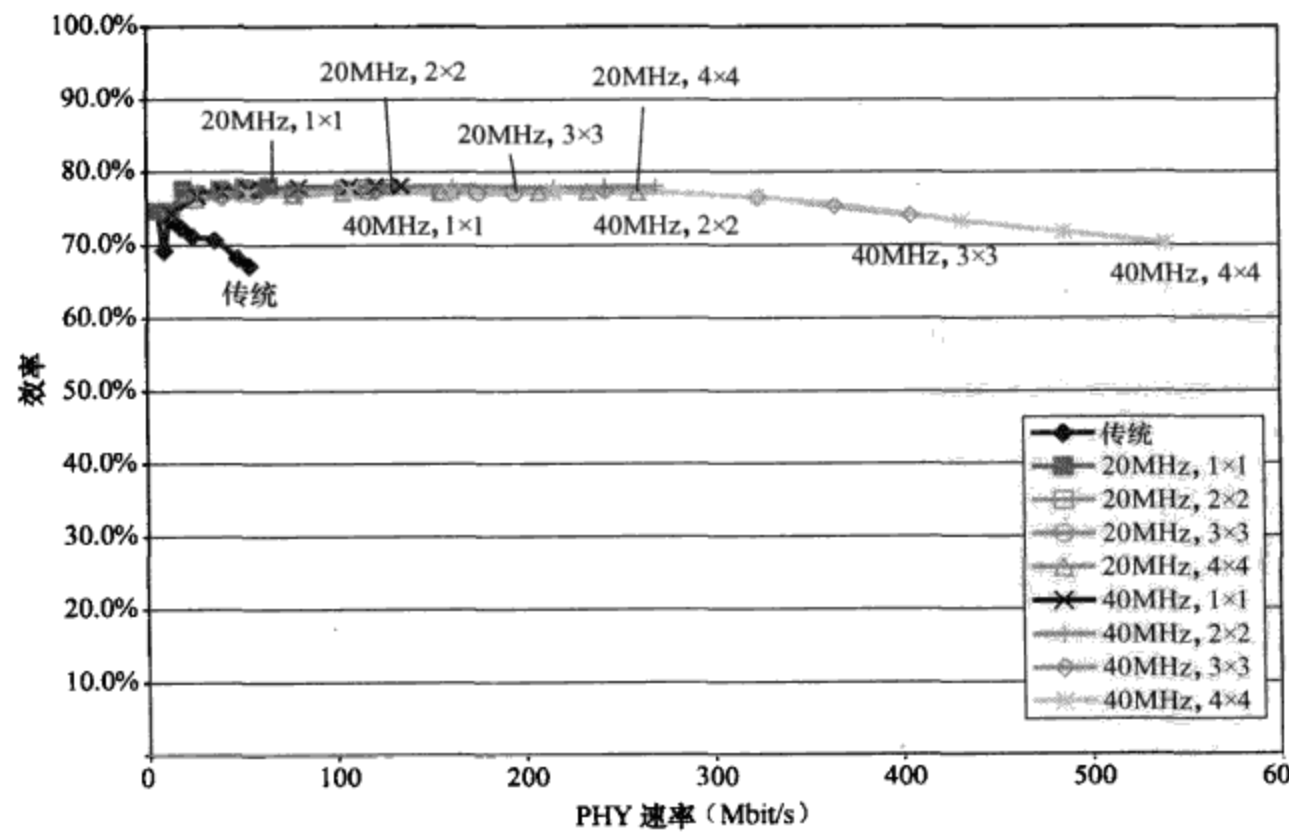


图 8.6　使用基本 MAC 增强措施后相对于 PHY 数据速率的 MAC 效率（TXOP 时限为 3ms，块确认，10%PER）

在高 PHY 数据速率下的效率增长降低是由于达到 64 个 MSDU 的块确认窗口上限造成的，达到这个上限后聚合传输的长度开始受到限制。尽管图中没有标出，这个不足可以通过组合应用本章稍后描述的 A-MSDU 与 A-MPDU 聚合技术来克服。

8.2 聚合

在标准化进程的早期，人们认识到某种形式的聚合将会是必需的，为此提出了 3 种提案，其中的两种最终被标准采用。这两种类型的聚合在逻辑上分别位于 MAC 层顶端与底端，如图 8.7 所示。

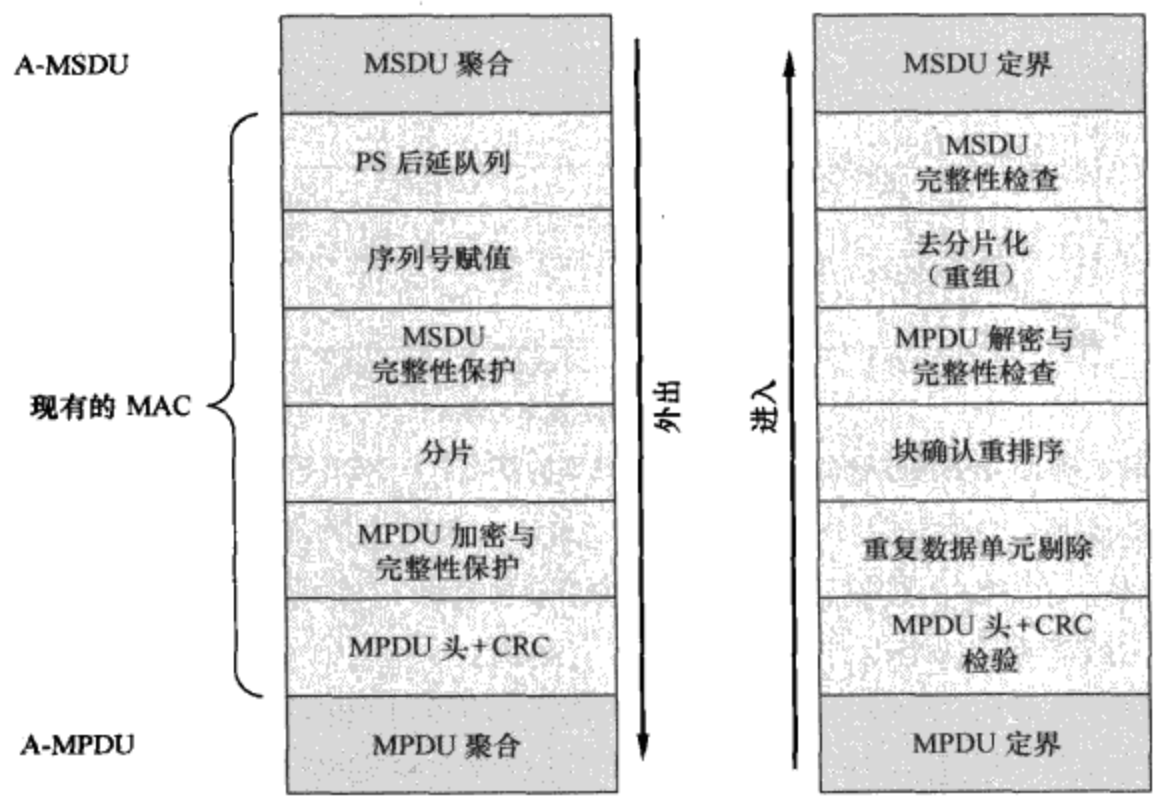


图 8.7 相对于其他 MAC 功能的两个聚合层

最终没有被采用的第 3 种聚合技术在逻辑上位于 PHY 顶端。由于这种技术具有一些令人感兴趣的特征，本章稍后将对其做简略讨论。

位于 MAC 顶端的是 MSDU 聚合（或称为 A-MSDU）。当使用这种技术时，建立 MPDU 的第一步是在流出方向上对 MSDU 进行聚合。位于 MAC 底端的是 MPDU 聚合（或称为 A-MPDU），这种技术在流出方向上将多个 MPDU 聚合进一个 PSDU，该 PSDU 被转交给 PHY 作为一次传输的载荷。作为这两种聚合所对应的反序操作，MPDU 定界与 MSDU 定界则位于流入方向的相同逻辑位置上。

8.2.1 聚合 MSDU

在 A-MSDU 下，来自 LLC 而去往同一个接收端的同一个服务类别（具有相同的通信标识符或简称为 TID）的 MAC 服务数据单元（MSDU），可以被累积起来封装在一个 MAC 协议数据单元（MPDU）中。封装过程如图 8.8 所示。

从 LLC 接收到的 MSDU 带有一个 14 字节长的子帧前缀。该前缀包括目的地址（DA）、源地址（SA）以及一个长度字段，给出了按字节数计算的 SDU 长度。前缀和 SDU 合起来后被加上 0～3 字节的填充字段，以使该子帧在 32bit 字长边界上对齐。多个这样的子帧可以被拼接

在一起组成一个 QoS 数据帧的载荷，前提是数据帧的总长度不超过最大允许的 MPDU 长度。

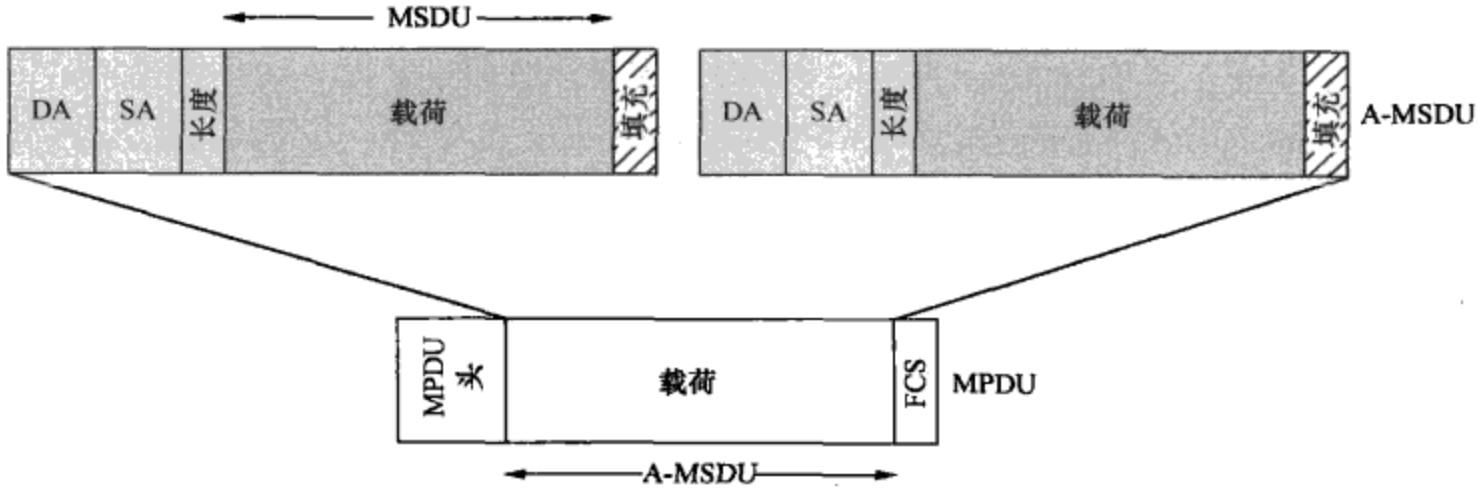


图 8.8　A–MSDU 封装

在正常确认策略下，接收端必须支持 A-MSDU。在块确认策略下对 A-MSDU 的支持可以由双方在建立块确认的握手过程中协商。一个站点在其 HT 能力信息域中声明其所能接收的 MSDU 的最大长度，这个值可以是 3 839 字节或 7 935 字节。这些上限来自实现上的考虑。一些早期基于草案 2.0 的系统只能对每个 A-MSDU 分配单个 4KB 缓冲区，这个缓冲区中的 257 字节可以为特定实现使用，这就是 3 839 字节长度的来由。7 935 字节长度来由相同，不过假设接收缓冲区长度为 8KB，而为特定实现所使用的字节数仍为 257 字节。

对于包含一个 A-MSDU 的 QoS 数据 MPDU 的信道接入规则，与包含一个具有同样 TID 的 MSDU 的数据 MPDU 相同。一个 A-MSDU 的最长有效时间也就是组成它的 MSDU 中寿命最长者的有效时间。

8.2.2　聚合 MPDU

在 A-MPDU 下，组装好的 MPDU 逻辑上在 MAC 的底端被聚合起来。每个 MPDU 前被加上一个短 MPDU 分隔符，随后聚合被作为要在单个 PPDU 中发送的 PSDU 送给 PHY。图 8.9 描述了 A-MPDU 的封装过程。

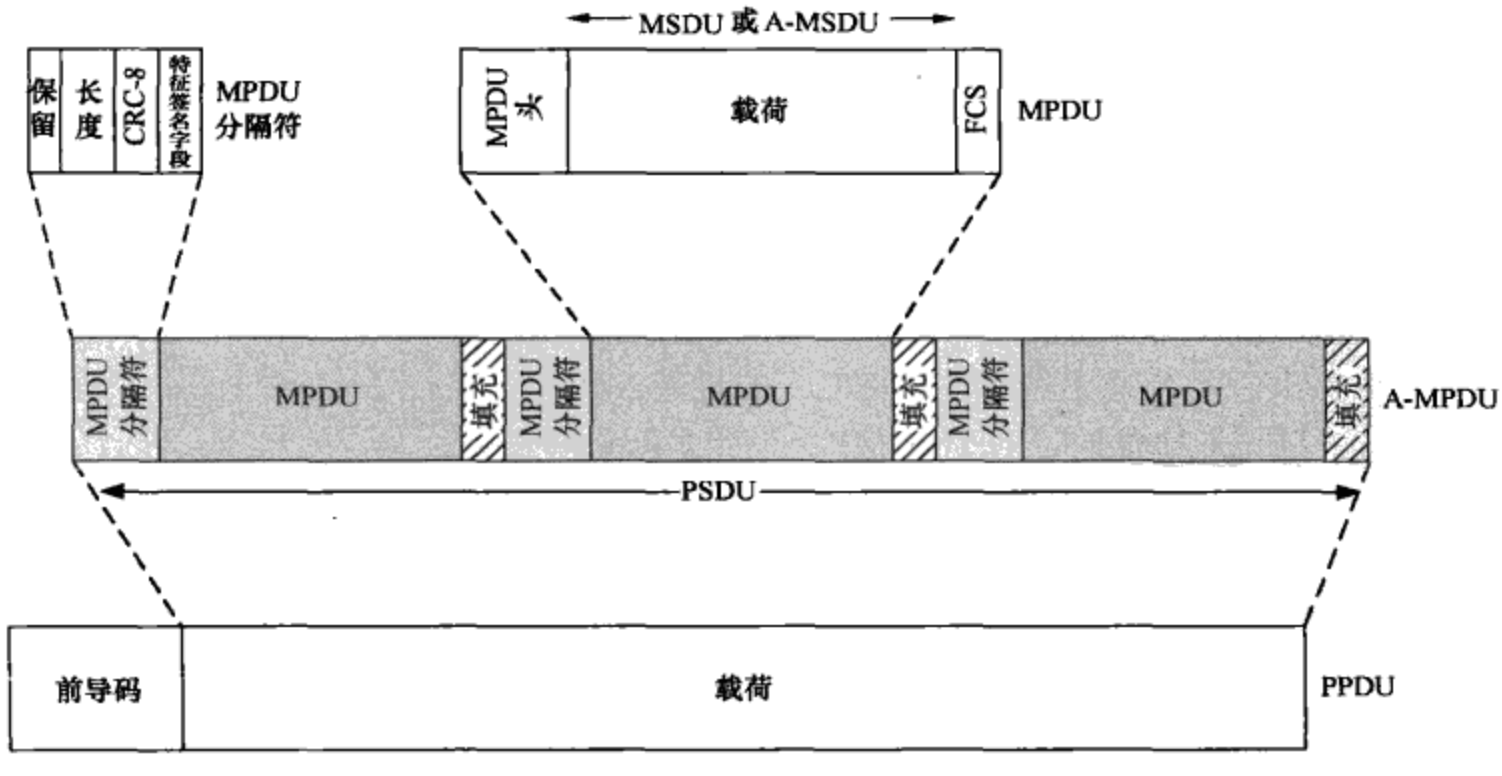


图 8.9　A–MPDU 封装

MPDU 分隔符的长度为 32bit，其包含一个 4bit 的保留字段，一个 12bit 的 MPDU 长度字段，一个 8bit 的 CRC 字段，以及一个 8bit 的签名字段。8 bit CRC 对包头的完整性进行校验，这个校验涵盖了 4bit 保留字段以及 12bit 长度字段。签名字节被设置为 ASCII 字符“N”，这个设计是为了有助于用软件实现的定界。MPDU 被填充以 0～3 字节，以使其与 32bit 字边界对齐。

一个接收端的实现通过使用各个分隔符中的长度信息取出跟随其后的 MPDU，从而解析 A-MPDU 帧结构。如果一个分隔符损坏了（例如长度值超出范围，或者无效的签名字段或 8bitCRC），接收端可以向前扫描来寻找在 32bit 边界上的下一个分隔符。一般来说，很有可能接收端可以在一个真实的分隔符（而不是看起来像是分隔符的某随机 32bit 字）处重新同步。这样一来就可以提取出该 MPDU 以及后继的 MPDU。从这个角度来说，A-MPDU 帧结构具有强健性，因为跟随在已损坏分隔符后的 MPDU 仍可以得到恢复。

一个 A-MPDU 中的所有 MPDU 都以同一个接收端为其目的地址，并都属于同一服务类别（TID 相同）。一个 A-MPDU 中的所有 MPDU 的 MAC 头中的“长度/ID”字段都被设定为相同值。

如果通信双方在块确认握手过程中协商好了的话，A-MSDU 聚合可以和 A-MPDU 聚合一起使用。这样做通常不会比单用 A-MPDU 聚合好多少。不过在两种情况下其仍然可能有用。

在一些不常见的情况下，可能需要传送大量的短分组。在这种情况下如果仅使用 A-MPDU，可能会导致在一个单一聚合里即达到能接收 64 个未分片 MPDU 的上限，从而使 TXOP 不能被完全利用。即使使用较大的分组，在很高的 PHY 速率下也可能出现同样的情况。在这两种情况下，通过使用 A-MSDU 来把两个或更多的 MSDU 聚合到一个 MPDU 中，然后再聚合生成较大的 MPDU，可以增加聚合传输的数据量，从而提高效率。

8.2.2.1 A-MPDU 的内容

一个 A-MPDU 中的所有 MPDU 都具有相同的接收端地址。这一限制简化了本来需要的帧序列支持。它同时也意味着一个节能站点可以校验聚合中第一个 MPDU 的 MAC 头，如果发现这个聚合不是发送给自己的话，该站点即在该 PPDU 的剩余传送时间内休眠。

一个 A-MPDU 中的所有 MPDU 的“时长/ID”字段都具有相同值。对一个 A-MPDU 所能承载的 MPDU 类型也有限制。

在使用 HT 立即块确认时，一个 A-MPDU 可以承载：

（1）单个 BA，作为聚合中的第一个 MPDU；

（2）属于同一 TID，并且满足块确认协议限制的“QoS 数据”MPDU；

（3）任何具有子类型“无需确认的功能”的管理 MPDU。

在使用 HT 延迟块确认时，一个 A-MPDU 可以承载：

（1）一个或多个 BA MPDU，其“BA 确认策略”字段被设置为“不确认”；

（2）属于同一 TID，并且满足块确认协议限制的“QoS 数据”MPDU；

（3）任何具有子类型“无需确认的功能”的管理 MPDU；

（4）“BA 确认策略”字段被设置为“不确认”的 BAR MPDU。

PSMP 中允许额外的 MPDU 类型，这些会在 8.2.2.2 节中详细讲述。

在 A-MPDU 中不允许对“QoS 数据”MPDU 进行分片。

8.2.2.2　A-MPDU 的长度以及 MPDU 间距限制

站点在其“HT 能力”字段中宣告其所能接收的最大 A-MPDU 长度。所宣告的最大长度可以是下列值之一：8 191、16 383、32 767 或 65 535 个 8 位元。发送站点不允许发送大于最大长度的 A-MPDU。

一些具体实现在 MPDU 处理上存在局限，因此可能被短数据帧序列造成过载。为防止由于缓冲区溢出造成的数据丢失，一个站点可以宣告一个最小的 MPDU 起始间距，这样一个聚合中的 MPDU 就不会以超出该具体实现所能处理的速率被收到。这样的站点会在站点的“HT 能力”字段中指定 MPDU 间的最小间距（见 11.3.2.2 节）。

发送站点确认在组装一个聚合时，其不违反间距限制。如果组装进一个聚合的 MPDU 将会违反间距限制，则发送方可能会分开发送这些 MPDU，使用 A-MSDU 来创建大 MPDU，或者通过插入空 MPDU 分隔符来增加间距。空 MPDU 分隔符的长度字段标示一个零长的 MPDU。

8.2.3　聚合 PSDU

在制定 802.11n 协议的提案阶段，有人提出了一种逻辑上位于 PHY 顶端的聚合方案（Hansen 和 Edwards，2004）。图 8.10 描述了这一技术的概念。基本上该提案要求在 PPDU 以一个单训练序列开始，随后的帧结构中跟随着一个或多个 PSDU，这些 PSDU 之间由 PHY 信令字段（HT-SIG）分隔。PHY 信令字段中的 LENGTH 与 MCS 字段给出了跟随其后的 PSDU 的时长。HT-SIG 中的一个比特位标示聚合中的最后一个 HT-SIG。

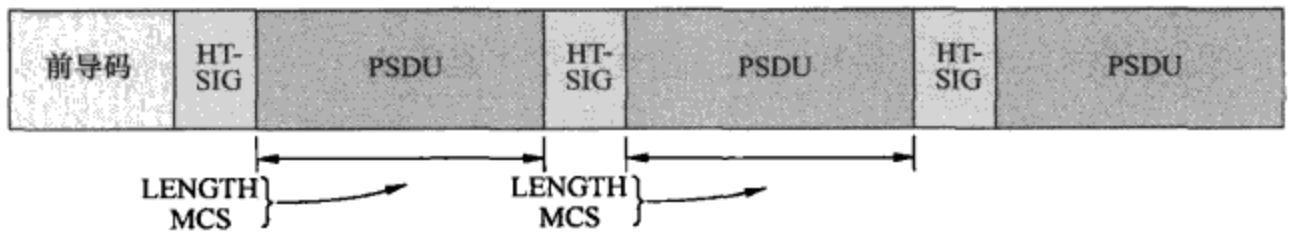


图 8.10　早期的 A-PSDU 封装提案

A-PSDU 概念有一个吸引人的特性，即对组成聚合的每一个 PSDU 都可以改变其数据速率。这个特性支持多数据速率聚合，从而使这种聚合方案可以被有效用于在同一突发中，向多个接收端发送数据。

这个方案最终没有被批准，因为 A-MPDU 聚合可以更有效地处理一种更常见的用例，即聚合发送到单个站点的数据。A-PSDU 技术在这种使用场景下具有更大的系统开销（每个 HT-SIG 字段占用一个至少 4μs 的码元），而且强健性也更低，这是因为在任何 HT-SIG 中出现一个错误将会导致聚合中的剩下部分无法被解调。

8.3　块确认

块确认机制是在 802.11e 修订中引入的。通过允许用一个 BA 帧来确认一整块数据帧的传送，而不是对每一个数据帧发送一个确认帧，块确认提升了效率。修订中将要发送数据的站点称为发起端，而将接收机称为接收端。

802.11e 中最初定义了两种方式的块确认：立即块确认与延迟块确认。两种方式在 802.11n

修订中都得到了增强以提高效率，以及利用聚合和更高的数据速率。增强后的机制被称为 HT 立即块确认与 HT 延迟块确认。HT 站点可以支持全部 4 种方式的确认，不过最初的两种方式只被用来与传统站点进行互操作。

本节首先描述最初的 802.11e 块确认机制，然后描述两种 HT 块确认变体。需要指出的是，802.11n 对最初的两种机制也稍做了修改以支持 HT 站点，例如“ADDBA 请求”与“ADDBA 响应”中对 A-MSDU 的信令支持。这些改动并不大，主要的改变还是在 HT 方式中。

8.3.1 立即与延迟块确认

作为 DCF 的一部分，只要使用 DCF，正常确认机制就总是会被使用。而要使用块确认机制，站点间则需要通过进行一个“ADDBA 请求”与“ADDBA 响应”交换，来建立一个块确认回话。两个站点间所建立的一个块确认会话具有一个特定的通信标识符，且只被用于从发起端到响应端的单向数据传送。

在一个成功的 ADDBA 交换后，节点间进入数据传送阶段。发起端先发送一个连续数据块，然后发送一个 BAR。响应端则回应一个 BA。该 BA 对前一个数据块中正确接收到的数据帧作出确认。发起端将没有正确接收到的数据帧重新放入发送队列，并在后续的数据块中发送。

发起端或接收端可以通过发送一个“DELBA 请求”来终止块确认会话。如果对应的一方正确接收到 DELBA，则其发送一个 ACK 作为确认。

立即块确认与延迟块确认的差别在于在数据传输阶段对 BAR 与 BA 帧的处理。在使用立即块确认时，BAR 要求一个即时的 BA 响应。而在使用延迟块确认时，对 BAR 帧的正确接收是通过 ACK 来确认的，BA 则在另外的信道接入中被返回，并被另一个 ACK 确认。图 8.11 描述了立即与延迟块确认会话，后继章节中描述了更多细节。

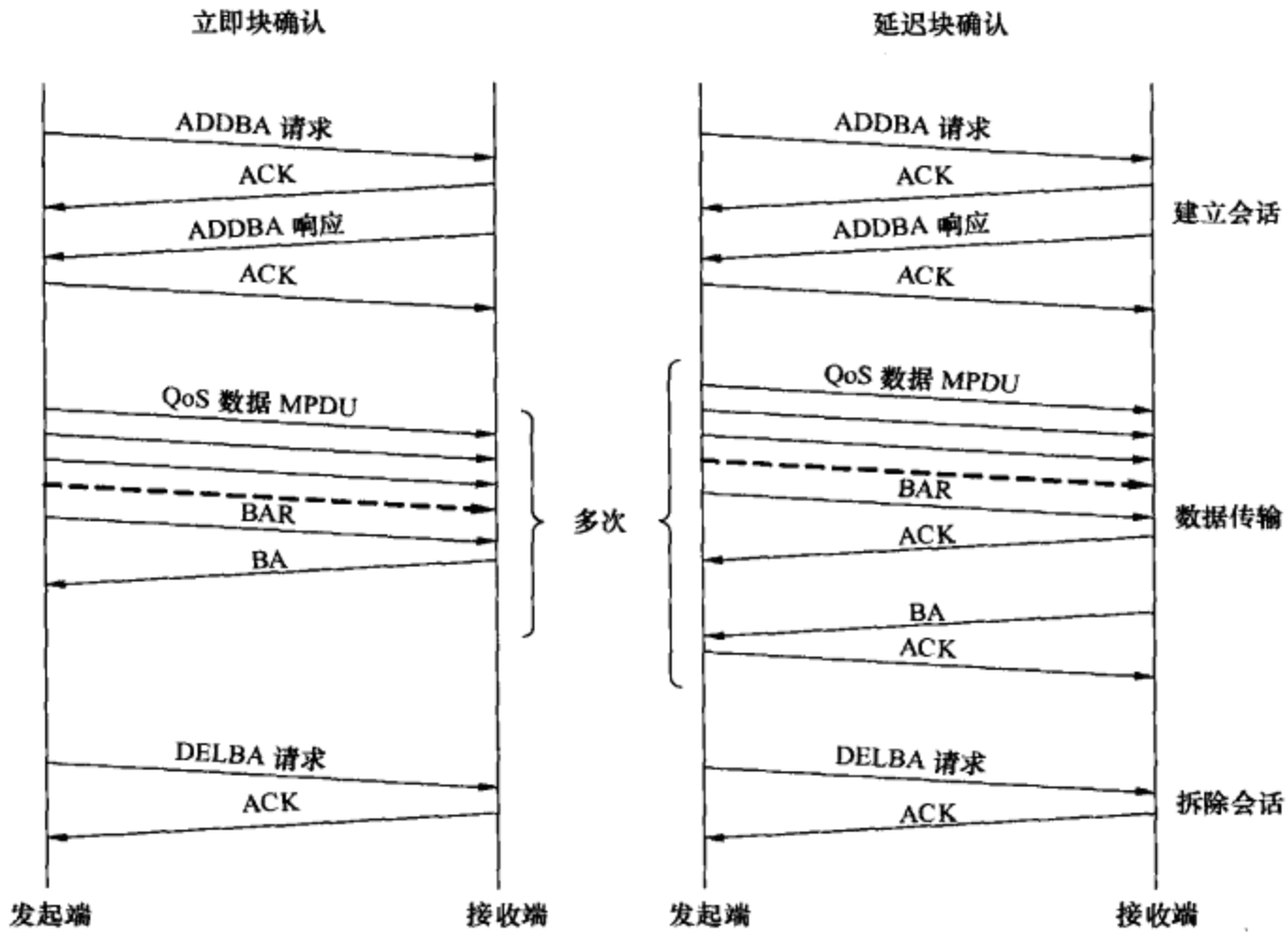


图 8.11 立即与延迟块确认会话

8.3.2　初始化块确认会话

通过设置“信标”，“关联请求”/“重关联请求”，以及“关联响应”/“重关联响应”帧中“能力信息”字段中的“立即块确认”与/或“延迟块确认”能力比特，站点可以表明它们对块确认的支持能力。如果一个站点宣告其支持两种块确认方式之一或都支持，则对应站点可以与此站点就一种特定的数据流类别建立起相兼容的块确认会话。

块确认会话的初始化由发起端发送一个“ADDBA 请求”帧开始。响应端发送一个 ACK，作为对正确接收到的“ADDBA 请求”帧的回应。在进行进一步处理后，响应端发送一个“ADDBA 响应”帧，如果发起端正确接收到此帧，则回应一个 ACK。如果没有收到期望的 ACK，则发起端与响应端将会重传“ADDBA 请求”与“ADDBA 响应”。如果会话建立不成功，其会被发起端的无操作超时检测到。

“ADDBA 请求”与“ADDBA 响应”帧包含下列字段。

（1）**块确认策略**。这个字段标示该会话是立即块确认会话或延迟块确认会话。如果站点中之一是非 HT 站点，则发起端在“ADDBA 请求”中设置的值仅属于建议性质。响应端的返回值才指定如果发起端继续的话，应该采取的会话类别。如果双方都是 HT 站点，则发起端指定的块确认策略只能被接收端接受或拒绝。

（2）**TID**。这个字段给出了该会话所用的通信类别或通信流。

（3）**缓冲区大小**。这个字段标示响应端上用来对帧进行重排序的帧缓冲区数目。如果这个值由发起端设置，则是其期望值，响应端设置的值才是真实值。发起端在要求一个块确认之前，没有收到响应的 MPDU 数目不能超过此值。

（4）**A-MSDU 支持**。这个字段在“ADDBA 响应”中被设置，用来标示发起端可以在此会话中发送 A-MSDU。如果接收端在“ADDBA 响应”中设置了该字段，则标示其可以在此会话中接收 A-MSDU。如果响应中未设置该字段，则发起端不会发送 A-MSDU。

（5）**块确认超时值**。这个字段给出了在此会话中没有帧交换时，块确认会话在多久后终止。

（6）**起始序列号（SSN）**。这是发起端的第一个数据帧的序列号。

在确认收到 ADDBA 请求后，响应端可以通过向发起端发送一个 DELBA 帧来拒绝块确认会话。

8.3.3　块确认会话中的数据传输

在数据传送阶段，发起端可能会发送一整块 QoS 数据帧，这样的数据块可以是由 SIFS 或 RIFS 所间隔的突发，也可以是一个 A-MPDU 的一部分。块中的每个 QoS 数据帧都将其“确认策略”字段设置为“块确认”。接收端维护一个记分板数据结构，以记录哪些 MPDU 已经被正确接收到。数据块可以整个包含在一个 TXOP 中，也可以跨多个 TXOP。数据块与 TXOP 并没有对应关系。

在传送数据块后，发起端发送一个 BAR 帧。该帧包括一个起始序列号，该序列号是块中需要确认的最早的 MPDU。收到 BAR 后，接收端执行两个操作。首先，它使用该会话的记分板准备一个 BA 响应。记分板被转换成一个点阵图，图中的第一个比特代表具有和 BAR 所携带 SSN 相同序列号的 MPDU，随后的比特则标示后继的序列号。这样一来点阵图就组成了一个按序列号索引的数组，SSN 是数组的起始索引。

随后，接收端校验自己的重排序缓冲区中是否有序列号小于 SSN 的 MPDU。这些 MPDU 被重新组装进完整的 MSDU 并发到上层。如果无法成功组装完整的 MSDU，则接收端丢弃这些 MPDU。

立即块确认与延迟块确认的主要区别在于接收端回应 BAR 的定时不同。当使用立即块确认时，接收端在 SIFS 后用一个 BA 帧回应 BAR。而在延迟块确认中，接收端首先用一个 ACK 回应 BAR。在随后的另一次信道接入中，接收端生成一个 BA 帧并将其发送给发起方。发起方用一个 ACK 回应这个延迟的 BA 帧。

立即块确认的优点是性能较高，而延迟块确认的设计宗旨则是易于实现。当使用延迟块确认时，接收端有更多的时间来处理 BAR。因此延迟块确认适用于那些 BA 处理工作主要通过主机上（相对于网卡上）的软件来完成的具体实现。

收到 BA 帧后，发起端释放那些已经被确认的 MPDU。发起端同时将尚未被确认的 MPDU 重新放入队列以重新发送，前提是这些 MPDU 尚未超时。

8.3.4 终止块确认会话

当发起端没有额外数据需要发送，最后的块确认帧交换也结束之后，发起端可以通过向接收端发送一个 DELBA 帧来终止块确认会话。接收端发送一个 ACK 来回应，并且释放为此块确认会话所分配的所有资源。

如果块确认超时值已到，但发起端或接收端中的任意一个没有收到属于该会话的 BA、BAR 或者“QoS 数据”帧，其也可以终止块确认会话。

8.3.5 非聚合中的正常确认策略

如果在块确认会话中使用正常回应，有可能会有小的效率提升。许多数据流模式都是突发的，常常会有只需要发送一个单帧的短时段。如果已经完成了最后一个块传送，而且所有帧已被确认，那么执行正常确认操作就比进行 BAR/BA 帧交换效率更高。在这种情形下，QoS 数据帧将其“确认策略”字段设为“正常确认”，并在非聚合 PHY 传输中被发送。如果响应端正确接收到这个数据帧，则其回应一个 ACK。这一帧在块确认会话记分板中被标记为正确收到。

8.3.6 重排序缓冲区操作

在一个块确认会话中，当接收端收到一个 QoS 数据帧时，会将这个帧放入缓冲区。如果收到的这个 MPDU 使重排序缓冲区头上的 MSDU 变得完整，则接收端将这个完整的 MSDU 以及重排序缓冲区中后续的完整 MSDU 按顺序发送到上层，直到遇到一个在序列空间中造成空洞的不完整 MSDU 为止。如果在收到 MPDU 时重排序缓冲区中存在更早的不完整 MSDU，那么这个 MPDU 所属的 MSDU 即被扣住不发往上层，直到先前的不完整 MSDU 变得完整为止。

如果在收到一个 MPDU 时重排序缓冲区已满，则重排序缓冲区中的第一个 MSDU 被丢弃（因为其不完整）以腾出空间。这个丢弃操作有可能导致完整的后继 MSDU 可以被释放出来发给上层。

如果收到的是一个 BAR 帧，则所有比该 BAR 帧起始序列号低的完整 MSDU 都被转发到上层，而所有比该 BAR 帧起始序列号低的不完整 MSDU 则被丢弃。因此 BAR 帧具有双重角

色。除了要求块确认响应以外，其也给发起端提供了一种机制，将不完整的 MSDU 或者那些重传超时的 MSDU 所代表的空洞，从接收方重排序缓冲区中冲刷掉。如果由于超时的原因发起端丢弃了一个或多个 MSDU，那么其必须发送一个 BAR 来冲刷接收方的重排序缓冲区，这样后继的 MSDU 才不至于被无谓地挂起来以等待序列变得完整。

图 8.12 给出了重排序缓冲区行为的一个例子。发起方发送一个由分片 MSDU 组成的 QoS 数据帧块。图中 QoS 数据 MSDU 均有编号。编号中小数点前的数字表示 MSDU 序列号，而小数点后的数字则表示 MSDU 分片号。MSDU 1 被完整地接收到，重新组装并且发送到高层。MSDU 2 的第二个分片丢失了，因此接收到的分片被存储起来，直到 MSDU 2 变完整为止。这样后继的 MSDU 即使是完整的也会被暂时扣住。

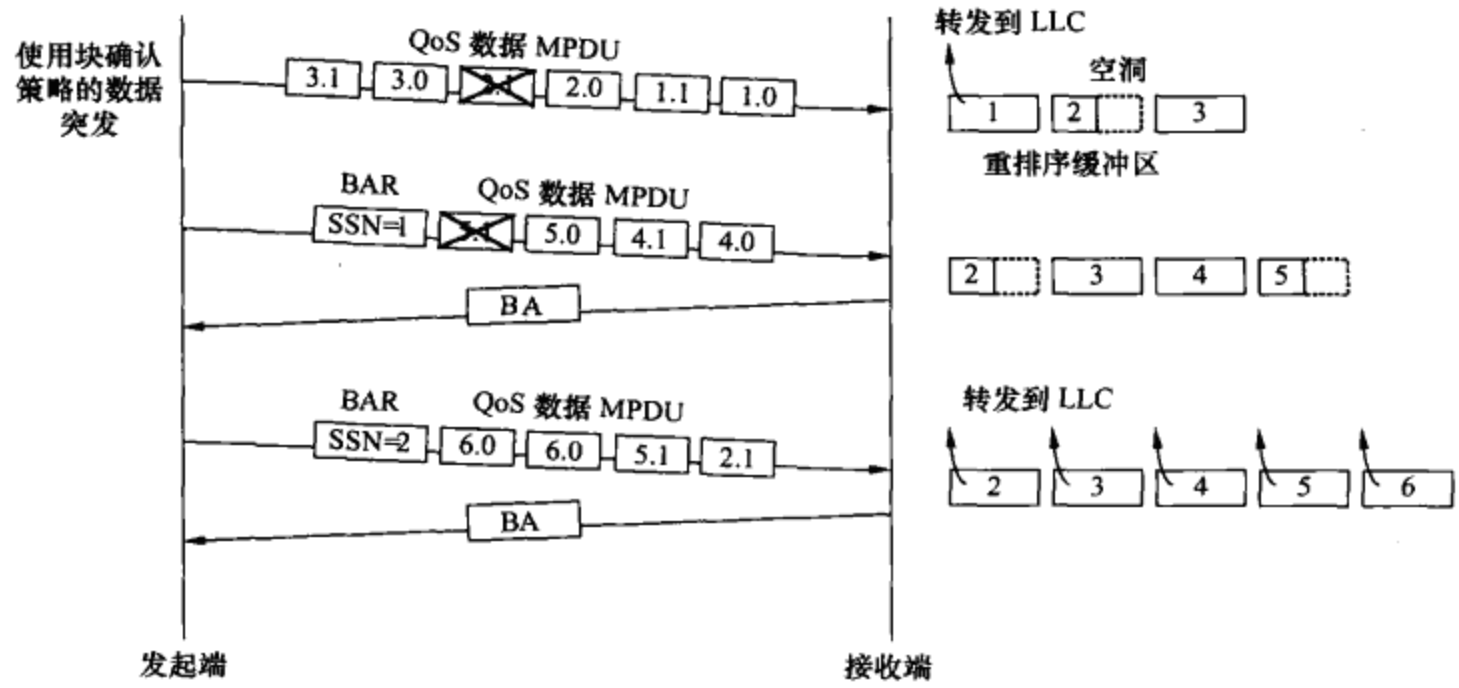


图 8.12　具有分片 MSDU 时的重排序缓冲区操作过程

完成 BAR/BA 交换后，发起端知道哪些分片已丢失并将它们一起重传。同时被重传的还有需要被发送并可以被重排序缓冲区容纳下的额外 MSDU。所有的 MSDU 现在都变成完整状态并被按顺序发送到上层。发起端通过下一个 BAR/BA 交换知道所有 MSDU 均已被成功发送。

8.4　HT 立即块确认

HT 立即块确认是对立即块确认协议的较大改动。将 HT 立即块确认制定为一个独立协议的目的是为了与传统设备后向兼容。当一个 HT 站点要与非 HT 站点建立起块确认会话时，其必须使用传统的立即或延迟块确认协议。当 HT 站点之间要建立起块确认会话时，则使用 HT 立即块确认或 HT 延迟块确认协议。HT 块确认协议与传统块确认协议有许多共同之处，这样实现起来就比较容易。

802.11n 要求所有的 HT 站点在作为接收端时都必须支持 HT 立即块确认协议。

8.4.1　聚合中的正常确认策略

块确认协议是在 802.11e 修订中引入的，当时还没有聚合的概念，后者是在 802.11n 修订

中引入的。由于聚合在单次 PHY 传输中包含多个 MPDU，协议制定者们认为可以规定一种类似于传统数据/ACK 的机制。802.11n 修订中引入的机制为了支持聚合，对聚合传输中 QoS 数据帧中的“正常确认”策略字段的含义进行了改变。如果聚合中的一个或多个 QoS 数据 MPDU 将其“确认策略”字段设为“正常确认”，则响应端将对此聚合回应一个 BA 帧。图 8.13 描述了这两种对“正常确认”策略的响应机制。

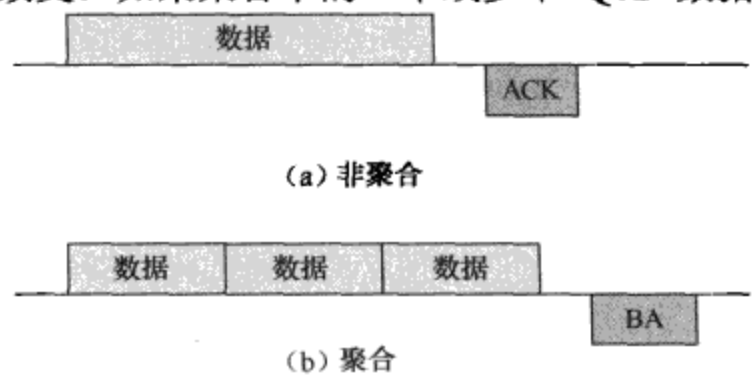


图 8.13　在非聚合以及聚合中的正常确认策略

尽管可以使用“正常确认”策略来要求一个 BA 帧，但这并不排除 BAR 帧的必要性。前面章节中讲到，BAR 帧有两个作用：第一个作用是要求 BA 响应；第二个作用是冲刷重排序缓冲区中由于先前不完整 MSDU 而被暂时扣住的 MSDU。如果发起端没有收到对一个已经超时的 MSDU 的确认，则其必须发送一个 BAR，来冲刷接收端重排序缓冲区中此 MSDU 后继的完整 MSDU，否则这些 MSDU 将一直不能被送到上层。图 8.14 中的例子描述了这种情况。

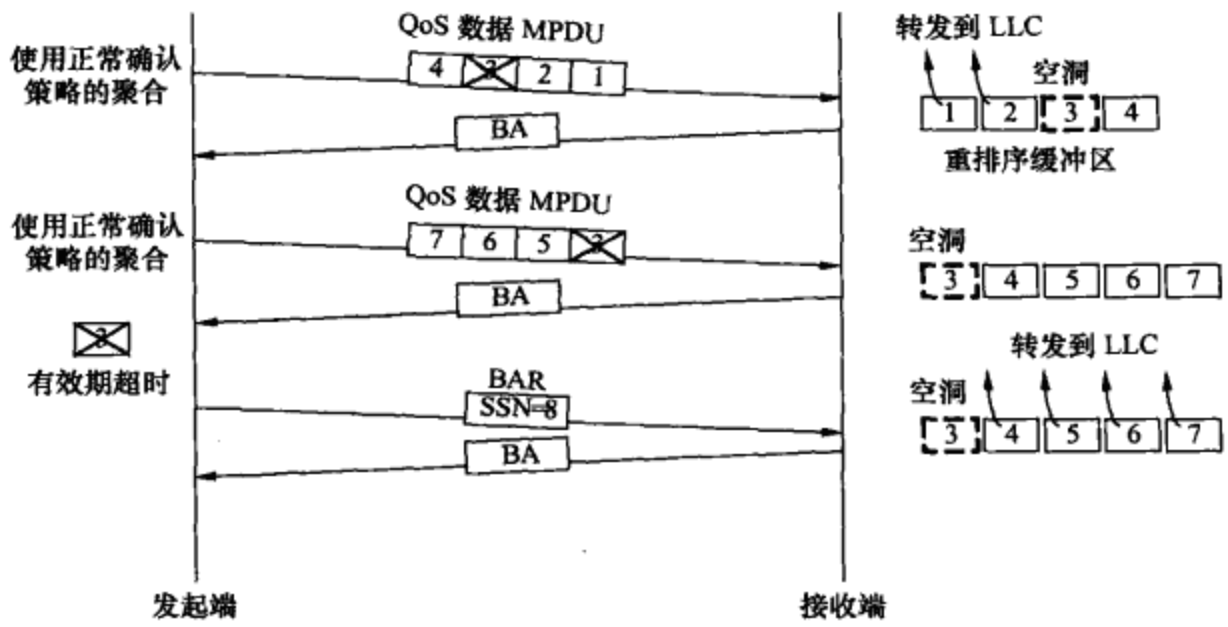


图 8.14　使用 BAR 来冲刷重排序缓冲区

在这个例子中，MSDU 3 在经过几次重试后仍然没有被接收端成功收到。当 MSDU 3 超时后其被发起端丢弃。为了消除由此而在接收端重排序缓冲区中形成的空洞，发起端必须发送一个 SSN 大于被丢弃 MSDU 的序列号的 BAR。在实际中，该 SSN 被设置为下一个要被发送的 MSDU 的序列号（尽管该 MSDU 可能还没有准备好被发送）。在这个例子中，SSN 为 8，因为所有更低序列号的 MSDU 均已得到回应并被发送端丢弃。

8.4.2　压缩块确认

在 HT 的高速率下，分片带来的好处并不大。在传统协议中 BA 帧被定义为一个 1 024 位（128 个 8 位元）的记分板以支持 64 个 MSDU，其中每个 MSDU 可以被分成最多 16 个分片。802.11n 引入了一种压缩 BA（见 11.2.1.6 节）。压缩 BA 只为每个 MSDU 保留一位，而不是按分片数保留 16 位。这样一来记分板只有 64 位（8 个 8 位元）。这同时减轻了传输负担以及对接收端内存的要求。

8.4.3　全状态与部分状态块确认

802.11e 修订中所定义的块确认机制被称为全状态块确认，以区别于在 802.11n 修订中引入的部分状态块确认。部分状态块确认对全状态块确认后向兼容。使用部分状态块确认的发起端与使用全状态块确认的接收端可以正确地互操作。下面详细讨论两者之间的区别。

8.4.3.1　全状态块确认操作

在全状态块确认下，接收端为每个块确认会话维护一个确认状态记分板。记分板记录最多 64 个 MSDU 的确认状态。当使用分片时每个 MSDU 可能被分成至多 16 片，这样记分板是一个最多由 64 个条目组成的数组，数组中的每个条目是一个 16 比特值。某些具体实现中接收端的内存有限，这些实现可以通过设置“ADDBA 响应” 中的“缓冲区大小”参数来限制数组中的条目数。

MSDU 序列号是一个 12bit 位值，因此记分板表示了大小为 4 096 的序列号空间中的一个窗口。记分板窗口由起始序列号 WinStart、终止序列号 WinEnd 以及窗口长度 WinSize 定义。记分板在块确认会话建立时初始化，其 WinStart 值被设置为“ADDBA 请求”中所提供的起始序列号。

当接收端收到一个 QoS 数据帧时，如果序列号落在记分板所表示的空间中，则接收端使用该数据帧的序列号（SN）做下标来找到记分板中的相应条目，并记录该帧被正确接收。如果该 SN 落在记分板表示的空间之外，但位于 WinEnd 到 WinStart + 2^{11} 的范围内（序列号空间的一半），则接收端将记分板右移，直到记分板窗口最右端包含这个新的序列号为止。

当接收端收到一个 BAR 帧时，其将记分板右移，以使 WinStart 等于 BAR 帧中提供的 SSN 值。随后接收端返回一个包含记分板内容的 BA 响应。

8.4.3.2　采用部分状态块确认的原因

在使用传统块确认机制时，需要在整个块确认会话期间保持记分板的状态。这需要维护所有活跃块确认会话的状态，从而增加了接收端的实现负担。在实际操作中，需要在较短的延迟内生成 BA 帧来回应 BAR 帧，这意味着要使用昂贵的片上内存。802.11n 修订中放宽了对这些策略的要求，这样为块确认状态所保留的片上内存就可以被不同的块确认会话重用。状态内存可以被有效地用作缓存，存储最近的活跃块确认会话的状态。这些新的策略被称为部分状态块确认，其完全与传统的全状态块确认策略后向兼容。

要理解作出这样改变的原因，可以考虑图 8.15 中描述的一个典型实现。在使用立即 BA 时，当接收方收到一个 BAR 帧或者含有使用“正常确认”策略的 QoS 数据帧的聚合时，其必须在接收到 BAR 帧或者聚合 QoS 数据帧 SIFS 时长后发送一个 BA 响应帧。考虑到接收路径上的解码延迟以及发送路径上的编码延迟，可用来查找相应状态信息以及组建 BA 响应的时间很短。这大大增加了把将要放在 BA 响应中的块确认积分板存储在芯片上的必要性。

块确认机制的另一个主要功能是重组装与重排序。重组装功能将 MSDU 组装完整，重排序则将这些 MSDU 按序发给上层。这些操作的时间要求并不紧迫，而且需要较大的缓冲区以在重排序和重组装过程中存放分组，因此通常实现在安装网卡的主机系统中。

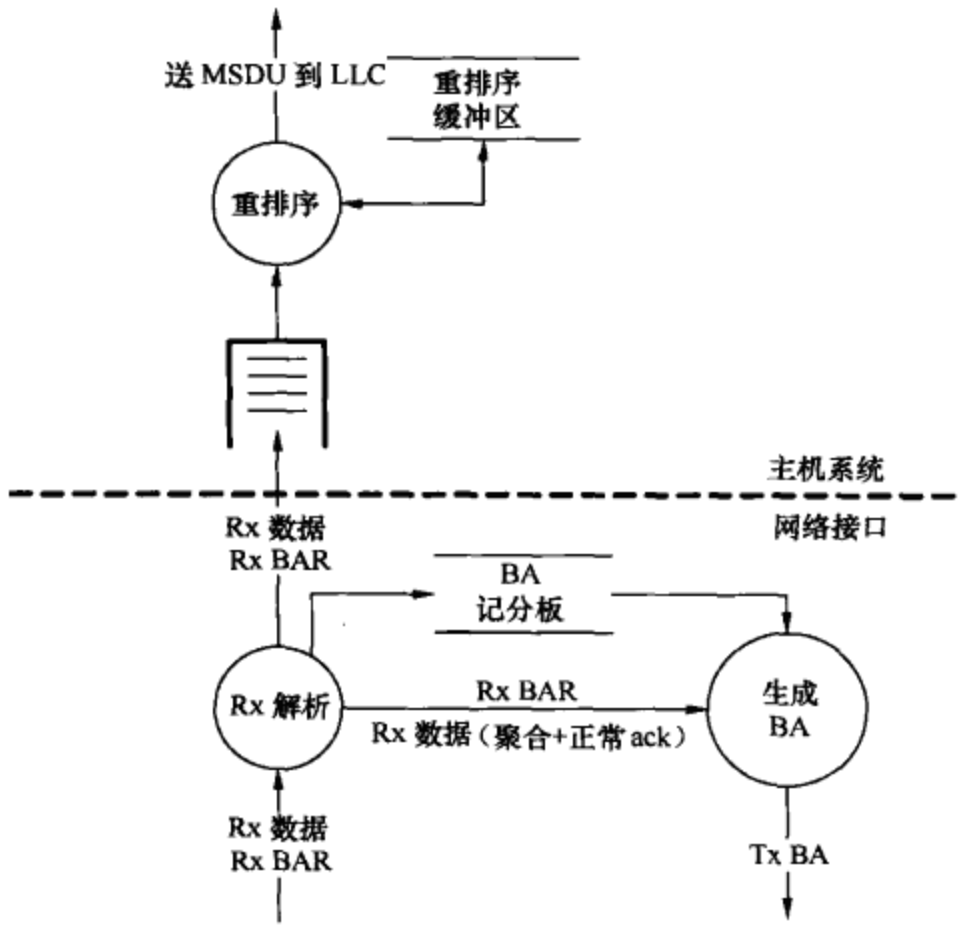


图 8.15　在接收站点上立即块确认实现的典型功能划分

新的部分状态规则并不影响重排序与重组装流程，但减少了网卡为了存储块确认记分板而对资源的要求。每个块确认会话仍然需要一个重排序缓冲区，但由于这个缓冲区一般存储在主机内存中，相对来说并不昂贵。由于同一块内存可以被多个块确认会话重用，为存储块确认记分板而需要的片上内存大大减少。

8.4.3.3　部分状态块确认操作

当接收到序列号为 SN 的 QoS 数据帧时，接收端校验自己是否有相关块确认会话的块确认记分板记录，这个相关块确认会话是由发送地址（TA）以及 TID 标识的。如果还没有这个记录，则接收端为此会话创建一个记分板。记分板的 WinEnd 参数等于 SN，而 WinStart 参数等于（WinEnd − Winstart + 1）。创建记分板所用的内存可以从别的会话重用。对数据帧的正确接收通过在表示 SN 的位置（也即是 WinEnd）处设置一个值为 1 的记录。

对随后的每个数据帧，有以下 3 种情况。

（1）如果其 SN 落在当前的记分板窗口内，即 WinStart≤SN≤WinEnd，则记分板在 SN 表示的偏移量处记录收到该帧；

（2）如果其 SN 落在当前的记分板窗口外，但位于序列号空间范围的一半内，即 WinEnd<SN<WinStart + 2^{11}，则记分板右移以适应 SN；

（3）如果其 SN 超出窗口外一半序列空间以上，即 WinStart + 2^{11}<SN<WinStart，则不对记分板做任何改变。

图 8.16 描述了记分板操作。图中接收端收到序列号为 102 的 QoS 数据帧，其创建一个新的记分板，在该记分板的最右端为 102 作出标记。在下一个聚合中，QoS 数据帧 103 与 105 被正确接收到，记分板则被右移以容纳这些新记录。QoS 数据帧 100 因为落在记分板序列号范围内，直接被标记即可。需要注意的是，在这个序列中 QoS 数据帧的“确认策略”字段均设置为“块确认”。

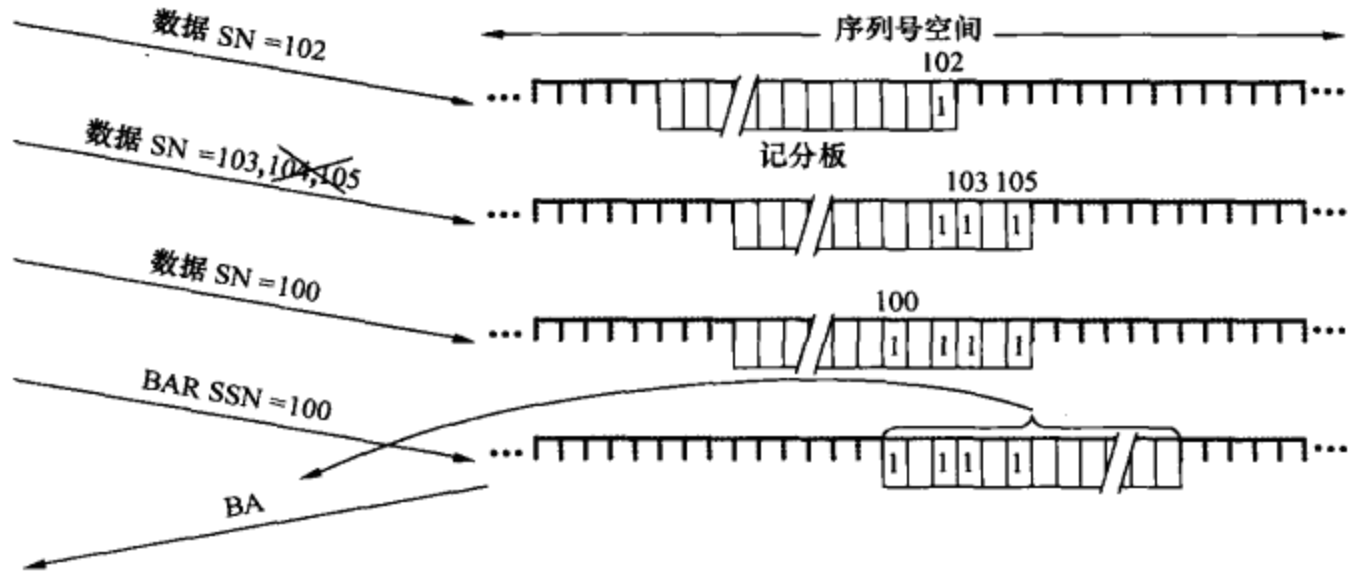


图 8.16　记分板操作

当接收到 BAR 时，接收方将记分板右移以使 WinStart 等于 BAR 中的 SSN（图中为 100），并且返回一个包含记分板内容的 BA 帧。

需要注意的是，这些序列号只是为了描述说明之用。在实际应用中，序列号是一个 16bit 的值，由 12bit 的 MSDU 号和 4bit 的分片号组成。

部分状态与完全状态块确认操作的主要不同在于接收端保留记分板的短暂性。使用部分状态块确认时，发起端需要确认其接收到确认状态的时间基本上可以肯定（在概率上）要早于另一个站点有机会发送数据给接收端并擦除会话的块确认记分板的时间。在实际应用中，这意味着发起端应该尝试在每个 TXOP 结束前取得块确认记分板。如果在偶尔的情况下发起端没有在 TXOP 内取得块记录记分板（例如 BA 帧的接收出现了错误），那么很有可能在接收端收到属于另一个块确认会话的数据，而导致会话的块确认记分板被抹除前，发起端还会进行一个后续的信道接入。在这种情况下发起端只需要在后续的信道接入中使用一个 BAR 帧来取得确认状态。如果在不太可能的情况下块确认记分板已不再存在，BA 会显示为全零，这时发起端就需要重新发送 MSDU。在另一种情况下，如果发起端发送了一个由带“正常确认”策略的 QoS 数据帧组成的聚合，而没有收到 BA 的话，发送方可能认为所有 QoS 数据帧都没有被收到，而直接重传所有 QoS 数据帧。

尽管允许有更复杂的处理方式，大多数实际实现用以遵循部分状态规则的方式都是在每个 TXOP 里发送一个聚合，并通过将聚合里的 QoS 数据帧的“确认策略”字段设置为“正常确认”来要求一个 BA 帧。在很少见的情况下，一个 MSDU 在被确认前已经超时，这时发起端会发送一个 BAR 帧来冲刷重排序缓冲区中的空洞。实现这种处理方式的发起端既可以与实现全状态块确认的接收端互操作，也可以与实现部分状态块确认的接收端互操作。

8.4.4　HT 立即块确认 TXOP 序列

图 8.17 描述了在使用 HT 立即块确认时典型的 TXOP 序列。TXOP 通过一个作为碰撞检测机制的短帧交换开始。在这些序列中显示的是保护性更好的 RTS/CTS 交换，也可以使用效率更高的数据/ACK 交换。序列（a）中通过把组成聚合的 QoS 数据 MSDU 中的“确认策略”字段设置为“正常确认”来完成一次聚合数据传输。这样其要求一个即时的 BA 响应。

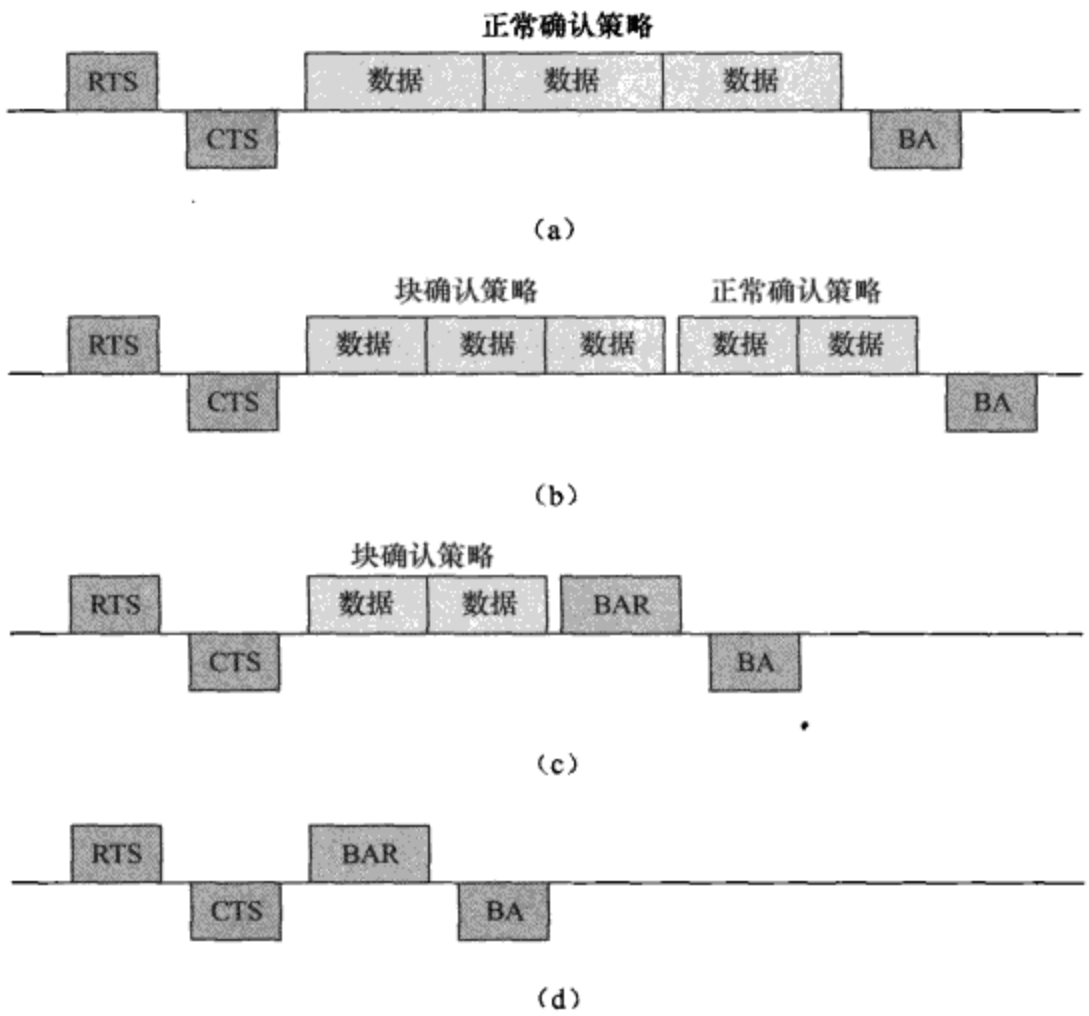


图 8.17　典型 HT 立即 TXOP 序列

序列（b）与序列（a）类似，不同之处在于两个聚合传输被连续发送，形成一次突发。这样做的目的可能是为了提高强健性，例如单个传输可能用时太长，而容易受到快速变化的信道条件的影响。这种情况下新的信道估计可能会有帮助。发送第一个聚合时“确认策略”可以设置为“块确认”，而发送第二个聚合时“确认策略”可以设置为“正常确认”，以要求一个 BA 帧。

当一个 MSDU 因为超时而被丢弃，从而需要发送 BAR 帧来释放接收端重排序缓冲区中可能被阻挡的完整 MSDU 时，可以使用序列（c）和（d）。在序列（c）中的情况下有数据帧，并且其一般在 BAR 前被发送。由于 BAR 要求 BA 响应，所发送的聚合中“确认策略”被设置为“块确认”。需要注意的是，BAR 可以和数据帧聚合在一起，然而一般来说 BAR 会作为一个单独的被更强健调制的帧发送。由于 BAR 帧并不被经常发送，牵涉 BAR 的序列不需要优化，因为这样的总体收益不大。

8.5　HT 延迟块确认

HT 延迟块确认是对延迟块确认协议的扩展。它与延迟块确认协议的不同之处在于对 BAR 与 BA 帧的确认方式。对 HT 延迟块确认的支持是可选的。站点通过设置“HT 能力”字段中的“HT 延迟块确认”能力比特来宣告对其的支持（见 11.3.2.2 节）。对应的站点可以与宣称自己能够进行 HT，延迟块确认的站点建立 HT 延迟块确认会话。

当使用 HT 延迟块确认时，BAR 与 BA 帧分别带有一个“BAR 确认策略”与“BA 确认策略”字段。如果这个字段被设置为 1，则标示这一帧的接收端不应该返回一个 ACK 响应。

以下介绍 HT 延迟块确认 TXOP 序列。

图 8.18 显示了在使用 HT 延迟块确认时的典型 TXOP 序列。TXOP 以一个短的帧交换开始，该交换可以是 RTS/CTS（如图 8.18 所示）或者是数据/ACK。由于响应端不需要发送立即响应，HT 延迟块确认使发起端可以充分使用 TXOP。序列（a）显示发起端发送一个“确认策略”被设置为块确认的聚合，跟随其后的是一个 BAR。当数据传输是双向时，BA 可以在反方向上与数据合并，如序列（b）所示。

BA 与 BAR 帧可以与数据聚合在一起，这样强健性稍低，如序列（c）所示。

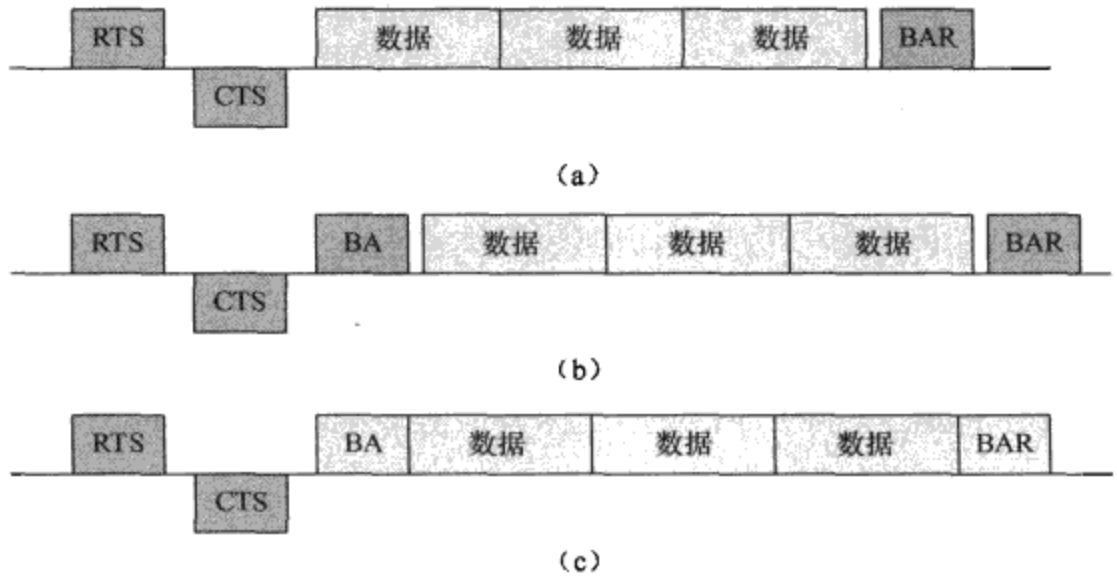


图 8.18　典型 HT 延时 TXOP 序列

参考文献

Hansen, C. and Edwards, B. (2004). *WWiSE Proposal: High Throughput Extension to the 802.11 Standard*, IEEE 802.11-04/0886r6.

IEEE (2006). IEEE 802.11n Project authorization request, 26 May 2006, available at: http://standards.ieee.org/board/nes/projects/802-11n.pdf.

第 9 章

高级信道接入技术

本章介绍 802.11 标准中的一些高级信道接入技术。802.11 标准引入了两种集中式协调的信道接入技术。这两种技术基于第 7 章中描述的分布式信道接入技术，而又有所补充。PCF 在最初的 802.11 规范中引入，而 HCCA 则在 802.11e 修订中引入，以支持参数化的 QoS 以及改进 PCF 中的一些缺陷。本章接着介绍 802.11n 修订中新的信道接入技术。

本章介绍一种非常简单的技术，称为逆向协议。该技术使用一个额外信令比特，并对运行 TXOP 的规则做了简单改动。这种技术在 EDCA 下尤其有用，可以提高一些特定数据流模式的吞吐率。

在制定 802.11n 修订的过程中，许多参与者对提高 MAC 协议的能耗效率产生了强烈的兴趣。这导致了 802.11n PAR 之外的一个技术，称为节能多询（power-save multi-poll，PSMP）。

9.1 PCF

作为一个可选项，基础网络配置可以包括一个点协调功能（point coordination function，PCF）。在使用 PCF 时，位于 AP 中的点协调器（point coordinator，PC）建立一个周期性的无竞争周期（contention free period，CFP）。在无竞争周期中对无线介质的无竞争接入由点协调器协调。在 CFP 期间，所有邻近站点的 NAV 都被设为 CFP 的最大期望时长。此外，所有在 CFP 期间的帧传输使用同一个帧间距。该帧间距短于在 DCF 下接入信道时的帧间距，从而防止站点使用基于竞争的机制获得对介质的接入权。在 CFP 结束时，PC 重置所有站点的 NAV。正常的基于竞争的接入方式随后继续运行。

9.1.1 建立 CFP

PC 定期使用图 9.1 中描述的“信标”帧建立起一个 CFP。CFP 的重复时间是 DTIM 的固定倍数时长，这里的 DTIM 是“信标”帧中周期性出现的一个值。DTIM 时长是信标时长的倍数。如果每个信标包含一个 DTIM，则 DTIM 与信标时长相同。

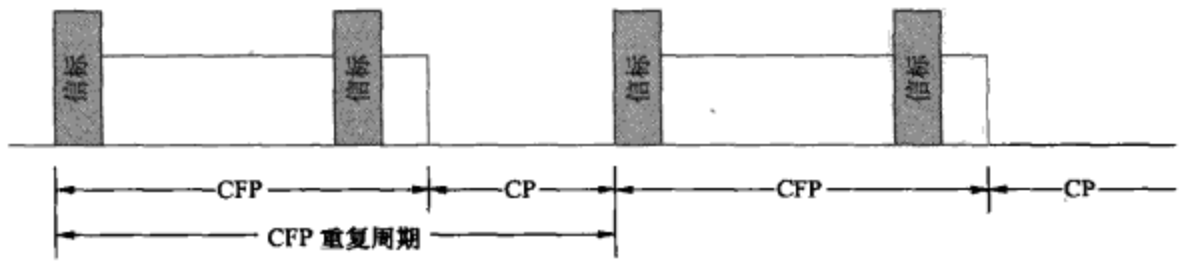


图 9.1 无竞争与竞争周期的交替

CFP 的长度由 PC 控制，其最大时长由“信标”帧“CF 参数集”中的 CFPMaxDuration 参数指定。如果 CFP 时长要长于信标间隔，PC 会在 CFP 期间合适的时刻传输信标。CFP 的实际时长与在 CFP 期间交换的数据量有关，但 PC 保证这个时长总是不大于 CFPMaxDuration。在 CFPMaxDuration 时刻或之前，PC 通过发送一个 CF-End 帧来终止 CFP。CF-End 重置邻近

站点的 NAV，以允许基于竞争的接入。

要发送开始一个 CFP 的“信标”帧，运行在 DCF 下的 PC 必须首先确定媒体处于空闲状态。如果媒体在计划的 CFP 开始时刻处于繁忙状态，则 PC 必须等待当前接入结束。这样一来会给 CFP 重复间隔带来一些延迟抖动。由于 CFPMaxDuration 参数是基于理想的 CFP 开始时间而不是实际的开始时间，可能有必要将 CFP 时长缩短该延迟的时长。

9.1.2　CFP 期间的 NAV

除去包含 PC 的 AP 外，每个站点都将其 NAV 设置为开始 CFP 的“信标”帧中“CF 参数集”字段中的 CFPMaxDuration 值。站点不断根据 CFP 期间传输的“信标”中“CF 参数集”字段中的 CFPDurRemaining 值更新其 NAV。站点在收到一个 CF-End 帧时重置其 NAV。站点对其 NAV 的设置、更新与重置与“信标”或 CF-End 帧所来自的 BSS 无关。这样就防止了站点在 CFP 期间取得媒体接入权，即使站点属于邻近 BSS 也是如此。

9.1.3　CFP 期间的数据传输

无竞争的传输协议基于由 BSS 的 AP 中的 PC 控制的轮询方案。帧传输包括交替发往 PC 以及从 PC 发出的帧。

图 9.2 描述了一个在 CFP 期间传输数据的例子。在 CFP 期间，AP 可以向单个站点发送单播数据。AP 同时要轮询各站点，查看它们是否有数据需要传输。对站点的轮询是通过使用 CF-Poll 来完成的。CP-Poll 可以作为一个单独的 CF-Poll 帧发送，也可以捎带在一个数据帧中，后者效率更高。

以下介绍无竞争确认。

PCF 允许在数据帧中捎带数据帧确认。不管当前数据帧发送到哪个站点，所捎带的 CF-Ack 都确认之前发送的数据帧。在图 9.2 的例子中，由 PC 发送给 STA 1 的、带有 CF-Poll 的数据帧被回应 CF-Poll 的数据帧中捎带的 CF-Ack 所确认。这个数据帧随后被发送给 STA 2 的数据帧中所捎带的 CF-Ack 确认。这个机制要求捎带有确认的数据帧同时被等待数据帧确认的发送端以及数据帧的接收端收到，因此必须仔细选择发送数据帧的数据速率。

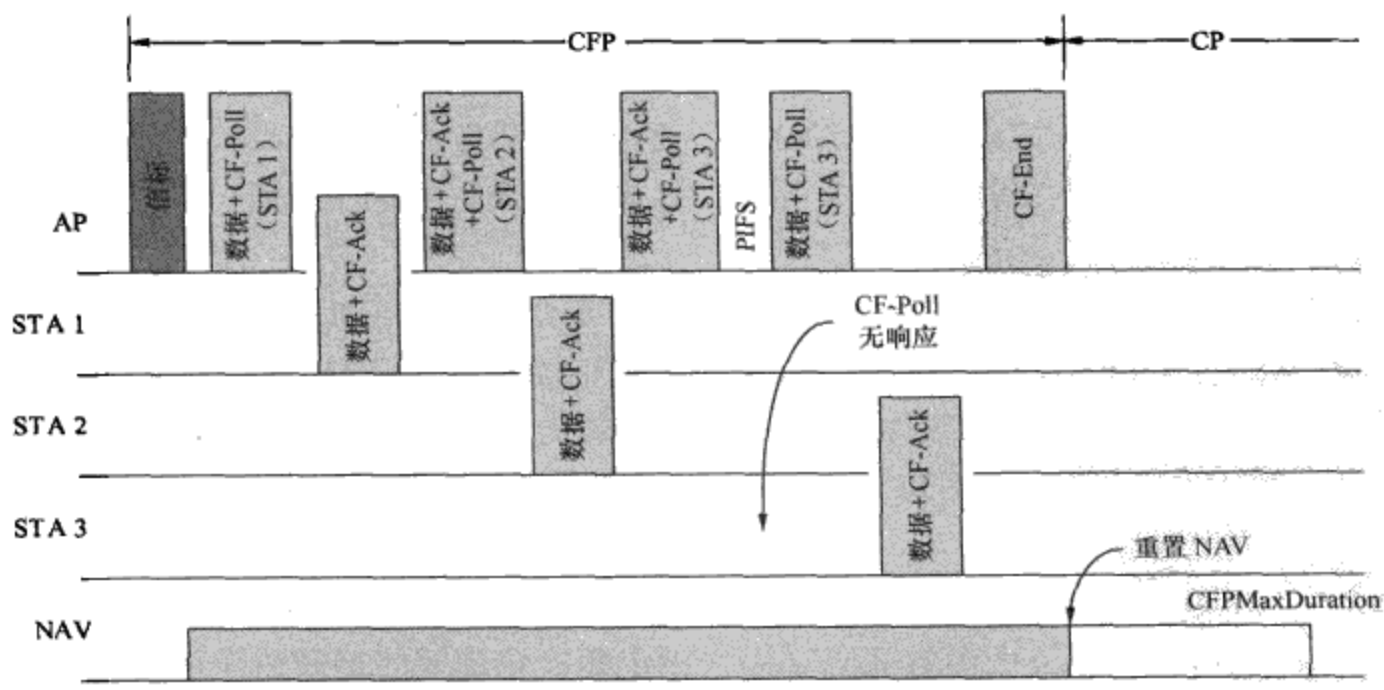


图 9.2　CFP 期间的数据传输

9.1.4 PCF 的局限

PCF 有好几个局限，其中一个主要局限是它有可能对 PCF 和 DCF 通信都造成延迟。由于无竞争时段与 DTIM 时段的频度相同，当使用 PCF 的站点需要在一个 CFP 结束时通信时，其可能只在下一个 CFP 中被轮询。同样，需要在 DCF 时段内被发送，但在 CFP 时段内被收到的通信必须等到 CFP 结束，可以取得信道接入时才能被发送。这个局限严重影响了那些对延迟敏感的通信。

PCF 的另一个局限是其在被应用到共享同一个信道的相邻 BSS 时表现不佳。如果一个 BSS 处于 CFP 中，则相邻的 BSS 需要等待这个 CFP 结束以开始自己的 CFP。此外，如果两个 CFP 加起来的时长超过了任何一个 BSS 的 CFP 重复间隔，那么服务承诺就无法被兑现。

PCF 从未被广泛实现，迄今为止其即使有所应用，这些应用也非常有限。这当中有上述局限的原因，也因为非管制无线频谱的不确定性。这种不确定性使得要设计在所有使用状况下都能提供服务承诺的调度器变得很困难。实践证明，基于竞争的分布式接入机制要简单得多，而且在很多情况下更为可靠，强健性也更好。

9.2 HCCA

混合协调功能（hybrid coordination function，HCF）控制的信道接入（HCF controlled channel access，HCCA）是由 AP 中的混合协调器（hybrid coordinator，HC）集中协调的一种信道接入技术。在使用 HCCA 时，站点不竞争对无线介质的接入，而是靠 AP 定期轮询它们来取得信道接入。就这一点来说，它与 PCF 比较相似。然而 HCCA 在以下两个重要方面改进了 PCF。

（1）HC 既可以在 CP，也可以在 CFP 期间轮询站点。由于需要被轮询的站点相对于只在 CFP 期间被轮询而言，具有了更多的被轮询机会，这样一来就降低了延迟。

（2）站点在被轮询时获得一个 TXOP。站点在这个 TXOP 中可以在 TXOP 时限内发送多个帧。而在 PCF 下，PC 对每个帧都要单独轮询站点。

9.2.1 数据流

设计 HCCA 是为了支持参数化的 QoS。当使用参数化的 QoS 时，站点向 HC 注册用于一个通信流（traffic stream，TS）的 QoS 要求。如果 HC 接受了这个注册，则其建立起一个轮询时间表来满足这些要求。

一个 TS 是一个特定的单向传输 MSDU 集合，集合中的 MSDU 需要满足一定的 QoS 限制被发送。在上行链路上（发往 AP）的 TS 按其通信流标识符（TSID）与传输方向来标识，在下行链路上（发往站点）的 TS 则按其 TSID、传输方向与站点地址来标识。无论传输方向如何，TS 总是由站点建立的。对每个已关联的站点，AP 最多可以支持 8 个上行链路 TS 与 8 个下行链路 TS。

站点在通信规范（traffic specification，TSPEC）中提供针对一个 TS 的 QoS 需求。举例来说，这些需求可以包括最大服务间隔（用来指定两次轮询间的最长时间间隔）或者最小数据速率（用来指定期望的最低平均数据速率）。TSPEC 的目的是在 HC 内预留资源以及修改

HC 的调度行为。TSPEC 也允许指定其他关联于 TS 的参数，例如通信类别符以及确认策略。

在下行链路上，一个 TS 可以有与之关联的一个或多个通信分类（traffic classification，TCLAS）字段。一个 TCLAS 字段包含用来标识属于该 TS 的分组的各项参数。AP 使用 TCLAS 来甄别下行的 MSDU，并将它们指定到对应的 TS 中。举例来说，一个关联于特定 TS 的 TCLAS 字段可能标识那些包含具有特定 UDP 端口号的 UDP 载荷的分组属于该 TS。在上行链路上，属于一个 TS 的 MSDU 由站点在内部分类。

这里将 TSPEC 放在 HCCA 上下文中描述，是因为使用 HCCA 时需要 TSPEC。TSPEC 也可以在 EDCA 下使用，例如，用以支持准入控制。在 TSPEC 上下文中被准入的通信可以使用 EDCA、HCCA 或一种混合两者的被称为 HEMM 的方案 （HCCA，EDCA mixed mode，HCCA、EDCA 混合模式）发送。

9.2.1.1　TS 的建立与维护

站点通过向 HC 发送“增加通信流”（add traffic stream，ADDTS）请求来建立 TS。“ADDTS 请求”包含用以定义该 TS QoS 需求的 TSPEC 参数。收到“ADDTS 请求”后，HC 决定是否按其指定参数接受这个 TSPEC、拒绝这个 TSPEC 或者不接受但建议另外一个 TSPEC。

作为对“ADDTS 请求”的回应，HC 发送一个“ADDTS 响应”。该响应帧包含一个结果代码，用以标示成功、无效参数、带建议更改的拒绝或者拒绝了延迟时长。如果结果代码标示为成功，则该 TS 进入活跃状态。否则整个流程可以使用同样的 TSID 以及修改后的 TSPEC 不断重复，直到站点决定发送的 TSPEC 已经满足要求，或者不满足要求并且不能被改进为止。

为 TS 设定的参数可以用相似的方式重新协商。也就是说，站点发送一个新的带有更新过的 TSPEC 的“ADDTS 请求”，HC 则回应一个“ADDTS 响应”帧。

9.2.1.2　数据传送

一旦 TSPEC 被设置好，MSDU 在 MAC 之上被分类，然后 MAC 按一个时刻安排使用 QoS 数据帧来发送 MSDU。站点会在被 HC 轮询时发送 MSDU。

9.2.1.3　TS 的删除

站点或 HC 都可以通过发送一个 DELTS，然后接收方以一个 ACK 帧回应，确认正确收到 DELTS 来删除某个 TS。删除 TS 可能出于以下几种原因。

（1）站点决定该 TS 不再被需要；

（2）HC 或站点判断在该 TS 上无通信活动；

（3）收到的通信流具有未知 TSID，也就是说站点或 HC 都没有对应于该 TS 的 TS 状态；

（4）等待“ADDTS 响应”超时。

在去关联以及重关联时也会删除已建立好的 TSPEC。重关联会导致站点与 AP 清除它们的状态，从而使站点需要重新初始化 TS 的建立过程。

9.2.2　受控接入相

在一次传输后，如果需要的话，HC 会通过比使用 EDCA 流程的站点等待更短的时间来

获得对无线媒体的接入，以开始一个受控接入相（CAP）。在 CAP 期间，响应帧紧接在 HC 发起的传输之后，其间距为 SIFS。如果在 SIFS 后 HC 没有检测到响应帧，则在信道保持空闲状态 PIFS 时段后其可以收回信道。如果 HC 在上一次传输 PIFS 时长后没有收回信道，则 CAP 结束。

HC 也可以使用 PCF 机制来在“信标”帧后建立起一个 CFP。图 9.3 描述了受控接入相的使用过程。

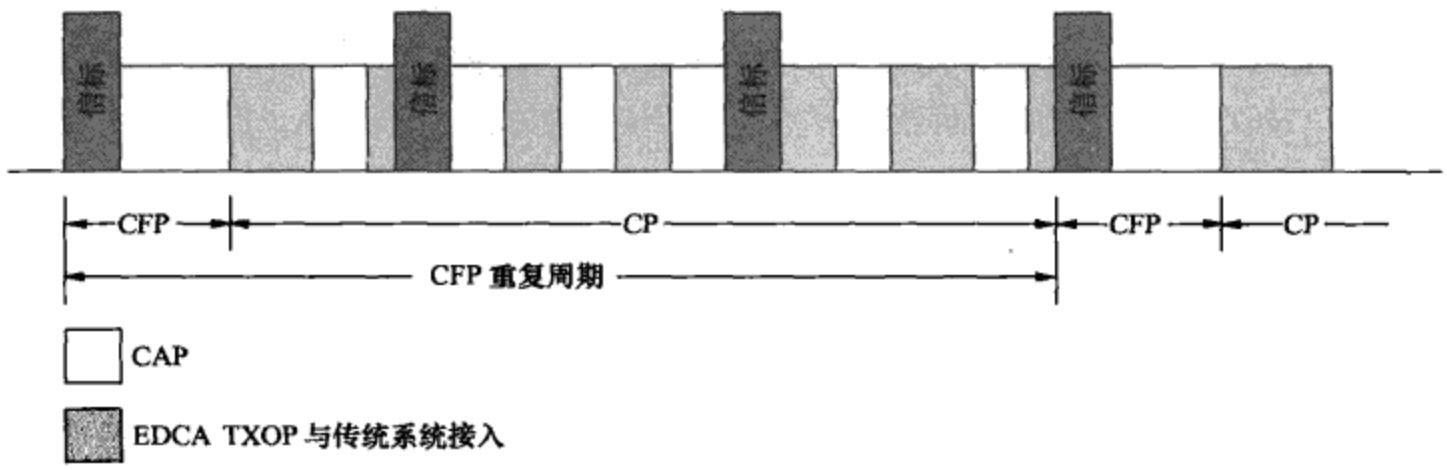


图 9.3　受控接入各相（经许可从 IEEE（2007a）© IEEE 复制）

9.2.3　轮询 TXOP

HC 使用一个通过 QoS CF-Poll 帧承载的 CF-Poll 来轮询站点。CF-Poll 也可以被捎带在另一个 QoS 数据帧中，这个帧通常被称为 QoS（+）CF-Poll 帧，以表示其是一个带有 CF-Poll 的任意 QoS 数据帧（见 11.1.1.2 节）。当站点被 HC 使用 QoS（+）CF-Poll 帧轮询时，其获得一个 TXOP。该 TXOP 的时限由“QoS 控制”字段中的“TXOP 上限”子字段指定。保护 TXOP 的 NAV 是由包含 CF-Poll 功能的帧中的“时长”字段设置的。

获得一个 TXOP 后，只要满足 TXOP 时限，站点可以在指定的轮询 TXOP 内传输多个帧交换序列。如果帧传输以及任何期望从对方 MAC 收到的任何立即响应无法在 TXOP 结束前完成，则站点不会开始传输一个帧。如果包含 CF-Poll 的 QoS 数据帧中“QoS 控制”字段中的“TXOP 上限”子字段被设置为 0，则站点回应一个 MPDU 或者 QoS 空帧。

授予 TXOP 的 QoS（+）CF-Poll 帧也在“QoS 控制”字段里包含一个 TID 子字段，以指定轮询所针对的 TS。通常情况下站点对该 TS 的数据帧作出回应。然而这种关系并不固定，站点也可以对任意帧（属于任意 TID 的 QoS 数据帧以及管理帧）作出回应。

9.2.4　TXOP 请求

站点通过设置在发送给 AP 的 QoS 数据帧中的“TXOP 时长要求”或者“队列长度”子字段来请求一个其后的 TXOP。这些子字段是互斥的，站点只能设置两者之一（见 11.1.5 节）。通过设置“所请求的 TXOP 时长”字段，站点请求以一个 TXOP 表示的特定额外传输时间，以传输其队列中的数据帧。通过设置“队列长度”子字段，站点向 AP 表明该站点队列中等待发送的流量。

站点可以在一个轮询 TXOP 或者 EDCA TXOP 中传输请求。两种请求都给 AP 提供了供其考虑的信息。站点综合这些信息、从其他站点来的类似信息以及相关的各种通信流类别的

TSPEC 来相应地分配 TXOP。

9.2.5　使用 RTS/CTS

在 CP 或 CFP 期间，当需要改进的 NAV 保护时，站点可以发送一个 RTS 帧作为任何交换序列的第一帧。

如果 NAV 保护是为了响应 QoS（+）CF-Poll 而向 AP 的传输的话，则不一定需要完整的 RTS/CTS。作为替代，站点可以发送一个 CTS-to-self，以作为一种设置其邻近站点 NAV 的强健机制。

9.2.6　HCCA 的局限

尽管 HCCA 对 PCF 作出了显著改进，但其同样没有被广泛实现。这是由以下几个因素造成的。

基于竞争的技术能够非常有效地按照需求分配带宽。EDCA 引入的分优先级的接入技术对于保护固定速率或者接近固定速率的数据流（例如 VoIP 和视频）不受一般数据流影响也非常有效。因此对 HCCA 的市场需求很小。

要保证对于所有数据流而言，吞吐率与延迟承诺都能够被兑现，HC 建立起一个调度计划。基于这个调度计划，HC 使用 PIFS 后延取得对媒体的常规优先接入。然而，这个机制在有邻近 QoS BSS 存在的情况下就行不通了。如果两个 BSS 的 HC 都周期性地试图获取信道接入，则可能会出现频繁的碰撞。使用随机退后可以在某种程度上缓解碰撞问题。然而，这样的做法使协议失去了对不同数据流类别的优先级排序，从而退化到与基于竞争的接入非常相似的情况。

9.3　逆向协议

许多通信模式高度不对称：在一个传输方向通信量很大，而在反方向通信量则很小。例如，在用两种运行于 TCP 上的协议（文件传输协议（FTP）或超文本传输协议（HTTP））传输大文件时，在实际文件传输中，从源到目标方向的包含文件内容的 TCP 分组很大，而在反方向上传输的则是短的 TCP 确认分组。

在实际中，这意味着尽管在前向上的 TXOP 得到了充分的利用，在逆向上的 TXOP 则常常利用不足，如图 9.4（a）所示。逆向协议使利用不足的 TXOP 的所有者可以把剩余的 TXOP 时长租借给对应方。在通信不对称的情况下，这样做的结果是所有的 TXOP 都得到了充分的利用，如图 9.4（b）所示。在 TXOP 开始时（图中未画出），由竞争周期以及短帧交换所造成的系统开销被平摊到整个被利用的 TXOP 中，而不是部分被利用的 TXOP 中，这样效率就有所提高。仿真结果（Mujtaba 等，2005）表明当使用 TCP 通信时，对于不同的使用模式，网络吞吐率提升在 8%～43%。

逆向协议是一个可选特性。站点通过设置“HT 能力”字段中的“RD 响应端”能力比特来声明其可以作为一个 RD 响应端。发起 RD 的站点可以将未被充分利用的 TXOP 的剩余部分授予一个声明可以作为 RD 响应端的站点。需要注意的是，由于 RD 协议使用“HT 控制”（HT Control，HTC）字段，响应端在“HT 能力”字段中也要声明对 HTC 的支持。

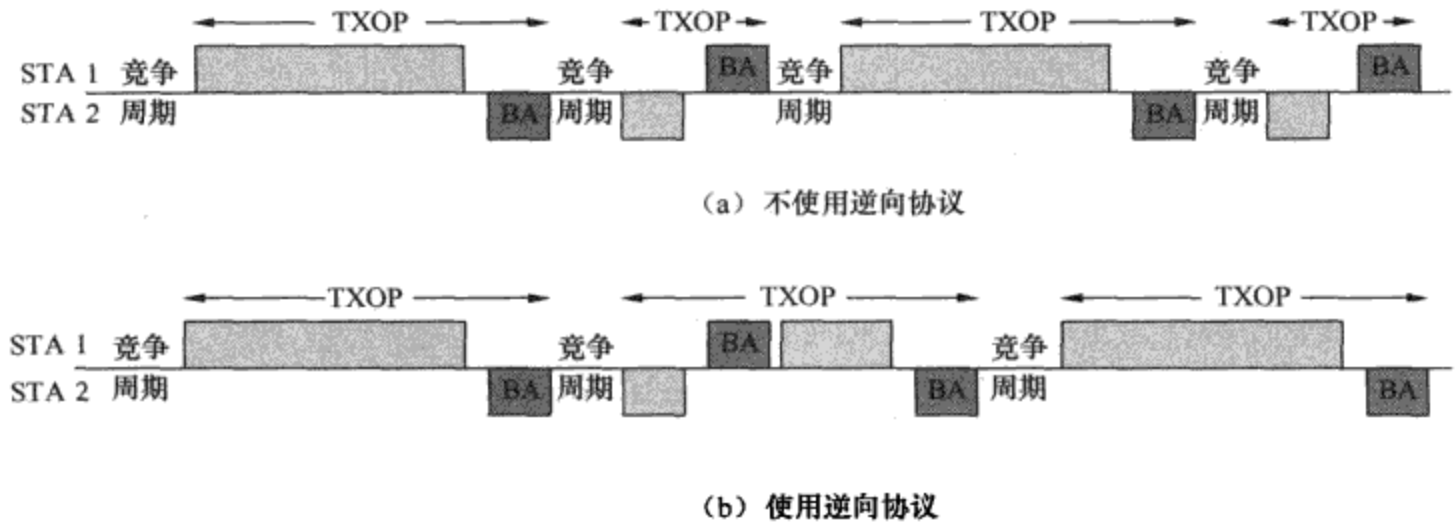


图 9.4 对 TXOP 的利用

9.3.1 逆向帧交换

逆向协议使用 QoS 数据帧、BAR 帧或 BA 帧中“HT 控制”字段中的“RDG/更多 PPDU”比特。为此承载逆向信令的帧中必须有“HT 控制”字段。

图 9.5 描述了一个 RD 帧交换序列的例子。RD 发起端通过设置 MPDU 中的“逆向授予”（reverse direction grant，RDG）比特来将 TXOP 的剩余部分授予 RD 响应端。这个 MPDU 通常是 QoS 数据帧或者 BAR MPDU。TXOP 中剩余的时长以及授予响应端的时长承载于 MPDU 的“时长/ID”字段中。通常在必须要求响应的帧中设置 RDG 比特。这样的帧常常是承载有一个隐式 BAR 的聚合中的 QoS 数据 MPDU，或者就是 BAR MPDU 本身。

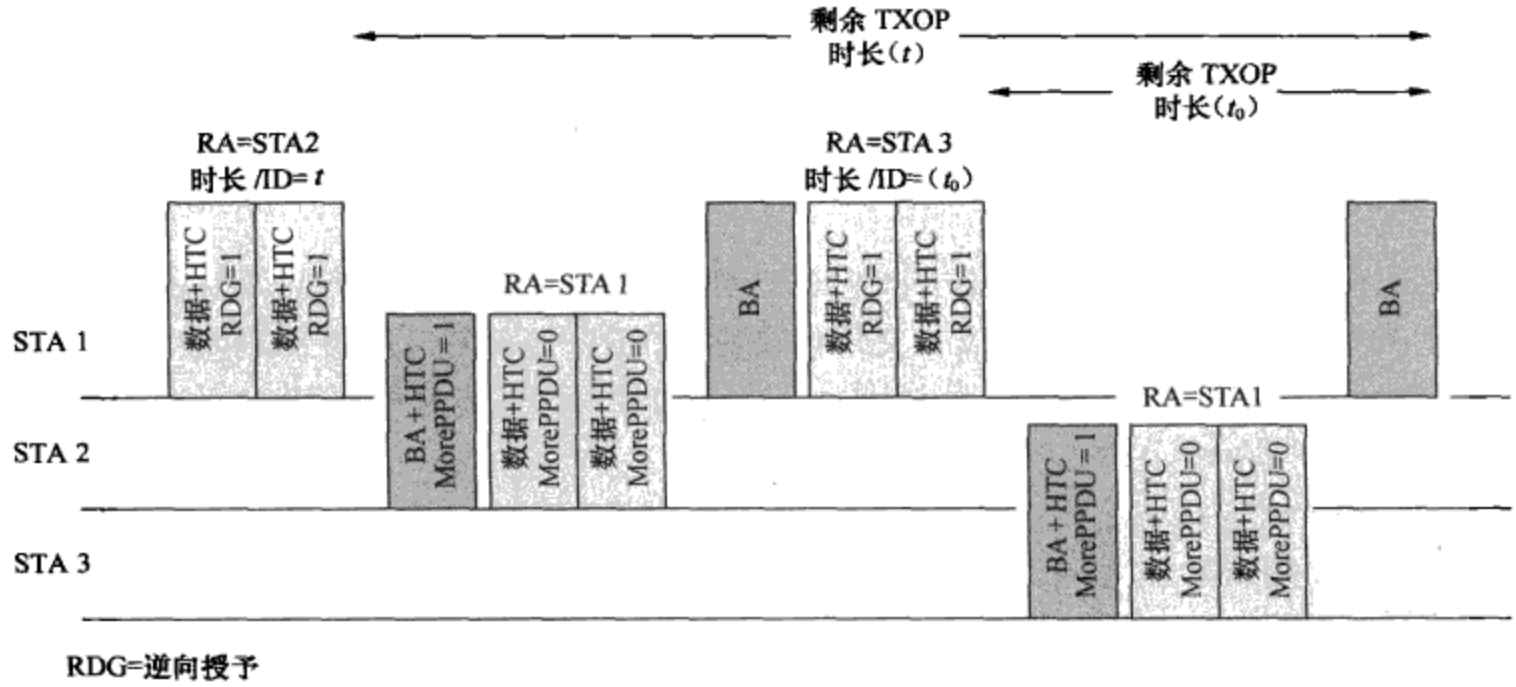


图 9.5 RD 交换举例

RD 响应端回应一个 ACK 或 BA。如果响应端要继续进行一个突发，则其设置响应帧中的“更多 PPDU”比特，以声明后面还有更多的 PPDU。突发中的最后一个 PPDU 将其中的 MPDU 里的“更多 PPDU”比特设置为 0。响应端可以在突发中的最后一个 PPDU 中要求发起端的响应。

当 RD 发起端看到“更多 PPDU”比特被设置为 0，或者在进行错误恢复时，其重新取得对 TXOP 的控制。不含 HTC 字段的逆向帧也被解释为其“更多 PPDU”比特被设置为 0。一

旦 RD 发起端重新取得了对 TXOP 的控制，在满足 TXOP 限制的情况下，其可以继续将 TXOP 授予同一个响应端或者其他站点。

9.3.2　逆向规则

在一个 EDCA TXOP 中，所有数据帧都属于同一个 AC。这既包括来自发起端的数据，也包括来自响应端的数据。AC 由承载逆向授予的 MPDU 中的 TID 标示。如果授予由管理帧承载，则接入类别为 AC_VO。

在一个 HCCA TXOP 中，由 RD 发起端决定响应端是否应该受到其应该属于何种接入类别的限制。如果 RD 响应端可以发送任何 TID 的数据流，则 RD 发起端将 AC 限制比特设置为 0。如果 RD 响应端只能在其响应突发中发送指定 TID 的数据流，则 RD 发起端将 AC 限制比特设置为 1。

RD 响应端将所有响应突发中的 MPDU 的地址设为 RD 发起方，并且不能用租借来的 TXOP 向别的站点发送帧。

9.3.3　错误恢复

授予剩余的 TXOP 后，如果 RD 发起端监测到在 PIFS 时长内媒体保持空闲状态，而且 TXOP 中仍有足够时间来传输另一帧，其可能会收回对 TXOP 的控制。这种恢复机制使得如果响应端没有能够成功解调含有逆向授予的 PPDU 的话，RD 发起端可以重新获得对 TXOP 的控制。

如果 RD 发起端收到了一个不包括含有“更多 PPDU”比特的 MPDU 的 PPDU 响应，则其不再传输，直到侦听到在 PIFS 时长内媒体保持空闲状态为止。这使得在承载“更多 PPDU”比特的 MPDU 没有被成功解调的情况下，RD 发起端的传输不会与 RD 响应端的突发相重合。

9.4　PSMP

节能多询（power-save multi-poll，PSMP）是 802.11n 中引进的一种调度技术，用以优化信道接入。这种优化针对定期接收与发送少量数据，而希望其通信接口在大多数时间（即不活跃地发送与接收数据的时候）保持休眠以节约能耗的设备。

和其他技术相比，例如 HCCA 以及有调度或无调度的自动节能传输（automatic power save delivery，APSD），PSMP 在信道利用与节能能力方面略有提高。PSMP 使用一个单 PSMP 帧，而不是 HCCA 中使用的具有目的地址的 QoS（+）CF-Poll 帧来调度多个站点。这种方式在某些使用情景下可能效率略高。对信道接入的优化是通过将下行链路传输集合起来以及对上行链路传输进行调度使之紧密相邻来实现的。这样做时可以将下行链路传输以突发发送，而上行链路传输可以被调度得彼此靠近。

PSMP 通过在 PSMP 开始阶段提供下行链路与上行链路调度来实现对能耗的优化。这样各个站点不需要进行 CCA，就可以在下行链路阶段不需要时关闭其接收机，而在上行链路阶段中被调度的时刻上发送。

图 9.6 描述了一个基本的 PSMP 序列。该序列以一个 PSMP 帧开始。该帧带有后继下行链路与上行链路传输的调度安排。收到该 PSMP 帧后，站点只需要在包含广播帧（如果有的

话）的 PSMP 下行链路传输时段（PSMP downlink transmission time，PSMP-DTT）内保持侦听。这个 PSMP-DTT 是调度好的。PSMP 上行链路传输时段（PSMP uplink transmission time，PSMP-UTT）的情形是一样的。在下行链路阶段，PPDU 以连续突发方式发送。各 PPDU 间由 SIFS 或 RIFS 时长分隔。对 RIFS 的使用可能会如 10.5.2.1 节中描述的那样有所限制。一个特定的 PSMP-DTT 可能覆盖一个或多个 PPDU。这些 PPDU 中承载的 MAC 帧都发送到同一个特定的站点（RA 相同）。如果有广播或多播帧的话，其被集合在第一个 PSMP-DTT 中。

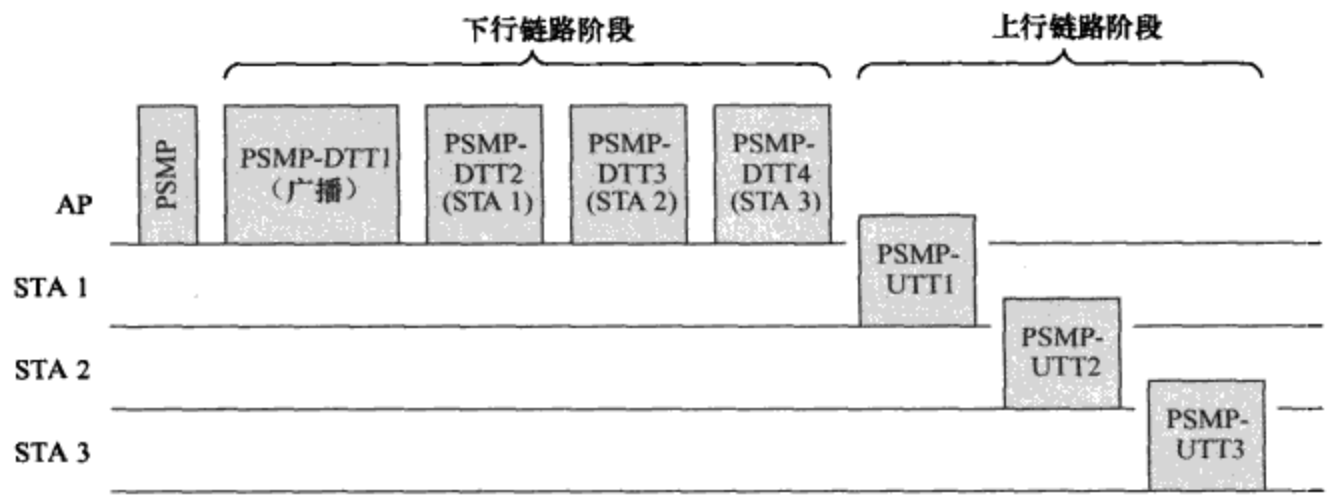


图 9.6 PSMP 序列

一个有一个或多个帧要发送的站点会在其 PSMP-UTT 起始时不进行 CCA 就开始传输，而不理会任何 NAV 设置。站点必须在分配的 PSMP-UTT 内完成传输。

PSMP-UTT 由 SIFS 或 aIUStime 时长分隔。aIUStime 比 SIFS 短，并且只能在 RIFS 被允许时使用。一个 PSMP-UTT 内传输的 PPDU 由 SIFS 或 RIFS 时长分隔。同样 RIFS 只在被允许时才能使用。

在 PSMP 序列中，AP 与站点只能交换以下帧类型：

（1）PSMP 管理帧；

（2）QoS 数据帧；

（3）Multi-TID BAR；

（4）BAR（仅限于 HT 延迟会话）；

（5）Multi-TID BA；

（6）BA（仅限于 HT 延迟会话）；

（7）不需要立即响应的 MPDU（例如“无需确认的功能”管理帧）。

9.4.1 PSMP 恢复

站点可能未能检测到或者成功解调 PSMP 帧，从而错过了其 PSMP-UTT。AP 可以通过在开始 PSMP-UTT 后 SIFS 时长内没有检测到传输来检测到这样的情况。如果 PSMP-UTT 足够长来保证错误恢复的话，AP 可能会通过传输一个带有对站点的新调度安排的 PSMP 恢复帧来尝试恢复。

图 9.7 描述了这种情况。图中 STA 2 在 PSMP-UTT2 开始时没有传输一帧。AP 检测到这种情况，并在 UTT 开始 PIFS 后传输一个 PSPM 恢复帧。PSMP 恢复帧中包含一个在最初 PSMP-UTT2 剩余时间内对 STA 2 的上行链路所做的调度安排。这个调度安排从 PSMP 回复帧的结束时刻开始计算。

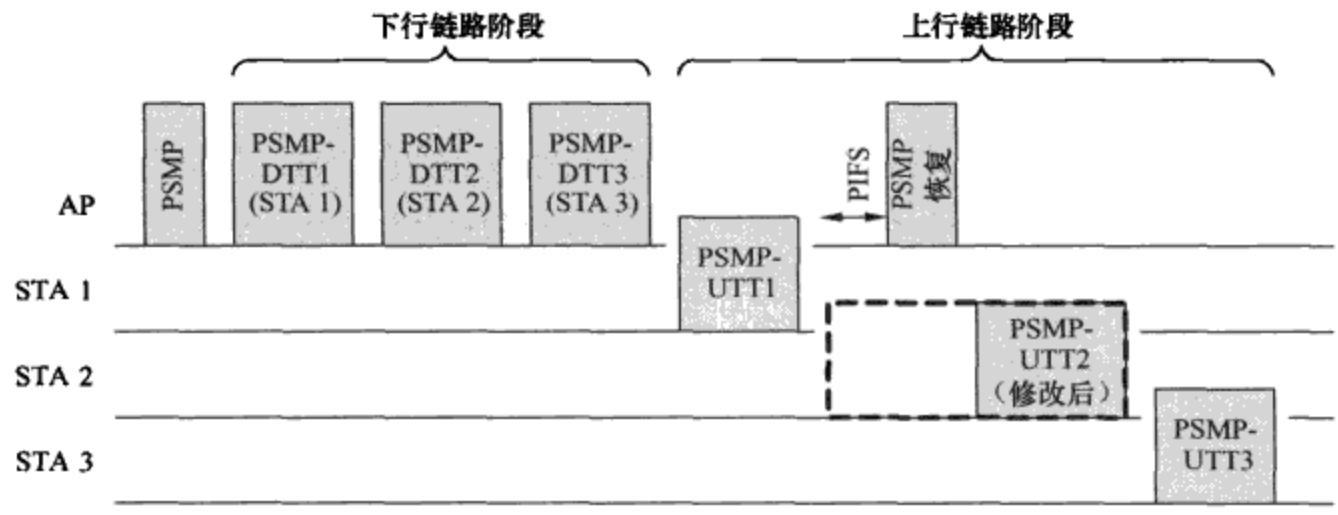


图 9.7　PSMP 恢复

9.4.2　PSMP 突发

AP 可能进行突发，或者一系列的 PSMP 交换，如图 9.8 所示。在第一个 PSMP 序列的初始数据交换以后，可以在后继的 PSMP 交换中进行额外的资源分配以及作出重传调度安排。第一次交换中的 PSMP 帧将其 MorePSMP 比特设置为 1，以标示有一个后继的 PSMP 交换。只要突发在继续，则每一个后继交换中的 PSMP 帧里的 MorePSMP 比特都被设置为 1。当某一 PSMP 帧的 MorePSMP 比特被设置为 0 时，突发终止。

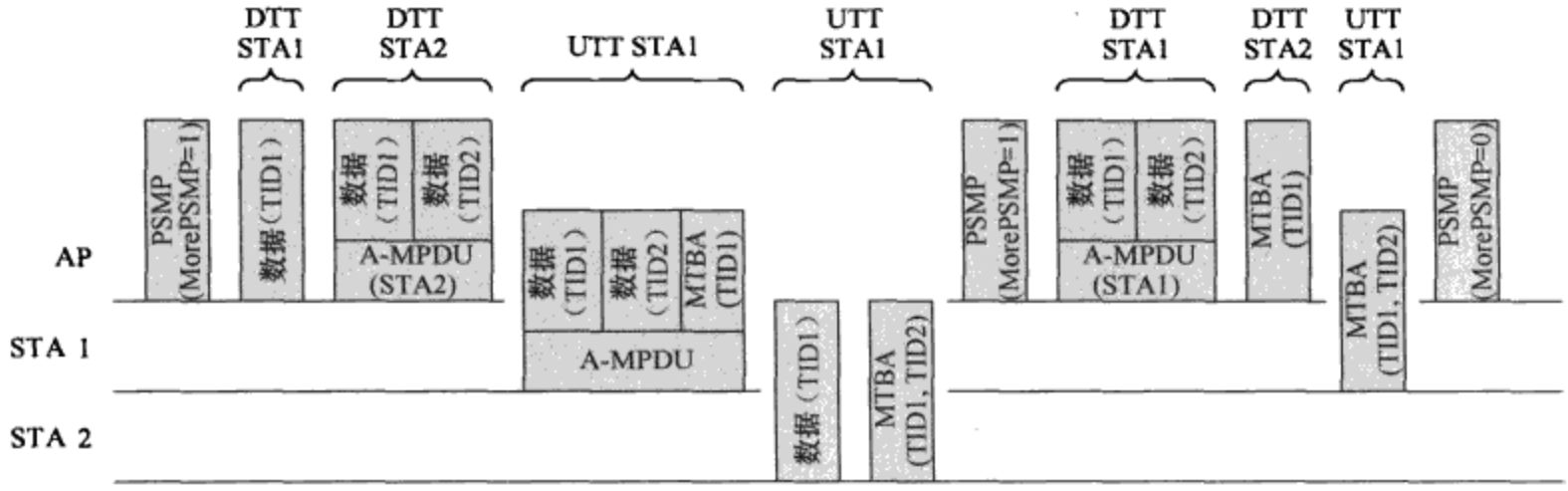


图 9.8　PSMP 突发（经许可从 IEEE（2007）© IEEE 复制）

9.4.3　资源分配

站点使用 HCCA 中定义的 TSPEC 机制来保留资源。AP 根据从一个或多个站点接收到的 TSPEC 来制定 PSMP 调度安排，这样所有站点的 QoS 需求都能被满足。

为适应数据流载荷的变化以及重传，站点可以通过更新自己的 TSPEC 来改变长期的资源分配。或者更动态地通过使用 QoS 数据帧中的“队列长度”或“所请求的 TXOP 时长”（见 11.1.5 节）来改变资源分配。如果站点不能在分配的 PSMP-UTT 时长内传输其队列中的所有数据，该站点会传送尽量多的数据，并捎带一个资源请求以请求一个额外的 PSMP-UTT。如果 AP 收到一个资源请求，其会尝试在下一个 PSMP 序列中满足该请求。

9.4.4　在 PSMP 下使用块确认

PSMP 不允许将 ACK 用于数据交换，因此需要确认的数据传输必须在已建立的块确认会

话中进行。数据也可以在没有块确认会话的情况下传输，但只是在使用“不确认”策略的情况下。

PSMP 要求块确认会话是 HT 立即或者 HT 延迟类型。在使用 HT 立即会话时，必须使用 Multi-TID BAR 与 Multi-TID BA。在使用 HT 延迟会话时，BAR 与 BA 帧应该将其 BAR/BA 确认策略设置为“不确认”。

参考文献

IEEE (2007). *IEEE P802.11n*TM*/D3.00, Draft Amendment to STANDARD for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Networks – Specific Requirements. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Amendment 4: Enhancements for Higher Throughput.*

Mujtaba, S. A., Stephens, A. P., Myles, A., *et al.* (2005). *TGnSync Proposal MAC Results*, IEEE 802.11–04/0 892r7, July.

第 10 章
互操作与共存

802.11n 修订引入了许多面向特定市场的可选特性。这些可选特性的数量比任何早先的 802.11 修订都多，而且很可能只部署在特定类别的设备上。许多可选特性都很复杂。基于产品周期和成本限制的考虑，许多具体实现只会采用可用特性的一个子集，而可能随着时间流逝或者高端产品的引入而逐渐增加特性。有些特性有多个变体。这是由于在协议制定过程中讨论特性时存在的许多未知因素造成的。很多时候没有一种明朗的方向来满足所有情形下的需要，这种情况下就引入了实现变体。

802.11 的广泛使用也意味着有大量的传统 802.11 设备已被部署。这样与这些设备的互操作与共存就很有必要。

本章讨论有助于保证 802.11n 设备与传统 802.11 设备间互操作与共存的各种特性。

10.1 站点与 BSS 能力

由于 802.11n 修订有很多可选特性，必须有相当数量的信令来表明设备能力以及确保互操作性。同时，协议也必须确保一个站点在使用可选特性时，不会影响到那些没有直接参与到数据帧交换的邻近站点的运行。

HT 站点能力是通过使用“HT 能力”元素来在信令中表明的。这个元素存在于 HT AP 或 HT 站点所发送的“信标”、“关联请求”、“关联响应”、“重关联请求”、“重关联响应”、“试探请求”以及“试探响应”管理帧中。后续章节中总结了由“HT 能力”元素在信令中表明的可选能力。11.3.2.2 节提供了“HT 能力”元素自身的详细信息。

10.1.1 HT 站点 PHY 能力

HT 站点 PHY 能力包括以下项目。

（1）所支持的信道宽度集。表明站点是否只能运行 20MHz 或者可以同时运行 20MHz 与 40MHz。

（2）绿野格式 PPDU。表明站点是否能够接收 HT 绿野格式 PPDU。

（3）LDPC 编码。表明站点是否能够接收 LDPC 编码的 PPDU。

（4）20MHz PPDU 格式中的短 GI。表明站点是否能够使用短保护间距接收 20MHz 帧。

（5）40MHz PPDU 格式中的短 GI。表明站点是否能够使用短保护间距接收 40MHz 帧。

（6）发送 STBC 格式。表明站点是否能够发送空时块编码的帧。

（7）接收 STBC 格式。表明站点是否能够接收空时块编码的帧。如果能够，能力是否限于一个空间流，一个或两个空间流，或者一个、两个或 3 个空间流。

（8）40MHz 中的 DSSS/CCK。表明站点是否能够在运行 40MHz 带宽时发送及接收

DSSS/CCK 格式帧(802.11b)。

（9）不容许 40MHz。表明站点是否需要 AP 阻止 40MHz 传输。

10.1.2 HT 站点 MAC 能力

HT 站点 MAC 能力包括以下项目。

（1）空间多分复用节能模式。表明对“空间多分复用（SM）节能”的支持级别：静态、动态或者禁用。

（2）HT 延迟块确认。表明站点是否支持 HT 延迟块确认。

（3）PSMP 支持。表明站点是否支持 PSMP 操作。

（4）L-SIG TXOP 保护。表明站点是否支持 L-SIG TXOP 保护机制。

（5）+HTC 字段支持。表明站点是否可以解析其收到的含有“HT 控制”(HTC)字段的帧。

（6）逆向协议。表明站点是否可以作为逆向回应端。

（7）最大 A-MSDU 长度。表明站点能接收的最大 A-MSDU 长度：3 839 或 7 935 个 8 位元。

（8）A-MPDU 参数。表明站点处理 A-MPDU 划分的局限。站点可能受限于其能收到的 A-MPDU 长度以及对 A-MPDU 中的 MPDU 去聚合的速率。

10.1.3 BSS 能力

有些“HT 能力字段”在 AP 发送的“信标”、“试探响应”、“关联响应”以及“重关联响应”帧中，具有额外的适用于 BSS 的含义。这些字段如下。

（1）PCO 支持。标示 BSS 支持分相共存运行（PCO）。

（2）PSMP 支持。标示 BSS 支持 PSMP 操作。

（3）40MHz 下的 DSSS/CCK。标示 BSS 中的站点在 20/40MHz BSS 运行时是否被允许发送 DSSS/CCK 格式的 PPDU。

10.1.4 高级能力

对一些高级能力的支持也在“HT 能力”字段中表明。这些高级能力如下。

（1）MCS 反馈。

（2）波束成型支持。

（3）天线选择。

第 12 章中给出了对这些能力的更详细讨论。

10.2 站点行为控制

AP 使用“信标”、“探测响应”、“关联响应”以及“重关联响应”帧中的“HT 信息”元素来控制一个 BSS 中站点的运行。关于“HT 信息”元素的详细信息可在 11.3.2.3 节中找到。

AP 通过“HT 能力”元素中的“所支持的信道宽度集”子字段以及“HT 信息”元素中的以下子字段来控制 BSS 的 20MHz 以及 20/40MHz 运行。

（1）“主信道”。这个字段给出 BSS 的主信道的信道号。

（2）“次信道偏移量”。这个字段给出次信道相对于主信道的偏移量。

（3）“STA 信道宽度”。定义站点可以向 AP 传输的信道宽度。

后续各节中更详细地描述了 20MHz 以及 20/40MHz BSS 运行。

AP 还提供那些属于 BSS 成员的站点的能力信息。作为一项可选功能，AP 也可以提供那些被检测到运行在同一信道或信道集的站点的能力信息。这样做的好处是可以为某个站点可能会使用，但邻近站点可能不能正确进行后延的 HT 序列提供保护。为了提供保护功能而存在于“HT 信息”字段中的提供邻近站点信息的字段如下。

（1）“HT 保护”。这个字段标示作为 BSS 成员或非成员所存在的站点类型，从而标识所需保护的性质。表 10.1 区分了 4 类情况。

表 10.1　　保护字段编码

编　码	条　件
0（具有相同信道宽度的HT站点成员，不是成员的HT站点）	以下条件之一为真： • 这是一个只有 20/40MHz HT 站点成员的 20MHz BSS。任何在主或次信道上检测到的非成员站点也是HT的，也就是说，没有检测到非HT站点 • 这是一个有 20MHz HT 站点成员的 20MHz BSS。任何在信道上检测到的非成员站点也是 HT 的，也就是说，没有检测到非HT站点
1（具有不同信道宽度的HT站点成员，不是成员的非HT站点）	以下条件之一为真： • 这是一个有 20MHz HT 站点成员或 20/40MHz HT 站点成员的 20/40MHz BSS。同时，在主或次信道上至少检测到一个不是成员的非 HT 站点 • 这是一个有 20MHz HT 站点成员的 20MHz BSS。同时，在主信道上至少检测到一个不是成员的非 HT 站点
2（具有不同信道宽度的HT站点成员，不是成员的HT站点）	这是一个可能有 20/40MHz HT 站点成员的 20/40MHz BSS，但至少有一个 20/40MHz HT 站点成员。同时，如果在主或次信道上检测到不是成员的站点，则这样的站点只能是 HT 的
3（HT或非HT成员站点）	其他情况，也就是说，同时有HT与非HT成员的 20/40MHz 或 20/40MHz BSS

（2）“存在非绿野 HT 站点”。这个字段标示有关联于 BSS 或邻近 BSS，而不能接收 HT 绿野格式 PPDU 的 HT 站点存在。设置了这个字段时，站点必须保护 HT 绿野格式的传输。

（3）“L-SIG TXOP 保护完全支持”。这个字段表明是否 BSS 中的所有站点都支持 L-SIG TXOP 保护。站点可以根据这个字段决定是否使用 L-SIG TXOP 保护。

（4）“存在 OBSS 非 HT 站点”。这个字段表明可能有非 HT，而且不是 BSS 成员的站点存在。作为一个可选项，站点可以根据这个字段来决定是否必须对 HT 序列进行保护。

（5）“RIFS 模式”。AP 可以通过“RIFS 模式”比特直接控制是否允许 RIFS 突发。站点只有当此比特被设置为 1 时才能使用 RIFS 突发。

HT 信息字段还提供用于控制 PSMP 操作（见 9.4 节）、“PCO 操作”（见 10.4 节）以及使用“双信标”来扩展距离的信息。

最后，“HT 信息”元素中的“基本 MCS 集”子字段提供被 BSS 中所有 HT 站点所支持

的 MCS 值集合。

10.3 20MHz 与 20/40MHz 运行

802.11n 引入了可选的 40MHz 信道宽度运行，但同时其必须维护与传统以及 HT 20MHz 站点间的互操作性。这样一来就存在 3 种基本类型的设备：20MHz 传统或非 HT 站点、20MHz HT 站点以及 20/40MHz HT 站点。20MHz HT 站点能够发送与接收 20MHz 的传输；而 20/40MHz 站点既能够发送与接收 20MHz，也能够发送与接收 40MHz 的传输。20/40MHz HT 站点也能够作为 20MHz HT 站点运行，亦即是说，一个 20/40MHz 站点可以选择把自己宣告为一个 20MHz HT 站点，并且只发送与接收 20MHz 的传输。传统或非 HT 站点则不会在任何管理帧中含有“HT 能力”字段。

20MHz HT 站点将其“HT 能力”元素中“HT 能力信息”字段的“所支持的信道宽度集”子字段设为 0，以标示其只支持 20MHz 运行。20/40MHz HT 站点则将其“HT 能力”元素中“HT 能力信息”字段的“所支持的信道宽度集”子字段设为 1，以标示其既支持 20MHz 也支持 40MHz 运行。

由于存在多种设备类别，导致 BSS 运行有以下两种基本模式。

（1）20MHz BSS 运行。如果 40MHz 运行不可行（由于 AP 不能够支持 20/40MHz BSS，或者环境不允许 40MHz 运行），则 AP 运行一个 20MHz BSS。

（2）20/40MHz BSS 运行。如果 40MHz 运行可行，则 AP 可以运行一个 20/40MHz BSS。在 20/40MHz BSS 运行下使用两个相邻的 20MHz 信道，其中的一个被指定为主信道，而另一个被指定为次信道。能够运行于 20/40MHz 的 HT 站点可以和 AP 相关联，并运行在 40MHz 信道宽度。只能够运行于 20MHz 的 HT 站点以及传统站点也可以与 AP 相关联，并只运行在主要的 20MHz 信道上。

10.3.1 信标发送

在一个特定频带上，一般以一种被最广泛支持的格式发送“信标”。“信标”总是在主信道上（在 20MHz 运行中这就是唯一信道）以 20MHz 非 HT 格式被发送。在使用 5GHz 频带时使用非 HT OFDM 格式，原因是所有使用这些频带的 802.11 设备都应该与 802.11a 后向兼容。在使用 2.4GHz 频带时则一般使用 DSSS/CCK 格式，原因是绝大多数设备都与 802.11b 后向兼容。如果 AP 只能够或者只愿意支持 OFDM 传输，则可以在 2.4GHz 频带上使用非 HT OFDM 格式。

AP 可以使用一个 STBC PPDU 来发送一个次“信标”以扩展“信标”可以被检测到的传输距离。这个“信标”以相对于主“信标”一半的信标周期发送，并且在其“HT 信息”字段中设置“STBC 信标”比特。

10.3.2 20MHz BSS 运行

任何 HT AP（能够运行 20MHz 或 20/40MHz）都可以运行一个 20MHz BSS。一个能运行 20/40MHz 的 AP 可以选择作为一种配置选项，也可以在其无法找到适合运行 20/40MHz BSS 的两个 20MHz 信道的情况下运行 20MHz BSS。

HT AP 通过将“HT 信息”元素中的“次级信道偏移量”子字段设置为 0 来表明不存在次级信道，从而标示 20MHz BSS 运行。“HT 信息”字段中的“主信道”子字段的设定值标示 BSS 的 20MHz 信道号（用以传输“信标”以及所有其他帧的信道）。

与一个 20MHz BSS 相关联的 HT 站点，不管其是只能够运行 20MHz 还是能够运行 20/40MHz，都发送与接收 20MHz 传输。

在其他方面，20MHz BSS 运行相对比较简单，并且与传统的 20MHz BSS 运行相似。

10.3.3　20/40MHz BSS 运行

任何 HT AP（能够运行 20MHz 或 20/40MHz)都可以运行一个 20/40MHz BSS。HT AP 通过将“HT 信息”元素中的“次信道偏移量”子字段设置为非零值来标示 20/40MHz 运行。这个子字段表明了次信道相对于主信道的偏移量，亦即是说，+1 或者-1。“主信道”子字段标示了主信道的信道号。

任何 HT 站点都可以作为能够运行 20MHz 的 HT 站点或者能够运行 20/40MHz 的 HT 站点与 AP 相关联。20MHz HT 站点只发送与接收 20MHz PPDU，并只使用主要的 20MHz 信道。20/40MHz 站点则能够发送与接收 20MHz 或者 40MHz PPDU。所有的 20MHz 传输只使用主信道。次信道上没有通信流，两种例外情况是其被用于 40MHz 运行或者被邻近的 BSS 使用。而第二种例外情况应该通过仔细的信道选择来予以避免。

如果 HT AP 只能运行于 20MHz，则 AP 不能发送或接收 40MHz 的传输。在这种情况下，40MHz 传输只会发生在能运行于 20/40MHz 的 BSS 成员站点之间的直接连接上。

在 20/40MHz 运行期间，邻近 BSS 之间以及关联于同一 BSS 的不同设备类别之间的共存是通过几种机制来管理的。这些机制包括如下几种。

（1）通过扫描重叠 BSS，以及在 BSS 初始建立阶段进行仔细的信道选择来避免本 BSS 使用已经被其他 BSS 使用的信道。

（2）在 BSS 建立后如果检测到一个新的 BSS 在次信道上运行，则更换信道或者带宽。

（3）在主与次信道上都进行独立的 CCA。

（4）保护机制，例如在主信道与次信道上都发送与传统格式兼容的 CTS-to-self 包。

（5）BSS 运行模式，例如分相共存运行。

此外，由于 2.4GHz 与 5GHz 频带的本质差别很大，在两个频带上使用的规则也不相同。

10.3.3.1　5 GHz 频带上的 20/40MHz 运行

5GHz 频带上的 40MHz 运行是利用两个相邻的 20MHz 信道实现的。两个 20MHz 信道之一被指定为主信道，而另一个被指定为次信道。附录 5.1 列出了不同管制地区允许的信道选项。图 10.1 则对这些选项作了小结。

与 2.4 GHz 频带相比，5 GHz 频带的带宽要大得多，从而很容易容纳下多个 40MHz 信道。此外，与 2.4 GHz 频带不同的是，在 5 GHz 频带上没有信道的部分重叠。由于这些原因，5 GHz 频带更适合 40MHz 运行，尤其是在部署了多个 AP 的环境中，譬如大型企业。

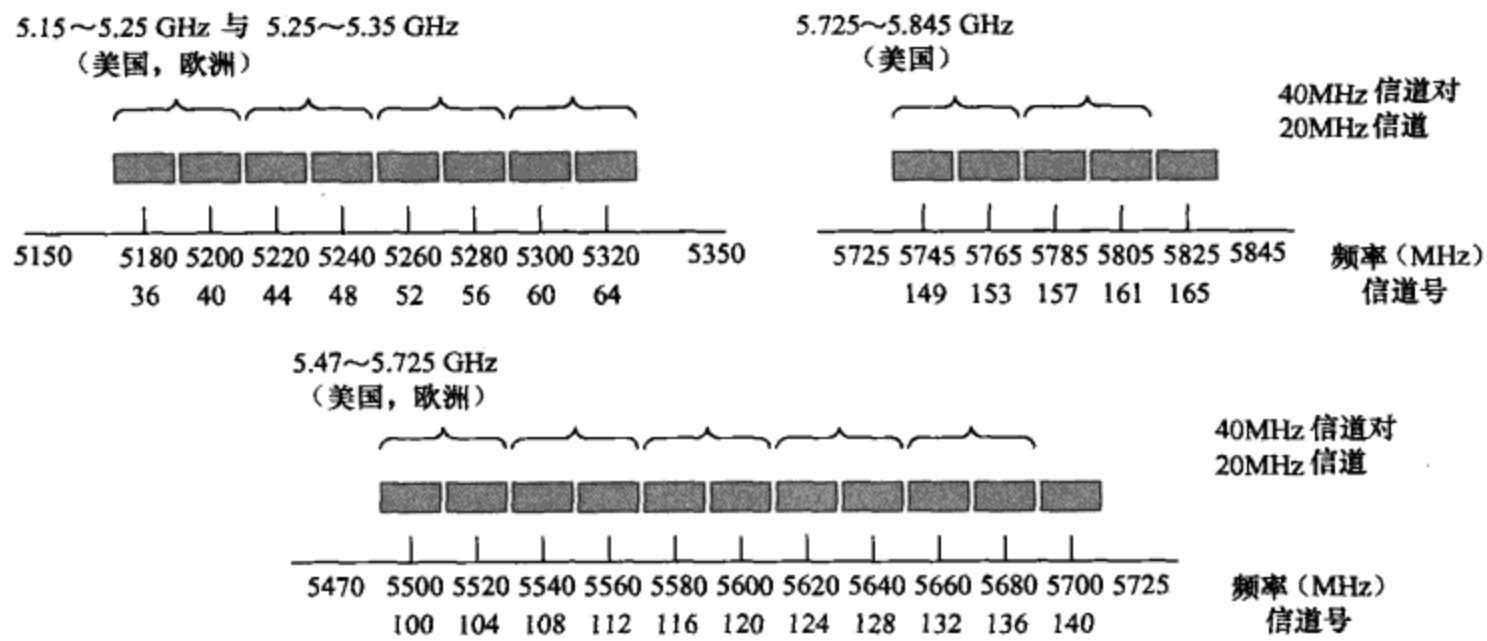


图 10.1　用以在 5GHz 频带上运行 40MHz 的 20MHz 信道组对

10.3.3.2　2.4GHz 频带上的 20/40MHz 运行

由于可用频谱有限、信道间部分重叠以及在此频带上传统 802.11b 与 802.11g 设备的广泛部署，2.4GHz 频带上的 40MHz 运行比较复杂。在制定 802.11n 协议的进程中，由于共存问题难以解决，曾经有过是否在 2.4 GHz 频带上禁用 40MHz 运行的争议。然而，任务组中的多数成员认为尽管没有一个完美的方案，共存问题是可以解决的。另外一个论点是由于 40MHz 产品需要的额外成本很小，而能提供比 20MHz 运行高很多的性能，因此无论标准是否允许 40MHz 运行，厂商都会生产 40MHz 设备。尽管是微弱多数，最终的结论仍然是标准化的运行最终会比禁用能提供更好的互操作性。因为后者肯定会导致非标准化的 40MHz 运行。

2.4GHz 频带是由间隔为 5MHz 的信道组成的。然而根据一项非正式的关于 AP 的调查（基于美国旧金山湾区（1088 个 AP）、荷兰以及意大利（1 722 个 AP），如图 10.2 所示），大多数已部署的传统设备都使用信道 1、6 与 11。这些所谓的非重叠信道之间的间距为 25MHz。本书中把它们称为被广泛使用的信道。

在 2.4GHz 频带上支持 40MHz 运行的一个主要问题是在一个或多个被广泛使用的信道上与相邻的 BSS 共存。图 10.3 突出了这个问题。图中描述了两种 40MHz 信道选项，这些 40MHz 信道与可能存在的相邻 20MHz BSS 在信道 1、6 与 11 上共存。如果相邻 BSS 只存在于两个被广泛使用的信道上，那么选择彼此邻接的主信道与次信道是可能的。这样主信道与被广泛使用的信道之一重叠，而次信道只占用与未使用的信道重叠的频段。

如果所有 3 个被广泛使用的信道都被占用了，那么信道选择就很成问题。如果选择被广泛使用的信道之一作为主信道，那么次信道就会与另一个被广泛使用的信道部分重叠。

在 2.4GHz 频带上使用 40MHz 运行的另一个问题是有限的可用带宽。在有 13 个（或更多）信道可用的管制域，例如欧洲，可以建立起两个 40MHz BSS。然而在美国只有 11 个信道可用，在这种情况下只能建立起一个非重叠的 40MHz BSS。

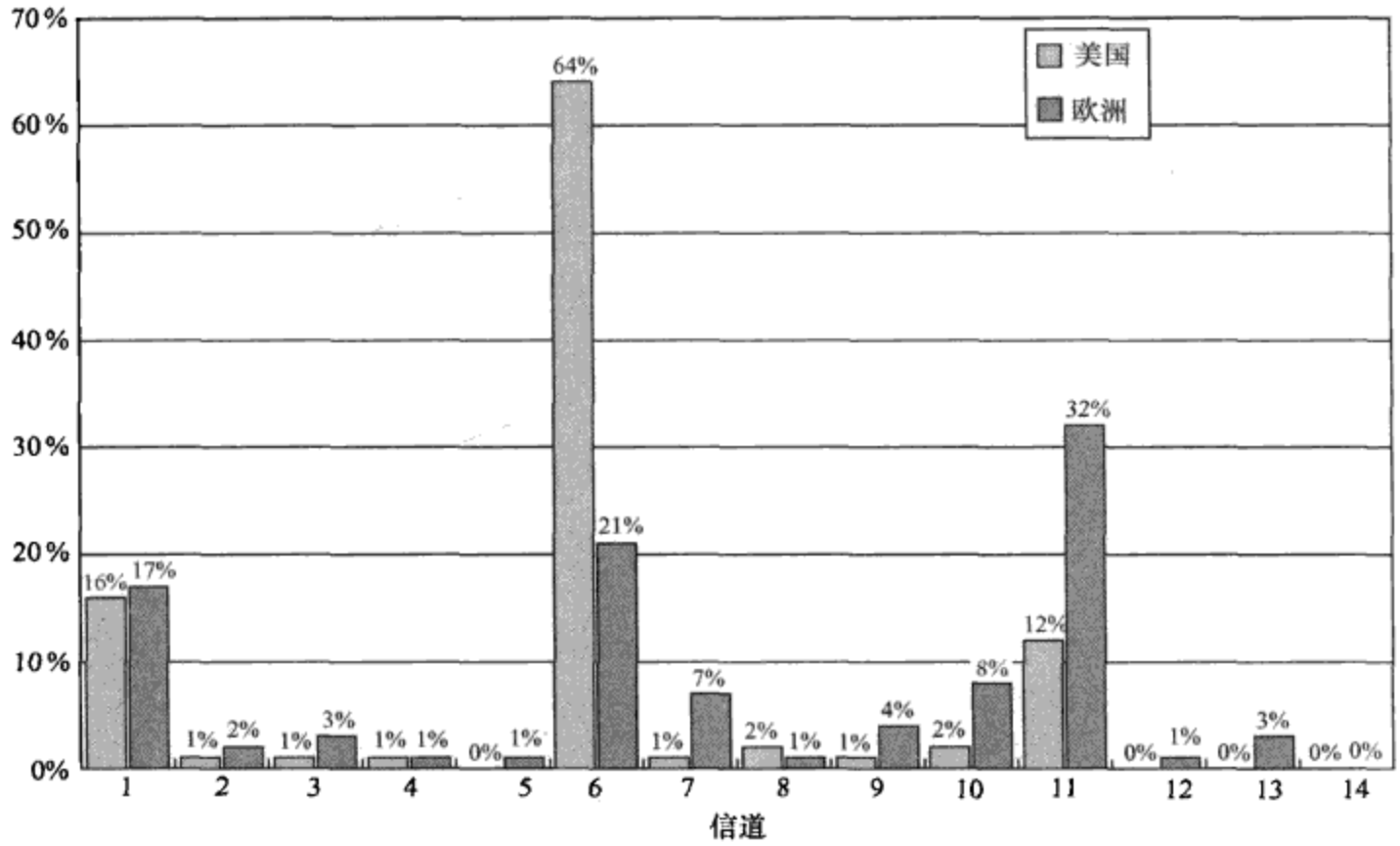


图 10.2　使用各特定信道的传统 AP 百分比（结果基于对旧金山湾区的 1 088 个 AP（代表美国）以及荷兰、比利时与意大利的 1 722 个 AP (代表欧洲)的一项非正式普查。经许可从 van Nee 等 (2006)复制）

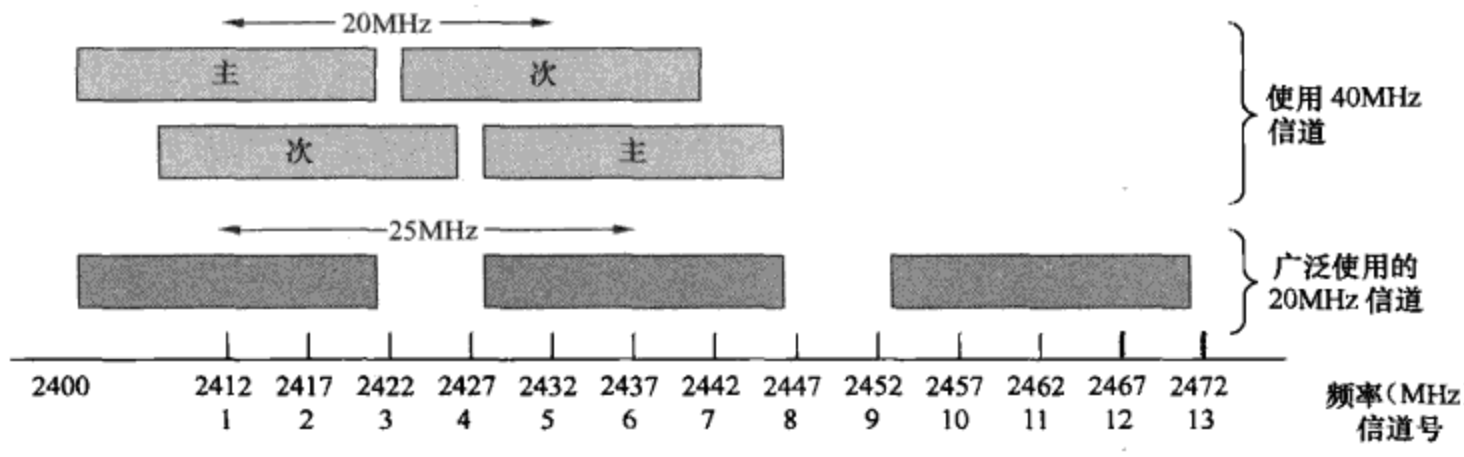


图 10.3　40MHz 与 20MHz 信道在 2.4GHz ISM 频带上的使用（经许可从 van Nee 等 (2006) © IEEE 复制）

10.3.3.3　2.4GHz 频带上的 40MHz 运行沿革

802.11n 修订的第一个草案（IEEE，2007b）并没有充分重视 2.4GHz 频带上的共存问题。该草案在次信道上不进行 CCA，这意味着一个 20/40MHz 站点在发送时，可能会无视在与次信道重叠的信道上的任何通信。在为 20/40MHz BSS 选择信道时，该草案的建议操作是 AP 在建立起 40MHz BSS 前扫描相邻的 BSS。但是对在信道选定后，如果有相邻的传统 BSS 开始运行应该怎样处理，该草案并没有作出建议。

在制定第二版草案时，一些成员提供了仿真结果（Kandala 等，2006）。这些仿真结果表明，如果这些 BSS 所使用的信道与该 20/40MHz BSS 的次信道完全或部分重叠的话一个通信量很大的 20/40MHz BSS 会造成相邻的 20MHz BSS 性能显著下降。这些结果也表明，即使只是简单地在次信道上进行功率检测 CCA，并且在检测到任何传输的情况下进行后延都可以显著改善性能；将在次信道上的 CCA 与在主信道上的 CCA 结合起来，并且执行一个完全的随

机退后过程能对相邻 BSS 上的通信作出进一步的适度改善。基于这些结果，任务组决定要求在次信道上进行 CCA，以及 20/40MHz 站点对次信道上的通信作出后延。然而，该草案并不要求在次信道上进行完全的基于随机退后的 CCA。

第二版草案要求在建立 20/40MHz BSS 前必须扫描相邻的 BSS。该草案规定,当检测到存在与次信道完全或部分重叠的 BSS 时，禁止运行 20/40MHz BSS。

成员们也提出了另一个顾虑，即 40MHz 运行会干扰在 2.4GHz 频带上的非 802.11 应用。用以举证的例子是一个 802.15.1（蓝牙）无线个人网（WPAN）在存在 20MHz 802.11 传输的情况下仍可以运行，只是其可用的信道集减小了。但是如果可用信道数低于一定阈值（在存在 40MHz 802.11 传输的情况下）的话，该无线个人网将会无法运行。基于这个原因，协议采用了“40MHz 不容许”信息比特。任何站点都可以设置这个比特来禁止 40MHz 运行。预知与 40MHz 运行不兼容性的站点（譬如同时有 802.11 与 802.15.1 无线模块的系统）可以设置这个比特位，从而阻止 AP 运行一个 40MHz BSS。有一些争议的是，协议对使用这个比特位没有进行限制，任何站点都可以基于任何原因设置这个比特位。

10.3.4 20MHz 中的空闲信道评估

一个运行于 20MHz 信道宽度的 HT 站点必须按照以下规则进行空闲信道评估（clear channel assessment，CCA）。

（1）CCA 对于有效的 20MHz PPDU 传输的敏感度必须至少达到−82dBm。检测到高于此敏感度的传输时，CCA 必须标示信道忙。这被称为信号检测 CCA。

（2）CCA 对于任何 20MHz 信道信号的敏感度必须至少达到−62dBm。检测到高于此敏感度的信号时，CCA 必须标示信道忙。这被称为功率检测 CCA。

（3）不支持接收绿野格式 PPDU 的站点对任何有效的绿野格式 PPDU 的敏感度仍然必须至少达到−72dBm。检测到高于此敏感度的 PPDU 时，CCA 必须标示信道忙。

前两个要求与 802.11a 和 802.11g 的要求相同。最后一个要求确保即使站点无法接收作为可选项的绿野格式 PPDU，其也会为具有敏感度高于正常功率检测敏感度的绿野格式 PPDU 进行后延。

10.3.5 40MHz 中的空闲信道评估

一个运行于 40MHz 信道宽度的 HT 站点必须在主和次信道上都进行 CCA。在以下情况下 CCA 标示信道忙。

（1）当次信道为空闲时，主信道上的 CCA 对一个有效的 20MHz PPDU 传输的敏感度必须至少达到−82dBm。检测到高于此敏感度的 PPDU 时，CCA 必须标示信道忙。

（2）当次信道为空闲时，主信道上的 CCA 对主信道上任何信号的敏感度必须至少达到−62dBm。检测到高于此敏感度的主信道信号时，CCA 必须标示信道忙。

（3）不支持接收绿野格式 PPDU 的站点在次信道空闲时，对主信道上任何有效的 20MHz 绿野格式 PPDU 的敏感度仍然必须至少达到−72dBm。检测到高于此敏感度的 PPDU 时，CCA 必须标示信道忙。

（4）站点对主信道和次信道上同时出现的有效 40MHz 传输的敏感度必须至少达到 -59dBm。检测到高于此敏感度的传输时，CCA 必须标示主与次信道都忙。

（5）不支持接收绿野格式 PPDU 的站点对任何有效的 40MHz 绿野格式 PPDU 的敏感度仍然必须至少达到-69dBm。检测到高于此敏感度的 PPDU 时，CCA 必须标示信道忙。

（6）当主信道空闲时，次信道上的 CCA 对任何次信道上的信号的敏感度必须至少达到 -62dBm。检测到高于此敏感度的信号时，CCA 必须标示信道忙。

由上可见，40MHz CCA 的要求是对 20MHz 要求的简单扩展。基本上来说，其考虑到了主信道上的 20MHz 通信以及在两个相连的 20MHz 信道上的 40MHz 通信。在 20MHz 次信道上则只进行功率检测。

10.3.6　40MHz 传输中的信道接入

根据 20MHz 主信道 CCA 的结果，20/40MHz 站点在时隙边缘获得一个 EDCA TXOP 来进行传输。然而只有在次信道在回退计数器超时前已经空闲至少一个 PIFS 间距的条件下，站点才能传输一个 40MHz PPDU。如果次信道的空闲时间还不到一个 PIFS 间距，则站点必须从与前一次回退计数相同的竞争窗口中选择一个随机数来重新开始其回退计数。

为传输 40MHz PPDU 而获得的 TXOP 也可以用于 20MHz PPDU。值得注意的是，这意味着在 TXOP 期间进行 20MHz 传输时，次信道将会为空闲状态。因此一个 20MHz 站点有可能在次信道上开始传输，而对 40MHz 传输造成干扰。

10.3.7　20/40MHz BSS 中的 NAV 认定

HT 站点根据其在主信道上收到的 20MHz PPDU 或收到的 40MHz PPDU 中任何帧的“时长/ID”字段来更新其 NAV。如果所收到帧的 RA 与接收站点的 MAC 地址不匹配，则接收到的站点更新其 NAV。即使一个站点可以接收次信道上的 20MHz 帧，其也不需要根据这些帧更新其 NAV。

10.3.8　OBSS 扫描要求

在 AP 建立一个 20/40MHz BSS 前，其必须在新 BSS 影响到的频率范围的信道内扫描已有的 BSS。这种类型的扫描被称为重叠 BSS（overlapping BSS，OBSS）扫描。这样做的目的是为了让 AP（自动地或通过网络管理员）从管制域中可用的信道里选出最适合 20/40MHz BSS 运行的信道。802.11n 修订没有指明如何选择最合适的一对信道的规则，但提供了防止 20/40MHz 运行干扰已有的 20MHz 或 20/40MHz BSS 的规则。

20MHz HT BSS 不需要通过扫描来改善其与传统 20MHz BSS 的共存性。不过协议建议不要在已有的 20/40MHz BSS 的次信道上建立一个 20MHz BSS。

10.3.8.1　在 5 GHz 频带上建立 20/40MHz BSS

如果 AP 要在 5 GHz 频带上建立一个 20/40MHz BSS，而该 5 GHz 频带与一个已有的 20/40MHz BSS 占用相同的两个信道的话，则一定要保证新 BSS 的主信道和次信道与已有

BSS 的主信道和次信道相匹配。如果已经存在两个或更多的 20/40MHz BSS，而它们的主信道与次信道互不匹配，则 AP 可以不受限制地选择与任何一个已有的 BSS 相匹配的主信道与次信道。这种情况也有可能发生在已有的 BSS 不能互相检测到的情况下，如图 10.4 所示。

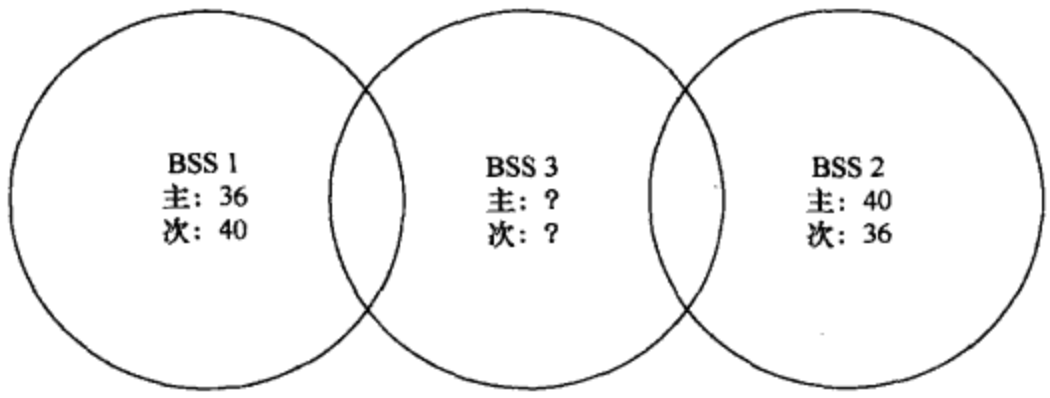


图 10.4　在主/次信道不匹配的两个已有 20/40MHz BSS 间建立一个 20/40MHz BSS
（经许可从 Chan 等 (2007) © IEEE 复制）

协议建议 AP 不要建立一个次信道被已有的 20MHz BSS 占用的 20/40MHz BSS。反过来，协议也建议 AP 不要在已有的 20/40MHz BSS 的次信道上建立一个 20MHz BSS。

与 2.4 GHz 频带不同，在 5 GHz 频带上不存在重叠的 20MHz 信道。一旦建立了 20/40MHz BSS，AP 可以定期扫描次信道来发现 20MHz 的 OBSS。

10.3.8.2　在 2.4GHz 频带上建立 20/40MHz BSS

由于带宽有限以及 20MHz 信道间的互相重叠，在 2.4GHz 频带上建立一个 20/40MHz BSS 比在 5GHz 频带上的规则限制更多。AP 在 2.4GHz 频带上建立一个 20/40MHz BSS 之前，必须确认在此新 BSS 将要影响到的频率范围内，以下条件已经得到满足。

（1）新 BSS 的主信道与次信道与所有已有的 20/40MHz BSS 的主信道与次信道相同。

（2）主信道与所有已有的 20MHz BSS 的运行信道相同。

影响到的频率范围包括所有中心频率在 40MHz 信道中心频率附近 25MHz 以内的信道，这样的信道最多可能有 11 个。图 10.5 描述了一个符合这些规则限制的 20/40MHz BSS 的例子。

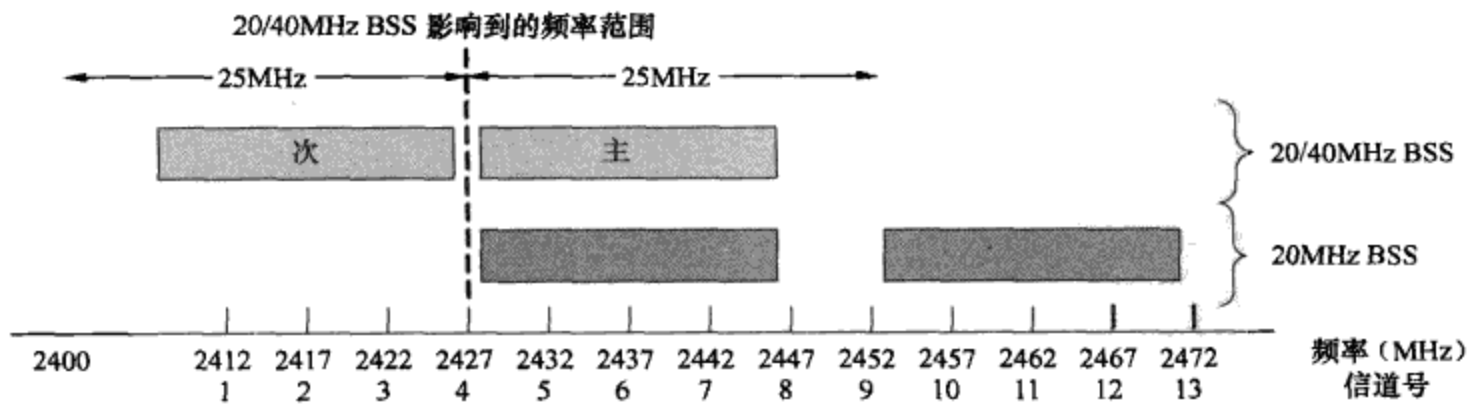


图 10.5　一个被许可的 20/40MHz BSS 操作举例

美国的 2.4GHz 频带上有 11 个信道，只够建立起一个不重叠的 20/40MHz BSS。这样一来第一条规则就意味着如果在 2.4GHz 频带上已经存在一个 20/40MHz BSS 的话，AP 必须保证新 BSS 的主信道和次信道与已有的 BSS 的主信道和次信道相同。

欧洲的 2.4GHz 频带上有 13 个信道，能够建立起两个不重叠的 20/40MHz BSS，其中之一使用信道对（1，5），而另一个使用信道对（9，13）。然而，如果一个已有的 BSS 不使用这两个信道对之一的话，则新的 BSS 必须使用与已有的 BSS 相同的主信道和次信道。

在有些情况下完全不可能建立 20/40MHz BSS。举例来说，在所有被广泛使用的信道（1、6 和 11）上都已有 20MHz BSS 的情况下。甚至在只有两个 20MHz BSS 的情况下也有可能不能建立 20/40MHz BSS。举例来说，如果这两个已有的 BSS 使用信道 4 与信道 11 的话。

在类似于图 10.4 所描述的情况下（两个已有的 20/40MHz 之间因为不能互相探测到对方而使用了不匹配的主信道与次信道），协议不允许建立起一个 20/40MHz BSS。

10.3.8.3　在 20/40MHz BSS 运行期间进行 OBSS 扫描

在一个 2.4GHz 上的 20/40MHz BSS 运行期间，协议要求关联于该 BSS 的活跃 20/40MHz HT 站点监测被该 BSS 的频率范围影响到的信道，以确保使该 BSS 得以建立的条件没有改变。协议并不要求 AP 自身监测信道，尽管 AP 也可以这样做。

进行监测的站点在本地保留一份其他 BSS 所使用的信道记录。收到“信标”帧后，其通过校验“信标”帧中的“DS 参数集”字段，而不是通过收到“信标”帧的信道的信道号，来判断 BSS 所运行的主信道。这是因为站点有可能收到中心频率 5MHz 偏移量以内，也即是 2.4GHz 频带的邻接信道上的 DSSS 格式“信标”帧，所以接收机的中心频率并不能可靠地表明信道号。如果“HT 信息”元素中存在“次信道偏移量”子字段的话，则站点根据该子字段来判断次信道的存在。

如果本地记录发生了变化而使 20/40MHz BSS 被禁止运行，或者相邻 BSS 所使用的信道改变了的话，则站点向 AP 发出一个“20/40MHz 共存”管理帧。如果发送“20/40MHz 共存”管理帧的原因是由于当前的条件不允许运行 20/40MHz BSS，则“20MHz BSS 宽度请求”字段被设置为 1。当收到“20MHz BSS 宽度请求”字段被设置为 1 的“20/40MHz 共存”管理帧时，AP 必须立即将 BSS 转入 20MHz 运行。

通过“20/40MHz 共存”管理帧，进行监测的站点同时提供被占用的信道列表。信道列表给出了那些在该站点所关联的 BSS 的主信道以外，检测到了至少一个 20MHz BSS 的信道的信道号。该列表也包括与该站点所关联的 BSS 的主信道与次信道不匹配的任何 20/40MHz BSS 的主信道的信道号。

如果相邻 BSS 所使用的信道发生了变化，则进行监测的站点在“20/40MHz 共存”管理帧中报告信道列表的变化。AP 根据所有进行监测的站点所报告的被使用的信道信息及其自身的信息来判断当前条件是否允许运行一个 20/40MHz BSS。如果满足当前条件的时间持续了 dot11BSSWidthChannelTransitionDelayFactor ×dot11BSSWidthTriggerScanInteval s（参见表 10.2 中的 20/40MHz 扫描 MIB 变量），则 AP 可以继续运行 20/40MHz BSS。

表 10.2　　20/40MHz 扫描参数

参 数 名	默 认 值
dot11BSSWidthTriggerScanInterval	300s
dot11OBSSScanPassiveDwell	20 TU (TU = 1 024 μs)
dot11OBSSScanActiveDwell	10 TU (TU=1 024μs)
dot11OBSSScanPassiveTotalPerChannel	200 TU
dot11OBSSScanActiveTotalPerChannel	20 TU
dot11BSSWidthChannelTransitionDelayFactor	5
dot11OBSSScanActivityThreshold	25×1/100 百分率（=0.25%）

AP 通过将下一次“信标”传输中的“次信道偏移量”字段设置为 0 来从 20/40MHz BSS 运行转换到 20MHz BSS 运行。AP 同时将“STA 信道宽度”设置为 0，以标示其只接收 20MHz 传输。与此类似，AP 通过将“次信道偏移量”字段设置为+1 或−1，同时更新其“STA 信道宽度”字段来从 20MHz BSS 运行转换到 20/40MHz BSS 运行。AP 也可以使用“信道切换通告”机制来改变 BSS 运行宽度或者转换信道。

10.3.8.4　对 20/40MHz 站点的扫描要求

OBSS 扫描指的是对一个可能会被 20/40MHz BSS 运行所影响的信道集的被动或主动扫描。在 5GHz 频带上，受影响的信道只是 20/40MHz BSS 所占用或将要占用的两个信道。在 2.4 GHz 频带上，受影响的信道会是管制域内该 20/40MHz BSS 所占用或将要占用的两个信道的中心频率附近 25MHz 以内的任何信道。

OBSS 扫描方式有两种，一种是由 AP 在其建立一个 20/40MHz BSS 前进行，另一种是由关联到一个 20/40MHz BSS 的活跃 20/40MHz HT 站点进行。表 10.2 列出了 OBSS 扫描参数以及它们的默认值。AP 可以通过发送一个“重叠 BSS 扫描参数”元素（见 11.3.2.4 节）来重设关联到 BSS 的 HT 站点的默认值。

一个活跃的 20/40MHz HT 站点必须在每个 dot11BSSWidthTriggerScanInteval 间隔期间对每个信道执行至少两次扫描。对每个信道的扫描可以是主动的或是被动的。被动扫描只是侦听“信标”帧，而主动扫描则包括发送“试探请求”帧以及处理任何收到的“试探响应”帧。有些管制域是禁止主动扫描的，例如在有些雷达频带上，这样被动扫描就有必要了。

每当站点扫描一个特定信道时，其必须对信道进行一个最小时长的校验。这个最小时长对于被动扫描来说是 dot11OBSSScanPassiveDwell，而对于主动扫描来说则是 dot11OBSSScanActiveDwell。一般来说，站点不会在其扫描的信道上停留太久，因为这样做其有可能错过 BSS 信道上的通信。因此站点会在扫描间距中周期性地重新校验信道。对于被动扫描，站点必须对每个信道扫描总共至少 dot11OBSSScanPassiveTotalPerChannel 的时间；对于主动扫描，站点必须对每个信道扫描总共至少 dot11OBSSScanActiveTotalPerChannel 的时间。

不是所有站点都被要求进行扫描操作，只有在 AP 建立一个 20/40MHz BSS 之前以及活跃的站点才被要求这样做。活跃站点指的是在之前提到的 dot11BSSWidthChannelTransitionDelayFactor 个扫描间距内用于发送 MSDU 以及接收发送给该站点的单播 MSDU 的时间超过了一个阈值的站点，这个阈值是 dot11BSSScanActivityThreshold/100。换而言之，如果

$$\text{STA activity} = \frac{\text{time spent transmitting MSDUs} + \text{time spent receiving unicast MSDUs}}{\text{activity period}} \tag{10.1}$$

其中，

$$\text{activity period} = \text{dot11BSSWidthChannelTransitionDelayFactor} \times \text{dot11BSSWidthTriggerScanInterval} \tag{10.2}$$

且

$$\text{STA activity} > \frac{\text{dot11OBSSActivityThreshold}}{100} \tag{10.3}$$

则站点被认为是活跃的，并且必须在下一次扫描间距中进行 OBSS 扫描。

在制定 802.11n 修订期间，对于对站点执行扫描的要求曾经有过争议。在手持设备上有利益关系的公司希望这些设备不需要遵循扫描要求，其理由是基于对能耗的顾虑。然而，对由于遵循扫描要求而额外耗能的分析（Perahia，2007）表明，即使对于处于待机模式的手持设备（等待被呼叫）来说，这个负担也很小。最后的妥协方案是设定一个活跃性阈值，如果低于这个活跃性阈值，则设备不需要遵循扫描要求。默认的活跃性阈值是 0.25%。这个默认值要求进行活跃 VoIP 的站点进行扫描（在 VoIP 通话期间站点通常每 20ms 接收或发送一个短帧）。处于待机模式，即只有少量的数据传输来保持连接，或者只发送与接收短消息的站点则不必进行扫描。站点也总是可以作为 20MHz 站点（对 VoIP 来说足够了）与 AP 重关联，从而避免遵循扫描要求。

10.3.9　“不容许 40MHz”信令

运行在 2.4 GHz 频带上的站点可以通过将“HT 能力信息”元素中的“不容许 40MHz”比特设置为 1 来向其关联的 AP 标示该 AP 不能运行 20/40MHz BSS。站点也可以周期性地广播一个包含一个“不容许 40MHz”比特被设置为 1 的“20/40MHz BSS 共存”元素的“20/40MHz BSS 共存”管理帧，以此向相邻的 BSS 表明它们不能运行 20/40MHz BSS。不容许 40MHz 的概念不适用于运行在 5GHz 频带上的站点，这些站点必须总是将这个比特设置为 0。

如果一个 AP 有一个成员站点设置了其“HT 能力”元素中的“不容许 40MHz”比特，而该 AP 在关联时在运行 20/40MHz BSS 的话，则该 AP 转换为运行 20MHz BSS。只要站点保持与 AP 相关联，AP 就一直运行 20MHz BSS。

如果一个 AP 收到了一个设置了“不容许 40MHz”比特的“20/40 BSS 共存”元素的帧，则其也必须转换为运行 20MHz BSS。在从最后一次检测到“不容许 40MHz”比特起的 dot11BSSWidthChannelTransitionTime × dot11WidthTriggerScanInteval 秒内都不允许运行 20/40MHz BSS。在经过这个时长后，如果 AP 不再收到“不容许 40MHz 运行”的标示，则其可以重新开始运行 20/40MHz。

这些规则的效果就是不容许 40MHz 运行的站点可以禁止在其所关联的 BSS 中，以及在任何检测到其周期性“20/40MHz BSS 共存”管理帧传输的相邻 BSS 中的 40MHz 运行。

10.3.10　AP 上的信道管理

802.11n 修订（欧洲的 5GHz 频带上的频谱与传输功率管理增强规范）引入了一种机制来

把一个 BSS 迁移到另一个信道上。为此定义了一个“信道切换通告”元素、“信道切换通告”帧以及相应的操作步骤来执行信道切换。

能够动态转换信道的能力被认为是支持 40MHz 与邻近的 20MHz BSS 共存的一种重要机制。除此之外，协议制定者们也考虑过将此机制应用于转换信道运行宽度。如果一个 AP 在次信道或主信道上检测到邻近 BSS 的大量通信，则其可以将 BSS 迁移到通信量较少的信道对上去，与/或减小信道运行宽度。然而，最初的“信道切换通告”元素是为 20MHz 信道设计的，其不能用于处理用以创建 40MHz 信道的信道对。

在后来的时间里，另一个负责 802.11y 修订（美国的 3650～3 700MHz 操作（IEEE，2007b））的任务组遇到了一个类似的问题，即“信道切换通告”元素不支持转换到一个新的管制域。为了克服这个局限以及保持后向兼容，协议制定者们定义了新的“扩展信道切换通告”元素以及“扩展信道切换通告”帧。新的元素与帧具有足够的灵活性来同时支持两个任务组的要求。“扩展信道切换通告”字段包括一个“新管制类别”字段，以标示 BSS 要转换到的新信道的管制类别。协议为 802.11n 定义了管制类别码（见附录 5.1），这样就可以基于管制类别码判断信道宽度（20 或 40MHz)。如果信道宽度是 40MHz，可以从管制类别码判断哪个信道是主信道，哪个信道是次信道。

转换信道的基本流程如下。转换信道的决定由 AP 作出，为此 AP 需要选择一个被所有与其相关联的站点所支持的新信道。AP 随后通知与其关联的站点在一定时间后，BSS 将会迁移到一个新的信道以及/或者改变信道运行宽度。这个通知是通过在“信标”帧以及在“试探响应”帧中包含“扩展信道切换通告”元素来进行的。AP 也可能发送一个或多个包含“扩展信道切换通告”元素的“扩展信道切换通告”帧。

AP 会试着对信道切换作出调度，从而使得所有 BSS 中的站点，包括处于节能模式的站点，有机会在转换前接收到至少一个“扩展信道切换通告”字段。调度好的信道切换正好发生在一个目标信标传输时间（target beacon transmission time, TBTT)之前的时刻。“信道切换计数”字段表明了转换之前的 TBTT 数，这个计数包括转换发生之前的那个 TBTT。如果计数值为 1，则标示转换发生在下一个 TBTT 之前的时刻。

AP 可以通过将“信道切换计数”值设为 0 来表明转换即将发生（或者在之后将随时发生)。通过将“信道切换模式”字段设为 1，AP 可以强行要求 BSS 中的站点在信道切换发生前停止传输。

10.4 控制 40MHz 运行的字段小结

各种管理帧中的几个字段控制着对 40MHz 传输的使用。这些字段如下。

（1）“HT 能力”元素中的“所支持的信道宽度集”字段；

（2）“HT 信息”元素中的“次信道偏移量”字段；

（3）“HT 信息”元素中的“STA 信道宽度”字段；

（4）“通知信道宽度”功能帧中的“STA 信道宽度”字段；

（5）“扩展信道切换通告”元素。

“所支持的信道宽度集”字段标示站点是否可以发送与接收 40MHz PPDU。一旦站点与 BSS 关联后，其必须先进行去关联后才能改变这个值。AP 可以改变这个值来标示 BSS 使用

的新的信道宽度。

AP 使用“次信道偏移量”字段来标示 BSS 是否占用了一个 20MHz 信道对，以及如果是的话，次信道在频率上高于还是低于主信道。如果“所支持的信道宽度集”字段被设置为 1，则这个字段只能赋非零值以表明存在一个次信道。

“STA 信道宽度”字段被用以表明站点的当前运行宽度（AP 以及 BSS 成员站点）。如果这个值为 0，则表明站点不能接收或发送 40MHz PPDU。如果“所支持的信道宽度集”字段被设置为 1，则站点只能将此字段设置为 1。

“扩展信道宽度转换通告”字段可以被用来标示 BSS 运行宽度的变更。在运行宽度变更后，后继的管理帧会在“所支持的信道宽度集”以及“次信道偏移量”字段中反映新的运行宽度。

关联到 BSS 的站点或 AP 只有在满足下述条件时才能发送一个 40MHz PPDU。

（1）发送与接收站点的“所支持的信道宽度集”字段都被设置为 1。

（2）最近收到的“HT 信息”元素中的“次信道偏移量”字段被设置为非零值。

（3）AP 没有执行向 20MHz 信道宽度的信道切换。具体来说，最近收到的由 AP 发送的“扩展信道切换通告”元素没有将“信道切换计数”字段设置为 0，而且“新管制域类别”值也没有标示 40MHz 信道。

站点也可以动态地将其信道宽度从 40MHz 转换到 20MHz，或者反过来。因此如果发生了以下两种情况之一，则站点也不会发送 40MHz PPDU。

（1）最近从对应站点收到的“通知信道宽度”功能帧中的“STA 信道宽度”字段被设置为 0。

（2）最近向对应站点发送的“通知信道宽度”功能帧中的“STA 信道宽度”字段被设置为 0。

10.5　分相共存运行

分相共存运行（PCO）是一种可选的 BSS 模式，在 PCO 下 AP 控制 20MHz 相与 40MHz 相交替运行。PCO 使得一个 20/40MHz BSS 可以在主信道和次信道上（即组合起来的 40MHz 信道上）都有相邻 20MHz BSS 的情况下仍可运行。在实践中，由于 PCO 的系统开销以及可能与之关联的实时服务中断，其一般只有在无法找到不是两个 20MHz 信道上都有相邻通信的 40MHz 信道的情况下才会被用到。在 PCO 下发生实时服务中断是由于 20MHz 站点在相对较长的 40MHz 相中被完全禁止传输造成的。此外，如果邻近的 20MHz BSS 通信量很大，则从网络整体吞吐率的角度来看，只运行 20MHz 也许还更高效一些。

一个能够运行 PCO 的 AP 将其 BSS 宣告为“20/40MHz BSS 信道带宽”及“能够进行 PCO”。一个不能够运行 PCO 的站点则可以像关联到任何 20/40MHz BSS 那样关联到该 BSS。

一个能够运行 PCO 的站点将“HT 扩展能力”信息元素中的 PCO 字段设置为 1。

10.5.1　基本操作

PCO AP 周期性地在 20MHz 与 40MHz 运行相间转换，图 10.6 描述了这种转换的序列。为了转换到 40MHz 运行，AP 在主信道上发送一个“信标”帧或者“设置 PCO 相”管理帧，

以此来设置在该信道上的 20MHz 及 20/40MHz 站点的 NAV。随后 AP 等待次信道变为空闲。如果次信道在很长时间后仍未变为空闲，AP 可以通过发送另一个“设置 PCO 相”管理帧来取消转换到 40MHz 的操作。

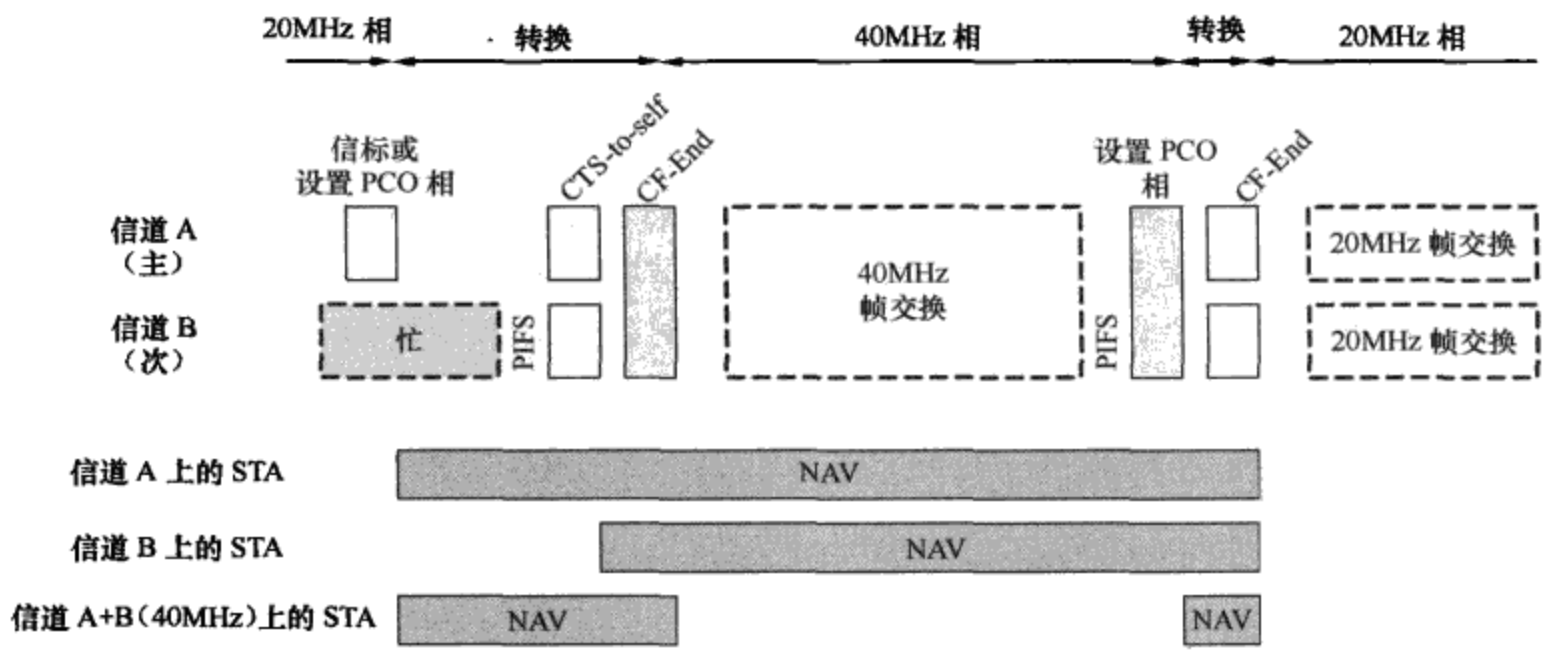


图 10.6　PCO 20 与 40MHz 相之间的转换（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

如果次信道变为空闲，则 AP 使用非 HT 重复模式在主信道和次信道上都发送一个 CTS-to-self。该 CTS-to-self 设置两个 20MHz 信道（主信道与次信道）上站点的 NAV，从而为预计的 40MHz 相运行做好准备。最后，AP 发送一个包含在 40MHz HT PPDU 中的 CF-End 来重置能够运行 40MHz 的站点的 NAV。这些 40MHz 站点随后开始竞争信道接入。

AP 可以通过先发送一个包含在非 HT 重复 PPDU 中的“设置 PCO 相”管理帧，紧接着发送一个在 40MHz HT PPDU 中的 CF-End 来延长 40MHz 相。该“设置 PCO 相”管理帧将设置所有站点的 NAV，而 CF-End 将重置 40MHz 站点的 NAV，这样这些站点就可以再次竞争信道接入。

在之后的某一时刻，PCO AP 取得优先信道接入来发送一个包含在 40MHz PPDU 中的“设置 PCO 相”管理帧，以此开始转换到 20MHz 运行。AP 随后发送一个包含在非 HT 重复模式 PPDU 中的 CTS-to-self，来重置 20MHz 站点的 NAV，使得 20MHz 操作得以继续。

在 40MHz 相，一个 20/40MHz PCO 站点通过 40MHz HT PPDU 发送数据帧。控制帧则通过非 HT 重复 PPDU 或 40MHz HT PPDU 发送。对任何 CF-End 的发送是个例外，它们只能通过 40MHz HT PPDU 发送。

10.5.2　最小化实时服务中断

为了最小化 20MHz 站点由于 40MHz 相运行而造成的延迟，AP 使用一个管理变量 dot11PCO40MaxDuration。该变量定义了 40MHz 相的最长时长。与之类似，dot11PCO20MaxDuration 定义了 20MHz 相的最长时长。

此外，协议为了让 PCO AP 能为站点提供足够的机会来发送帧，分别为 40MHz 与 20MHz 相的最短时长定义了两个变量。它们是 dot11PCO40MinDuration 与 dot11PCO20MinDuration。

10.6　保护

有些站点可能由于不能识别 HT 传输以及特定的 HT 序列而不能正确进行后延，这样就有必要制定相应的保护机制。然而，保护机制的副作用是显著增加了系统开销，因此只有在必要时才应该被使用。和之前的 802.11 修订一样，802.11n 协议被采用后早期的网络上会同时存在传统设备与符合 802.11n 标准的设备。使情况更为复杂的是，802.11n 修订包括许多可选特性，早期的实现对这些数量众多的可选特性的支持也多半会各不相同。随着时间流逝，设备的特性会变得更全面，这样各种实现在对特性的支持方面会趋于一致。因此尽管早期的网络会由于存在很多差别很大的设备而需要保护机制，可以想象随着网络上设备的特性变得很全面，这些机制的应用会越来越少。

这里描述的保护机制基本上都是为了保证一个潜在的干扰源会将其传输后延一个给定的时长，从而使一个 HT 站点可以完成其 HT 帧序列。有多个机制可以用来实现这个功能，其中的一些机制取决于直接参与交换的设备的能力、第三方设备的能力以及为了防止哪些设备的干扰而需要保护。

10.6.1　存在 802.11b 站点时的保护措施

对 802.11 来说，对新的帧格式与序列进行保护并不是新概念。802.11g 修订中引入了增强速率 PHY（enhanced rate PHY，ERP）来实现 2.4GHz ISM 频带上的 OFDM 操作，为此就需要为了防止当时广泛被部署在该频带上的 802.11b（DSSS/ACK）的干扰而制定保护机制。有两种机制可以用来保护 OFDM 传输：RTS/CTS 交换以及系统开销较小的 CTS-to-Self 传输。这两种机制都使用符合传统协议格式的帧来设置传统站点的 NAV，以保护 OFDM 传输序列。

由于这两种机制都有与之关联的固有系统开销，合理的做法是只有在存在传统 802.11b 站点的情形下才需要保护措施。用来启用保护措施的机制是由 AP 将“信标”与“试探响应”帧中的 ERP 信息元素的 Use_Protection 比特设为 1。如果至少有一个 802.11b 站点与 BSS 相关联，则 AP 将此比特设为 1。尽管协议并不要求，AP 也可以在检测到相邻 BSS 中存在 802.11b 站点时设置这个比特。关联到 BSS 的站点在看到这个比特后，就知道使用一个 DSSS/CCK 格式的 RTS/CTS 交换或者发送一个 CTS-to-self 来开始一个含有 OFDM 帧的序列。

这种保护机制被延续下来，应用在 HT BSS 中。如果 HT 站点看到在 ERP 信息元素中的 Use_Protection 比特被设置为 1，则其必须通过使用一个 DSSS/CCK 格式的 RTS/CTS 交换或者 CTS-to-Self 传输来保护非 HT 以及 HT OFDM 序列。在使用 40MHz HT 序列的情形下，RTS/CTS 交换或者 CTS-to-Self 传输发生在主信道上。

后面各节中更为详细地描述了 RTS/CTS 以及 CTS-to-self 机制。

10.6.2　存在 802.11g 或者 802.11a 站点时的保护措施

通过使用 HT 混合格式帧，HT 传输就自然地被保护不受 802.11g 与 802.11a（非 HT）站点的干扰。混合帧格式包括一个与传统兼容的前导码，从而使得非 HT 站点在该帧时长内可

以正确后延。

然而，有些 HT 传输不一定能被非 HT 站点（甚至一些 HT 站点）正确解读。尤其是 HT 绿野格式的 PPDU，非 HT 站点以及一些 HT 站点有可能不能正确地对其后延。此外，一些非 HT 站点可能不能为那些在帧间使用较短 RIFS 间隔的突发传输序列正确后延。在这些情形下就需要额外的机制来保护这些序列。

相对于在存在 802.11b 站点的情形下可用的保护机制，在只存在 802.11g 或者 802.11a 非 HT 以及 HT 站点的情况下可用于保护 HT 绿野格式以及 RIFS 突发传输的保护机制的选择要多一些。这些保护机制包括以下几种。

（1）RTS/CTS；

（2）CTS-to-Self；

（3）要求非 HT 响应 PPDU 的非 HT 或 HT 混合格式的 PPDU；

（4）L-SIG TXOP 保护。

这些机制提供不同程度的强健性与系统开销的保护，本节后面对它们有更详细的讨论。作为开始，我们首先考虑需要对 RIFS 突发以及绿野格式传输进行保护的情形。

10.6.3 对 OBSS 传统站点的保护

如果 AP 在主信道或次信道上检测到不属于 BSS 的非 HT 站点，则其可以设置“HT 信息”元素中的“存在 OBSS 非 HT STA”比特。一旦发现这个比特被设置为 1，作为一个可选项，OBSS 中的成员站点可以使用保护机制来保护那些非 HT 站点可能无法对其正确后延的序列。

10.6.4 RIFS 突发保护

使用 RIFS 的突发传输序列可能不能被有些传统站点接收。传统站点被设计为预计帧间距为至少 SIFS 时长，这样如果第二帧在短于第一帧 SIFS 时长后到来的话，这些传统站点不一定能够在接收到一帧后重新及时启动接收电路来检测第二帧。如果传统站点不能检测到某帧，则其就可能不为该帧时长正确后延，而在该帧结束前开始自己的传输。

AP 可以通过设置“HT 信息”元素中的“RIFS 模式”子字段为 0，来阻止任何与 BSS 相关联的站点在一个序列中使用 RIFS。站点只有在“RIFS 模式”子字段被设置为 1 时才能使用 RIFS 突发。

如果 AP 允许 RIFS 突发的话，则站点可以（但不是必须）在存在传统站点的情况下保护 RIFS 序列。考虑到保护措施带来的系统开销，如果不是有别的原因需要采取保护措施，一个具体实现宁愿采用 SIFS 而不是提供保护措施。如果“HT 信息”域中的“HT 保护”子字段被设置为 1（存在 HT BSS 成员以及非 HT 的非 BSS 成员）或 3（存在非 HT 的 BSS 成员），则站点知道可能存在传统（非 HT）站点。

10.6.5 绿野格式保护

绿野格式前导码比混合格式前导码短，因此效率更高。然而绿野格式前导码与传统站点不兼容，而且由于对其的支持是个可选项，也不一定能被有些 HT 站点接收。HT 站点通过设

置“HT 能力”元素中的绿野比特为 0 来标示其不能接收绿野格式。

如果有关联于 AP、而不能接收绿野格式 PPDU 的 HT 站点，则 AP 会将“HT 信息”字段中的“存在非绿野 HT STA”比特设置为 1。如果有非 HT 站点关联于 BSS，则 AP 将“HT 保护”字段设置为 3。当“HT 信息”元素中的“存在非绿野 HT STA”比特被设置为 1 或“HT 保护”字段被设置为 3 时，关联于该 BSS 的站点必须对绿野格式的 PPDU 进行保护。

在 802.11n 修订的发展过程中，曾经出现过协议中对当存在非绿野 HT 站点时需要采取保护的要求的反对意见。反对的原因是这些站点在信号强度低于功率检测阈值时仍然会为绿野格式传输进行后延（见 10.3.4 节与 10.3.5 节）。

10.6.6　RTS/CTS 保护

TXOP 开始时的 RTS/CTS 交换序列同时设置发起端与接收端的邻近站点的 NAV。RTS 与 CTS 帧以基本速率发送，因此能被广泛接收到。由于这些帧被强健调制，以及它们在链路两端都被发送，因此 RTS/CTS 交换是建立保护的最强健机制。

发起端通过发送一个 RTS 帧，并将 RTS 中的“时长”字段设置为 TXOP 的预计时长减去 RTS 帧自身时长的值来开始一个 TXOP。回应方则发送一个 CTS 帧，并将“时长”字段设置为从 RTS 帧中取得的值减去该 CTS 帧的时长。CTS 帧以与 RTS 帧相同的调制与编码发送。成功解调 CTS 帧与 RTS 帧之一或两者的站点将它们的 NAV 设置为 TXOP 的时长，并且不在该时段内传输。

图 10.7 描述了一个 RTS/CTS 交换的相对系统开销。图中使用的参数是 1Mbit/s DSSS 格式的 PPDU、6Mbit/s 非 HT OFDM 格式的 PPDU 以及 12Mbit/s 非 HT OFDM 格式的 PPDU。DSSS 格式的 PPDU 可以用在存在 802.11b 站点的情形下。尽管如此，由于这个交换的高系统开销，CTS-to-Self 更应该被使用。这是因为很少需要在链路两端采取保护措施，尤其是在 DSSS 速率下。非 HT 格式交换可以在存在 802.11a 或者 802.11g 站点的情况下用来保护 HT 绿野格式以及 RIFS 突发序列。12Mbit/s 速率的强健性比 6Mbit/s 速率低一些，但系统开销也更小。

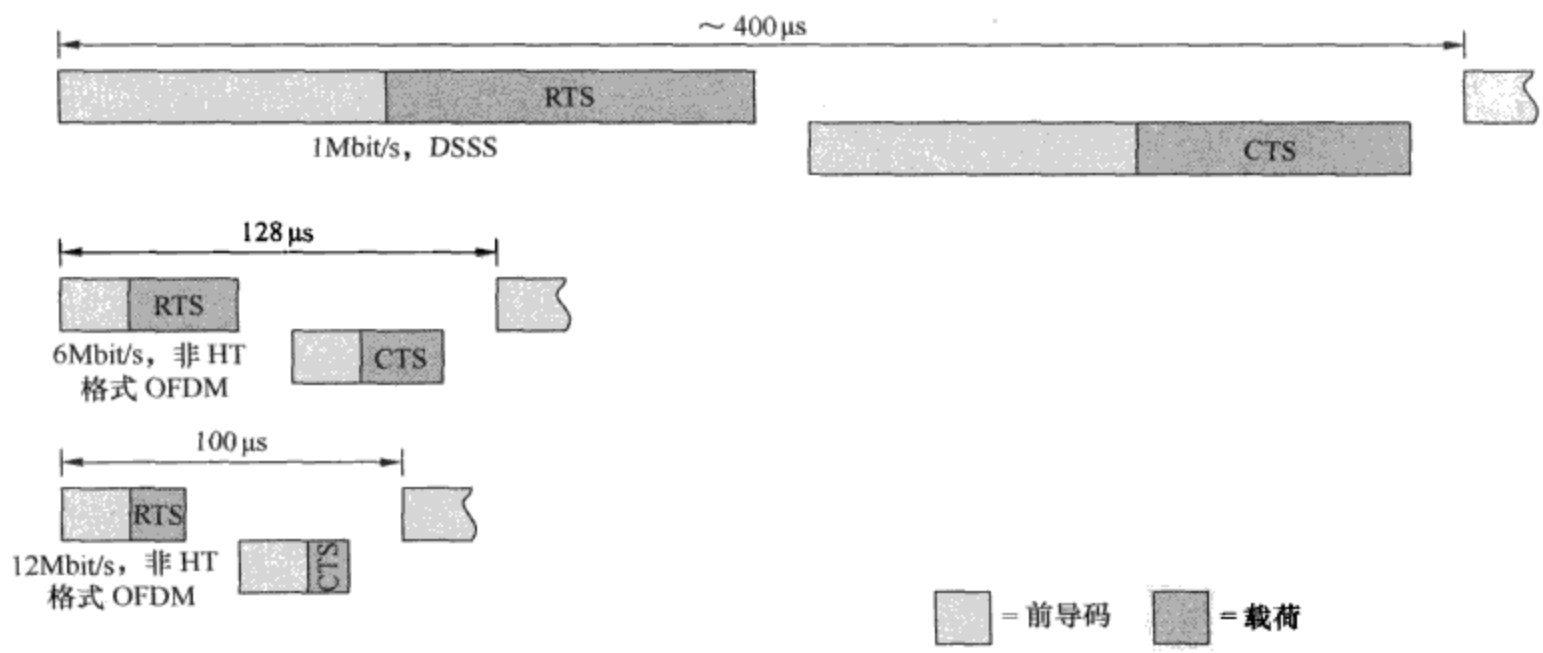


图 10.7　使用 DSSS 以及非 HT 格式 PPDU 的 RTS/CTS 系统开销

10.6.7　CTS-to-Self 保护措施

CTS-to-Self（图 10.8）是一种 MAC 层的机制，用于保护帧序列不受发起端邻近站点的

干扰。这种机制最早在 802.11g 修订中被引入，用以保护 2.4GHz ISM 频带上的 OFDM 传输不受那些只能检测 DSSS/CCK 传输的 802.11b 站点干扰。在绝大多数网络中，所有站点都能检测到其他所有站点的传输，隐藏节点并不多见。在这些情形下，CTS-to-Self 机制与完整的 RTS/CTS 交换相比系统开销就要小得多。

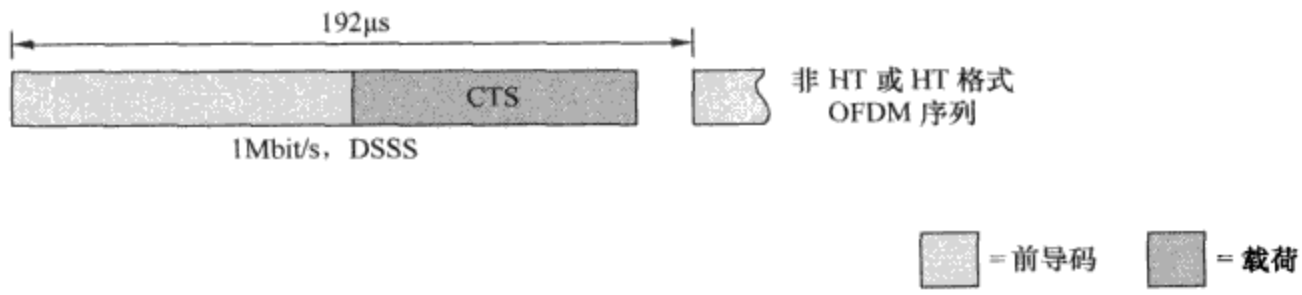


图 10.8　使用 1Mbit/s DSSS(短前导码)格式 P-PDU 的 CTS-to-Self 系统开销

在序列开始时，发起端发送一个 CTS 帧。该 CTS 帧的 RA 字段被设置为发起端的 MAC 地址，而其“时长”字段被设置为预计的序列时长减去其本身的时长。该 CTS 帧通过一个基本速率 PPDU 传输，该 PPDU 与存在的传统站点兼容。而后者正是这种保护措施的防范对象。

在实践中，CTS-to-Self 可能只被用来保护数据/ACK 或者 MMPDU/ACK 序列，原因是 TXOP 规则要求突发序列以及 A-MPDU 序列在 TXOP 开始时进行一个短帧交换作为一种碰撞检测措施。

需要在存在 802.11g 或 802.11a 站点的情形下保护绿野数据/ACK 序列的 HT 站点可以使用被包含在非 HT OFDM 格式 PPDU 中发送的 CTS-to-Self。然而由于协议要求必须存在 HT 混合格式前导码，这样的运用就显得没有必要。由于这个原因，CTS-to-Self 多半只会在存在 802.11b 站点的情况下被继续使用。

10.6.8　使用非 HT 或带非 HT 响应的 HT 混合 PPDU 的保护

任何被邻近站点正确接收到且 RA 不是该站点的帧都会设置该站点的 NAV。因此如果一个序列以与传统格式兼容的帧（例如数据帧）开始，并且要求一个响应帧（在图 10.9 的例子里是 ACK 帧），则其可以被用来设置邻近站点的 NAV。在图 10.9 描述的序列例子中，数据帧很可能通过高标号 MCS 发送，而 ACK 帧是用非 HT 格式的 PPDU 强健调制的，因此其应该被广泛收到。基于这个原因，ACK 帧可以被用来承载对邻近站点的 NAV 设置信息。

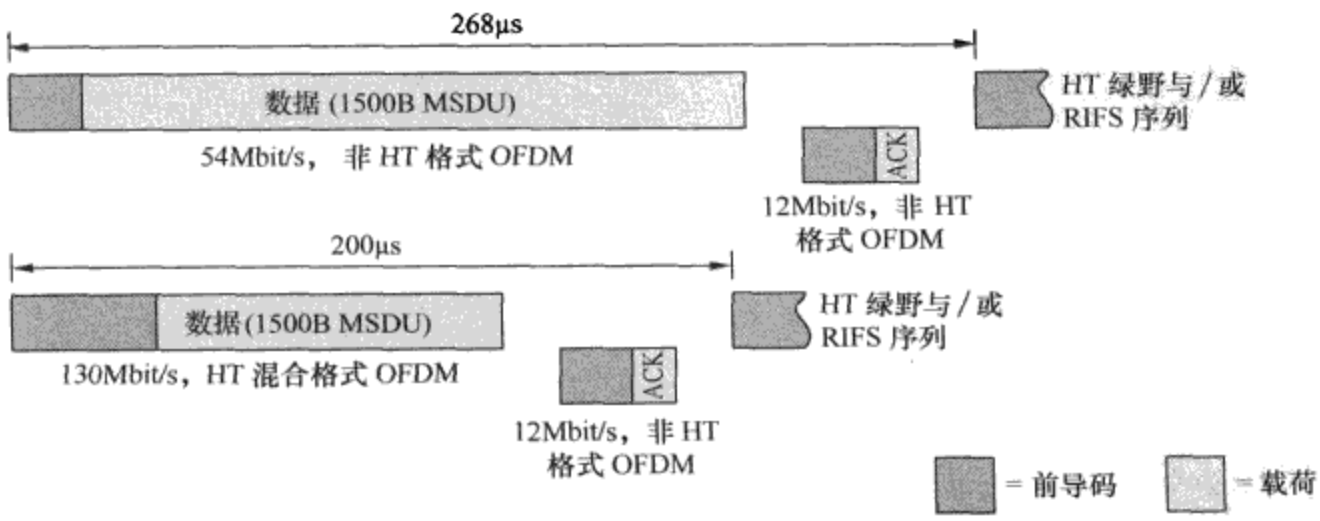


图 10.9　一个要求非 HT PPDU 响应的非 HT 或 HT 混合格式 PPDU

发起端会将数据帧中的“时长”字段设置为预计的 TXOP 时长减去该数据帧自身的时长。ACK 响应帧会将其“时长”字段设置为数据帧中的“时长”字段值减去 SIFS，再减去 ACK 帧本身的时长。在周边站点的 NAV 都被设置的情形下，TXOP 的余下部分可以包含 HT 绿野格式 PPDU 以及/或者 RIFS 连续传输序列。

10.6.9　使用 HT 混合格式 PPDU 时的非 HT 站点后延

HT 混合格式前导码被设计为与传统 802.11g 与 802.11a 站点兼容。这种兼容指的是收到该帧的传统站点会根据前导码中与传统格式兼容部分的信令字段（L-SIG）中指定的长度（L_LENGTH）与速率（L_DATARATE）进行后延。图 10.10 描述了这种情况。

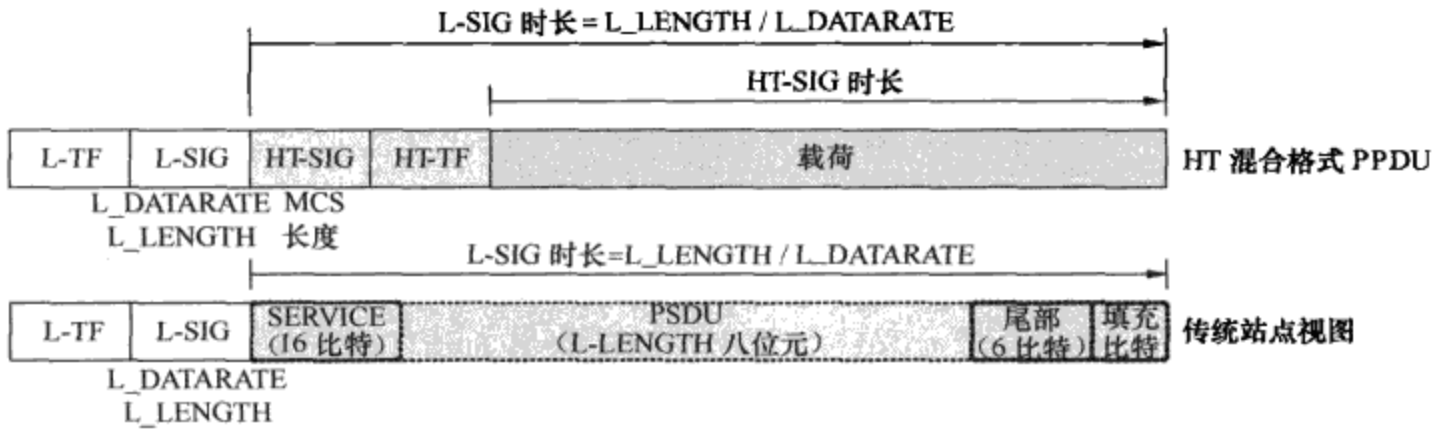


图 10.10　使用 HT 混合格式 PPDU 时的非 HT 站点后延过程

L_DATARATE 字段被设置为标示速率为 6Mbit/s。这是 OFDM PHY 的最低数据速率。L_LENGTH 字段被设置为标示所需要的时长。传统站点会按以下描述来解读 L_DATARATE 与 L_LENGTH 字段。在 6Mbit/s 速率下每个 4μs 码元承载 3 个 8 位元（24bit）。在这个速率下，16bit SERVICE 字段（承载扰码器初始部分）与 6bit 尾部（用来冲刷解码器）中载荷的系统开销加起来算是一个码元[①]。因此载荷所占的时长为：

$$\text{L-SIG 时长} = \left(1 + \left\lceil \frac{\text{L_LENGTH}}{3} \right\rceil\right) \times 4\,\mu\text{s} \tag{10.4}$$

式中，⌈表示向上取整到下一个整数值。由于 L_LENGTH 的最大值为 4 095，一个 HT 站点可以标示在 4μs 边界上的最大为 5.464ms 的 L-SIG 时长。HT 站点必须合理设置 L_LENGTH 与 L_DATARATE 的值以标示至少为该帧时长的 L-SIG 时长。

值得一提的是，有些传统站点有可能不能对大于 2 340 的 L_LENGTH 字段值正确后延。传统的信令字段由一个单比特奇偶校验位保护，但这种保护并不强。许多具体实现进行额外的校验来确保该帧被正确检测到，以及信令字段被正确解调。这些校验措施包括确认长度字段值小于 2 340（802.11n 之前的最大 MPDU 大小）。这些具体实现会将较大的长度字段值解读为检测到错误，从而在信号强度低于功率检测阈值的情况下不返回 CCA 忙的结果。

10.6.10　L-SIG TXOP 保护

对于接收到 HT 混合格式 PPDU 的 HT 站点来说，其并不需要传统信令字段中的 L_LENGTH 与 L_DATARATE 值来解调该帧的 HT 部分。这是由于 HT 信令字段（HT-SIG)

① 实际上是 22 个 bit，但由于 PSDU 具有整数个八位元，因此进行了取整。

指定了实际的 PSDU 长度以及所使用的 MCS。因此 L_DATARATE 与 L_LENGTH 可以用来对一个长于实际帧时长的时长作出信令，这样的做法能保护一个序列，而不只是单个帧。这构成了 L-SIG 保护的基础。图 10.11 描述了这一点。

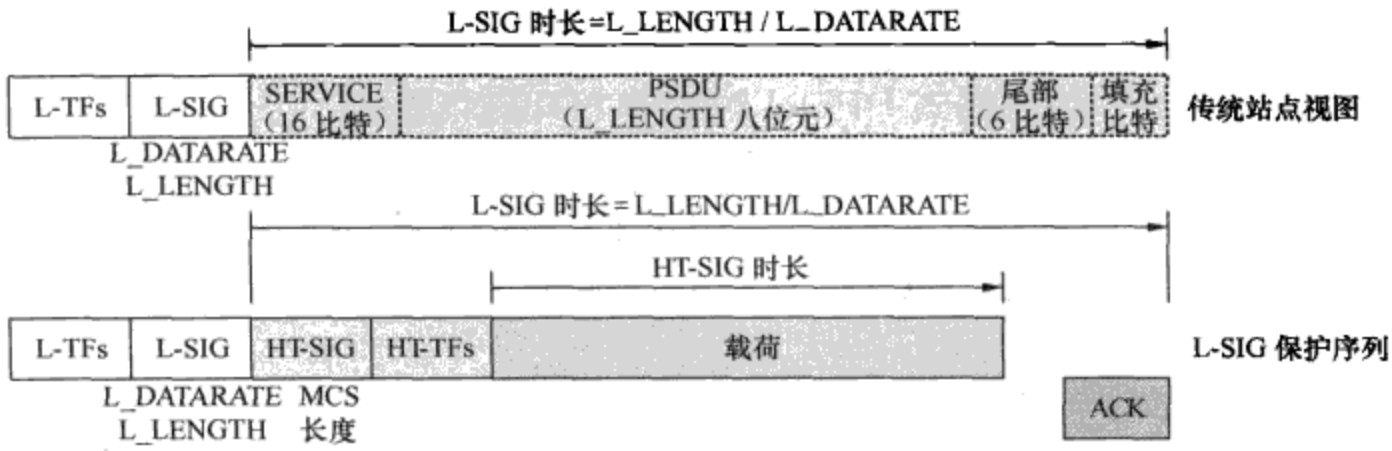


图 10.11　L-SIG 保护

一个 HT 站点将 L-SIG 时长值设置为至少可以覆盖 HT PPDU 的时长。如果该 HT 站点将 PPDU 发送给另一个支持 L-SIG TXOP 保护的 HT 站点，则其可以设置 L-SIG 时长值来覆盖一个帧序列。由于传统站点在整个 L-SIG 时长内不能接收另一帧，被保护序列中的所有帧都不应该发往一个传统站点。

如果一个支持 L_SIG TXOP 保护，并且接收到一个 HT 混合格式 PPDU 的 HT 站点不能从该 PPDU 中成功解析出一个 MPDU（通常该站点使用该 MPDU 的“时长/ID”字段来更新其 NAV），则其会在该 PPDU 结束时将其 NAV 设置为剩余的 L-SIG 时长。

图 10.12 给出了一个受 L-SIG 保护的帧序列示例。一个受 L-SIG 保护的序列以初始握手（两个短帧的交换，每个帧都包含在 HT 混合格式 PPDU 中）开始。如果响应帧的时长已经被发起端预知的话，那么能合法用于 TXOP 开始的任何初始帧序列都可以被使用。

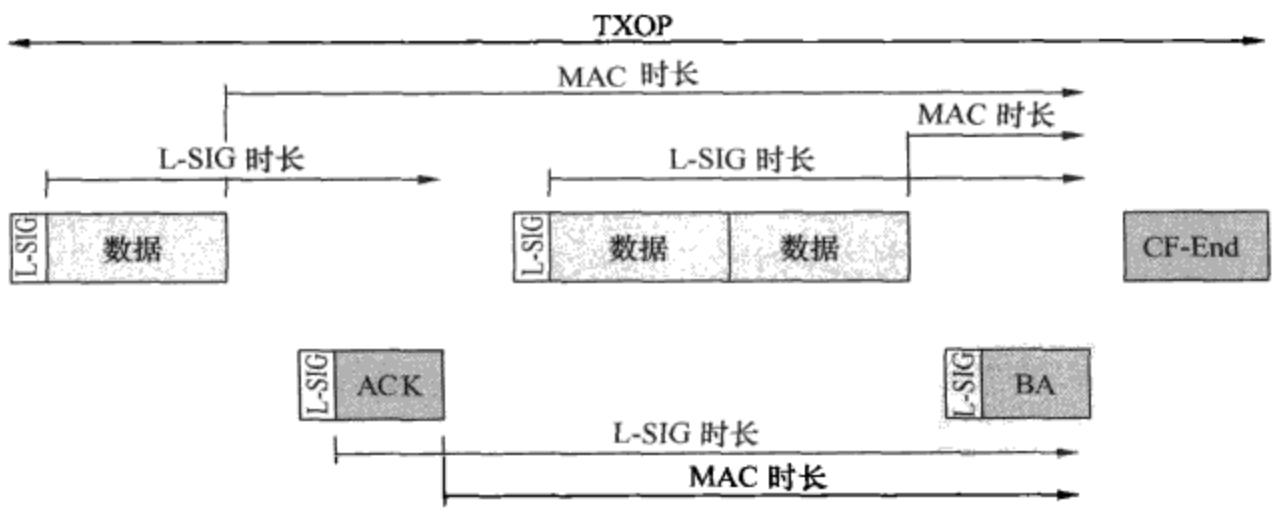


图 10.12　一个 L-SIG TXOP 保护序列举例（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

起始 PPDU 的 L-SIG 时长被设置为覆盖起始 PPDU 的时长减去与传统格式兼容的前导码的时长，加上 SIFS，再加上响应帧时长的值。PPDU 中所承载的 MAC 帧的“时长”字段被设置为该序列剩余部分的预计时长。

响应 PPDU 中的 L-SIG 时长被设置为 MAC 帧中“时长”字段所标示的时长减去 SIFS，再减去前导码中与传统格式兼容部分的时长的值。

在成功完成初始握手后，序列按类似的方式使用 HT 混合格式 PPDU 继续进行。从发起端来的后继 PPDU 中的 L-SIG 时长字段将其 L-SIG 值设置为覆盖序列的剩余部分。PPDU 中所承载的 MAC 帧的“时长”字段也标示了一个一直延伸到序列结束的值。响应帧使用 MAC 帧中的“时长”字段来设置 L-SIG 时长。

使用 L-SIG TXOP 保护的一个缺点是所有帧都不能被传统站点正确解调。因此传统站点会在保护期结束后使用 EIFS 来进行信道接入。这使得它们与 HT 站点相比在获取信道接入方面处于不利地位，因为后者可以最终正确解调 HT 混合格式 PPDU。为了防止这一点，发起端应该在保护序列后跟随一个包含在一个基本速率非 HT PPDU 中发送的 CF-End 帧。

参考文献

Chan, D, Hart, B., and Qian, Q. (2007). *20/40MHz Coexistence for 5 GHz: Issues and Proposed Solution Overview*, IEEE 802.11-07/2564r1.

IEEE (2007a). *IEEE P802.11n*TM*/D3.00, Draft Amendment to STANDARD for Information Technology–Telecommunica tions and Information Exchange Between Systems–Local and Metropolitan Networks–Specific Requirements–Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Amendment 4: Enhancements for Higher Throughput.*

IEEE (2007b). *IEEE P802.11y*TM*/D5.0, Draft Amendment to STANDARDfor Information Technology–Telecommunic ations and Information Exchange Between Systems–Local and Metropolitan Networks–Specific Requirements–Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Amendment 3: 3650-3700MHz Operation in USA.*

Kandala, S., Jones,V. K.,Raissinnia, A., and deVegt,R. (2006). *ExtensionChannel CCA Proposed Solutions*, IEEE 802.11-06/0608r2.

Perahia, E. (2007). *MIB Attributes for 40MHz Scanning in 2.4 GHz*, IEEE 802.11-07/2446r0.

Van Nee, R., Jones, V. K., Awater, G., and de Vegt, R., (2006). *Transmitter CCA Issues in 2.4 GHz*,IEEE 802.11-06/08 69r1.

第 11 章

MAC 帧格式

本章提供 MAC 帧格式的细节。这些细节足以作为本书中所讨论主题的参考，但并不提供完全彻底的字段元素列表，尤其是对于管理帧。要详细了解帧格式，读者应该参考标准规范本身（IEEE 2007a，2007b）。

11.1 帧的一般格式

每个 MAC 帧都包含以下几个部分。

（1）一个 MAC 帧头；

（2）一个可变长度的帧体，包含特定于帧类型或子类型的信息；

（3）一个帧校验序列，简写为 FCS，包含一个 32bit 的 CRC。

这样的帧格式包含一个按给定顺序出现的字段集，如图 11.1 所示。不是所有字段都出现在所有帧类型中。

八位元	2	2	6	6	6	2	6	2	4	0～7 955	4
帧控制	时长 /ID	地址 1	地址 2	地址 3	序列控制	地址 4	QoS 控制	HT 控制		帧体	FCS

MAC 头

图 11.1 MAC 帧格式（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

11.1.1 “帧控制”字段

图 11.2 描述了“帧控制”字段。这个字段由下面描述的多个子字段组成。

B0 B1	B2 B3	B4 B7	B8	B9	B10	B11	B12	B13	B14	B15
协议版本	类型	子类型	去往 DS	来自 DS	更多分片	重试	功率管理	更多数据	受保护帧	排序

图 11.2 帧控制字段（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

11.1.1.1 “协议版本”字段

此字段长度为两个比特，并被设置为 0。协议版本只有在标准的原版本与新修订之间有着本质的非兼容性时才会被改变，这样的情况到目前为止还没有发生。

11.1.1.2 “类型”与“子类型”字段

“类型”与“子类型”字段合在一起指定了一个帧的功能。标准定义了 3 种帧类型：控制、

数据及管理。每种帧类型下又定义了几种子类型。表 11.1 列出了这些组合。

表 11.1　　合法的类型与子类型组合（IEEE，2007b）

类　型	类型描述	子　类　型	子类型描述
00	管理	0000	关联请求
		0001	关联响应
		0010	重关联请求
		0011	重关联响应
		0100	探测请求
		0101	探测响应
		0110～0111	保留
		1000	信标
		1001	ATIM
		1010	去关联
		1011	认证
		1100	去认证
		1101	功能帧
		1110	无需确认的功能帧
		1111	保留
01	控制	0000～0110	保留
		0111	控制包裹
		1000	块确认请求
		1001	块确认
		1010	PS-Poll
		1011	RTS
		1100	CTS
		1101	ACK
		1110	CF-End
		1111	CF-End+CF-Ack
10	数据	0000	数据
		0001	数据+CF-Ack
		0010	数据+CF-Poll
		0011	数据+CF-Ack+CF-Poll
		0100	空（无数据）
		0101	CF-Ack（无数据）
		0110	CF-Poll（无数据）
		0111	CF-Ack+CF-Poll（无数据）
		1000	QoS 数据

续表

类　型	类型描述	子　类　型	子类型描述
10	数据	1001	QoS 数据+CF-Ack
		1010	QoS 数据+CF-Poll
		1011	QoS 数据+CF-Ack+CF-Poll
		1100	QoS 空（无数据）
		1101	保留
		1110	QoS CF-Poll（无数据）
		1111	QoS CF-Ack+CF-Poll（无数据）
11	保留	0000～1111	保留

“数据”帧、空、CF-Ack、CF-Poll 及其变体（子类型 0000～0111）是在最初的 802.11 标准规范中引入的。“QoS 数据”帧子类型及其变体（1000～1111）是在 802.11e 修订（QoS 增强）中引入的。

“控制包裹”帧是在 802.11n 中引入的，其可以在使用任何其他控制帧的地方被使用。该帧复制了其所替换的控制帧中的所有字段，并增加一个“HT 控制”字段。被称为包裹帧的原因是因为其有效地将原先的控制帧包裹在一个新帧之中，并且添加了一个“HT 控制”字段。

“功能”帧是在 802.11h 修订（频谱与传输功率管理扩展）中引入的。由于用于管理帧的编号空间基本已经用尽，“功能”帧子类型被用于该修订以后的许多新管理帧。“无需确认的功能”帧是在 802.11n 修订中引入的，其作用类似，但无需接收端确认。

11.1.1.3　“去往 DS”与“来自 DS”字段

“去往 DS”与“来自 DS”字段组合的含义在表 11.2 中给出。

表 11.2　　去往/来自 DS 字段值组合（IEEE，2007a）

来自 DS	去往 DS	含　义
0	0	标示： 一个在同一 IBSS 内从一个站点直接去往另一个站点的数据帧 一个在同一 BSS 内从一个非 AP 站点直接去往另一个非 AP 站点的数据帧 所有的管理与控制帧
0	1	一个去往分布式系统（DS）或者由与 AP 相关联的站点发往 AP 中端口接入实体的数据帧
1	0	一个离开 DS，或者由 AP 中端口接入实体所发送的数据帧
1	1	一个使用 4 地址格式的数据帧（标准未作定义）

11.1.1.4　“更多分片”字段

这个字段在所有在当前 MSDU、A-MSDU 或者 MMPDU 后还有分片的数据或管理帧中被设置为 1。其在含有完整 MSDU 或 A-MSDU 的 MPDU，以及含有一个 MSDU 或 A-MSDU 的最后一个分片的 MPDU 中被设置为 0。

11.1.1.5　“重试”字段

“重试”字段在任何为前一个帧重传的数据或管理帧中被设置为 1，在其他所有帧中其被设置为 0。一个接收站点根据这一标示来帮助其丢弃重复帧。

11.1.1.6　“功率管理”字段

“功率管理”字段标示站点在完成一个帧序列后的功率管理模式。一个为 0 的值标示该站点将处于活跃模式，而一个为 1 的值标示该站点将处于节能（Power Save，PS）模式。此字段总是被 AP 设置为 0。

11.1.1.7　“更多数据”字段

“更多数据”字段被用来向一个处于 PS 模式的站点标示在 AP 上为该站点缓存了更多的 MSDU 或 MMPDU。

“更多数据”字段在 AP 向一个处于 PS 模式的站点所发送的数据或管理帧中被设置为 1。

当 AP 向一个站点发送广播/多播帧，而在同一信标间隔内 AP 还有额外的广播/多播 MSDU 或 MMPDU 等待向该站点发送时，其将“更多数据”字段设置为 1。

AP 可以在向一个支持 QoS，且启用了 APSD 的站点发送的 ACK 帧中将“更多数据”字段设置为 1，以标示 AP 还有一个要发送给该站点的传输。

11.1.1.8　“受保护帧”字段

当“受保护帧”字段被设置为 1 时，标示“帧体”字段已经被加密。“受保护帧”字段只能在数据帧以及“认证”管理帧中被设置为 1。

11.1.1.9　“排序”字段

在向一个节能站点发送时，AP 可以改变广播以及多播 MSDU 相对于单播 MSDU 的发送顺序。举例来说，广播或多播通信可以在标示所有节能站点都醒来的信标后发送。而单播通信也许比广播/多播数据流收到的要早，但被延迟到稍后向一个特定的节能站点发出。如果上层的协议不能容许这种重排序的话，则应该使用可选的 StrictlyOrdered 服务类别。使用 StrictlyOrdered 服务类别发送的帧将其“排序”比特设置为 1。

尽管有人觉得这个字段有必要，但其从来没有被广泛使用过。在 802.11n 中，其被重用于标示“QoS 数据”帧中存在“HT 控制”字段。在 802.11n 之前，这个比特在“QoS 数据”帧中作为保留字段，其值总是被设置为 0。

11.1.2　“时长/ID”字段

当“时长/ID”字段的值小于 32 768（没有设置高位比特）时，该值被解读为以μs 为单位的时长，并被用于更新网络分配向量（NAV）。如果在一个 PS-Poll 帧中两个高位比特被设置了的话，则低位的 14 个比特被解读为关联标识符（AID）。

11.1.3 “地址”字段

在 MAC 帧格式中有 4 个地址字段，但不是所有字段都出现在所有帧中。“地址 1”包含接收地址（RA）并出现在所有帧中。“地址 2”包含发送地址（TA）并出现在除了 ACK 与 CTS 的所有帧中。

“地址 3”出现在数据与管理帧中。在一个数据帧中，由“地址 3”字段所承载的地址与“去往 DS”及“来自 DS”比特位的设置以及该帧是否承载了一个 MSDU 或 A-MSDU 有关（见表 11.11）。在管理帧中，“地址 3”包含 BSSID。“地址 4”只在“去往 DS”及“来自 DS”比特都被设置了的数据帧中出现（表 11.11）。802.11 标准规范没有为这种情况定义一个使用情景。

11.1.4 “序列控制”字段

“序列控制”字段由一个 4bit 的“分片号”及一个 12bit 的“序列号”组成，如图 11.3 所示。

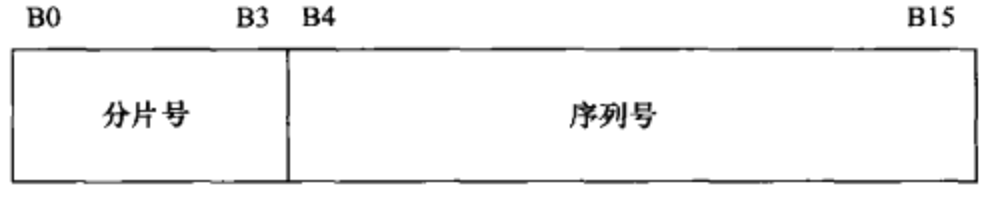


图 11.3 序列控制字段（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

“序列号”给出 MSDU 或 MMPDU 的序列号。站点为其发送的每个 MSDU 或 MMPDU 指定一个序列号。

非 QoS 站点使用一个模 4 096 的计数器为 MSDU 及 MMPDU 指定序列号，序列号从 1 开始，并为每个 MSDU 或 MMPDU 递增 1。QoS 站点除了为传统数据帧及管理帧维护一个计数器以外，还为每个接收地址与 TID 维护一个发送数据的模 4 096 的计数器。

一个 MSDU 或 MMPDU 的每一个分片都含有一份该 MSDU 或 MMPDU 的序列号拷贝。分片按序列从 0 开始编号，第一个分片编号为 0。

11.1.5 “QoS 控制”字段

“QoS 控制”字段标识帧所属的通信类别（TC）或通信流（TS）以及许多其他与 QoS 相关的帧信息。“QoS 控制”字段出现在“QoS 数据”帧中，即子类型为 QoS 的数据帧。“QoS 控制”字段中各种子字段的用法在表 11.3 中给出。

表 11.3　　QoS 控制字段（IEEE，2007b）

<table>
<tr><th>可用的帧子类型</th><th>B0～B3</th><th>B4</th><th>B5～B6</th><th>B7</th><th>B8～B15</th></tr>
<tr><td>由 AP 发送的 QoS（+）CF-Poll</td><td rowspan="4">TID</td><td>EOSP</td><td rowspan="4">确认策略</td><td rowspan="4">出现 A-MSDU</td><td>TXOP 时限</td></tr>
<tr><td>由 AP 发送的 QoS 数据、QoS 数据+CF-Ack、QoS 空帧</td><td>EOSP</td><td>AP PS 缓冲区状态</td></tr>
<tr><td rowspan="2">由非 AP 站点发送的 QoS 数据帧</td><td>0</td><td>请求的 TXOP 时长</td></tr>
<tr><td>1</td><td>队列大小</td></tr>
</table>

“通信标识符”（TID）标识帧体中相应的 MSDU 或 MSDU 分片所属的 TC 或 TS。通过设置“所请求的 TXOP 时长”或者“队列大小”子字段，TID 子字段也标识出被请求的 TXOP 所用于的 TC 或 TS。

AP 用“服务周期结束”（End of Service Period，EOSP）子字段来标示当前服务周期的结束。AP 在结束服务周期的帧中将 EOSP 子字段设置为 1，其他情况下则将此子字段设置为 0。

“确认策略”子字段决定在接收到“QoS 数据”帧后的确认策略。这些策略被列举在表 11.4 中。

表 11.4　　QoS 控制字段中的确认策略子字段

B5	B6	含　义
0	0	正常确认或隐式块确认请求 非 A-MPDU 中的 QoS 数据：指定接收端返回一个 ACK 或 QoS＋CF-Ack 帧 A-MPDU 中的 QoS 数据：指定接收端返回一个 BA
1	0	不确认 指定接收端不返回 ACK。当发送端对发送的单播帧不要求确认或发送的帧为广播或多播帧时使用
0	1	非显式确认或在 PSMP 下的调度确认 对接收到的帧可能有一个响应帧，但这个响应帧既不是 ACK 也不是任何子类型+CF-Ack 的数据帧。QoS CF-poll 与 QoS CF-Ack+CF-Poll 帧总是使用此值 在 PSMP 下，此值标示一个在下一 PSMP-DTT 或 PSMP-DTT 中调度的确认
1	1	块确认 指定的接收端收到帧后不采取措施，而只是记录状态。接收端可以期望在以后收到一个 BAR 帧或包含具有正常确认策略的 QoS 数据帧的 A-MPDU

“出现 A-MSDU”子字段标示一个 A-MSDU 出现在帧体中。这个字段在 QoS CF-Poll、QoS CF-Ack+CF-Poll 以及“QoS 空”帧中为保留字段（总是为 0），原因是这些帧不承载载荷。

11.1.5.1　“TXOP 时限”子字段

“TXOP 时限”子字段出现在 QoS（+）CF-Poll 帧中，字段值以 32μs 为单位，标示 AP 为下一个 TXOP 所授予的时限。TXOP 在 QoS（+）CF-Poll 帧之后一个 SIFS 周期开始。TXOP 时限值为 0 时意味着在 QoS（+）CF-Poll 后将马上传输一个 MPDU 或一个“QoS 空”帧。

11.1.5.2　“队列大小”子字段

“队列大小”子字段标示在发送该帧的非 AP 站点上所缓冲的通信量。其出现在将“QoS 控制”字段中第 4 个比特设置为 1 发送的“QoS 数据”帧中。AP 可以使用此字段，并综合考虑来自其他站点的竞争请求，来决定其授予这个站点的时长。

“队列大小”的值为站点上对应于指定 TID 的队列的总长度，取整到最近的 256 倍数，并以 256 个八位元为单位给出。“队列大小”值为 0 时标示没有对应于该 TID 的任何缓冲通信。“队列大小”值 254 被用于所有大于 64 768 个八位元的队列。“队列大小”值为 255 时标示一个未指定的或未知的大小。

11.1.5.3 “所请求的 TXOP 时长”子字段

作为“队列大小”的一种替代，非 AP 站点可以请求其所期望的 TXOP 时长。当“QoS 控制”字段中的第 4 个比特设置为 0 时，“所请求的 TXOP 时长”子字段将出现在发送的“QoS 数据”帧中。

“所请求的 TXOP 时长”以 32μs 为单位指定。“所请求的 TXOP 时长”为 0 表示对于指定的 TID 没有请求 TXOP。“所请求的 TXOP 时长”不是累加的。对一个特定 TID 的 TXOP 时长请求将改写任何之前的对该 TID 的 TXOP 时长请求。

11.1.5.4 “AP PS 缓冲区状态”子字段

“AP PS 缓冲区状态”子字段向一个特定的非 AP 站点标示 AP 上节能缓冲区的状态。“AP PS 缓冲区状态”子字段进一步细分为 3 个字段：“所标示的缓冲区状态”、“所缓冲的最高优先级 AC”及“AP 所缓冲的载荷”。

（1）“所标示的缓冲区状态”。此子字段在“AP 缓冲状态”被指定时被设置为 1，其他情况下被设置为 0。

（2）“所缓冲的最高优先级 AC”。此子字段标示除当前帧的 MSDU 外，在 AP 上缓冲等待传输的最高优先级通信的 AC。

（3）“AP 所缓冲的载荷”。此子字段标示除当前“QoS 数据”帧外，所有在 AP 上缓冲的 MSDU 加起来的缓冲大小。其值取整到最近的 4 096 八位元，并以 4 096 八位元为单位给出。为 0 的值标示对于所标示的 AC 没有任何缓冲通信。

11.1.6 “HT 控制”字段

“HT 控制”字段是 802.11 修订新引入的字段，如图 11.4 所示。此字段总是出现在“控制包裹”帧中，以及当“帧控制”字段的“顺序”比特被设置为 1 时，出现在“QoS 数据”帧中。

B0 B15	B16 B17	B18 B19	B20 B21	B22 B23	B24	B25 B29	B30	B31
链路适应控制	校准位置	校准序列	保留	CSI/ 控制	NDP 通告	保留	AC 限制	RDG/ More PPDU

图 11.4 HT 控制字段（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

“链路适应控制”字段中的子字段在表 11.5 中列出。

表 11.5 链路适应控制子字段（IEEE，2007b）

比 特	子 字 段	定 义
B0	保留	
BI	TRQ	探测请求。设置为 1 以向响应端请求一个探测 PPDU
B2～B5	MAI	MRQ 或 ASEL 标示。设置为 14 以标示 MFB/ASELC 字段应被解读为 ASELC 字段；否则此字段按表 11.6 中所示解读
B6～B8	MFSI	MFB 序列标识符。设置为接收到的 MFB 信息所参照的 MSI 的值。对于非期待的 MFB，此值设置为 7
B9～B15	MFB/ASELC	当 MAI 字段设置为 14 时此字段被解读为天线选择控制(antenna selection control, ASLEC)字段。否则，此字段包含推荐的 MCS 反馈。当值为 127 时标示不存在反馈

MAI 各子字段在表 11.6 中列出。

表 11.6　　MAI 子字段（IEEE，2007b）

比　特	子 字 段	定　义
B2	MRQ	MCS 请求。当设置为 1 时，要求 MCS 反馈。当设置为 0 时，不要求 MCS 反馈
B3～B5	MSI	MCS 请求序列标识符，当 MRQ 设置为 1 时，MSI 字段包含标识该请求的范围在 0～6 的序列号

ASELC 子字段包含“ASEL 命令”以及“ASEL 数据”子字段，其内容在表 11.7 中详细给出。

表 11.7　　ASELC 子字段：ASEL 命令与 ASEL 数据值（IEEE，2007b）

ASEL 命令 B9～B11	对 ASEL 命令的解读	ASEL 数据 B12～B15
0	发送天线选择探测标示（TXASSI）	待发送的剩余探测 PPDU 的数目（0～15）
1	发送天线选择请求（TXASSR）或发送天线选择探测继续	当命令为发送天线选择探测请求时设置为 0。当设置为 1～15 的值时，表示当命令为发送天线选择探测继续时第一个待发送的 PPDU。0 对应于初始 ASEL 训练序列中的第一个探测 PPDU
2	接收天线选择标示（RXASSI）	待接收的剩余 PPDU 数目（0～15）
3	接收天线选择探测请求（RXASSR）	需要的探测 PPDU 数目（0～15）
4	探测标签	对应于 ASEL 反馈中一个 CSI 帧的探测 PPDU 的序列号
5	由于 ASEL 训练失败或反馈陈旧而造成的无反馈	一个范围为 0～15 的值，表示没有正确接收到的第一个探测 PPDU 的序号。0 对应于 ASEL 训练序列中的第一个探测 PPDU。如果没有探测 PPDU 被正确接收到，则此值设置为 0。如果这是一个对完整重训练序列的请求，则要求此值也设置为 0
6	要求反馈显式 CSI 的发送天线选择探测标示（TXASSI）	待发送的剩余探测 PPDU 的数目（0～15）
7	保留	

“校准位置”及“校准序列”字段被用于在隐式反馈波束成型中的校准交换。这些字段在表 11.8 中定义。

表 11.8　　校准控制子字段（IEEE，2007b）

字　段	含　义	定　义
校准位置	校准交换序列中的位置	0=不是校准帧 1=开始校准 2=探测响应 3=探测结束
校准序列	校准序列标识符	此字段包含在校准交换的每一帧中，其值在该序列中保持不变

“CSI/控制”字段表示所请求的波束成型反馈类型，其所设置的值在表 11.9 中列出。

表 11.9　　CSI/控制值（IEEE，2007b）

值	定　义
0	不需要反馈
1	CSI
2	非压缩波束成型
3	压缩波束成型

“NDP 通告”子字段标示在该帧后将传输一个 NDP。其被设置为 1 以表示有一个后继 NDP，否则其被设置为 0。

“AC 限制”字段标识逆向数据的 TID 是否被限制为单 TID 与否。为 0 的值标示对逆向授予的响应可以包含任何 TID 的数据帧；为 1 的值标示对逆向授予的响应只能包含与从逆向发起端所收到的最后一个数据帧中 AC 相同的数据帧。

“RDG/More PPDU”的解读在表 11.10 中定义。

表 11.10　　RDG/More PPDU 值（IEEE，2007b）

值	发送 STA 的角色	对值的解读
0	RD 发起方	无逆向授予
	RD 响应方	承载该帧的 PPDU 是来自 RD 响应方的最后一个 PPDU
1	RD 发起方	存在一个时长为“时长/ID”字段中所给出值的逆向授予
	RD 响应方	承载该帧的 PPDU 有另一个 PPDU 跟随

11.1.7　“帧体”字段

“帧体”字段包含特定于各个帧类型与子类型的信息。

11.1.8　FCS 字段

“帧校验序列”（FCS）字段包含一个 32bit 的 CRC。该 CRC 由 MAC 帧头和帧体的所有字段算出。FCS 被用来校验 MPDU 的完整性。

11.2　各种帧类型的格式

11.2.1　控制帧

11.2.1.1　RTS

图 11.5 给出了 RTS 帧的格式。RA 字段是发送的数据或管理帧所要发往的接收站点的地址。TA 字段是发送 RTS 帧的站点地址。

“时长”字段被设置为以μs 为单位的帧序列的时长。这个序列由期望中的 CTS（允许发送）响应及后继的帧交换组成。

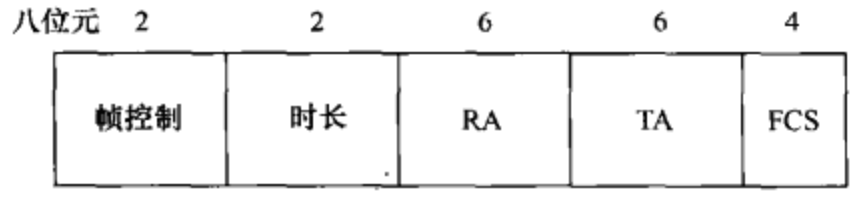


图 11.5　RTS 帧（经许可从 IEEE (2007) © IEEE 复制）

11.2.1.2　CTS

图 11.6 给出了 CTS 帧的格式。当 CTS 帧跟随在 RTS 帧之后时，该 CTS 帧从要求 CTS 的 RTS 帧中将其 RA 字段复制到自身的 TA 字段。这种情况下，“时长”字段的值等于从 RTS 帧中获得的值减去一个 SIFS 的时长，再减去 CTS 帧的时长。

如果 CTS 是一个序列中的首帧（为该序列中的后继帧提供 NAV 保护），则 RA 字段就是发送站点的发送地址。这被称为 CTS-to-Self。在这种情况下，“时长”字段被设置为以μs 为单位的后继帧交换的时长。

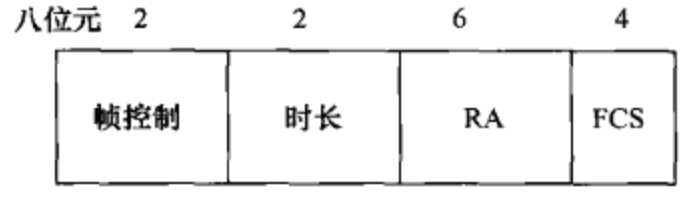


图 11.6　CTS 帧（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

11.2.1.3　ACK

图 11.7 给出了 ACK 帧的格式。ACK 帧中的 RA 字段是从其前一个数据、管理、BAR、BA 或 PS-Poll 帧中复制而来的。

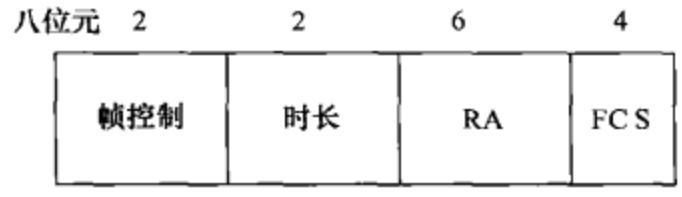


图 11.7　ACK 帧（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

11.2.1.4　BAR

图 11.8 给出了“块确认请求”（BAR）帧的格式。在 PSMP 下使用 BAR 帧的一个变体，称为“多 TID BAR”，描述如下。

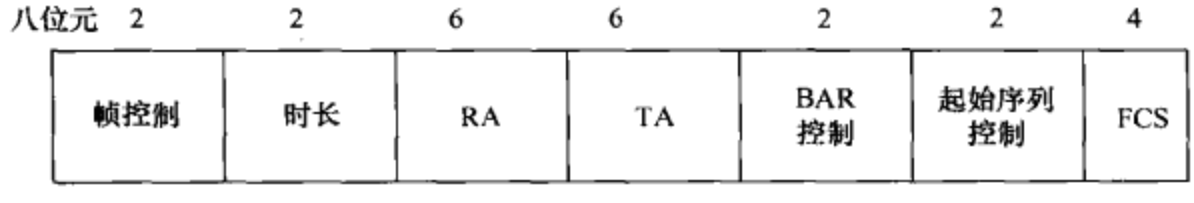


图 11.8　BAR 帧（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

RA 字段被设置为接收站点的地址。TA 字段被设置为发起站点的地址。“时长”字段被设置为至少涵盖相应的 ACK 或 BA 帧，再加上 SIFS。

图 11.9 给出了“BAR 控制”字段。各个子字段的含义如下。

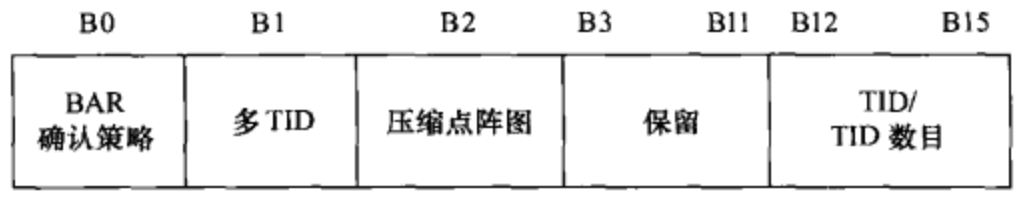


图 11.9 BAR 控制字段（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

（1）“BAR 确认策略”。此字段在 HT 延迟块确认时使用。当在一个 HT 延迟块确认会话上被设置为 0（“正常确认”）时，BAR 帧会要求如果接收端正确收到则回应一个确认。在延迟块确认下的行为与之相同。如果在一个 HT 延迟块确认会话上被设置为 1（“不确认”），则 BAR 不要求 ACK 响应。

（2）“多 TID”。此字段在基本 BAR 帧中总是被设置为 0。如果被设置为 1，则这是一个“多 TID BAR”，其与基本 BAR 的格式区别如 11.2.1.5 节所描述。

（3）“压缩点阵图”。如果被设置为 1，BAR 要求一个带压缩点阵图的 BA（见 11.2.1.6 节）。

（4）“TID/TID 数目”。如果“多 TID”字段没有被设置，则此字段承载块确认会话的 TID。如果“多 TID”字段被设置，则此字段承载“多 TID BAR”帧中的 TID 字段的数目。

图 11.10 给出了“起始序列控制”（SSC）字段的格式。“起始序列控制”子字段是这个 BAR 所为之发送的第一个 MSDU 的序列号。

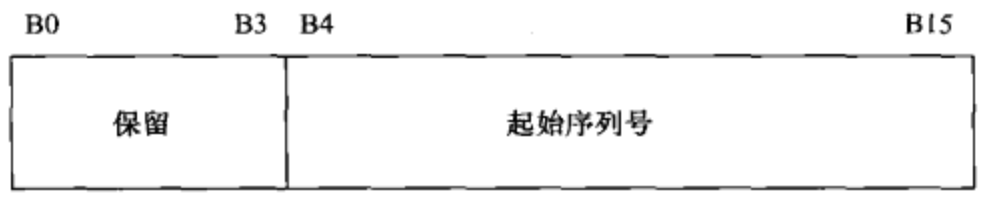


图 11.10 起始序列控制字段（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

11.2.1.5 多 TID BAR

“多 TID BAR”是 BAR 帧的一个变体，被用在 PSMP 下。正如其名字所表示的那样，这个变体是为了支持多个块确认会话以及要求一个“多 TID BA”。“多 TID BAR”并不是与 BAR 不同的一种帧类型，尽管我们为了描述方便而这样看待它。图 11.11 给出了“多 TID BAR”帧的格式。

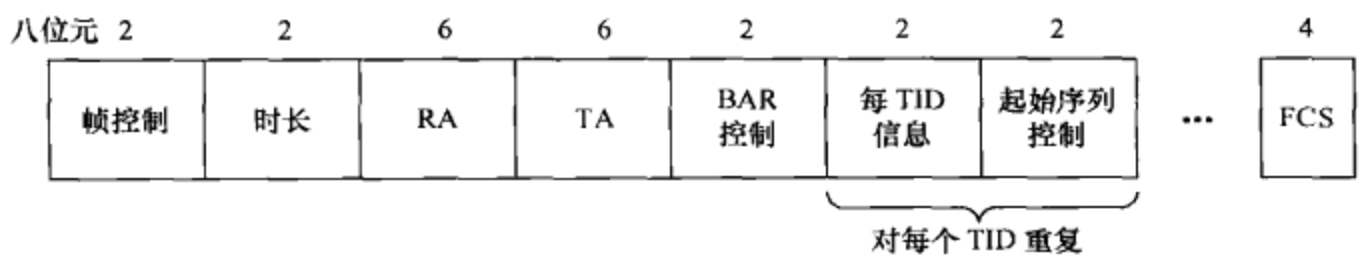


图 11.11 多 TID BAR 帧

标识“多 TID BAR”帧的特征是其本身是一个子类型为 BAR 的控制帧，而在“BAR 控制”字段中的“多 TID”以及“压缩点阵图”字段均被设置。“BAR 控制”字段中的“TID/TID 数目”字段被设置，以标示此“多 TID BAR”所适用的 TID 的数目。每个 TID 都有一个重复的“每 TID 信息”及 SSC 字段。

图 11.12 给出了“每 TID 信息”字段的格式。该字段包含 TID 值。紧跟这个字段的是对应于该 TID 的 SSC（如图 11.10 所示）。

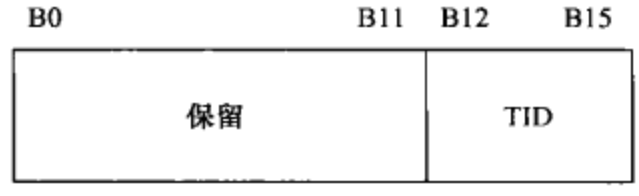


图 11.12　每 TID 信息字段（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

11.2.1.6　BA

BA 帧有 3 个变体：带有 128 个八位元“块确认点阵图”并与 802.11e 修订中最初定义的形式相兼容的非压缩或称基本形式、具有 8 个八位元“块确认点阵图”的压缩形式以及“多 TID BA”。本节描述非压缩与压缩两种形式，“多 TID BA”则在 11.2.1.7 节中描述。

图 11.13 给出了基本 BA 帧的格式。RA 字段被设置为发起端的地址，该地址是从要求该 BA 的 BAR 或“QoS 数据”帧中的 TA 地址获得的。TA 字段则是接收端的地址。

八位元	2	2	6	6	2	2	8 or 128	4
	帧控制	时长	RA	TA	BA 控制	起始序列控制	块确认点阵图	FCS

图 11.13　基本 BA 帧（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

图 11.14 给出了“BA 控制”字段的格式。各子字段的含义如下。

B0	B1	B2	B3 B11	B12 B15
BA 确认策略	多 TID	压缩点阵图	保留	TID/ TID 数目

图 11.14　BA 控制字段（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

（1）“BA 确认策略”。此字段在 HT 延迟块确认时使用。当在一个 HT 延迟块确认会话上被设置为 0（“正常确认”）时，BA 帧会要求如果接收端正确收到则回应一个确认。在延迟块确认下的行为与之相同。如果在一个 HT 延迟块确认会话上被设置为 1（“不确认”），则 BA 不要求 ACK 响应。

（2）“多 TID”。此字段在基本 BA 帧中总是被设置为 0。如果被设置为 1，则这是一个“多 TID BA”，其与基本 BA 的格式区别如 11.2.1.7 节所描述。

（3）“压缩点阵图”。如果被设置为 1，BA 帧包含一个压缩的或 8 个八位元的“块确认点阵图”。如果设置为 0，则 BA 帧包含非压缩的或 128 个八位元的“块确认点阵图”。

（4）“TID/TID 数目”。对于基本 BA 帧，此字段包含此 BA 帧适用的 TID。

图 11.10 给出了“起始序列控制”（SSC）字段的格式。“起始序列控制”子字段是这个 BA 所为之发送的第一个 MSDU 的序列号。如果 BA 是由 BAR 帧所要求的，则 SSC 被设置为与该 BAR 帧中 SSC 相同的值。如果 BA 是由一个包含使用“正常确认”确认策略的“QoS

数据”帧的聚合传送所要求的，则 SSC 被设置为 WinStart（接收端记分板的起始序列号）的当前值。

“块确认点阵图”可以是在非压缩 BA 情况下的 128 个八位元，也可以是在压缩 BA 情况下的 8 个八位元。点阵图最多可标示 64 个 MSDU 的接收状态。在非压缩点阵图的情况下，每个 MSDU 由一个 16 位字表示，字中的各个比特代表 MSDU 分片（如果有的话）。在压缩点阵图的情况下每个 MSDU 由单个比特表示，这种情况不支持对每个分片接收状态的表示。

对于非压缩点阵图，当第 n 位的比特被设置为 1 时，其确认收到了一个序列控制值等于 SSC+n 的 MPDU。当第 n 位的比特被设置为 0 时，标示没有收到序列控制值等于 SSC+n 的 MPDU。

对于压缩点阵图，当第 n 位的比特被设置为 1 时，其确认收到了一个序列号与“SSC 序列号”字段值+n 相符的 MPDU。当第 n 位的比特被设置为 0 时，标示没有收到序列号与“SSC 序列号”字段值+n 相符的 MPDU。

11.2.1.7 多 TID BA

“多 TID BA”是在 PSMP 下应用的 BA 的一个变体。图 11.15 给出了“多 TID BA”帧的格式。RA 字段被设置为发起端的地址，即要求“多 TID BA”的“多 TID BAR”或“QoS 数据”帧中的 TA 地址。TA 字段包含发送“多 TID BA”的接收站点的地址。

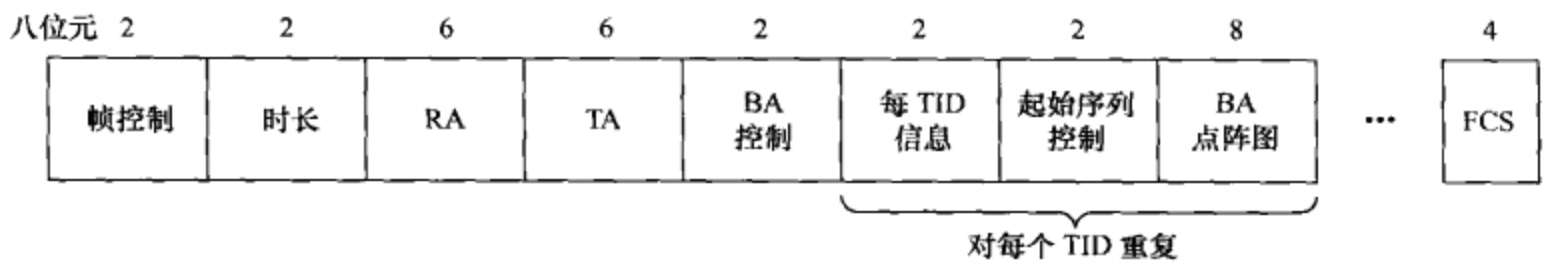


图 11.15 多 TID BA 帧

图 11.14 给出了“BA 控制”字段的格式，各子字段含义如下。

（1）“BA 确认策略”。此字段被设置为 0，且不适用于 PSMP。在 PSMP 中由于使用 HT 立即块确认而使用“多 TID BA”。

（2）“多 TID”。此字段在“多 TID BA”中总是被设置为 1。

（3）“压缩点阵图”。此字段在“多 TID BA”帧中总是被设置为 1，以标示 BA 点阵图已被压缩。

（4）“TID/TID 数目”。在一个“多 TID BA”帧中此字段承载此 BA 帧所适用的 TID 数目。对于每个 TID，BA 帧体包含一个“每 TID 信息”字段、SSC 字段及“BA 点阵图”字段。

11.2.1.8 PS-Poll

PS-Poll 帧被用在最初的 802.11 标准所定义的节能协议中。图 11.16 给出了该帧的格式。其中 BSSID 是 AP 的地址，而 TA 字段包含发送该帧的站点的地址。AID 是由 AP 分配给发送该帧的站点的值，该值是在建立该站点的当前关联的关联响应帧中被指定的。

八位元	2	2	6	6	4
	帧控制	AID	BSSID (RA)	TA	FCS

图 11.16　PS-Poll 帧（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

11.2.1.9　CF-End 与 CF-End + CF-Ack

图 11.17 给出了 CF-End 与 CF-End + CF-Ack 帧的格式。其中的 BSSID 字段是 AP 的地址。RA 字段包含广播组地址。“时长”字段被设置为 0。

八位元	2	2	6	6	4
	帧控制	时长	RA	BSSID (TA)	FCS

图 11.17　CF-End 与 CF-End+CF-Ack 帧（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

11.2.1.10　控制包裹

“控制包裹”是一个新的控制帧子类型，其允许任何控制帧（“控制包裹”帧自身除外）与一个“HT 控制”字段一起被承载。定义“控制包裹”帧，而不是扩展已有的控制帧类型来包括“HT 控制”字段的原因是，有人担心一些传统的具体实现在进行 CRC 校验时不考虑帧的实际长度。与此相反，这些具体实现按照所识别的帧子类型来推断帧长度。这样一来当存在“HT 控制”字段时，这些具体实现就会认为 CRC 无效。这导致它们不会设置其 NAV，并且会在该帧之后后延 EIFS。定义一个新的帧子类型避免了这个问题，原因是这些站点不会识别出该帧子类型，因此按实际长度校验 CRC，并且正确设置它们的 NAV。

图 11.18 给出了“控制包裹”帧的格式。RA 字段的值与所承载帧的 RA 地址相同。“所承载的帧控制”字段包含所承载帧的“帧控制”字段的值。“所承载的帧”字段包含控制帧中余下的字段，亦即是说，处在 RA 与 FCS 字段之间，而不包括 FCS 字段的所有字段。

八位元	2	2	6	2	2	变长	4
	帧控制	时长	RA	所承载的帧控制	HT 控制	所承载的帧	FCS

图 11.18　控制包裹帧（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

11.2.2　数据帧

图 11.19 给出了数据帧的格式。不是所有字段都总是出现在该帧中。“地址 4”字段只有在“去往 DS”与“来自 DS”都设置为 1 时才出现。“QoS 控制”字段只在子类型为“QoS 数据”的数据帧中出现。“HT 控制”字段只在“QoS 数据”帧中出现，而且该帧中“帧控制”字段中的“顺序”比特必须被设置，且该帧在一个高吞吐率 PHY PDU 中发送，亦即是说“HT 绿野”格式或“HT 混合”格式。

八位元 2	2	6	6	6	2	6	2	4	0~7955	4
帧控制	时长/ID	地址 1	地址 2	地址 3	序列控制	地址 4	QoS 控制	HT 控制	帧体	FCS

图 11.19　数据帧（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

表 11.11 给出了数据帧中地址字段的设置方式。地址 1 总是承载接收机地址（RA），而地址 2 总是承载发射机地址（TA）。源地址（SA）是 DS 中 MSDU 来源的地址，目的地址（DA）是 DS 中 MSDU 最终发往的地址。

表 11.11　　地址字段内容

去往 DS	来自 DS	地址 1	地址 2	地址 3		地址 4	
				MSDU	A-MSDU	MSDU	A- MSDU
0	0	RA=DA	TA=SA	BSSID	BSSID	不存在	
0	1	RA=DA	TA=BSSID	SA	BSSID	不存在	
1	0	RA=BSSID	TA=SA	DA	BSSID	不存在	
1	1	RA	TA	DA	BSSID	SA	BSSID

在 A-MSDU 的情况下，每一个 MSDU 的 SA 与 DA 都被承载在帧体中的子帧头中，这样一来 MAC 头中的地址 3 与地址 4 就承载 BSSID。

图 11.3 定义了“序列控制”字段。11.1.5 节定义了“QoS 控制”字段。

11.2.3　管理帧

图 11.20 给出了管理帧的格式。地址 1 包含了该管理帧在无线网络上的地址。这可能是单个站点的地址，也可以是一个组地址。在第二种情况下接收管理帧的站点会校验 BSSID 以确保发起广播或多播的站点是该 BSS 的成员。一个例外是“信标”帧，所有站点都可以接收此帧。SA 字段包含发送此帧的站点的地址。

八位元 2	2	6	6	6	2	0~2312	4
帧控制	时长/ID	地址 1（DA）	SA	BSSID	序列控制	帧体	FCS

图 11.20　管理帧（经许可从 IEEE (2007a) © IEEE 复制）

11.2.3.1　“信标”帧

具有基础设施的 BSS 中的 AP 以及 IBSS 中的站点周期性地广播“信标”帧。802.11n 对“信标”帧进行了扩展以包括以下元素：

（1）“HT 能力”（总是出现）；

（2）“HT 信息”（总是出现）；

（3）“次信道偏移量”（如果频谱管理支持 20/40MHz BSS，则出现）；

（4）“扩展能力”元素（如果支持 20/40MHz BSS 共存管理，则出现）；

（5）“20/40 BSS 共存”元素（可能出现）；

（6）“重叠 BSS 扫描参数”元素（可能出现）。

11.2.3.2　“关联请求”与“重关联请求”帧

站点向管理 BSS 的 AP 发送关联请求，以请求成为该 BSS 的成员。当站点在同一 ESS 中从源 BSS 迁移到目标 BSS 时，其向目标 AP 或目前所关联的 AP 发送重关联请求，以更新站点最初与 BSS 相关联的属性。802.11n 对“关联请求”及“重关联请求”进行了扩展以包括以下元素：

（1）“HT 能力”元素（总是出现）；

（2）“20/40 BSS 共存”元素（可能出现）。

11.2.3.3　“关联响应”与“重关联响应”帧

AP 发送“关联响应”或“重关联响应”帧，以分别回应“关联请求”及“重关联请求”帧。802.11n 对“关联响应”与“重关联响应”帧进行了扩展以包括以下元素：

（1）“HT 能力”元素（总是出现）；

（2）“HT 信息”元素（总是出现）；

（3）“20/40 BSS 共存”元素（可能出现）；

（4）“重叠 BSS 扫描参数”元素（可能出现）。

11.2.3.4　“去关联”帧

“去关联”帧由站点或 AP 发送，以将站点从 BSS 中去关联。“去关联”帧不是一个请求，也不包含额外的信息。

11.2.3.5　“试探请求”帧

“试探请求”帧由站点发送，以向一个特定 AP 或者运行在一个特定信道上的多个 AP 要求一个“试探响应”帧。802.11n 对 “试探请求”帧进行了扩展以包含“HT 能力”元素。

11.2.3.6　“试探响应”帧

“试探响应”帧被发往一个特定站点，以回应一个“试探请求”。802.11n 对“试探响应”帧进行了扩展以包括以下元素：

（1）“HT 能力”元素（总是出现）；

（2）“HT 信息”元素（总是出现）；

（3）“次信道偏移量”（如果频谱管理支持 20/40MHz BSS，则出现）；

（4）“20/40 BSS 共存”元素（可能出现）；

（5）“重叠 BSS 扫描参数”元素（可能出现）。

11.2.3.7　“认证”帧

在开放系统认证中，站点在与一个 AP 相关联前使用“认证” 帧。802.11n 修订对此帧未作改动。

11.2.3.8　“去认证”帧

站点使用“去认证”帧，以表明其希望被认证。 802.11n 修订对此帧未作改动。

11.2.3.9 “功能”与”无需确认的功能”帧

“功能”帧是在 802.11h 修订中引入的。这个帧子类型的根本目的是为了扩展可用的管理帧类型数目，因为“帧控制”字段中的管理帧子类型已经快要用尽了。出于类似的目的，802.11n 修订引入了“无需确认的功能”帧，其基本上与“功能”帧相同，唯一的差别是其不会导致接收站点发送一个 ACK 响应。

图 11.21 给出了“功能”与“无需确认的功能”帧“帧体”部分的一般格式。“类别”字段给出了“功能”/“无需确认的功能”帧所属的通用类别。“功能”字段则给出“功能”/“无需确认的功能”帧所采取的具体功能。表 11.12 给出了一个“类别”字段值的列表。

图 11.21 功能帧与无需确认的功能帧的帧体

表 11.12 功能帧类别值（IEEE，2007a，2007b）

代　码	含　义
0	频谱管理
1	QoS
2	DLS
3	块确认
4	保留
5	射频测量[注1]
6	快速 BSS 转换[注2]
7	HT
8	公共
9～126	保留
127	厂商专用
128～255	错误

注 1：为 802.11k（射频资源测量）指定，但此处不作讨论

注 2：为 802.11r（快速 BSS 转换）指定，但此处不作讨论

1. 频谱管理功能帧

表 11.13 给出了为频谱管理所定义的 5 种“功能”帧格式。

表 11.13 频谱管理功能字段值（IEEE，2007a）

功　能	名　称	描　述
0	测量请求	由一个站点发送，用以请求另一个站点进行信道测量并返回收集到的信息
1	测量报告	由一个站点作为对测量请求帧的响应发送，或自主发送。此帧提供信道测量信息
2	TPC 请求	由一个站点发送，以向另一个站点请求发送功率以及链路获益信息
3	TPC 报告	作为对 TPC 请求帧的响应发送，提供功率与链路获益信息
4	信道切换通告	由一个 BSS 中的 AP 或一个 IBSS 中的站点发送以通告信道切换
5	扩展信道切换通告	由一个 BSS 中的 AP 或一个 IBSS 中的站点发送以通告信道切换

2. QoS 功能帧

表 11.14 给出了为支持 QoS 而定义的“功能”帧格式。这些格式被用来建立、维护、删除通信流（TS）以及通告数据与轮询的投递时间表。

表 11.14　　QoS 功能字段值（IEEE，2007a）

功　能	名　称	描　述
0	ADDTS 请求	ADDTS 请求帧用来承载 TSPEC 以及可选的 TCLAS 元素，以建立与维持 TS
1	ADDTS 响应	ADDTS 响应帧被发送用来对 ADDTS 请求帧作出响应
2	DELTS	DELTS 帧用来删除一个 TS
3	调度	调度帧由 HC 向非 AP 站点发送，以通告数据与轮询的发送调度
4～255	保留	

3. DLS 功能帧

表 11.15 中给出的 DLS 功能帧被用来管理在一个 BSS 中的对应 MAC 实体之间建立以及终止一个直接链路会话（direct link session，DLS）。

表 11.15　　DLS 功能字段值（IEEE，2007a）

功　能	名　称	描　述
0	DLS 请求	DLS 请求帧用来建立一个与同一 BSS 中对应方 MAC 的直接链路
1	DLS 响应	DLS 响应帧被发送用来对 DLS 请求帧作出响应
2	DLS 拆除	DLS 拆除帧用来拆除一个 DLS 会话
3～255	保留	

4. 块确认功能帧

“块确认”功能帧被用来管理一个块确认会话的建立及终止。表 11.16 列出了各种“块确认”功能帧。

表 11.16　　块确认功能字段值（IEEE，2007a）

功　能	名　称	描　述
0	ADDBA 请求	ADDBA 请求帧由一个块确认会话中的发起方向另一个站点发送
1	ADDBA 响应	ADDBA 响应帧被发送用来以对一个 ADDBA 请求帧作出响应
2	DELBA	DELBA 帧由一个块确认会话中的发起方或响应方发送，以拆除该会话
3～255	保留	

5. HT 功能帧

HT 功能帧是在 802.11n 修订中引入的。该帧完成一系列的功能，具体信息在表 11.17 中列出。

表 11.17　　HT 功能字段值（IEEE，2007b）

功　能	名　称	描　述
0	通知信道宽度	此帧可以由 AP 或非 AP 站点发送，以通知其他站点该发送站点的当前信道宽度，亦即是说，其可以接收帧的信道宽度。一个站点可以改变其信道宽度以节省能源
1	SM 节能	SM 节能功能帧用来管理空间复用节能状态转换。一个站点可以通过减少活跃接收链的数目来节省能源，作为结果其接收空间复用传输的能力也同时降低
2	PSMP	节能多询（PSMP）功能帧用来管理 PSMP 调度（见 9.4 节）
3	设置 PCO 相	设置 PCO 相功能帧通告在一个 BSS 中，20MHz 与 40MHz 运行相之间的转换。PCO 运行在 10.4 节中描述
4	CSI	CSI（信道状态信息）功能帧用来从测量站点向传输波束成型站点传送信道状态信息。此帧可以作为一个功能帧发送，也可以作为一个不要求确认的功能帧发送
5	非压缩波束成型	非压缩波束成型功能帧用来从测量站点向传输波束成型站点传送非压缩的传输波束成型矢量，此帧可以作为一个功能帧发送，也可以作为一个不要求确认的功能帧发送
6	压缩波束成型	压缩波束成型帧用来从测量站点向传输波束成型站点传送压缩的传输波束成型矢量。此帧可以作为一个功能帧发送，也可以作为一个不要求确认的功能帧发送
7	天线选择标号反馈	天线选择标号反馈用来进行天线选择
8～255	保留	

6. 公共功能帧

定义公共功能帧的目的是为了允许 BSS 间通信。 802.11n 中目前定义了一种此帧，用来管理 20/40MHz BSS 共存，如表 11.18 所示。

表 11.18　　公共功能字段值（IEEE，2007b）

功能	名　称	描　述
0	20/40BSS 共存管理	此帧用来管理 20/40MHz BSS 共存。此帧包含 20/40 BSS 共存元素，以及零或更多个 20/40BSS 不容许信道报告元素
1～255	保留	

11.3　管理帧中的字段

本节描述可能出现在各种管理帧中的一些字段。相对于标准文本而言，所列的字段并不完全，而更多地是与本书涵盖主题相关的字段。

管理帧中的一些字段由其在帧中的位置标识。另外一些字段（尤其是那些在较晚的修订

中增加的字段）为信息字段，并使用标识符—长度—值的格式。标识符占一个八位元，用以标识该信息元素。长度值字段也占一个八位元，以允许具体实现在不理解该信息元素含义的情况下解析该字段。

11.3.1　非信息元素的字段

以下介绍“能力信息”字段。

“能力信息”字段长度为 16bit，其子字段的定义如表 11.19 所示。站点及 AP 对 QoS、“CF-Pollable”及“CF-Poll 请求”子字段的用法分别在表 11.20 与表 11.21 中定义。

表 11.19　　能力信息字段

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B0	ESS	标示这是否是一个基础设施 BSS	由 BSS 中的 AP 设置为 1
B1	IBSS	由一个 IBSS 中的站点使用	由一个 IBSS 中的站点设置为 1，AP 总是设置其为 0
B2	CF- Pollable	标示 CF-Poll 能力	见表 11.20 与表 11.21
B3	CF-Poll 请求	标示 CF-Poll 能力	见表 11.20 与表 11.21
B4	隐私	由 AP 用来标示在 BSS 中的所有数据帧都需要加密。由建立直接链路（DLS）的站点标示在该链路上需要加密	1=需要加密 0=不需要加密
B5	短前导码	802.11bPHY 相关	
B6	PBCC	802.11gPHY 相关	
B7	信道活跃度	802.11bPHY 相关	
B8	频谱管理	标示频谱管理是否被支持	0=不支持 1=支持
B9	QoS	标示这是否是一个具有 QoS 能力的站点（802.11e）	0=非 QoS 站点 1=QoS 站点
B10	短时隙	标示对 DSSS/CCK（802.11b）PHY 短时隙的支持	0=不支持 1=支持
B11	APSD	由 AP 用来标示对自动节能传输（APSD），802.11e 中引入的一个增强节能协议的支持	0=不支持 1=支持
B12	保留		
B13	DSSS-OFDM	802.11g PHY 相关	
B14	延迟块确认	标示对延迟块确认协议的支持	0=不支持 1=支持
B15	立即块确认	标示对立即块确认协议的支持	0=不支持 1=支持

表 11.20　站点对 QoS、CF-Pollable 与 CF-Poll 请求的使用（IEEE，2007a）

QoS	CF-Pollable	CF-Poll 请求	含　义
0	0	0	站点不是 CF-Pollable
0	0	1	站点是 CF-Pollable，不请求轮询
0	1	0	站点是 CF-Pollable，请求被轮询
0	1	1	站点是 CF-Pollable，请求不要被轮询
1	0	0	QoS 站点
1	0	1	保留
1	1	0	保留
1	1	1	保留

表 11.21　AP 对 QoS、CF-Pollable 与 CF-Poll 请求的使用（IEEE，2007a）

QoS	CF-Pollable	CF-Poll 请求	含　义
0	0	0	AP 不支持 PCF
0	0	1	AP 包含仅传输（不轮询）的 PCF
0	1	0	AP 包含仅传输与轮询的 PCF
0	1	1	保留
1	0	0	QoS AP 不使用 CFP 来传输单播数据帧
1	0	1	QoS AP 使用 CFP 来传输，且不轮询非 QoS 站点
1	1	0	QoS AP 使用 CFP 来传输并轮询非 QoS 站点
1	1	1	保留

11.3.2　信息元素

11.3.2.1　“扩展信道切换通告”元素

“扩展信道切换通告”元素如图 11.22 所示。“信道切换模式”字段标示在信道切换前的传输限制。当其被设置为 1 时，标示站点在信道切换前应该停止传输；当其被设置为 0 时，则不限制站点传输。

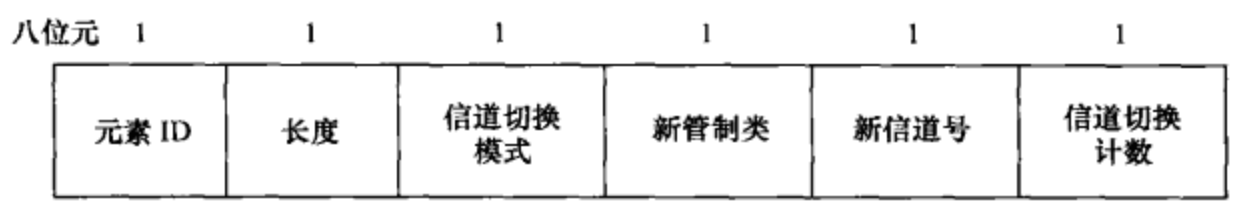


图 11.22　扩展信道切换通告元素（IEEE (2007c)）

“新管制类”字段被设置为信道切换后的管制类号。管制类在附录 5.1 中列出。请注意管制类也定义了信道宽度（20MHz 或 40MHz）。

“新信道号”字段被设置为在信道切换后的信道号。信道号是站点的“新管制类”中的一个信道，如附录 5.1 中定义。

“信道切换计数”字段标示在发送“信道切换通告”元素的站点切换到新信道之前所发送

的“信标”帧数。当其被设置为 1 时，标示切换正好发生在下一个“信标”帧发送时刻之前；当其被设置为 0 时，标示切换发生在包含该元素的帧被发送后的任何时刻。

11.3.2.2　“HT 能力”元素

“HT 能力”信息元素（如图 11.23 所示）包含用来宣告 HT 站点或 HT AP 的可选能力的字段。“HT 能力”字段出现在“信标”、“关联请求”、“关联响应”、“重关联请求”、“重关联响应”，“试探请求”及“试探响应”帧中。

八位元 1	1	2	1	16	2	4	1
元素 ID	长度	HT 能力信息	A-MPDU 参数	所支持的 MCS 集	HT 扩展能力	传输波束成型能力	ASEL 能力

图 11.23　HT 能力元素（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

1.“HT 能力信息”以及“HT 扩展能力”字段

“HT 能力信息”以及“HT 扩展能力”字段包含能力信息比特。这两个字段之所以分开是标准化进程带来的一个小瑕疵。当最初的 16bit 字段被用完后增加了一个额外字段。然而，由于一些公司当时已经在开发产品，它们不愿意简单地增加“HT 能力信息”字段的大小。组成“HT 能力信息”与“HT 扩展能力”字段的子字段在表 11.22 及表 11.23 中给出。

表 11.22　　HT 能力信息字段（IEEE，2007b）

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B0	LDPC 编码能力	支持接收 LDPC 编码分组	0=不支持 1=支持
B1	所支持的信道宽度集	STA 所支持的信道宽度	0=仅 20MHz 运行 1=20MHz 与 40MHz 运行
B2～B3	SM 节能	空间复用节能模式	0=静态 SM 节能模式 1=动态 SM 节能模式 2=保留 3=SM 节能禁用
B4	绿野	支持接收 HT 绿野 PPDU 格式	0=不支持 1=支持
B5	20MHz 短 GI	支持接收 20MHz PPDU 格式的短 GI	0=不支持 1=支持
B6	40MHz 短 GI	支持接收 40MHz PPDU 格式的短 GI	0=不支持 1=支持
B7	Tx STBC	支持发送 STBC PPDU	0=不支持 1=支持
B8～B9	Rx STBC	支持接收 STBC PPDU	0=不支持 1=支持 1 个空间流 2=支持 1 或 2 个空间流 3=支持 1、2 或 3 个空间流

续表

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B10	HT 延迟块确认	支持 HT 延迟块确认操作	0=不支持 1=支持
B11	最大 A-MSDU 长度	所支持的最大 A-MSDU 长度	0=3 839 八位元 1=7 935 八位元
B12	40MHz 上的 DSSS/CCK	在一个具有 40MHz 能力，而运行于 20/40MHz 模式的 BSS 上使用 DSSS/CCK	在信标与试探响应帧中： 0=BSS 不允许在 40MHz 上使用 DSSS/CCK 1=BSS 允许在 40MHz 上使用 DSSS/CCK 否则： 0=STA 在 40MHz 上不使用 DSSS/CCK 1=STA 在 40MHz 上使用 DSSS/CCK
B13	PSMP 支持	支持 PSMP 操作	在 AP 发送的信标与试探响应帧中： 0=AP 不支持 PSMP 操作 1=AP 支持 PSMP 操作 在 IBSS 中非 AP 站点发送的信标与试探响应帧中： 总是为 0 否则： 0=STA 不支持 PSMP 操作 1=STA 支持 PSMP 操作
B14	40MHz 不容许	当由 AP 发送时，标示接收到此信息的其他 BSS 是否被要求禁止 40MHz 传输，当由非 AP STA 发送时，标示与此 STA 关联的 AP 是否被要求禁止 BSS 中的所有成员通过 40MHz 传输	当由 AP 发送时： 0=AP 允许在邻接 BSS 中使用 40MHz 传输 1=AP 不允许在邻接 BSS 中使用 40MHz 传输 当由非 AP STA 发送时： 0=向所关联的 AP 标示该 AP 不被要求在其 BSS 中限制使用 40MHz 传输 1=向所关联的 AP 标示该 AP 被要求在其 BSS 中限制使用 40MHz 传输
B15	L-SIG TXOP 保护支持	标示对 L-SIG TXOP 保护机制的支持	0=不支持 1=支持

表 11.23　　HT 扩展能力字段（IEEE，2007b）

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B0	PCO	对 PCO 的支持	0=不支持 1=支持 具有 PCO 能力的 AP 将此字段设置为 1；以标示其可以将其 BSS 运行为 PCO BSS。具有 PCO 能力的非 AP STA 将此字段设置为 1，以标示当其 HT 扩展能力字段与具有 PCO 能力的 AP 所需要的转换时间相匹配时，可以运行为 PCO STA
B1～B2	PCO 转换时间	标示该 STA 可以在指定的时间内在 20MHz 信道宽度与 40MHz 信道宽度切换 此字段包含的值为动态——这些比特的值可以在与任何 STA 关联期间中的任何时刻改变	0=无转换。该 PCO STA 不改变其运行信道宽度，并且可以在 20MHz 相中接收 40MHz PPDU 1=400μs 2=1.5ms 3=5ms

续表

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B3～B7	保留		
B8～B9	MCS 反馈	能够提供 MCS 反馈	0=STA 不提供 MCS 反馈 1=保留 2=STA 只提供非期待的 MCS 反馈 3=STA 提供作为对 MRQ 响应的以及期待的 MCS 反馈
B10	+HTC 支持	标示对 HT 控制字段的支持	0=不支持 1=支持
B11	RD 响应端	标示对作为逆向响应端的支持	0=不支持 1=支持
B12～B15	保留		

尽管最初的 802.11“能力信息”字段长度仅有 16bit，并且为许多之后的修订预留了足够的比特，但“HT 能力信息”与“HT 扩展能力”字段加起来长度仍然有 32bit。这是非常可观的，生动地说明了 802.11n 修订中增加了许多可选能力。

2.“A-MPDU 参数”字段

“A-MPDU 参数”字段的各个子字段在表 11.24 中定义。定义这些参数是为了防止一个发送站点对一个对 A-MPDU 的缓冲和处理能力有限的接收机造成过载。一个具有有限缓冲能力的接收机可以指定一个发送器必须遵守的最大 A-MPDU 长度。接收机也可以指定在一个 A-MPDU 中各 MPDU 之间的最小间隔时长。这样做的目的是为了适应接收机中处理每个分组的定长时间，尤其是一些具体实现中的解密引擎。这些解密引擎的定长启动延迟可能与 MPDU 的长度无关。

表 11.24　　A-MPDU 参数字段（IEEE，2007b）

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B0～B1	最大 A-MPDU 长度	标示该站点所能接收的 A-MPDU 的最大长度	0=8 191 八位元 1=16 383 八位元 2=32 767 八位元 3=65 535 八位元
B2～B4	最小 MPDU 起始间距	决定在 PHY SAP 上测量到的同一个 A-MPDU 之内的相邻 MPDU 起始之间的最小时长	0=无限制 1=0.25μs 2=0. 5μs 3=1μs 4=2μs 5=4μs 6=8μs 7=16μs
B5～B7	保留		

3. “所支持的 MCS 集”字段

“所支持的 MCS 集”字段标示站点所支持的发送与接收 MCS。组成“所支持的 MCS 集”字段的子字段在表 11.25 中定义。

表 11.25　　所支持的 MCS 集字段（IEEE，2007b）

比　特	子　字　段	定　义	编　码
B0～B76	Rx MCS 比特掩码	定义所支持的 MCS 值的一个点阵图	以 MCS 为下标的数组，B0 对应于 MCS0，B76 对应于 MCS76
B77～B79	保留		
B80～B89	所支持的最高数据速率	该站点所能接收的以 Mbit/s 为单位的最高数据速率	1=Mbit/s…1 023=1 023Mbit/s
B90～B95	保留		
B96	Tx MCS 集已定义	标示 Tx MCS 集是否已定义	0=Tx MCS 集未定义 1=Tx MCS 集已定义
B97	Tx Rx MCS 集不等同	标示 Tx MCS 集（如果已定义）是否等同于 Rx MCS 集	0=Tx MCS 集与 Rx MCS 集相同 1=Tx MCS 集与 Rx MCS 集不同，差别在于所支持的空间流数目与/或是否支持非均衡调制
B98～B99	所支持的最大 Tx 空间流数目	如果 Tx Rx MCS 集不等同被设置为 1，则此字段给出所支持的最大空间流数目。由此值也可推导出所不被支持发送的 Rx MCS 集部分	0=1 个空间流 1=2 个空间流 2=3 个空间流 3=4 个空间流
B100	支持 Tx 非均衡调制	如果 Tx Rx MCS 集不等同被设置为 1，则此字段标示是否支持非均衡调制用于传输。由此值也可推导出所不被支持的 Rx MCS 集部分	0=不支持非均衡调制 1=支持非均衡调制
B101～B127	保留		

4. “传输波束成型能力”字段

组成“传输波束成型能力”字段的子字段在表 11.26 中定义。

表 11.26　　传输波束成型能力字段（IEEE，2007b）

比　特	子　字　段	定　义	编　码
B0	具有隐式 Tx BF 接收能力	标示此站点是否能够使用隐式反馈接收 Tx BF 控制帧	0=不支持 1=支持
B1	具有接收交错探测的能力	标示此站点是否能够接收交错探测帧	0=不支持 1=支持
B2	具有发送交错探测的能力	标示此站点是否能够发送交错探测帧	0=不支持 1=支持
B3	具有接收 NDP 的能力	标示此接收机是否能够将空数据分组解读为探测帧	0=不支持 1=支持
B4	具有发送 NDP 的能力	标示此接收机是否能够发送空数据分组作为探测帧	0=不支持 1=支持
B5	具有隐式 Tx BF 的能力	标示此站点是否能够应用隐式传输波束成型	0=不支持 1=支持

续表

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B6～7	校准	标示此站点可以参与由另一个具有生成一个立即探测 PPDU 的站点发起的校准过程，也可以在收到一个探测 PPDU 后作为响应发送 CSI 报告	0=不支持 1=站点可以用 CSI 报告响应校准请求，但不能发起校准 2=保留 3=站点可以发起，也可以响应校准请求
B8	具有显式 CSI Tx BF 的能力	标示此站点是否能够使用 CSI 显式反馈来应用传输波束成型	0=不支持 1=支持
B9	具有显式非压缩控制的能力	标示此站点是否能够使用非压缩波束成型反馈矩阵来应用传输波束成型	0=不支持 1=支持
B10	具有显式压缩控制能力	标示此站点是否能够使用压缩波束成型反馈矩阵来应用传输波束成型	0=不支持 1=支持
B11～B12	显示 Tx BF CSI 反馈	标示此接收机是否能够返回 CSI 显式反馈	0=不支持 1=支持，使用延迟反馈 2=支持，使用立即反馈 3=支持，使用延迟与立即反馈
B13～B14	显式非压缩波束成型	标示此接收机是否能够返回非压缩波束成型反馈矩阵显式反馈	0=不支持 1=支持，使用延迟反馈 2=支持，使用立即反馈 3=支持，使用延时与立即反馈
B15～B16	显式压缩波束成型	标示此接收机是否能够返回压缩波束成型反馈矩阵显式反馈	0=不支持 1=支持，使用延迟反馈 2=支持，使用立即反馈 3=支持，使用延时与立即反馈
B17～B18	最小分组	标示用于显式反馈报告的最小分组	0=不分组 1=1，2 分组 2=1，4 分组 3=1，2，4 分组
B19～B20	所支持的 CSI 波束成型天线数目	标示当要求 CSI 反馈时，波束成型接收端能够支持的最大波束成型发送端天线数目	0=1Tx 天线探测 1=2Tx 天线探测 2=3Tx 天线探测 3=4Tx 天线探测
B21～B22	所支持的非压缩控制波束成型天线数目	标示当要求非压缩波束成型反馈矩阵时，波束成型接收端能够支持的最大波束成型发送端天线数目	0=1Tx 天线探测 1=2Tx 天线探测 2=3Tx 天线探测 3=4Tx 天线探测
B23～B24	所支持的压缩控制波束成型天线数目	标示当要求压缩波束成型反馈矩阵时，波束成型接收端能够支持的最大波束成型发送端天线数目	0=1Tx 天线探测 1=2Tx 天线探测 2=3Tx 天线探测 3=4Tx 天线探测

续表

比　特	子 字 段	字　义	编　码
B25～B26	波束成型发送端所支持的 CSI 最大行数	标示当要求 CSI 反馈时，波束成型发送端（或校准发起端，或 Tx ASEL 发起端）所能支持的来自波束成型接收端（或校准响应端，或 Tx ASEL 响应端）的 CSI 显式反馈的最大行数	0=单行 CSI 1=2 行 CSI 2=3 行 CSI 3=4 行 CSI
B27～B28	信道估计能力	标示能够同时估计信道维数的最大空时流数目（MIMO 信道矩阵的列数）。当交错探测被支持时，这个限制独立应用于长训练字段的数据部分以及扩展部分	0=1 空时流 1=2 空时流 2=3 空时流 3=4 空时流 如果对交错探测的接收不被支持，则此字段标示的值等于所支持的最大空时流数目 如果对交错探测的接收被支持[注1] 0=(1,0),(1,1) 1=(1,0),(2,0) ,(1,1) ,(1,2), ,(2,1) ,(2,2) 2=(1,0) ,(2,0) ,(3,0) ,(1,1),(1,2) ,(1,3) ,(2,1),(2,2) ,(3,1) 3=(1,0),(2,0),(3,0),(4,0),(1,1),(1,2),(1,3),(2,1),(2,2),(3,1)
B29～B31	保留		

注 1：（a，b）记号标示：a 为所支持的使用将被用来解调数据码元的长训练码元的信道估计维数；b 为所支持的使用将不被用来解调数据码元的长训练码元的信道估计维数。

5.“天线选择能力”字段

组成“天线选择能力”字段的子字段在表 11.27 中定义。

表 11.27　　天线选择能力字段（IEEE，2007b）

比　特	子 字 段	定　义	编　码
B0	天线选择能力	标示此站点是否支持天线选择	0=不支持 1=支持
B1	具有基于显式 CSI 反馈的 Tx ASEL 的能力	标示此站点是否具有基于显式 CSI 反馈的 Tx ASEL 的能力	0=不支持 1=支持
B2	基于天线标号反馈的 Tx ASEL	标示此站点是否具有基于天线标号反馈的 Tx ASEL 的能力	0=不支持 1=支持
B3	具有显式 CSI 反馈的能力	标示此站点是否能够计算 CSI 并将其反馈，以支持天线选择	0=不支持 1=支持
B4	具有天线标号反馈的能力	标示此站点是否能够进行天线标号选择计算并将其反馈，以支持天线选择	0=不支持 1=支持

续表

比　特	子　字　段	定　义	编　码
B5	具有 Rx ASEL 的能力	标示此站点是否具有 Rx 天线选择的能力	0=不支持 1=支持
B6	具有发送探测 PPDU 的能力	标示此站点是否能够根据请求发送探测 PPDU 来进行天线选择训练	0=不支持 1=支持
B7	保留		

11.3.2.3　“HT 信息”元素

“HT 信息”元素（如图 11.24 所示）控制在 BSS 中 HT STA 的行为。该元素的子字段在表 11.28 中定义。“HT 信息”元素中的一些字段根据 BSS 中的变化而动态改变。举例来说，与一个传统站点的关联将要求 AP 禁止 RIFS 的使用。

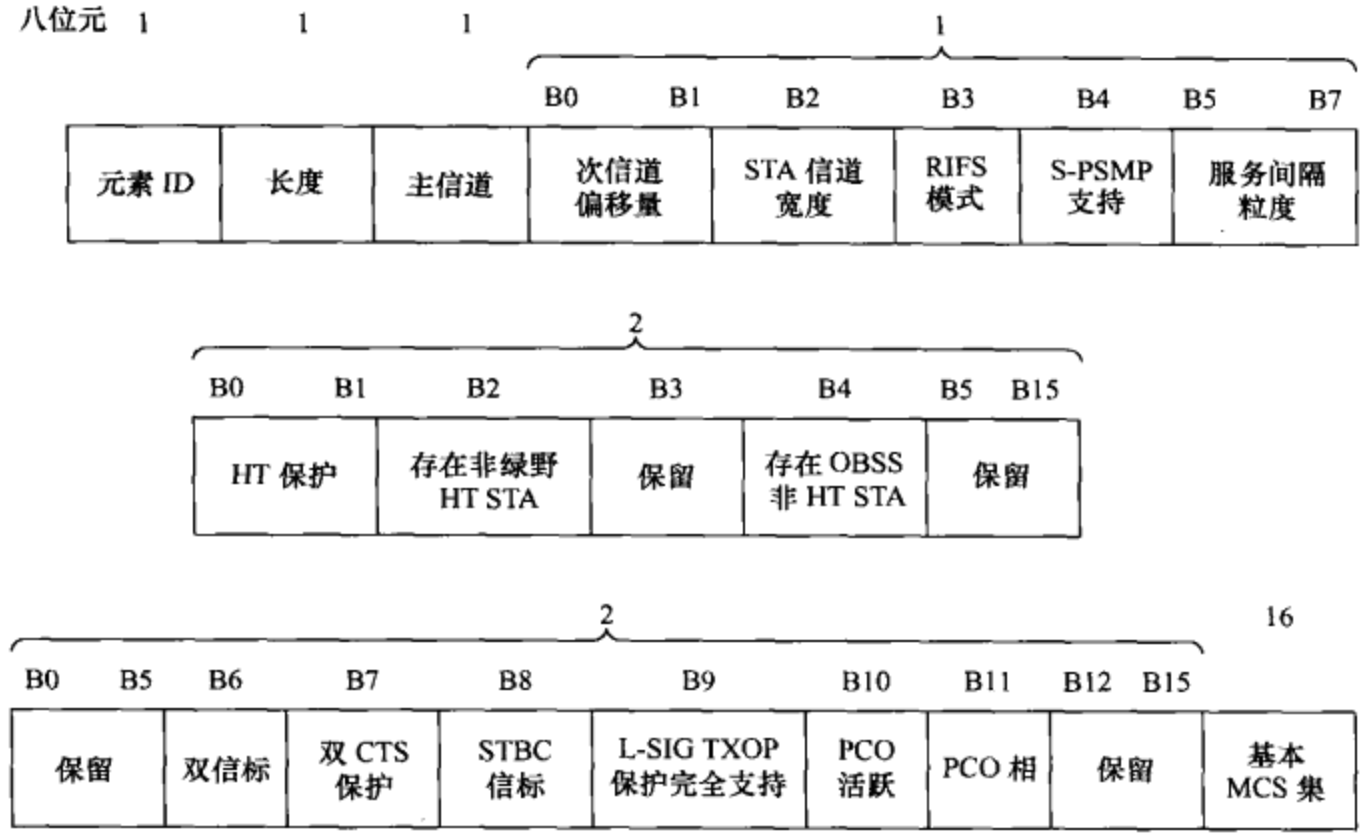


图 11.24　HT 信息元素（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

表 11-28　　HT 信息字段（IEEE，2007b）

字　段	定　义	编　码
主信道	标示主信道的信道号	主信道的信道号
次信道偏移量	标示相对于主信道的次信道偏移量	0=无次信道 1=次信道高于主信道 2=保留 3=次信道低于主信道
STA 信道宽度	定义可以用来向 STA 发送的信道宽度（也受其所支持的信道宽度集限制）	0=20MHz 信道宽度 1=允许使用所支持的信道宽度集中的任何信道宽度

续表

字　段	定　义	编　码
RIFS 模式	标示是否在 BSS 中许可 RIFS	0=禁止 RIFS 1=许可 RIFS
S-PSMP 支持	标示对调度 PSMP 的支持	0=不支持 1=支持
服务间隔粒度	调度 PSMP 的最短服务间隔时长	0=5ms 1=10ms 2=15ms 3=20ms 4=25ms 5=30ms 6=35ms 7=40ms
HT 保护	对 HT 传输的保护要求	若有下列情况则设置为 0（具有相同信道宽度的 HT 成员、HT 非成员）： • 这是一个 20MHz BSS 而且所有 BSS 中，或在主信道上被检测到的站点都是 20MHz HT 站点，或者 • 这是一个 20/40MHz BSS，而且所有在主信道与次信道上的站点都是 HT 站点，所有为 BSS 成员的站点都是 20/40MHz HT 站点 若有下列情况则设置为 1（HT 成员、非 HT 非成员）： • 在主信道或次信道两者之一或两者同时都检测到至少一个非 HT 站点，而该站点不是此 BSS 成员，而且 • 所有 BSS 成员站点都是 HT 站点 若有以下情况则设置为 2（具有不同信道宽度的 HT 成员、HT 非成员）： • 这是一个 20/40MHz BSS，而且 • 所有在主信道或次信道上检测到的站点都是 HT 站点，而且 • 所有 BSS 成员都是 HT 站点，但至少一个成员是 20MHz HT 站点 其他情况下设置为了 3（非 HT 成员）亦即是说，有一个或多个非 HT STA 为此 BSS 的成员
存在非绿野 HT STA	标示是否有任何不具有绿野能力的 HT STA 已与之关联 决定一个非 AP STA 应该在何时使用绿野保护 此字段出现在由 AP 发送的信标与试探响应帧中，在其他帧中作为保留字段	如果所有相关联的 HT STA 都具有绿野能力，则设置为 0 如果相关联的一个或多个 HT STA 不具有绿野能力，则设置为 1

续表

字　段	定　义	编　码
存在 OBSS 非 HT STA	标示在重叠 BSS 中是否想要对非 HT STA 使用保护。此字段出现在由 AP 发送的信标与试探响应帧中，在其他帧中作为保留字段	当想要在重叠 BSS 中对非 HT STA 使用保护时设置为 1，例如，当 • 有一个或多个非 HT STA 与之相关联 • 有一个非 HT BSS 与之相重叠 • 接收到一个管理帧（试探请求除外），标示在所支持的速率集中只有非 HT 速率 其他情况下设置为 0
双信标	标示 AP 是否发送一个 STBC 信标	0=不发送 STBC 信标 1=AP 发送 STBC 信标
双 CTS 保护	标示 AP 是否使用双 CTS 保护来设置不支持 STBC 的 STA，以及只能通过次（STBC 帧）信标与之相关联的 STA 的 NAV	0=不要求双 CTS 保护 1=要求双 CTS 保护
STBC 信标	标示包含此元素的信标是主信标或次 STBC 信标。STBC 信标相对于主信标有半个信标周期的移位。此字段仅在信标传输中定义。在其他帧中作为保留字段	0=主信标 1=STBC 信标
L-SIG TXOP 保护完全支持	标示是否 BSS 中的所有 HT STA 都支持 L-SIG TXOP 保护	0=BSS 中的一个或多个 HT STA 不支持 L-SIG TXOP 保护 1=BSS 中的所有 HT STP 都支持 L-SIG TXOP 保护
PCO 活跃	标示 BSS 中 PCO 是否活跃。此字段出现在信标与试探响应帧中，在其他帧中作为保留字段	0=BSS 中 PCO 不活跃 1=BSS 中 PCO 活跃
PCO 相	标示运行的 PCO 相。仅在信标与试探响应帧中当 PCO 活跃为 1 时定义，其他情况下作为保留字段	0=切换到或继续 20MHz 相 1=切换到或继续 40MHz 相
基本 MCS 集	标示被 BSS 中所有 HT STA 所支持的 MCS 值。此字段出现在信标与试探响应帧中，在其他帧中作为保留字段	基本 MCS 集是一个大小为 128bit 的点阵图。比特 0 对应于 MCS0。一个比特被设置为 1 以标示对该 MCS 的支持，否则设置为 0

11.3.2.4　“20/40 BSS 共存”元素

“20/40 BSS 共存”元素的格式如图 11.25 所示。其中的“信息请求”字段被用来标示一个传输站点在请求接收端回应一个“20/40 BSS 共存”管理帧。对于“40MHz 不容许”字段，当被设置为 1 时，其禁止接收 BSS 运行一个 20/40MHz BSS。对于“20MHz BSS 宽度请求”字段，当被设置为 1 时，其禁止接收 AP 将其 BSS 运行为一个 20/40MHz BSS。

此元素出现在“20/40 BSS 共存”管理帧中，也可能出现在“信标”、“关联请求”、“重关联请求”、“关联响应”、“重关联响应”、“试探请求”以及“试探响应”帧中。

八位元	1	1	1			
			B0	B1	B2	B3 B7
元素 ID	长度	信息请求	40MHz 不容许	20MHz BSS 宽度请求	保留	

图 11.25　20/40MHz BSS 共存元素（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

11.3.2.5　“20/40 BSS 不容许信道报告”元素

“20/40 BSS 不容许信道报告”元素的格式如图 11.26 所示。这个元素包含一个信道列表，在这个列表所列出的信道上出现了不允许运行一个 20/40MHz BSS 的情况。“管制类”字段包含了使该信道列表有效的管制类。“信道列表”字段包含了一个或多个八位元，每个八位元提供一个信道号。管制类及与之关联的信道号在附录 5.1 中列出。

八位元	1	1	1	变长
元素 ID	长度	管制类	信道列表	

图 11.26　20/40 BSS 不容许信道报告元素（经允许从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

此元素可以在“20/40 BSS 共存”管理帧中出现零到多次。

11.3.2.6　“重叠 BSS 扫描参数”元素

“重叠 BSS 扫描参数”元素的格式如图 11.27 所示。AP 用这个元素来在一个 20/40MHz BSS 中设置那些控制成员站点 OBSS 扫描的参数。

八位元	1	1	2	2	2	2	2	2	2
元素 ID	长度	OBSS 扫描被动逗留	OBSS 扫描主动逗留	BSS 宽度触发扫描间距	每信道被动 OBSS 扫描总数	每信道主动 OBSS 扫描总数	BSS 信道转换延时因子	OBSS 扫描活动阈值	

图 11.27　重叠 BSS 扫描参数元素（经许可从 IEEE (2007b) © IEEE 复制）

参考文献

IEEE (2007a). *IEEE Std 802.11*TM*-2007, IEEE Standard for Information Technology– Telecommunications and Information Exchange Between Systems–Local and Metropolitan Networks– Specific Requirements. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications.*

IEEE (2007b). *IEEE P802.11n*TM*/D3.00, Draft Amendment to STANDARD for Information Technology–Telecommunications and Information Exchange Between Systems–Local and Metropolitan Networks–Specific Requirements. Part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Amendment 4: Enhancements for Higher Throughput.*

IEEE (2007c). *IEEE P802.11y*TM*/D6.0, Draft Amendment to STANDARD for Information Technology–Telecommunications and Information Exchange Between Systems–Local and Metropolitan Networks–Specific Requirements. Part 11:Wireless LANMedium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Amendment 3: 3650–3700MHz Operation in USA.*

第三部分

传输波束成型

第 12 章　传输波束成型

第 12 章

传输波束成型

802.11n 标准提供了进行自适应的传输波束成型的能力。当使用传输波束成型（TxBF）时，我们通过对传输信号进行加权来改善接收状况。加权参数是从对传播环境或者信道状态信息 （CSI）的了解中得出的。由于按定义来讲传输波束成型的权重值是从信道信息中推导出的，6.2 节中定义的空间扩展不算传输波束成型。

使用传输波束成型的主要优势是，对于低成本、低复杂度的设备来说，它可以显著提升链路性能。图 12.1 描述了这一优势，该图中描述了一个具有 4 个天线的波束成型设备。这样的设备可以是一个 AP 或者家庭多媒体网关。链路另一端的设备仅有两个天线，属于典型的小型客户端设备。这样的系统将得益于从设备 A 到设备 B 的 4 × 2 传输波束成型增益。而在从设备 B 向设备 A 传输时，系统增益将由如 6.1 节中所描述的带 MRC 的 2 × 4 SDM 来匹配。这样一来链路性能双向平衡。

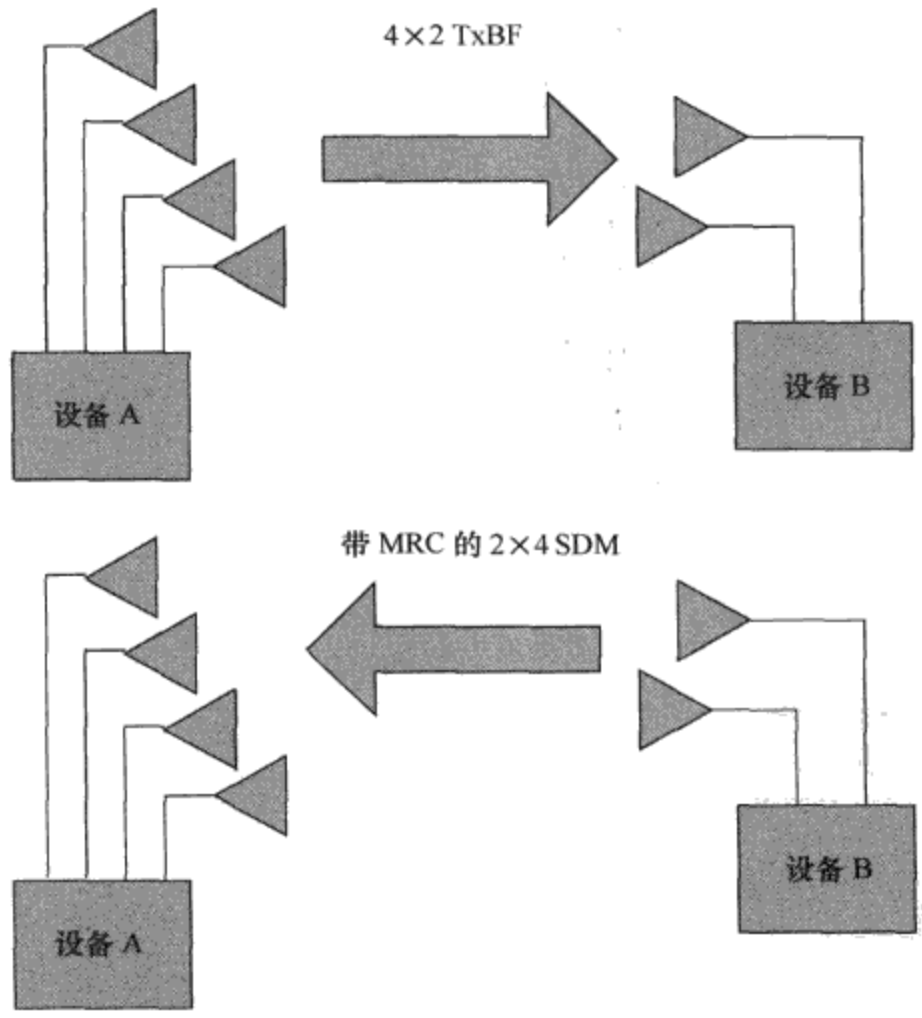


图 12.1　使用 4 × 2 TxBF 的系统优势

图 12.2 对普通的 MIMO 系统进行了修改以描述将波束成型加权值应用在发送信号上。为简化标记，系统描述基于单子载波的频域。图中描述的传输波束成型被应用在频带中的每

一个子载波上。图中的情形假定在发送时，频域数据会被转换为如 4.2 节中所描述的时域波形。此外，用以生成频域采样的接收过程将如 4.2.4 节所描述的那样。

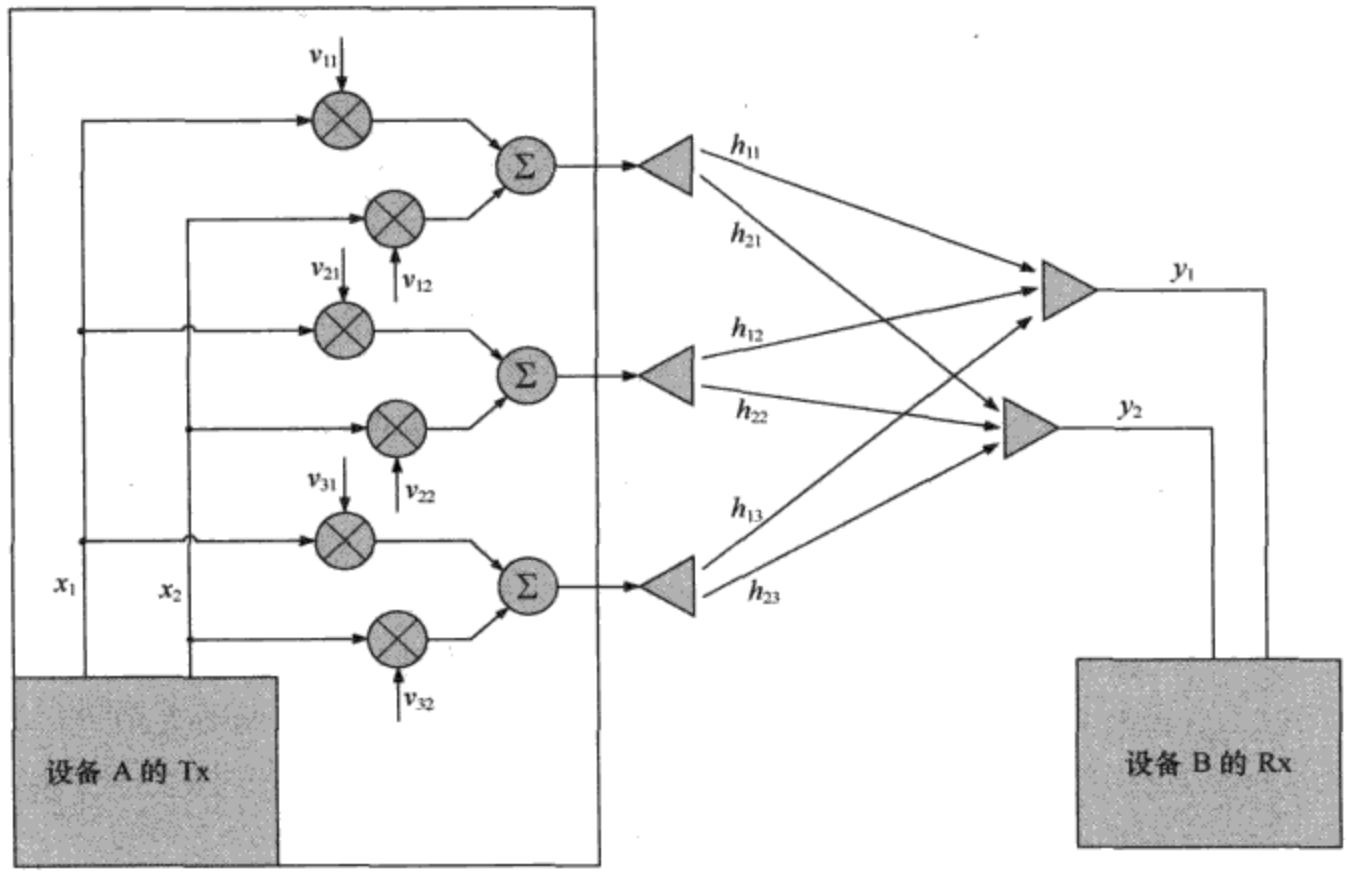


图 12.2　带传输波束成型的 MIMO 系统

通用的系统模型可以用如下公式表示：

$$\boldsymbol{Y}_{N_{\mathrm{Rx}}} = \sqrt{\rho / N_{\mathrm{Tx}}}\,\boldsymbol{H}_{N_{\mathrm{Rx}} \times N_{\mathrm{Tx}}} \times \boldsymbol{V}_{N_{\mathrm{Tx}} \times N_{\mathrm{SS}}} \boldsymbol{X}_{N_{\mathrm{SS}}} + \boldsymbol{Z}_{N_{\mathrm{Rx}}} \tag{12.1}$$

式中，$\boldsymbol{X}$ 是所传输的数据矩阵，维度为 N_{SS}（空间流数目）×1；$\boldsymbol{V}$ 是传输加权矩阵，维度为 N_{Tx}（传输天线数目）× N_{SS}；$\boldsymbol{Y}$ 是接收到的信号矩阵，维度为 N_{Rx}（接收天线数目）×1；$\boldsymbol{H}$ 是信道衰落矩阵，维度为 $N_{\mathrm{Rx}} \times N_{\mathrm{Tx}}$；$\boldsymbol{Z}$ 是加性白高斯噪声（AWGN）矩阵，定义为一个（0，1）正态分布，维度为 $N_{\mathrm{Rx}} \times 1$；ρ 是 SNR。

802.11n 标准没有强制规定一个特定方法来决定发射机的加权矩阵。尽管如此，最常用的方式是使用奇异值分解来计算发射机加权参数。

12.1　奇异值分解

信道矩阵 $\boldsymbol{H}$ 的奇异值分解（SVD）如下：

$$H_{N \times M} = \boldsymbol{U}_{N \times N} \boldsymbol{S}_{N \times M} \boldsymbol{V}^{*}_{M \times M} \tag{12.2}$$

式中，$\boldsymbol{V}$ 与 $\boldsymbol{U}$ 是酉矩阵；$\boldsymbol{S}$ 是由奇异值组成的对角矩阵；$\boldsymbol{V}^{*}$ 是 $\boldsymbol{V}$ 的 Hermitian（复数共轭转置）矩阵。酉矩阵的定义为

$$\boldsymbol{V}\boldsymbol{V}^{*} = \boldsymbol{V}^{*}\boldsymbol{V} = \boldsymbol{I} \tag{12.3}$$

$\boldsymbol{S}$ 的对角值为非负值，并且降序排列。

以下属性在决定 $\boldsymbol{H}$ 的奇异值与奇异向量时有用：

$$\begin{aligned}&\det(\boldsymbol{H}^*\boldsymbol{H}-\lambda\boldsymbol{I})=0\\&(\boldsymbol{H}^*\boldsymbol{H}-\lambda\boldsymbol{I})v=0\\&(\boldsymbol{H}\boldsymbol{H}^*-\lambda\boldsymbol{I})u=0\end{aligned}\tag{12.4}$$

特征值 λ 是 $\boldsymbol{H}$ 的奇异值的平方。

为描述一次奇异值分解，我们以如下例子计算 $\boldsymbol{U}$、$\boldsymbol{S}$ 与 $\boldsymbol{V}$ 矩阵。

$$\boldsymbol{H}=\begin{bmatrix}2&1\\1&2\end{bmatrix}$$

所以

$$\boldsymbol{H}^*\boldsymbol{H}=\begin{bmatrix}5&4\\4&5\end{bmatrix}$$

要找出 $\boldsymbol{H}^*\boldsymbol{H}$ 的特征值，可对以下公式求解：

$$\det\left(\begin{bmatrix}5&4\\4&5\end{bmatrix}-\lambda\boldsymbol{I}\right)=0$$

计算步骤如下:

$$\det\left(\begin{bmatrix}5-\lambda&4\\4&5-\lambda\end{bmatrix}\right)=0$$

$$(5-\lambda)^2-16=0$$

$$(\lambda-9)(\lambda-1)=0$$

$$\lambda=9,1$$

因此

矩阵

$$\boldsymbol{S}=\begin{bmatrix}3&0\\0&1\end{bmatrix}$$

接下来解酉矩阵 $\boldsymbol{V}$,

$$\boldsymbol{V}=\begin{bmatrix}\upsilon_1&\upsilon_3\\\upsilon_2&\upsilon_4\end{bmatrix}$$

基于

$$\left(\begin{bmatrix}5&4\\4&5\end{bmatrix}-\lambda\boldsymbol{I}\right)\upsilon=0$$

代入 λ=9，结果为

$$\begin{bmatrix}-4&4\\4&-4\end{bmatrix}\begin{bmatrix}\upsilon_1\\\upsilon_2\end{bmatrix}=0$$

由此可以得出 v_1 与 v_2 相等。然后代入 λ=1，则

$$\begin{bmatrix}-4&4\\4&-4\end{bmatrix}\begin{bmatrix}\upsilon_1\\\upsilon_2\end{bmatrix}=0$$

且 $v_3=-v_4$。与此类似，解酉矩阵 $\boldsymbol{U}$,

$$\boldsymbol{U}=\begin{bmatrix}u_1&u_3\\u_2&u_4\end{bmatrix}$$

基于

$$\left(\begin{bmatrix}5 & 4\\4 & 5\end{bmatrix}-\lambda I\right)u=0$$

可得出同样的结果，$u_1=u_2$，且 $u_3=-u_4$。

使用酉矩阵的属性，可对 V 的元素求解如下：

$$\begin{bmatrix}\upsilon_1 & \upsilon_3\\\upsilon_2 & \upsilon_4\end{bmatrix}\begin{bmatrix}\upsilon_1 & \upsilon_2\\\upsilon_3 & \upsilon_4\end{bmatrix}=\begin{bmatrix}1 & 0\\0 & 1\end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix}\upsilon_1 & \upsilon_3\\\upsilon_1 & -\upsilon_3\end{bmatrix}\begin{bmatrix}\upsilon_1 & \upsilon_1\\\upsilon_3 & -\upsilon_3\end{bmatrix}=\begin{bmatrix}1 & 0\\0 & 1\end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix}\upsilon_1^2+\upsilon_3^2 & \upsilon_1^2-\upsilon_3^2\\\upsilon_1^2-\upsilon_3^2 & \upsilon_1^2+\upsilon_3^2\end{bmatrix}=\begin{bmatrix}1 & 0\\0 & 1\end{bmatrix}$$

由 $\upsilon_1^2-\upsilon_3^2=0$，可得出 $\upsilon_1^2=\upsilon_3^2$。而由 $\upsilon_1^2+\upsilon_3^2=1$，可得出 υ_1、υ_3 的值为 $-1/\sqrt{2}$。由同样的步骤可解得 U 的元素值，结果也是 u_1、u_3 的值为 $-1/\sqrt{2}$。因此由式（12.2）可得

$$V=\begin{bmatrix}-1/\sqrt{2} & -1/\sqrt{2}\\-1/\sqrt{2} & 1/\sqrt{2}\end{bmatrix}$$

$$U=\begin{bmatrix}-1/\sqrt{2} & -1/\sqrt{2}\\-1/\sqrt{2} & 1/\sqrt{2}\end{bmatrix}$$

$$S=\begin{bmatrix}3 & 0\\0 & 1\end{bmatrix}$$

在这个简单的 2×2 例子中，SVD 由数值方法解出。LAPACK 中提供了解 SVD 的子例程（Anderson 等，1999）。Matlab®中的 SVD 函数就使用 LAPACK 子例程。

12.2 使用 SVD 进行传输波束成型

在本节中，我们假设发射机与接收机拥有完整的信道状态信息。在随后几节中将会讨论用以获取信道状态信息的反馈机制。这样一来，在 H 矩阵的值已知的情况下，V 矩阵可以根据式（12.2）由 SVD 算出。随后，V 的前 N_{SS} 列在式（12.1）中被用作传输加权值。

使用由 SVD 计算出来的 V 矩阵的原因是，在线性接收机的情况下它可以达到最大似然的性能，从而大大简化了接收机的设计。下面给出证明。

从如式（12.1）所描述的接收到的信号 Y 所得出的 X 的最大似然估计由以下公式给出（如 3.7 节中所讨论的）：

$$\hat{X}=\arg\min_X\|Y-HVX\| \tag{12.5}$$

代入 $H=USV^*$，公式可展开如下：

$$\hat{X}=\arg\min_X\|Y-USX\| \tag{12.6}$$

由于 U 是酉矩阵，公式可化简如下：

$$\begin{aligned}\hat{X}&=\arg\min_X\|U^*Y-U^*USX\|\\&=\arg\min_X\|U^*Y-SX\|\end{aligned} \tag{12.7}$$

在理想情况下，将 Y 乘以 U^* 的过程将使结果成为对角矩阵，从而可以分隔各个空间流：

$$\begin{aligned}\hat{\boldsymbol{X}} &= \arg\min_{X}\sum_{i=1}^{N_{SS}}\left|(\boldsymbol{U}^{*}\boldsymbol{Y})_i - \boldsymbol{S}_i\boldsymbol{X}_i\right|^2 \\ &= \arg\min_{X_i}\left|(\boldsymbol{U}^{*}\boldsymbol{Y})_i - \boldsymbol{S}_i\boldsymbol{X}_i\right|^2 \quad i=1,\cdots,N_{SS}\end{aligned} \tag{12.8}$$

进行最后一步化简，最终结果如下：

$$\hat{\boldsymbol{X}} = \arg\min_{X_i}\boldsymbol{S}_i^2\left|\boldsymbol{S}_i^{-1}(\boldsymbol{U}^{*}\boldsymbol{Y})_i - \boldsymbol{X}_i\right|^2 \quad i=1,\cdots,N_{SS} \tag{12.9}$$

这个最终结果为每个空间流描述了一个简单的接收机，如 4.1.6 节所述。式（12.9）中所描述的 $\boldsymbol{S}_i^{-1}(\boldsymbol{U}^{*}\boldsymbol{Y})_i$ 表达式相当于 ZF 接收机；$|\boldsymbol{S}_i^{-1}(\boldsymbol{U}^{*}\boldsymbol{Y})_i\text{-}\boldsymbol{X}_i|$ 表达式则是去映射操作；子载波加权因子由表达式 $\boldsymbol{S}_i^2$ 给出。然而如果使用低复杂度的 BICM 去映射操作的话，ML 性能只能在 BPSK 与 QPSK 上实现。具有比特间耦合的高阶调制性能较 ML 要差。

12.3　特征值分析

在常见的室内 WLAN 信道上，宽带宽由于多径衰落而具有较大的频率选择性变动。一个基本的 MIMO/OFDM 系统在整个频带上的输出 SNR 都有这种变动。图 12.3 描述了这样的一个系统。该系统具有一个 ZF 接收机，来接收一个信道模型 D 实例上的 4 个空间流。每一条曲线代表每个空间流相应的相对输出 SNR，其值为 20MHz 传输子载波位置的函数。输出 SNR 由式（3.33）算出。每个空间流在输出 SNR 上都有超过 15dB 的变动。此外，平均而言每个空间流的输出 SNR 大致相同。为了给这个传输选择一个合适的 MCS，需要选择具有低阶调制以及/或者低码率的 MCS 以满足所有空间流的衰落特性。

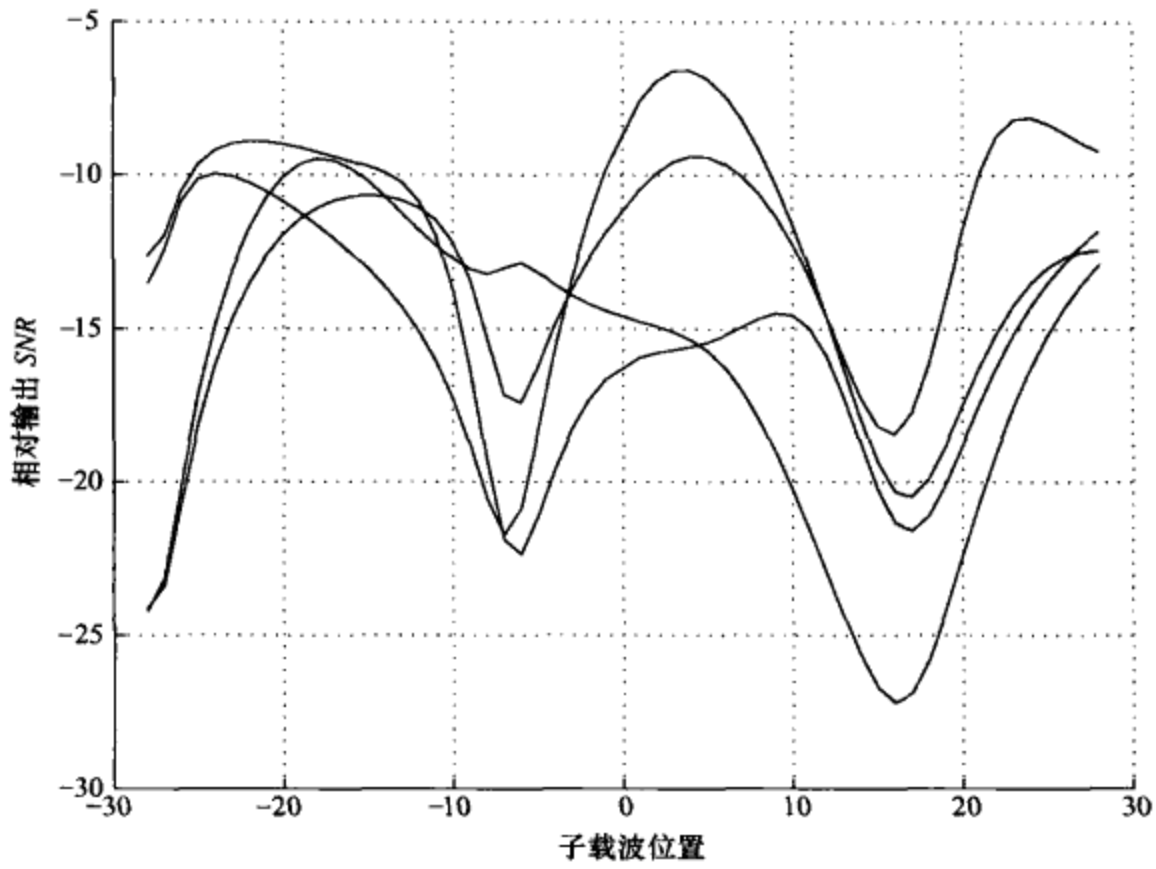


图 12.3　基本 MIMO/OFDM 系统的输出 SNR

现在考虑按式（12.1）描述进行了波束成型加权的传输信号。并以从信道 $\boldsymbol{H}$ 的 SVD 所得出的 $\boldsymbol{V}$ 矩阵作为传输加权矩阵。将基于式（3.33）的 ZF 接收机的输出 SNR 改写如下：

$$\mathrm{SNR}_i = \frac{1}{\mathrm{diag}_i\left(\left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}(\boldsymbol{HV})^{*}\boldsymbol{HV}\right)^{-1}\right)} \qquad i=1,\cdots,N_{\mathrm{SS}} \tag{12.10}$$

如果按式（12.10）将信道 $\boldsymbol{H}$ 换为其 SVD 等价扩展，结果就是对输出 SNR 的如下表示，该表示只与奇异值相关：

$$\begin{aligned}\mathrm{SNR}_i &= \mathrm{diag}_i\left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}^T\boldsymbol{S}\right)\\ &= \frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}_i^2 \qquad i=1,\cdots,N_{\mathrm{SS}}\end{aligned} \tag{12.11}$$

可以证明式（12.11）同样适用于 MMSE。在使用基于 SVD 的 TxBF 的理想情况下，ZF 接收机与 MMSE 接收机是等价的。式（3.32）给出了 MMSE 的 SNR，该 SNR 是 MSE 对角表达式的函数。在使用基于 SVD 的 TxBF 时，MSE 的对角表达式可描述如下：

$$\boldsymbol{J}_i = \left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{W}(\boldsymbol{HV})(\boldsymbol{HV})^{*}\boldsymbol{W}^{*}\right)_i + (\boldsymbol{WW}^{*})_i - \left(2\sqrt{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}}\mathrm{Re}\{\boldsymbol{W}(\boldsymbol{HV})\}\right)_i + 1 \tag{12.12}$$

由于噪声表达式被定义为（0，1）正态分布，公式中的噪声协方差矩阵是一个单位阵。在使用基于 SVD 的 TxBF 时，MMSE 接收机权重值被改写如下：

$$\boldsymbol{W} = \sqrt{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}}(\boldsymbol{HV})^{*}\left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}(\boldsymbol{HV})(\boldsymbol{HV})^{*} + \boldsymbol{I}\right)^{-1} \tag{12.13}$$

将 $\boldsymbol{W}$ 代入式（12.12）后，以 $\boldsymbol{W}$ 的函数表示的 3 个成分可以改写为以奇异值 $\boldsymbol{S}$ 表示的函数，即

$$\left(\sqrt{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}}\boldsymbol{W}(\boldsymbol{HV})\right)_i = \frac{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}_i^2}{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}_i^2 + 1} \tag{12.14}$$

$$\left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{W}(\boldsymbol{HV})(\boldsymbol{HV})^{*}\boldsymbol{W}^{*}\right)_i = \left(\frac{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}_i^2}{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}_i^2 + 1}\right)^2 \tag{12.15}$$

$$(\boldsymbol{WW}^{*})_i = \frac{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}_i^2}{\left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\boldsymbol{S}_i^2 + 1\right)^2} \tag{12.16}$$

如果将式（12.12）中的表达式替换成式（12.14）～式（12.16）给出的表达式，则 MSE 的对角表达式的表示可以简化为

$$\boldsymbol{J}_i = \frac{1}{\left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}\right)\boldsymbol{S}_i^2 + 1} \tag{12.17}$$

将这个 MSE 的表达式代入式（3.32）所给出的 MMSE 输出 SNR 公式中，结果就等价于

式（12.11）中 ZF 的输出 SNR。

当使用 SVD 时，输出 SNR 是信道 $\boldsymbol{H}$ 的奇异值的函数。此外，由于按定义来说矩阵 $\boldsymbol{S}$ 中的奇异值为降序排列，因此每个子载波的最大奇异值与第一个空间流相关联，第二大奇异值与第二个空间流相关联，依此类推。图 12.4 描述了一个基于 SVD 的 TxBF 系统的输出 SNR，该图中使用的信道模型与接收机与图 12.3 中给出的例子相同。

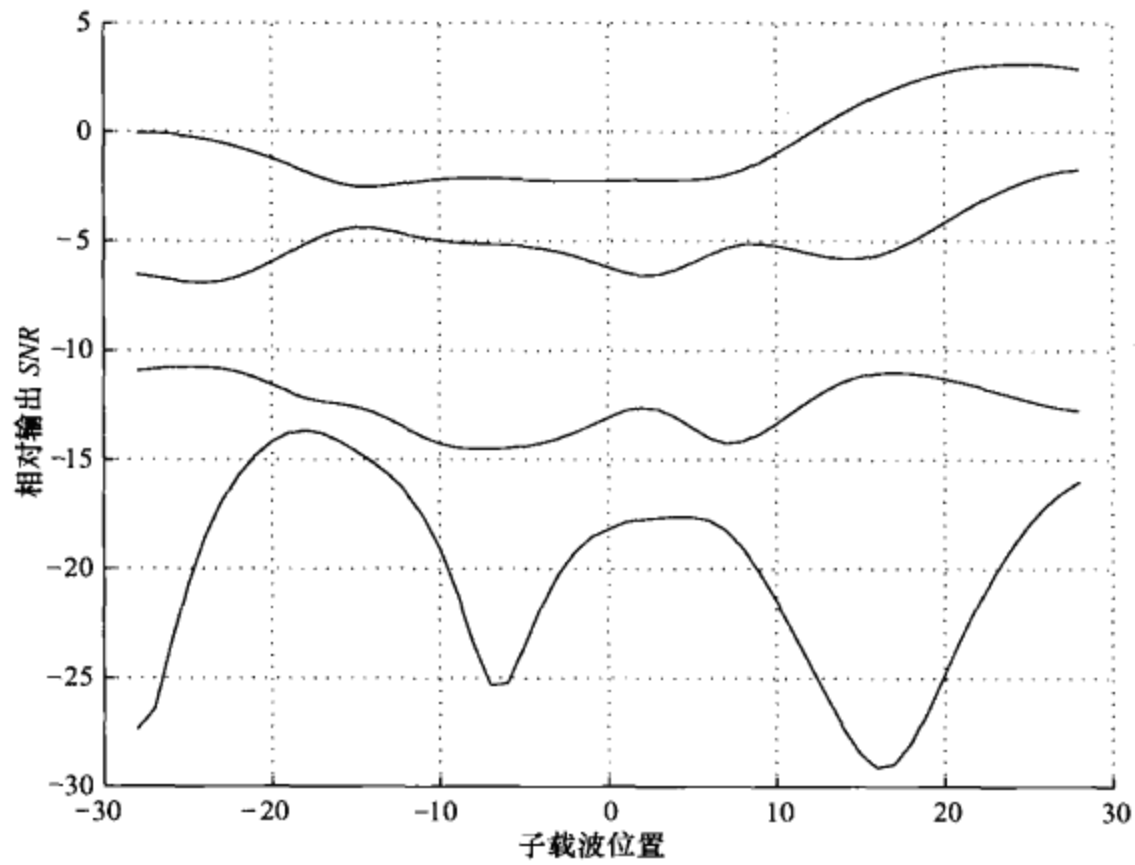


图 12.4　基于 SVD 的 TxBF 系统的输出 SNR

图中可见两个明显效应。首先，各个空间流的输出 SNR 值明显地在整个频带上相互分开。第一个空间流，即具有最大输出 SNR 曲线的那一个，对应于最大的特征值。在这个特定的信道实例里，当使用波束成型时，第一个空间流的平均输出 SNR 比没有使用波束成型时高出 10dB。即使是第二个空间流，使用波束成型时的输出 SNR 也高于不使用波束成型时的 SNR。

在不使用波束成型时，一个较低的 MCS 被选用于全部达到所有空间流平均信道状况的空间流。在使用波束成型以及随之而来的输出 SNR 空间分隔的情况下，可以对每个空间流使用一个不同的 MCS 来提升整体吞吐率。第一个空间流支持一个具有高阶调制与码率的 MCS，第二个空间流支持一个具有稍低阶调制与码率的 MCS，依此类推。通过将每个空间流与相应的 MCS 相匹配，使用波束成型的数据速率整体上要高于不使用波束成型的数据速率。

对于为每一个空间流选择一个 MCS 的做法可以进行简化。简化后的做法对强空间流选择同样的 MCS，而对弱空间流则不应用 MCS，这样传输的空间流数目会有所减少。如果最强的那些空间流具有相近的输出 SNR，或者超出了对最高阶调制与码率的 SNR 要求，则这种做法效果不错。在图 12.4 的例子中，可能只需要传输两个空间流（使用 4 个发送天线）。在发射机的天线数多于接收机时也可以采取这样的做法。在这个例子中，如果接收机只有两个天线，则只传输图 12.4 中两个最强的空间流，系统性能相当于这两个空间流的性能。

第二个效应是前几个空间流在整个频带上相对平坦。这些空间流表现出改善了的编码后性能，这样的性能更接近于 AWGN 信道而不是频率选择性信道（Nanda 等，2005）。频谱平坦性的另一个好处是为空间流的每一个子载波位置选择同样的调制阶与码率就可以达到相当于自适应比特引导（对每一个子载波位置选择单独的调制阶与码率）的吞吐性能（Nanda 等，2005）。

图 12.5 进一步描述了以 MMSE 衡量的基本 MIMO 与基于 SVD 的 TxBF 输出的 SNR 差异。图中给出了在 NLOS、信道模型 D 条件下，当输入 SNR 为 25dB 时，各个空间流输出 SNR 的概率分布。该分布基于所有的子载波以及大量的信道实例。

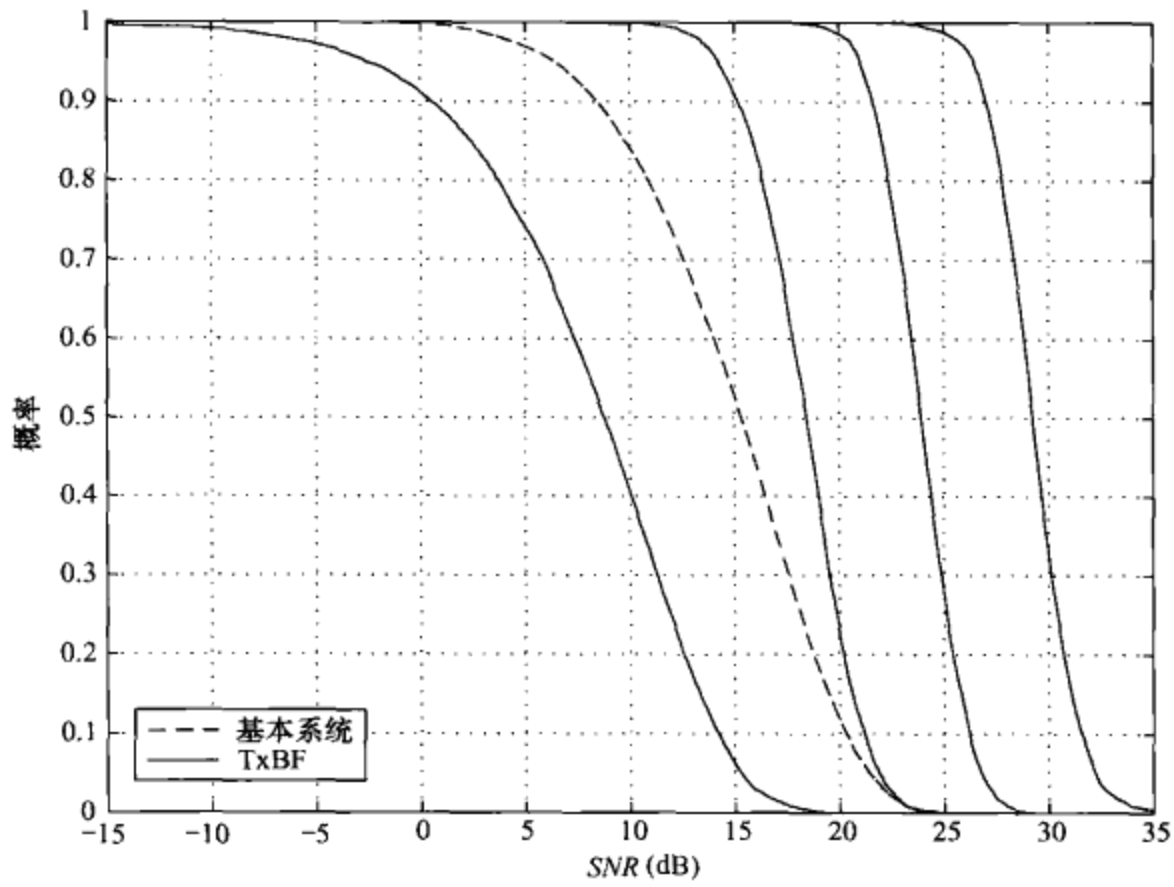


图 12.5　4 × 4 TxBF 与 4 × 4 基本 MIMO 在信道模型 D、NLOS、25 dB 输入 SNR 下的输出 SNR 比较

对于图中以虚线描述的基本 MIMO 系统来说，没有专门在不同空间流之间进行输出 SNR 的分隔。因此所有空间流的结果都合并到一条曲线之中。

当使用基于 SVD 的 TxBF 时，如图中的 4 条实线所示，不同空间流之间的输出 SNR 分隔非常明显。在使用 TxBF、90%概率的情况下，除了一个空间流以外其他所有空间流的输出 SNR 都超过基本 MIMO 系统。最大的 3 个空间流的输出 SNR 分别比基本 MIMO 系统高出 18.5dB、13dB 及 6.5dB。

TxBF 的好处也可以通过容量分析体现出来。式（3.34）给出了基于输出 SNR 的容量公式。对于基本 MIMO 系统，当使用 ZF 接收机时，式（3.34）中的输出 SNR 由式（3.33）给出；当使用 MMSE 接收机时，式（3.34）中的输出 SNR 则由式（3.32）给出。

对于 TxBF，我们把式（12.11）给出的输出 SNR 代入式（3.34）中。这等价于式（3.11）给出的容量公式，进一步证明了基于 SVD 的 TxBF 在理想情况下可以提供 Shannon 容量。

容量由图 12.5 中的输出 SNR 数据算出，如图 12.6 所示。在信道模型 D、输入 SNR 为 25dB、90%概率的情况下，以比特每码元每子载波为单位的容量为 24。对于使用 MMSE 接收机的基本 MIMO，这个值则减小到 14 比特每码元每子载波。

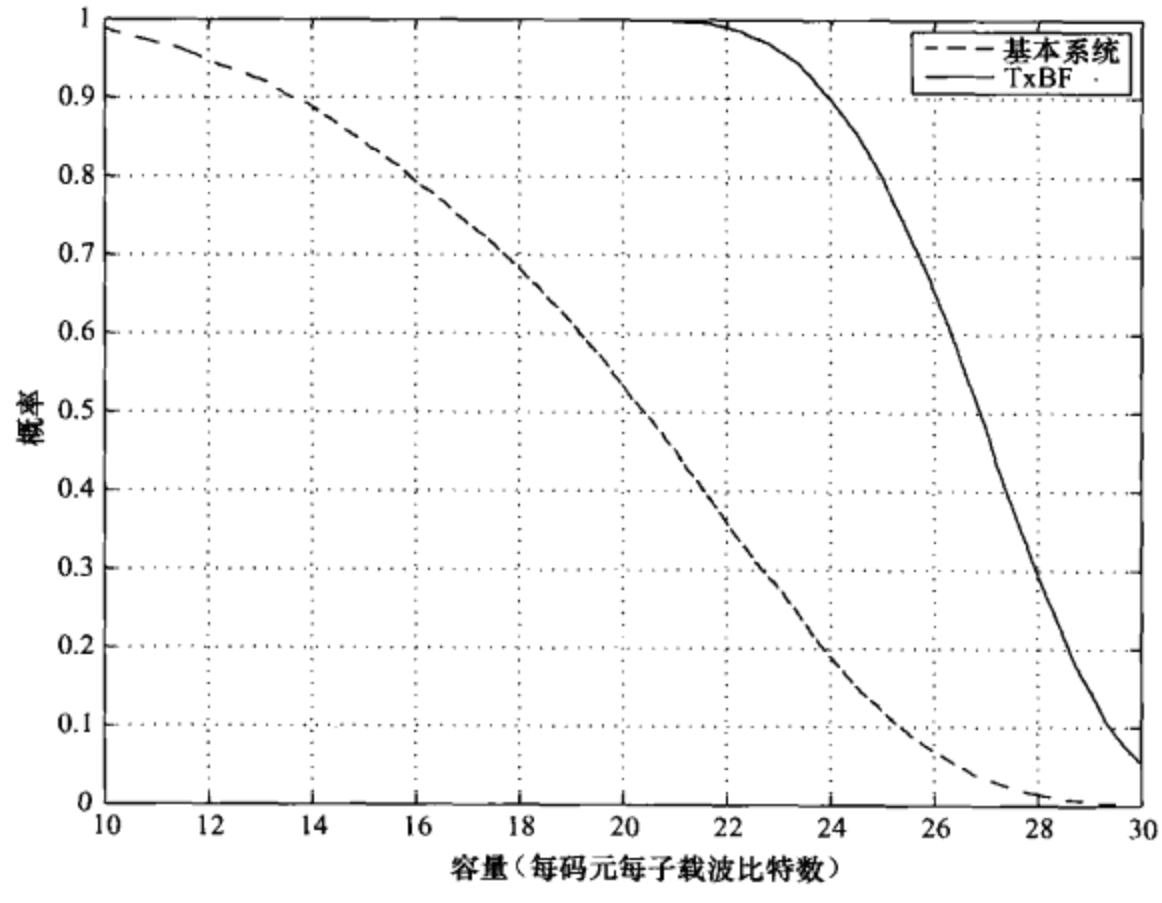


图 12.6　4 × 4 TxBF 与 4 × 4 基本 MIMO 在信道模型 D、25dB 输入 SNR 下的容量比较

12.4　非均衡 MCS

如上节描述，当使用基于 SVD 的 TxBF 时，在每个空间流上应用一个 MCS 改善了整体吞吐率。MCS 33～76（应用在 20MHz 与 40MHz 上以及 800ns 与 400ns GI 上）为两个、3 个及 4 个空间流提供了非均衡 MCS 的组合。所有的非均衡 MCS 对每个空间流都使用相同的码率，只是调制阶不相同。这样做的目的是为了最小化接收机的复杂度。如图 4.21 中的发射机框图所示，FEC 编码器位于流解析器之前，而星座映射器则位于流解析器之后。这个基本结构对每个空间流都保持码率不变。由于星座映射器位于流解析器之后，要做到对每个流的调制映射，只有流解析器必须改动。

为了尽量对信道的每个特定实例进行匹配，最好在从调制阶到空间流的指定上具有最大的灵活性。另一方面，随着 MCS 的粒度变得更细，链路适应也变得更难。通常信道状态信息的质量不足以好到可以支持从在调制阶上具有微小差别的 MCS 中作出选择。12.12 节进一步讨论了链路适应。此外，MCS 集越大，需要对增加的 MCS 进行设计与测试的复杂度也越高。

附录 12.1 给出了 20MHz 与 40MHz 的 MCS 集。可以看出为了减小 MCS 集的大小，BPSK 没有被用于非均衡 MCS。相对于不使用空间流与 QPSK，在特定空间流上使用 BPSK 所带来的细分介于两者之间而且并不很大。此外，只有 1/2 与 3/4 这些码率被用于非均衡 MCS。与此类似，2/3 与 5/6 这些码率给出的细分同样较小，因为它们只与 64-QAM 一起使用。

举个例子，在不使用 TxBF 的情况下信道可能只支持在两个流上的 QPSK 平均输出 SNR（MCS 9）。而如图 12.4 所示，在使用 TxBF 的情况下相应于最大特征值的空间流的输出 SNR 要高出 5dB，而且支持至少 16-QAM 的高调制阶（MCS 33）。这样一来数据速率提升了 50%。

另一种查看由非均衡 MCS 集所提供的 MCS 选择所增加的灵活性的途径是按数据速率将 MCS 分组。这样我们可以看到数据速率相同的 MCS 数目。图 12.7 描述了 20MHz 上的分组，而图 12.8 描述了 40MHz 上的分组。数据速率仅基于 800ns GI。32 以上的 MCS 为非均衡 MCS，在图中位于虚线上方。

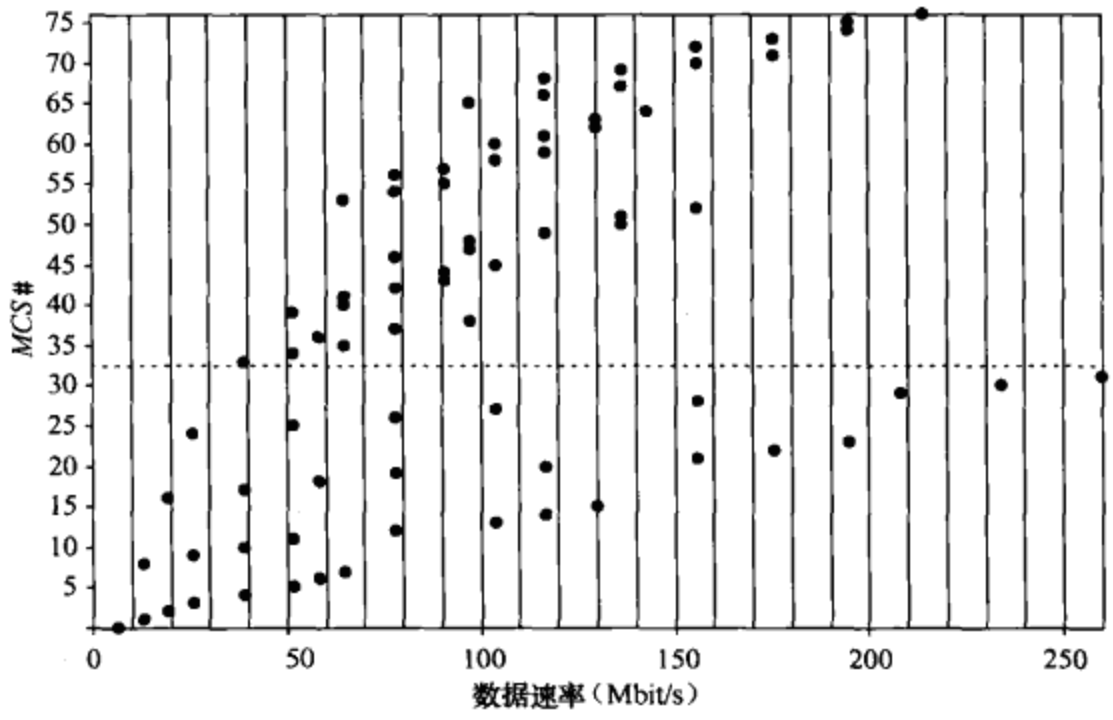


图 12.7　按数据速率分组的 20MHz MCS

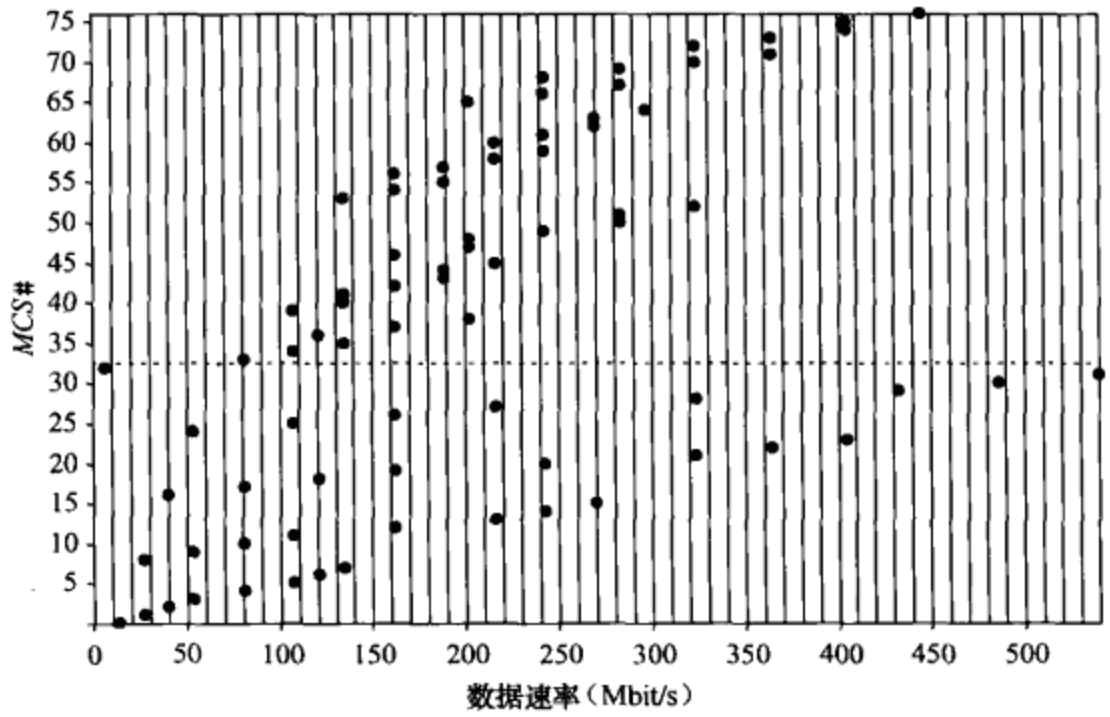


图 12.8　按数据速率分组的 40MHz MCS

在图中的例子里，对于 20MHz 下的 78Mbit/s，有 8 个可选的 MCS。这些选择中的 3 个是均衡 MCS。另外 5 个为非均衡 MCS。这些 MCS 在表 12.1 中列出。当使用两个流时，信道需要在两个流上都支持 16-QAM 平均输出 SNR。而当使用 TxBF 时，就还可以选择 64-QAM 与 QPSK 的非均衡 MCS 37。

表 12.1　　MCS 模式（78Mbit/s，20MHz）

MCS 索引	调　制				码　率
	流 1	流 2	流 3	流 4	
12	16-QAM	16-QAM	×	×	3/4
19	16-QAM	16-QAM	16-QAM	×	1/2
26	QPSK	QPSK	QPSK	×	3/4
37	64-QAM	QPSK	×	×	3/4
42	64-QAM	16-QAM	QPSK	×	1/2
46	16-QAM	QPSK	QPSK	×	3/4
54	16-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	1/2
56	64-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	1/2

如前所述，要做到对每个流的调制映射，必须改变流解析器。4.2.3.3 节给出了流解析的基本操作，5.1.4.3 节对其进行了扩展以包含两个编码器。使用 4.2.3.3 节的式（4.23），指定给每个空间流的 s 比特块被改写为式（12.18）所给出的每个空间流的一个函数（IEEE，2007）：

$$s(i_{SS}) = \max\left\{1,\ \frac{N_{BPSCS}(i_{SS})}{2}\right\} \tag{12.18}$$

式中，$N_{BPSCS}(i_{SS})$ 为每个空间流的每单子载波上的编码比特数，其等价于调制阶；而 $i_{SS} = 1, \cdots N_{SS}$，其中 N_{SS} 为空间流的数目。

当使用两个编码器时，重新定义 5.1.4.3 节中的式（5.9），改为使用每个编码器输出的一个 s 比特块：

$$S = \sum_{i_{SS}=1}^{N_{SS}} s(i_{SS}) \tag{12.19}$$

使用两个编码器时流解析器输出的新公式如下：

$$\begin{aligned} j &= \left\lfloor \frac{k}{s(i_{SS})} \right\rfloor \bmod N_{ES} \\ i &= \sum_{l=1}^{i_{SS}-1} s(l) + S\left\lfloor \frac{k}{N_{ES}\ s(i_{SS})} \right\rfloor + k \bmod s(i_{SS}) \end{aligned} \tag{12.20}$$

式中，$1 \leqslant i_{SS} \leqslant N_{SS}$；$k=0,1,\cdots,N_{CBPSS}(i_{ss})-1$；$N_{ES}$ 为编码器的数目；$\lfloor v \rfloor$ 为小于或等于 v 的最大整数，相当于 *floor* 函数；v mod ω 是将整数 v 除以整数 ω 所得的余数；$N_{CBPSS}(i_{SS})$是每空间流的编码比特数。

由于在使用非均衡 MCS 时参数 S、N_{BPSCS} 及 N_{CBPSS} 是空间流标号的函数，4.2.3.4 节中描述交织的公式中的参数分别以 $s(i_{SS})$、$N_{BPSCS}(i_{SS})$、$N_{CBPSS}(i_{SS})$来替换改写。这也包括式（4.25）～式（4.27）。

12.5　接收机设计

式（12.1）与式（12.2）描述了接收到的通过一个基于 SVD 的波束成型发射机的信号。在理想状况下，用以描述接收到的信号的公式可以通过将 ***HV*** 替换成 ***US*** 来改写。改写后的公式如下：

$$\begin{aligned} Y &= H \quad V \quad X + Z \\ &= U \quad S \quad X + Z \end{aligned} \tag{12.21}$$

接收机设计的一个常用方法是用 U^* 来过滤接收到的信号，即

$$\begin{aligned} R &= U^* Y \\ &= U^* USX + U^* Z \\ &= SX + \tilde{Z} \end{aligned} \tag{12.22}$$

由于 U 是酉矩阵，噪声矩阵 Z 的属性被 U 过滤后保持不变。在被 U 过滤后，就可以使用一个标准的 ZF 或 MMSE 接收机。

这种做法要求系统的发送端与接收端都拥有 SVD 的信息。发射机需要 V 矩阵的信息，而接收机需要 U 矩阵的信息。此外，接收机应该知道当使用 U 矩阵过滤时，发射机确实在用相应的 V 矩阵进行波束成型。

常见的一个错误概念是接收机必须有 U 矩阵的信息，且需要在 ZF 或 MMSE 接收机之前使用 U 矩阵过滤。Lebrun 等（2002）展示了在 ZF 接收机之前使用 U 矩阵过滤接收到的信号并不是必需的。在不使用 U 矩阵过滤的情况下，U 矩阵被融合到 ZF 接收机的逆矩阵中。尽管如此，U 是酉矩阵，而且对 U 通过 ZF 进行矩阵求逆等价于一个 Hermitian 操作，从而导致没有噪声增强（Lebrun 等，2002）。

Lebrun 等（2002）中的仿真结果显示，即使是在一个由仿真中使用延迟 CSI 所造成的 U、V 与 H 矩阵不匹配的多普勒信道中，系统在 ZF 接收机之前使用或者不使用 U 矩阵过滤的性能都是相同的。

基于这一发现，3.6 节中描述的使用 ZF 或 MMSE 的基本线性接收机在理想情况下可以实现 TxBF 的所有好处。请注意这里用到的“理想情况”一词。在实现一个 TxBF 系统中可能遇到的问题不应该被低估，包括信道探测以及 CSI 的反馈。这些问题在后续节中描述，对接收机缓解性能下降问题提出了要求。

如 4.2.2.1 节中简述，对信道估计所做的子载波平滑不应该与基于 SVD 的 TxBF 一起使用。在相邻的子载波间可能会出现随机相位差。这是由于 U 矩阵与 V 矩阵各自有别，这种差别最大可以达到每列相位因子的程度（Sadowsky 等，2005）。因此，当使用基于 SVD 的 TxBF 时，发射机应该将 HT-SIG 中的“平滑”比特设为 0。如果接收机实现了子载波平滑，则在使用子载波平滑前总是应该校验该比特。

12.6 信道探测

要决定 TxBF 所需要的权重值，就需要 CSI 信息。参与 TxBF 的两个设备（图 12.1 里的设备 A 与设备 B）之间的信道需要被探测。探测的基本概念是设备 A 向设备 B 发送一个分组。作为标准接收机操作的一部分，设备 B 根据分组前导码部分中的 HT-LTF 来估计信道。设备 B 算出与 HT-LTF 中的长训练码元相对应的每个空间流的信道估计。

假设有一个只支持单个基本传输流的差信道。通过使用 TxBF，信道可以支持两个空间流传输。在使用 TxBF 之前，需要发送一个分组来探测信道。信道的整个维度等于发射机的天线数以及对应的接收机的天线数。然而由于信道只支持单个基本传输流，只有一个长训练

码元被发送，而接收机也只能对一个空间流的每个接收天线估计信道。这样一来就无法算出对应于两个流的 TxBF 权重值，因为只有一个流的 CSI 可用。

802.11n 标准中为这个问题提供了两个解决方案。协议描述了被称为探测分组的两种分组类型。第一种类型被称为空数据分组（NDP）。这种分组类型没有“数据”字段，如图 12.9 所示。在一个 NDP 中，被选择的 MCS 对应于与需要探测的信道维数相等的空间流数目。举例来说，如果需要为两个空间流进行带 TxBF 权重值的传输，可以在 NDP 的 HT-SIG 中选用 MCS 8～15 任何之一。由于不传输数据，只要 HT-SIG 被正确解码，就可以用一个 NDP 探测任意数目的空间流。

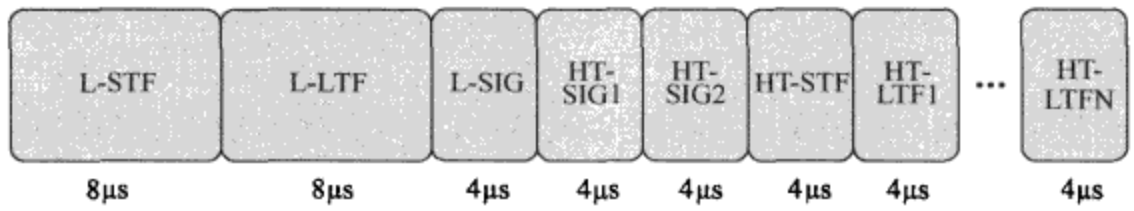


图 12.9　带 MF 前导码的 NDP

当传输一个 NDP 时，HT-SIG 中的“非探测”字段被设置为 0。此外，“长度”字段也总是被设置为 0。一个 NDP 可以含一个 MF 前导码或一个 GF 前导码。

当使用 NDP 时，接收机可能会收到带有其不支持的 MCS 的分组。举例来说，如果发射机要求在 4 个天线上进行探测，则其将 MCS 字段设置为一个 24～31 的值。不能支持这么多空间流的接收机在没有校验“长度”字段是否被设置为 0（表明使用 NDP 进行探测）之前不应该终止处理。

第二种信道探测方法对分组中 HT-SIG 中的长训练码元个数进行扩展，这种方法被称为交错前导码。如果信道的维数比数据中用来作信道估计的长训练码元的数目要大，则可以在 HT-LTF 中包含额外的长训练码元。被探测的额外流在 IEEE（2007）中被称为扩展空间流。

式（4.20）给出了为了数据检测而需要的长训练码元的数目（N_{DLTF}）。N_{ESS} 个扩展空间流所需要的额外长训练码元数目（N_{ELTF}）由以下公式给出：

$$N_{ELTF}=\begin{cases}N_{ESS} & N_{ESS}=0,1,2\\ 4 & N_{ESS}=3\end{cases} \tag{12.23}$$

扩展空间流最多可以有 3 个，因为在一个数据分组中至少有一个数据空间流。

表 12.2 为所有的数据空间流数目（N_{SS}）以及 N_{ESS} 的组合给出的长训练码元总数（$N_{LTF}=N_{DLTF}+N_{ELTF}$）。值得注意的是，在数据空间流数目或者扩展空间流数目为 3 的情形下，长训练码元总数可能为 5。

表 12.2　　相对于数据与扩展空间流的长训练码元总数

N_{SS}	N_{DLTF}	N_{ESS}	N_{ELTF}	N_{LTF}
1	1	0	0	1
1	1	1	1	2
1	1	2	2	3
1	1	3	4	5
2	2	0	0	2

续表

N_{SS}	N_{DLTF}	N_{ESS}	N_{ELTF}	N_{LTF}
2	2	1	1	3
2	2	2	2	4
3	4	0	0	4
3	4	1	1	5
4	4	0	0	4

要表明一个分组是用来进行探测的，就将 HT-SIG 中的“非探测”字段设置为 0。即使 N_{ESS} 与 N_{ELTF} 值等于 0 也是如此。此外，HT-SIG 中的“扩展空间流数目”字段被设置为表 12.2 中 N_{ESS} 给出的值。

根据 4.2.4.3 节中对 MF 分组类型的描述以及 5.4.4 节中对 GF 分组类型的描述，式（4.32）与式（5.19）给出的传输时间计算不包括探测分组。实际上，式（4.32）与式（5.19）可以通过修改几个参数的定义而应用于探测分组。如果通过使用 HT-LTF 扩展来进行探测，式（4.32）与式（5.19）中的 N_{LTF} 由表 12.2 定义。当使用 NDP 时，式（4.32）与式（5.19）中的 N_{SYM} 为 0。

12.7.1 节描述了将波束成型矩阵应用于探测分组的限制。

按标准规定，探测分组是一个可选特性。对接收机并不强制要求其能够处理 NDP 或者带扩展 HT-LTF 的分组。

12.7 信道状态信息反馈

图 12.2 描述了一般的 TxBF 系统，12.2 节则详细描述了使用 SVD 来计算波束成型权重值。这些讨论都假设信道状态信息完全已知。12.6 节描述了为了量度 CSI 而进行信道探测的两种方法。本节介绍 CSI 反馈的两种方法：隐式与显式。

12.7.1 隐式反馈

隐式反馈的原理是基于 H. A. Lorentz 在 1896 年提出的电磁对等关系（Smith，2004）。特定于通信领域，基于这些关系所作的天线分析导致发现这样的事实，即一个天线的远场波束模式在发送与接收上相等（Smith，2004）。因此，既然 802.11n 中同样的频率载波被用在两个链路方向上（TDD 系统），从一个设备到另一个设备的传播环境是对等的。在理想情况下，在任意一端量度到的信道状态信息都应该相等。

需要指出的是干扰并不是对等的。此外，一个设备的数字基带与另一个设备的数字基带之间的信道包括有发射机与接收机的 RF 失真/损伤，这些也不是对等的。在图 12.10 中，设备 A 的发射机与接收机的 RF 失真分别由矩阵 $\boldsymbol{C}_{Tx,A}$ 与 $\boldsymbol{C}_{Rx,A}$ 表示。与此类似，设备 B 的 RF 失真由矩阵 $\boldsymbol{C}_{Tx,B}$ 与 $\boldsymbol{C}_{Rx,B}$ 表示。尽管图中没有标出，这样的频域系统模型存在于频段中的每一个子载波上，而各个子载波的矩阵也不相同。发送链之间的耦合与接收链之间的耦合都应该很低。因此用在对角线上包含复数值的对角矩阵来描述失真。所有对应于天线交叉耦合的非对角线元素都为零。这只表示天线链之间的增益与相位差别。由设备 A 到设备 B 的链路方向上的传播环境记为 $\boldsymbol{H}_{AB}$，由设备 B 到设备 A 的则记为 $\boldsymbol{H}_{BA}$。信道 $\boldsymbol{H}_{AB}$ 等于 $\boldsymbol{H}_{BA}$ 的转置乘以一个复数伸缩因子。

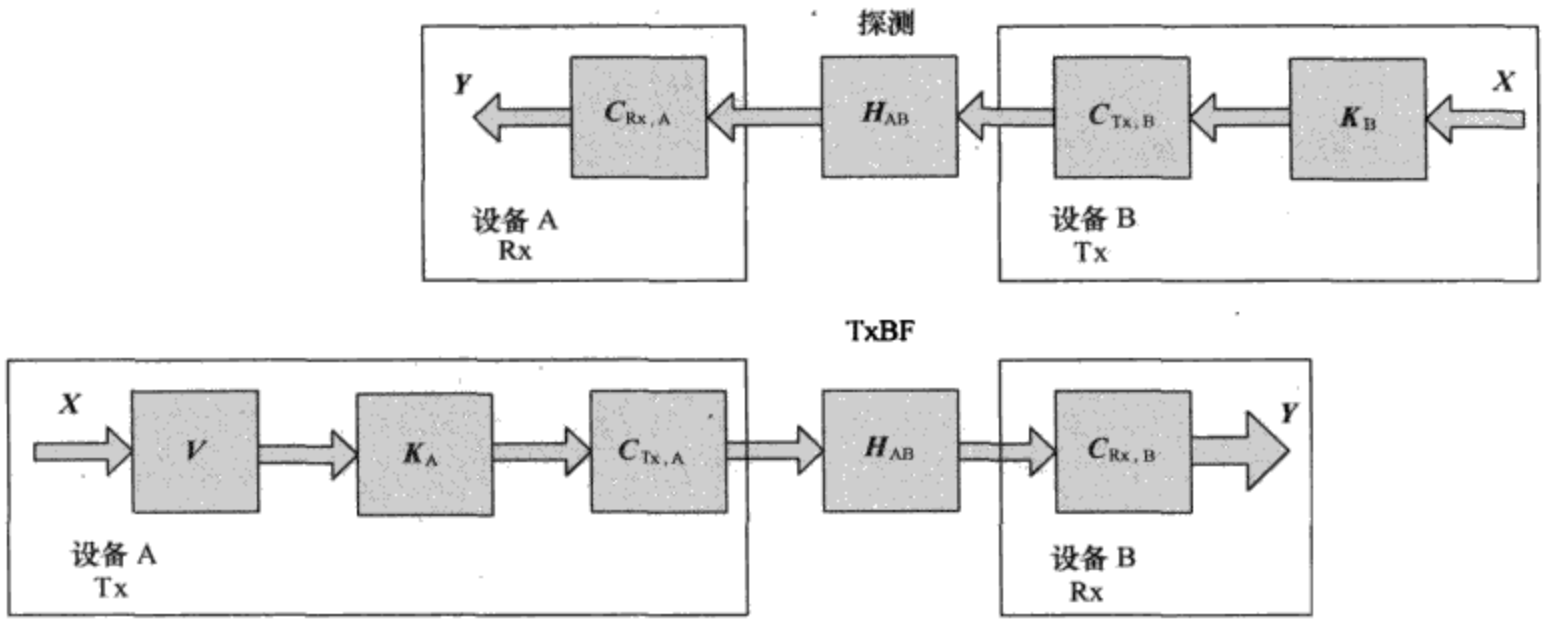


图 12.10　带隐式反馈的 TxBF 系统模型

从设备 A 向设备 B 发送时的复合信道由式（12.24）给出：

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{AB} = \boldsymbol{C}_{Rx,B}\boldsymbol{H}_{AB}\boldsymbol{C}_{Tx,A} \tag{12.24}$$

从设备 B 向设备 A 发送时的复合信道则由式（12.25）给出：

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{BA} = \boldsymbol{C}_{Rx,A}\boldsymbol{H}_{BA}\boldsymbol{C}_{Tx,B} \tag{12.25}$$

如图 12.10 所示，当使用隐式反馈进行传输波束成型时，要执行两个步骤。第一步是设备 B 向设备 A 发送一个探测分组。设备 A 从 HT-LTF 中估计 CSI。当存在 RF 失真时，CSI 则基于 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{BA}$。在第二个步骤中，设备 A 从 CSI 中计算出波束成型矩阵 $\boldsymbol{V}$，并在向设备 B 发送一个分组时应用这个矩阵。波束成型矩阵 $\boldsymbol{V}$ 由 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{BA}$ 算出，并且可能与设备 A 与设备 B 之间的有效信道 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{AB}$ 不匹配。

要消除波束成型矩阵 $\boldsymbol{V}$ 与信道 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{AB}$ 之间的不匹配，可能需要进行校准。图 12.10 中，校准系数在设备 A 端由矩阵 $\boldsymbol{K}_A$ 表示，而在设备 B 端由矩阵 $\boldsymbol{K}_B$ 表示。两个矩阵都是元素为复数值的对角矩阵。校准的目的是通过使从 A 到 B 的信道乘以一个复数伸缩因子后与从 B 到 A 的信道相等，来恢复对等性。这个要求由式（12.26）表示（IEEE，2007）：

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{AB}\boldsymbol{K}_A = \delta(\tilde{\boldsymbol{H}}_{BA}\boldsymbol{K}_B)^T \tag{12.26}$$

对等性通过将 $\boldsymbol{K}_A$ 与 $\boldsymbol{K}_B$ 的值按式（12.27）中设定来恢复（IEEE，2007）：

$$\begin{aligned}\boldsymbol{K}_A &= \alpha_A(\boldsymbol{C}_{Rx,A})^{-1}\boldsymbol{C}_{Rx,A}\\ \boldsymbol{K}_B &= \alpha_B(\boldsymbol{C}_{Rx,B})^{-1}\boldsymbol{C}_{Rx,B}\end{aligned} \tag{12.27}$$

式中，α_A 与 α_B 为复数伸缩因子。

如果校准被同时应用在两个设备上，则从设备 A 到设备 B 的信道为

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{AB}\boldsymbol{K}_A = \alpha_A\boldsymbol{C}_{Rx,B}\boldsymbol{H}_{AB}\boldsymbol{C}_{Rx,A} \tag{12.28}$$

而从设备 B 到设备 A 的信道的转置为

$$
\begin{aligned}
(\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{B}})^{\mathrm{T}} &= (\alpha_{\mathrm{B}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}}\boldsymbol{H}_{\mathrm{BA}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,B}})^{\mathrm{T}} \\
&= \alpha_{\mathrm{B}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,B}}\boldsymbol{H}_{\mathrm{BA}}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}}
\end{aligned}
\tag{12.29}
$$

由于信道 $\boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}$ 等于 $\boldsymbol{H}_{\mathrm{BA}}$ 的转置乘以一个复数伸缩因子，两个信道在使用校准后变得相等，从而恢复了对等性。

两个设备间的校准系数可按以下步骤算出。要计算 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}$，设备 A 向设备 B 发送一个探测分组。这使得设备 B 可以计算出信道估计 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}$。接下来，设备 B 向设备 A 发送一个探测分组，这使得设备 A 可以计算出信道估计 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}$。我们假设信道 $\boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}$ 等于 $\boldsymbol{H}_{\mathrm{BA}}$ 的转置乘以一个复数伸缩因子。因此两次发送之间的时间间隔必须尽量短，以最小化两次发送之间的信道变化。校准分组交换序列中的最后一步是由设备 B 将信道估计 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}$ 发送回设备 A，这个步骤没有严格的时间要求。这之后设备 A 同时拥有信道估计 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}$ 与 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}$，就可以计算出校准系数 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}$。

要更直观地表示计算 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}$ 的一种方法，我们将矩阵 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}$ 与 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}$ 展开如下：

$$
\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}} = \begin{bmatrix}
c_{\mathrm{Rx,B,1}}h_{\mathrm{AB,11}}c_{\mathrm{Tx,A,1}} & c_{\mathrm{Rx,B,1}}h_{\mathrm{AB,12}}c_{\mathrm{Tx,A,2}} & \cdots & c_{\mathrm{Rx,B,1}}h_{\mathrm{AB,1}M}c_{\mathrm{Tx,A},M} \\
c_{\mathrm{Rx,B,2}}h_{\mathrm{AB,21}}c_{\mathrm{Tx,A,1}} & c_{\mathrm{Rx,B,2}}h_{\mathrm{AB,22}}c_{\mathrm{Tx,A,2}} & \cdots & c_{\mathrm{Rx,B,2}}h_{\mathrm{AB,2}M}c_{\mathrm{Tx,A},M} \\
\vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\
c_{\mathrm{Rx,B},N}h_{\mathrm{AB},N1}c_{\mathrm{Tx,A,1}} & c_{\mathrm{Rx,B},N}h_{\mathrm{AB},N2}c_{\mathrm{Tx,A,2}} & \cdots & c_{\mathrm{Rx,B},N}h_{\mathrm{AB},NM}c_{\mathrm{Tx,A},M}
\end{bmatrix}
\tag{12.30}
$$

$$
\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}} = \begin{bmatrix}
c_{\mathrm{Rx,A,1}}h_{\mathrm{BA,11}}c_{\mathrm{Tx,B,1}} & c_{\mathrm{Rx,A,1}}h_{\mathrm{BA,12}}c_{\mathrm{Tx,B,2}} & \cdots & c_{\mathrm{Rx,A,1}}h_{\mathrm{BA,1}N}c_{\mathrm{Tx,B},N} \\
c_{\mathrm{Rx,A,2}}h_{\mathrm{BA,21}}c_{\mathrm{Tx,B,1}} & c_{\mathrm{Rx,A,2}}h_{\mathrm{BA,22}}c_{\mathrm{Tx,B,2}} & \cdots & c_{\mathrm{Rx,A,2}}h_{\mathrm{BA,2}N}c_{\mathrm{Tx,B},N} \\
\vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\
c_{\mathrm{Rx,A},M}h_{\mathrm{BA},M1}c_{\mathrm{Tx,B,1}} & c_{\mathrm{Rx,A},M}h_{\mathrm{BA},M2}c_{\mathrm{Tx,B,2}} & \cdots & c_{\mathrm{Rx,A},M}h_{\mathrm{BA},MN}c_{\mathrm{Tx,B},N}
\end{bmatrix}
\tag{12.31}
$$

将 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}$ 的第一列元素除以 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}$ 的第一列元素，结果如下：

$$
K_{A,i,i} = \frac{c_{\mathrm{Rx,A},i}h_{\mathrm{BA},i1}c_{\mathrm{Tx,B,1}}}{c_{\mathrm{Rx,B,1}}h_{\mathrm{AB},1i}c_{\mathrm{Tx,A},i}} \qquad i = 1,2,\cdots,M \tag{12.32}
$$

由于 $\boldsymbol{h}_{\mathrm{BA},i1}$ 与 $h_{\mathrm{AB},1i}$ 相等而可以被消去，式（12.32）得出 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}$ 的对角元素，根据式（12.27），$\boldsymbol{\alpha}_{\mathrm{A}} = c_{\mathrm{Tx,B},1}/c_{\mathrm{Rx,B,1}}$。尽管用以得出 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}$ 的方法使得 α_{A} 是设备 B 失真的一个函数，但这些校准系数可以用于对任何其他设备的波束成型传输。由于 α_{A} 是一个标量，这种失真由任何其他设备上的均衡器补偿消除。

当使用隐式波束成型时，AP 一般会向一个低复杂度客户端设备进行波束成型传输以增强链路性能。为了最小化复杂度，客户端设备不会被校准。参见图 12.10，如果设备 B 没有校准，则既不计算，也不应用校准矩阵 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{B}}$。因此系统不能达到完全对等性，除非设备 B 只有一个天线。在单天线的情况下，$\boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}$ 与 $\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,B}}$ 都是标量，因此不需要校准。尽管如此，在 12.9 节中将会讲到隐式反馈波束成型对接收波束成型传输的设备 B 的失真很不敏感。

在系统运行于设备 A 与 B 之间的双向波束成型的情况下，则采取与如上所述类似的步骤来为设备 B 计算校准系数 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{B}}$。在这种情况下设备 B 向设备 A 发送一个探测分组，使设备 A 可以估计 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}$。设备 A 则向设备 B 发送一个探测分组以使后者可以估计 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}$。在设备 A 将 $\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}$ 估计发送给设备 B 后，后者就可以计算出 $\boldsymbol{K}_{\mathrm{B}}$。

使用标准中提供的校准方法并不是必须的。另一种方法是在每个设备上，Tx 链和 Rx 链都按自身校准。这样做以后，$\boldsymbol{C}$ 矩阵等于一个单位阵乘以某个复数标量。这样一来就不用校准接收机与发射机。由于技术的趋势是将整个收发器集成在一块芯片上，校准在设计时就几乎已经完成。在对每个链使用对称设计的情况下，每个天线数据的增益与相位都非常相似。

因此设备在设计时完成校准是可行的。

在制定 802.11n 标准中的隐式反馈波束成型部分的过程中，有人提出过这样的问题，即校准必须进行的频度如何。对此的回应是在典型的室内环境下，当使用合理的环境条件控制时，所需要的校准频度很低。另一方面，另外一些人担心电器电路中的温度变化、载波的频率变化以及增益变化将导致需要经常进行校准。人们也提出了关于对角矩阵是否是合理描述 RF 失真的模型的问题。或者，天线间的耦合是否会在 RF 失真矩阵中引入非对角元素，导致使用对角矩阵进行校准将不足以恢复信道对等性。尽管有这些问题或者顾虑，足以支持它们的证据却很少。

隐式反馈的另一个问题发生在向发送 RF 链比接收 RF 链多的设备进行波束成型发送的情况下。举例来说，假设图 12.10 的设备 B 有 M_B 个发送天线，N_B 个接收天线，且 $M_B<N_B$。当设备 B 向设备 A 发送一个探测分组时，不管设备 B 的接收容量是多大，最多可以探测 M_B 个空间流。这样就无法为设备 B 上 $M_B+1\sim N_B$ 的接收天线探测设备 A 与 B 之间的 CSI。

TxBF 的效应如下。TxBF 的性能不会比如果设备 B 有 M_B 个接收天线更差。基本上来说，设备 A 向设备 B 的前 M_B 个接收天线进行波束成型传输。设备 B 上额外的接收天线（从 $M_B+1\sim N_B$）被作为接收分集天线使用（如 6.1 节描述），这样可以提高接收性能。

当使用隐式反馈进行波束成型时，对发送探测分组时的波束成型矩阵有一定的限制。当使用双向 TxBF 时，使用波束成型的数据分组作为探测分组具有一定优势。然而，在探测分组上应用波束成型矩阵可能会损伤估计 CSI 的能力。如果限制探测时的波束成型矩阵为酉矩阵，则对估计 CSI 以及计算合适的波束成型矩阵的能力不会造成负面影响。由于 SVD 计算过程中的 $\boldsymbol{V}$ 矩阵就是酉矩阵，这个限制并不算严格。

可以对进行校准的探测分组做进一步的限制，即不允许波束成型。通常当使用校准时，空间流的数目比发送天线的数目要少。因此在 802.11n 标准中定义了一个特别的空间扩展矩阵。式（4.31）中对应于每个子载波 k 的 $\boldsymbol{Q}$ 矩阵由式（12.33）指定如下（IEEE，2007）：

$$\boldsymbol{Q}_k=\boldsymbol{C}_{\mathrm{CSD}}(k)\boldsymbol{P}_{\mathrm{CAL}} \tag{12.33}$$

式中，$\boldsymbol{C}_{\mathrm{CSD}}(k)$为对角循环移位矩阵，该矩阵的对角元素包含表 4.3 中给出的循环移位的频域表示；$\boldsymbol{P}_{\mathrm{CAL}}$ 是酉矩阵，其值根据发送天线数目由 1～4 被指定如下：

$$P_{\mathrm{CAL}}=1 \qquad \text{(1个发送天线)}$$

$$P_{\mathrm{CAL}}=\frac{\sqrt{2}}{2}\begin{bmatrix}1 & -1\\ 1 & 1\end{bmatrix} \qquad \text{(2个发送天线)}$$

$$P_{\mathrm{CAL}}=\frac{\sqrt{3}}{3}\begin{bmatrix}1 & 1 & 1\\ 1 & \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi/3} & \mathrm{e}^{-\mathrm{j}4\pi/3}\\ 1 & \mathrm{e}^{-\mathrm{j}4\pi/3} & \mathrm{e}^{-\mathrm{j}2\pi/3}\end{bmatrix} \qquad \text{(3个发送天线)}$$

$$P_{\mathrm{CAL}}=\frac{1}{2}\begin{bmatrix}1 & -1 & 1 & 1\\ 1 & 1 & -1 & 1\\ 1 & 1 & 1 & -1\\ -1 & 1 & 1 & 1\end{bmatrix} \qquad \text{(4个发送天线)}$$

12.7.2　显式反馈

当使用显式反馈机制时，进行 TxBF 的设备就是发送探测分组的设备。设备 A 向设备 B 发送一个探测分组，设备 B 将 CSI 或者波束成型权重值发送给设备 A。设备 A 使用这一反馈信息

来使用 TxBF 发送一个分组给设备 B。在理想情况下，从发送探测分组的时刻到发送波束成型分组的时刻之间信道保持不变。与隐式反馈不同，显式反馈不需要校准。此外，在探测与波束成型之间，波束成型发送端的发送天线与波束成型接收端的接收天线之间的信道维数总是相匹配的。

另一方面，当使用显式反馈时必须定义反馈的格式。在 802.11n 中指定了 3 种显式反馈的格式：CSI、非压缩波束成型权重值以及压缩波束成型权重值。由于显式反馈会降低系统效率，协议提供了量化与子载波分组技术来尽量减少系统开销。

12.7.2.1 CSI 反馈

对 CSI 的显式反馈除了 TxBF 外还有许多别的用途。在网络管理上，一个集中式控制器可以让 AP 来收集 CSI 信息，方法是 AP 向客户端设备发送探测分组以及客户端将 CSI 回传给 AP。CSI 可以用来生成关于传播环境的档案信息。

CSI 也可以用来协助链路适应。链路适应算法会使用到关于信道的一些信息，包括多径衰落、延迟分布、信道相关性或者信道所支持的流数目。这些信道属性可以从 CSI 中析出。

一个设备可能想要向另一个不具备计算波束成型权重值能力的设备发送波束成型。简单和低成本的设备可能会不希望承担波束成型计算的复杂度。在这种情况下，作为波束成型接收端的设备可以向作为波束成型发送端的设备发送 CSI。这样波束成型发送端由 CSI 算出波束成型权重值。由波束成型接收端收集 CSI 信息相对简单，原因是所有设备都需要进行信道估计以处理分组。

使用隐式反馈的 TxBF 也需要 CSI 反馈来进行校准。如 12.7.1 节描述，校准交换序列的最后一个步骤是由设备 B 向设备 A 发送信道估计。这个步骤使用显式 CSI 反馈机制。

CSI 矩阵的元素由对应于所有数据与导频子载波的复数值组成。每个 CSI 矩阵的行数与列数分别对应于接收探测分组端的接收天线数目以及探测分组中的 HT-LTF 数目。

用于反馈的 CSI 数量随着系统维数的增加而增长，这样系统开销也随之增长。举例来说，一个使用 40MHz 的 4 × 4 系统要求对 114 个子载波中的每一个都有一个 16 复数元素的 CSI。对于最小量化失真，802.11n 标准对 CSI 反馈的复数元素的每一个实数部分定义了 8 比特，对每一个虚数部分也定义了 8 比特。这样 CSI 一共就有 3 648 字节。

为了减少 CSI 反馈带来的系统开销，每一个 CSI 值的实数部分与虚数部分也可以用 4 个、5 个或 6 个比特表示。这样可以使反馈数量减少多达一半。尽管如此，使用较少的比特数会导致量化失真增大，从而降低了 CSI 质量。取决于对 CSI 的敏感度，一些特定机制的性能可能会受到负面影响。

另一个减少 CSI 反馈系统开销的方法是不对每一个数据或导频子载波发送一个 CSI 矩阵。作为替代，子载波被组合起来，只对每一个子载波分组发送一个 CSI 矩阵。协议允许将两个或者 4 个子载波组合起来，这样就可以分别将系统开销降低到一半或 1/4。取决于信道，子载波分组可能会对性能造成负面影响。

12.7.2.2 非压缩波束成型权重值反馈

如前一节所描述，CSI 反馈要求波束成型发送端来计算波束成型矩阵。当使用非压缩的波束成型权重值时，收到探测分组后，波束成型接收端计算出波束成型权重值。任何方法都可以用来计算波束成型权重值，这是因为收到反馈后，波束成型发送端对这些权重值不加修

改就会直接应用。这一方法使得波束成型接收端可以控制进行波束成型的技术，这样的技术可以是 SVD，或者是别的算法。

使用非压缩波束成型权重值的系统开销与使用 CSI 反馈相同。与后者类似，非压缩波束成型权重值也可以被量化。在 802.11n 2.0 草案中对波束成型矩阵中每一个元素的实数与虚数部分的量化选项为 8、6、5 或 4 个比特。在 802.11n 草案 3.0 中，其被改为 8、6、4 或 2 个比特。

12.7.2.3　压缩波束成型权重值反馈

非压缩波束成型矩阵可能会为了必要的动态范围而限制量化丢失，导致其用大量的比特来表示复数值。如果用来计算波束成型权重值的技术算出来的是酉矩阵，则可以使用极坐标来减少波束成型权重值反馈所需要的比特数。举例来说，SVD 中的矩阵 $\boldsymbol{V}$ 是酉矩阵。802.11n 标准使用 Givens 旋转来对酉矩阵 $\boldsymbol{V}$ 实施极旋转操作。

Givens 旋转矩阵由式（12.34）给出（IEEE，2007b）：

$$\boldsymbol{G}_{il}(\psi)=\begin{bmatrix} \boldsymbol{I}_{i-1} & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & \cos(\psi_{l,i}) & 0 & \sin(\psi_{l,i}) & 0 \\ 0 & 0 & \boldsymbol{I}_{l-i-1} & 0 & 0 \\ 0 & -\sin(\psi_{l,i}) & 0 & \cos(\psi_{l,i}) & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \boldsymbol{I}_{M-1} \end{bmatrix} \tag{12.34}$$

式中，$\boldsymbol{I}_m$ 是一个 $m \times m$ 单位阵。表达式 $\cos(\psi li)$与 $\sin(\psi li)$位于第 l 行与第 i 列。Givens 旋转矩阵的一个有用属性是其为正交矩阵。此外，如果我们将一个矩阵乘以 Givens 旋转矩阵，只会影响该矩阵的第 i 行与第 l 行。因此问题可以分解为只涉及这两个元素。

Givens 旋转问题可以表达如下：

$$\begin{bmatrix} \cos(\psi) & \sin(\psi) \\ -\sin(\psi) & \cos(\psi) \end{bmatrix}\begin{bmatrix} x_1 \\ x_2 \end{bmatrix}=\begin{bmatrix} y \\ 0 \end{bmatrix} \tag{12.35}$$

式中，x_1 与 x_2 是对其进行极旋转的矩阵中的实数值。这个问题的一个解如下：

$$\psi = a\cos\left(\frac{x_1}{\sqrt{x_1^2+x_2^2}}\right)=a\sin\left(\frac{x_2}{\sqrt{x_1^2+x_2^2}}\right) \tag{12.36}$$

$$y=\sqrt{x_1^2+x_2^2}$$

MatLab®中的 *planerot* 函数可以进行 Givens 平面旋转。

要将波束成型矩阵 $\boldsymbol{V}$ 分解为极坐标值，我们对其进行一系列 Givens 旋转。然而由于波束成型矩阵 $\boldsymbol{V}$ 有可能含有复数值，在对矩阵 $\boldsymbol{V}$ 进行 Givens 旋转之前需要进行预处理。由矩阵可以推导出对角阵 $\boldsymbol{D}_i$，满足 $\boldsymbol{D}_i^* \boldsymbol{V}$ 的第 i 列的所有元素都是非负实数，如式（12.37）所示（IEEE，2007）：

$$\boldsymbol{D}_i=\begin{bmatrix} I_{i-1} & 0 & \cdots & \cdots & 0 \\ 0 & e^{j\phi_{i,i}} & 0 & \cdots & 0 \\ \vdots & 0 & \ddots & 0 & \vdots \\ \vdots & \vdots & 0 & e^{j\phi_{M-1,i}} & 0 \\ 0 & 0 & \cdots & 0 & 1 \end{bmatrix} \tag{12.37}$$

角度 $\phi_{l,i}$ 可以用以下公式算出：

$$\phi_{l,i}=\mathrm{angle}(V_{l,i}) \tag{12.38}$$

由于的 $\boldsymbol{D}_i$ 最后一个元素总是为 1，$\boldsymbol{V}$ 最后一行的元素不会被改变。这样一来就需要先进行一个乘以 $\tilde{\boldsymbol{D}}$ 的操作，以使得 $\boldsymbol{V}\boldsymbol{D}^*$ 的最后一行只包含非负实数值：

$$\tilde{\boldsymbol{D}}=\begin{bmatrix} e^{j\theta_1} & 0 & \cdots & \cdots & 0 \\ 0 & e^{j\theta_2} & 0 & \cdots & 0 \\ \vdots & 0 & \ddots & 0 & \vdots \\ \vdots & \vdots & 0 & e^{j\theta_{N-1}} & 0 \\ 0 & 0 & \cdots & 0 & e^{j\theta_N} \end{bmatrix}$$

角度 θ_i 可以用如下公式算出：

$$\theta_i = \mathrm{angle}(V_{M,i}) \tag{12.39}$$

这样一来，一个 $M\times N$ 波束成型矩阵 $\boldsymbol{V}$ 就被分解成了一系列的矩阵 $\tilde{\boldsymbol{D}}$、$\boldsymbol{D}_i$ 与 $\boldsymbol{G}_{li}(\psi l,i)$，如式（12.40）所示（IEEE，2007）：

$$\boldsymbol{V}=\tilde{\boldsymbol{D}}\prod_{i=1}^{\min(N,M-1)}\left[\boldsymbol{D}_i\prod_{l=i+1}^{M}\boldsymbol{G}_{li}^T(\psi_{l,i})\right]\times\tilde{\boldsymbol{I}}_{M\times N} \tag{12.40}$$

式中，$\tilde{\boldsymbol{I}}_{M\times N}$ 是一个 $M\times N$ 单位阵，当 M 不等于 N 时多出来的行或列用零填充。反馈由角度 $\phi_{l,i}$ 与 $\psi_{l,i}$ 组成。可以证明波束成型发送端不需要角度 θ_i 来重建矩阵 $\boldsymbol{V}$。

在没有 θ_i 的情况下，波束成型发送端只能重建矩阵 $\tilde{\boldsymbol{V}}$，其等于 $\boldsymbol{V}\ \tilde{\boldsymbol{D}}^*$。然而在波束成型接收端的接收机性能为 $\boldsymbol{U}^*\boldsymbol{H}\boldsymbol{V}\boldsymbol{D}^*$，其等于 $\boldsymbol{S}\ \tilde{\boldsymbol{D}}^*$。由于输出 SNR 与 $\boldsymbol{S}\ \boldsymbol{D}^*(\boldsymbol{S}\ \boldsymbol{D}^*)^*$ 成比例，而后者等于 $\boldsymbol{S}\boldsymbol{S}^{\mathrm{T}}$，用 $\tilde{\boldsymbol{V}}$ 得出的输出 SNR 与用 $\boldsymbol{V}$ 得出的相同。

以下的步骤用来推导出 $\tilde{\boldsymbol{D}}$、$\boldsymbol{D}_i$，与 $\boldsymbol{G}_{li}(\Psi_{l,i})$ 矩阵。作为例子，假设矩阵 $\boldsymbol{V}$ 维数为 4×2。第一步我们使用角度 $\theta_i=\mathrm{angle}(V_{4,i})$ 推导出 $\tilde{\boldsymbol{D}}$：

$$\tilde{\boldsymbol{D}}=\begin{bmatrix} e^{j\theta_1} & 0 \\ 0 & e^{j\theta_2} \end{bmatrix} \tag{12.41}$$

第二步我们从 $\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*$ 推导出 $\boldsymbol{D}_1$，其中角度 $\phi_{l,1}$ 由 $\mathrm{angle}\left([\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*]_{l,1}\right)$ 算出：

$$\boldsymbol{D}_1=\begin{bmatrix} e^{j\phi_{1,1}} & 0 & 0 & 0 \\ 0 & e^{j\phi_{2,1}} & 0 & 0 \\ 0 & 0 & e^{j\phi_{3,1}} & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \tag{12.42}$$

接着计算 Givens 旋转矩阵 $\boldsymbol{G}_{21}(\psi_{2,1})$、$\boldsymbol{G}_{31}(\psi_{3,1})$ 与 $\boldsymbol{G}_{41}(\psi_{4,1})$。矩阵 $\boldsymbol{G}_{21}(\psi_{2,1})$ 由在式（12.35）中设 x_1 等于元素 $[\boldsymbol{D}_1^*\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*]_{1,1}$ 以及 x_2 等于元素 $[\boldsymbol{D}_1^*\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*]_{2,1}$，并解 $\psi_{2,1}$ 得出。此后，矩阵 $\boldsymbol{G}_{21}(\psi_{2,1})$ 的值被填充如下：

$$\boldsymbol{G}_{21}(\psi_{2,1})=\begin{bmatrix} \cos(\psi_{2,1}) & \sin(\psi_{2,1}) & 0 & 0 \\ -\sin(\psi_{2,1}) & \cos(\psi_{2,1}) & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix} \tag{12.43}$$

类似地，矩阵 $\boldsymbol{G}_{31}(\psi_{3,1})$ 由在式（12.35）中设 x_1 等于元素 $[\boldsymbol{G}_{21}(\Psi_{2,1})\boldsymbol{D}_1^*\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*]_{1,1}$ 以及 x_2 等

于元素$[\boldsymbol{G}_{21}(\Psi_{2,1})\boldsymbol{D}_1^*\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*]_{3,1}$，并解 $\psi_{3,1}$ 得出。此后，矩阵 $\boldsymbol{G}_{31}(\psi_{3,1})$的值被填充如下：

$$\boldsymbol{G}_{31}(\psi_{3.1})=\begin{bmatrix}\cos(\psi_{3.1}) & 0 & \sin(\psi_{3.1}) & 0\\ 0 & 1 & 0 & 0\\ -\sin(\psi_{3.1}) & 0 & \cos(\psi_{3.1}) & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix} \tag{12.44}$$

在这一步的最后，矩阵 $\boldsymbol{G}_{41}(\psi_{4,1})$由在式（12.35）中设 x_1 等于元素$[\boldsymbol{G}_{31}(\Psi_{3,1})\boldsymbol{G}_{21}(\Psi_{2,1})\boldsymbol{D}_1^*\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*]_{1,1}$以及 x_2 等于元素$[\boldsymbol{G}_{31}(\Psi_{3,1})\boldsymbol{G}_{21}(\Psi_{2,1})\boldsymbol{D}_1^*\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*]_{4,1}$，并解 $\psi_{4,1}$ 得出。以后，矩阵 $\boldsymbol{G}_{41}(\psi_{4,1})$的值被填充如下：

$$\boldsymbol{G}_{41}(\psi_{4.1})=\begin{bmatrix}\cos(\psi_{4.1}) & 0 & 0 & \sin(\psi_{4.1})\\ 0 & 1 & 0 & 0\\ 0 & 0 & 1 & 0\\ -\sin(\psi_{4.1}) & 0 & 0 & \cos(\psi_{4.1})\end{bmatrix} \tag{12.45}$$

这一步结束后，复合矩阵的第一行与第一列上的非对角元素都变为零，对角元素则为 1。复合矩阵表示如下：

$$\begin{bmatrix}\cos(\psi_{4.1}) & 0 & 0 & \sin(\psi_{4.1})\\ 0 & 1 & 0 & 0\\ 0 & 0 & 1 & 0\\ -\sin(\psi_{4.1}) & 0 & 0 & \cos(\psi_{4.1})\end{bmatrix}\begin{bmatrix}\cos(\psi_{3.1}) & 0 & \sin(\psi_{3.1}) & 0\\ 0 & 1 & 0 & 0\\ -\sin(\psi_{3.1}) & 0 & \cos(\psi_{3.1}) & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix}$$

$$\begin{bmatrix}\cos(\psi_{2,1}) & \sin(\psi_{2,1}) & 0 & 0\\ -\sin(\psi_{2,1}) & \cos(\psi_{2,1}) & 0 & 0\\ 0 & 0 & 1 & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix}\begin{bmatrix}e^{j\phi_{1,1}} & 0 & 0 & 0\\ 0 & e^{j\phi_{2,1}} & 0 & 0\\ 0 & 0 & e^{j\phi_{3,1}} & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix} \tag{12.46}$$

$$\boldsymbol{V}\begin{bmatrix}e^{j\theta_1} & 0\\ 0 & e^{j\theta_2}\end{bmatrix}^*=\begin{bmatrix}1 & 0\\ 0 & \\ 0 & \hat{\boldsymbol{V}}_2\\ 0 & \end{bmatrix}=\boldsymbol{V}_2$$

然后再次开始这一过程来从矩阵 $\boldsymbol{V}_2$ 推导 $\boldsymbol{D}_2$，其中角度由 angle($[V_2]_{l,2}$)算出：

$$D_2=\begin{bmatrix}1 & 0 & 0 & 0\\ 0 & e^{j\phi_{2,2}} & 0 & 0\\ 0 & 0 & e^{j\phi_{3,2}} & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix} \tag{12.47}$$

接下来我们计算 Givens 旋转矩阵 $\boldsymbol{G}_{32}(\psi_{3,2})$与 $\boldsymbol{G}_{42}(\psi_{4,2})$。矩阵 $\boldsymbol{G}_{32}(\psi_{3,2})$由在式（12.35）中设 x_1 等于元素$\left[\boldsymbol{D}_2^*\boldsymbol{V}_2\right]_{2,2}$以及 x_2 等于元素$\left[\boldsymbol{D}_2^*\boldsymbol{V}_2\right]_{3,2}$，并解 $\psi_{3,2}$ 得出。此后，矩阵 $\boldsymbol{G}_{32}(\psi_{3,2})$的值被填充如下：

$$\boldsymbol{G}_{32}(\psi_{3.2})=\begin{bmatrix}1 & 0 & 0 & 0\\ 0 & \cos(\psi_{3.2}) & \sin(\psi_{3.2}) & 0\\ 0 & -\sin(\psi_{3.2}) & \cos(\psi_{3.2}) & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix} \tag{12.48}$$

类似地，矩阵 $\boldsymbol{G}_{42}(\psi_{4,2})$由在式（12.35）中设 x_1 等于元素$\left[\boldsymbol{G}_{32}(\Psi_{3,2})\boldsymbol{D}_2^*\right]_{2,2}$以及 x_2 等于元素

$\left[\boldsymbol{G}_{32}(\Psi_{3,2})\boldsymbol{D}_2^*\right]_{4,2}$，并解 $\psi_{4,2}$ 得出。此后，矩阵 $\boldsymbol{G}_{42}(\psi_{4,2})$的值被填充如下：

$$\boldsymbol{G}_{42}(\psi_{4,2})=\begin{bmatrix}1 & 0 & 0 & 0\\ 0 & \cos(\psi_{3,2}) & 0 & \sin(\psi_{4,2})\\ 0 & 0 & 1 & 0\\ 0 & -\sin(\psi_{4,2}) & 0 & \cos(\psi_{3,2})\end{bmatrix} \tag{12.49}$$

最后一步结束后，复合矩阵等于 $\tilde{\boldsymbol{I}}_{4\times2}$：

$$\begin{aligned}&\begin{bmatrix}1 & 0 & 0 & 0\\ 0 & \cos(\psi_{4,2}) & 0 & \sin(\psi_{4,2})\\ 0 & 0 & 1 & 0\\ 0 & -\sin(\psi_{4,2}) & 0 & \cos(\psi_{4,2})\end{bmatrix}\begin{bmatrix}1 & 0 & 0 & 0\\ 0 & \cos(\psi_{3.2}) & \sin(\psi_{3.2}) & 0\\ 0 & -\sin(\psi_{3.2}) & \cos(\psi_{3.2}) & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix}\\ &\begin{bmatrix}1 & 0 & 0 & 0\\ 0 & e^{j\phi_{2,2}} & 0 & 0\\ 0 & 0 & e^{j\phi_{3,2}} & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix}\begin{bmatrix}\cos(\psi_{4.1}) & 0 & 0 & \sin(\psi_{4.1})\\ 0 & 1 & 0 & 0\\ 0 & 0 & 1 & 0\\ -\sin(\psi_{4.1}) & 0 & 0 & \cos(\psi_{4.1})\end{bmatrix}\\ &\begin{bmatrix}\cos(\psi_{3.1}) & 0 & \sin(\psi_{3.1}) & 0\\ 0 & 1 & 0 & 0\\ -\sin(\psi_{3.1}) & 0 & \cos(\psi_{3.1}) & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix}\begin{bmatrix}\cos(\psi_{2,1}) & \sin(\psi_{2,1}) & 0 & 0\\ -\sin(\psi_{2,1}) & \cos(\psi_{2,1}) & 0 & 0\\ 0 & 0 & 1 & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix}\\ &\begin{bmatrix}e^{j\phi_{1,1}} & 0 & 0 & 0\\ 0 & e^{j\phi_{2,1}} & 0 & 0\\ 0 & 0 & e^{j\phi_{3,1}} & 0\\ 0 & 0 & 0 & 1\end{bmatrix} V\begin{bmatrix}e^{j\theta_1} & 0\\ 0 & e^{j\theta_2}\end{bmatrix}^*=\begin{bmatrix}1 & 0\\ 0 & 1\\ 0 & 0\\ 0 & 0\end{bmatrix}\end{aligned} \tag{12.50}$$

这个时候显式反馈的角度 $\phi_{l,i}$ 与 $\psi_{l,i}$ 被从波束成型接收端发送给波束成型发送端。波束成型按式（12.51）计算出 TxBF 权重值矩阵 $\tilde{\boldsymbol{V}}$。前面说过，每个子载波的矩阵 $\tilde{\boldsymbol{V}}$ 可能各不相同。矩阵 $\tilde{\boldsymbol{V}}$ 由以下公式算出，这个公式利用了 Givens 旋转矩阵为正交矩阵的性质：

$$\begin{aligned}\tilde{\boldsymbol{V}}&=\boldsymbol{V}\tilde{\boldsymbol{D}}^*\\ &=\boldsymbol{D}_1\boldsymbol{G}_{21}^T(\psi_{2,1})\boldsymbol{G}_{31}^T(\psi_{3,1})\boldsymbol{G}_{41}^T(\psi_{3,1})\boldsymbol{D}_2\boldsymbol{G}_{32}^T(\psi_{3,2})\boldsymbol{G}_{42}^T(\psi_{4,2})\tilde{\boldsymbol{I}}_{4\times2}\end{aligned} \tag{12.51}$$

表 12.3 对矩阵 $\boldsymbol{V}$ 所有可能的维数总结了用于压缩波束成型反馈的角度。

表 12.3　　压缩波束成型矩阵的角度值（IEEE，2007）

$M\times N$	角个数	角　度　值
2 × 1	2	$\phi_{1,1}$, $\psi_{2,1}$
2 × 2	2	$\phi_{1,1}$, $\psi_{2,1}$
3× 1	4	$\phi_{1,1}$, $\phi_{2,1}$, $\psi_{2,1}$, $\psi_{3,1}$
3 × 2	6	$\phi_{1,1}$, $\phi_{2,1}$, $\psi_{2,1}$, $\psi_{3,1}$, $\phi_{2,2}$, $\psi_{3,2}$
3 × 3	6	$\phi_{1,1}$, $\phi_{2,1}$, $\psi_{2,1}$, $\psi_{3,1}$, $\phi_{2,2}$, $\psi_{3,2}$
4 × 1	6	$\phi_{1,1}$, $\phi_{2,1}$, $\phi_{3,1}$, $\psi_{2,1}$, $\psi_{3,1}$, $\psi_{4,1}$
4× 2	10	$\phi_{1,1}$, $\phi_{2,1}$, $\phi_{3,1}$, $\psi_{2,1}$, $\psi_{3,1}$, $\psi_{4,1}$, $\phi_{2,2}$, $\phi_{3,2}$, $\psi_{4,2}$
4× 3	12	$\phi_{1,1}$, $\phi_{2,1}$, $\phi_{3,1}$, $\psi_{2,1}$, $\psi_{3,1}$, $\psi_{4,1}$, $\phi_{2,2}$, $\phi_{3,2}$, $\psi_{3,2}$, $\psi_{4,2}$, $\phi_{3,3}$, $\psi_{4,3}$
4× 4	12	$\phi_{1,1}$, $\phi_{2,1}$, $\phi_{3,1}$, $\psi_{2,1}$, $\psi_{3,1}$, $\psi_{4,1}$, $\phi_{2,2}$, $\phi_{3,2}$, $\psi_{3,2}$, $\psi_{4,2}$, $\phi_{3,3}$, $\psi_{4,3}$

在转换为极坐标后，对角度进行了量化。角度 ϕ 被量化到 0～2π，而角度 Ψ 被量化到 0～π/2，

如式（12.52）所示（IEEE，2007）：

$$\phi=\pi\left(\frac{1}{2^{b+2}}+\frac{k}{2^{b+1}}\right)\qquad k=0,1,\cdots,2^{b+2}-1$$
$$\psi=\pi\left(\frac{1}{2^{b+2}}+\frac{k}{2^{b+1}}\right)\qquad k=0,1,\cdots,2^{b}-1 \tag{12.52}$$

式中，$(b+2)$ 是用来量化 ϕ 的比特数，而 b 是用来量化 ψ 的比特数。b 的值可以被设置为 1、2、3 或 4。

矩阵中每个子载波的总传输比特数等于角度数乘以用于量化的比特数。举例来说，在 4×4 的情况下有 12 个角，因此总比特数分别为 12、24、36 或 48。对于同样维数的矩阵 $\boldsymbol{V}$，非压缩波束成型则要求每个子载波 128～256bit。

在使用压缩波束成型矩阵时可以使用子载波分组来进一步减少反馈系统开销。这样做与其他显式反馈技术类似。标准允许将两个与 4 个子载波分组。

12.8　使用传输波束成型带来的性能改善

本节中展示基于波束成型的 PHY 仿真结果，以比较 TxBF、STBC、SE 与基本 SDM 的性能。仿真在带 NLOS 条件的信道模型 D 上进行，如 3.5 节描述。仿真中包含了物理层损伤，如 3.5.4 节描述。均衡器基于 MMSE。仿真中包括了同步、信道估计与相位跟踪。TxBF 仿真中，传输波束权重值由 SVD 算出，CSI 由一个对噪声信道的估计决定。波束成型权重值没有被压缩，没有子载波分组，也没有反馈延迟。

首先基于方形系统维数（2×2 与 4×4）比较 TxBF 与基本 SDM。图 12.11 给出了对于一个 2×2 系统的从 MCS 8 比较到 MCS 15 的瀑布曲线。图 12.12 给出了对于一个 4×4 系统的从 MCS 24 比较到 MCS 31 的瀑布曲线。图中实线代表 TxBF，虚线则代表基本 SDM。在两种情形下系统里的发送天线数目都等于接收天线数目，也等于空间流的数目。

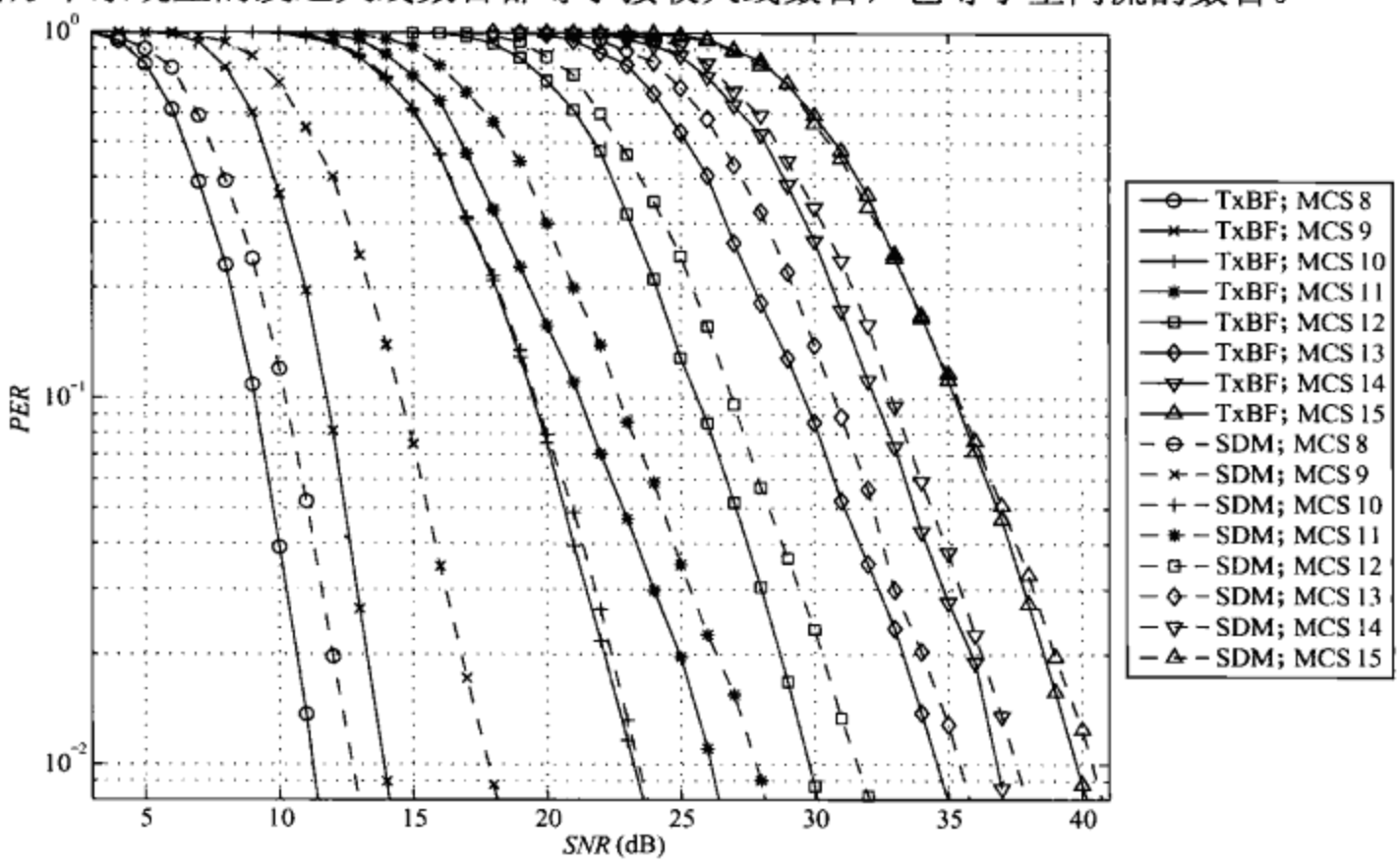


图 12.11　TxBF 与基本 SDM 在 2×2、两个空间流、信道模型 D、NLOS 下的比较

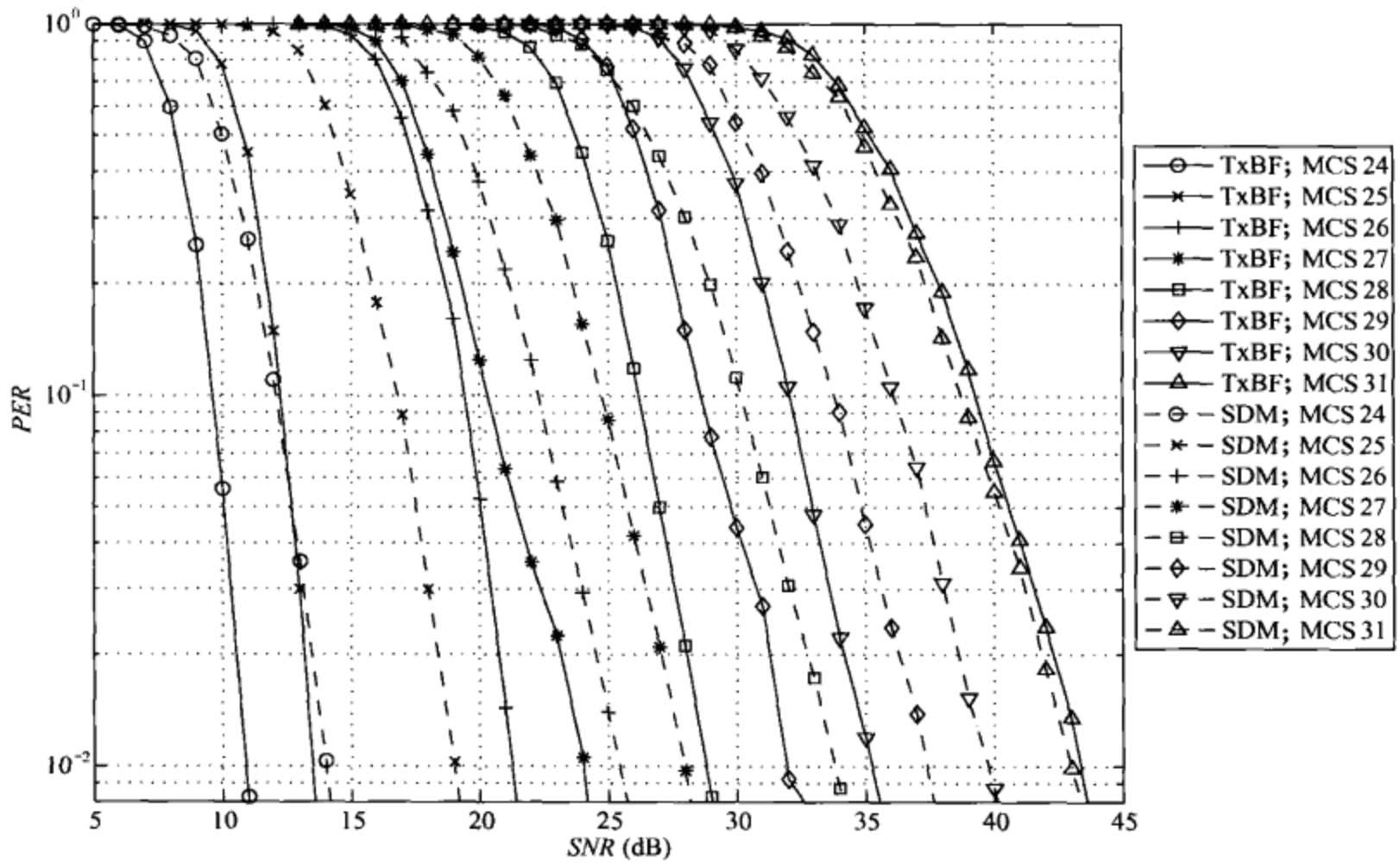


图 12.12　TxBF 与基本 SDM 在 4 × 4、4 个空间流、信道模型 D、NLOS 下的比较

对于这样一种系统配置，增益的变动从显著到可以忽略不计不等。对 2 × 2 系统，在低 MCS 上当 PER 为 1%时，可以观察到最大为 4dB 的增益；但对于高 MCS，增益则减小到 0。对于 4 × 4 系统，在有些低 MCS 上当 PER 为 1%时增益可以高达 5dB；但对于 MCS 31，增益依然减小到 0。

波束成型的真正好处体现在发送天线的数目超过接收天线的数目以及空间流数目的情况下。如 12.3 节所描述，当使用 SVD 时较强的空间流被使用，而较弱的空间流则不被使用。例如在图 12.4 中，当使用一个 4 × 2 的 TxBF 系统时，将使用最强的两个空间流，而较弱的两个空间流则不被使用，这样就最大化了输出 SNR。

图 12.13 给出了 4 × 2 TxBF 与 4 × 2 SE 比较的仿真结果。图中实线代表 TxBF，虚线则代表 SE。在 MCS 8 上当 PER 为 1%时，增益为 5dB。在 MCS 15 上增益上升到 11dB。当使用 TxBF 时，对 MCS 15 所要求的 SNR 降低到 28dB，一般的接收机都能够很好地满足这一要求。

接下来我们比较 4 × 2 TxBF 与 4 × 2 STBC，结果如图 12.14 所示。图中实线代表 TxBF，虚线则代表 STBC。在第 6 章中，图 6.15 描述了在 MCS 15 上 STBC 比 SE 多提供了 6dB 的增益。TxBF 在 MCS 15 上与 STBC 提供的增益比较额外提供了 5dB 增益。对于其他 MCS，当 PER 为 1%时，TxBF 与 STBC 比较的增益取决于 MCS（4.5～6.5dB 不等）。

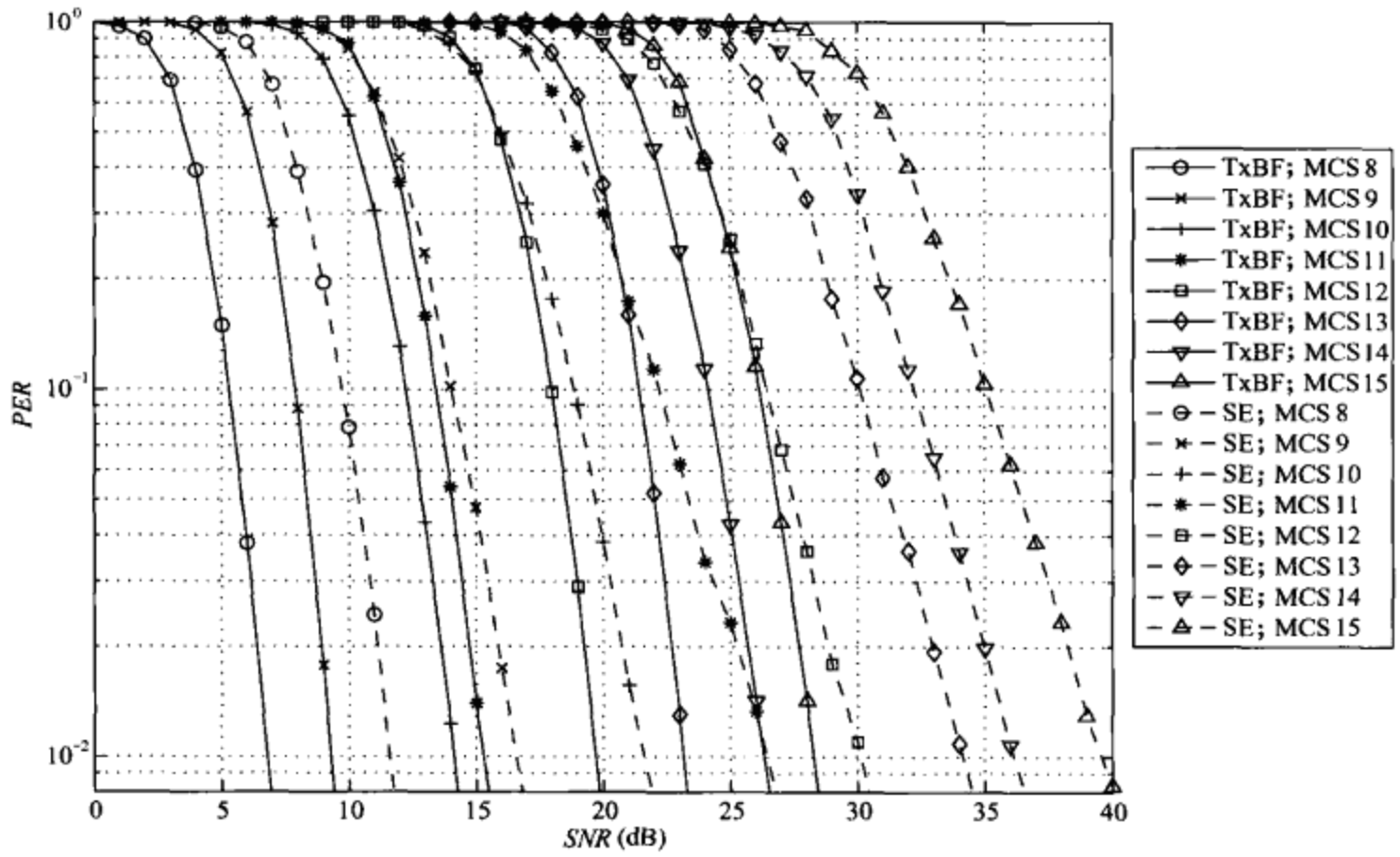


图 12.13　TxBF 与 SE 在 4 × 2、两个空间流、信道模型 D、NLOS 下的比较

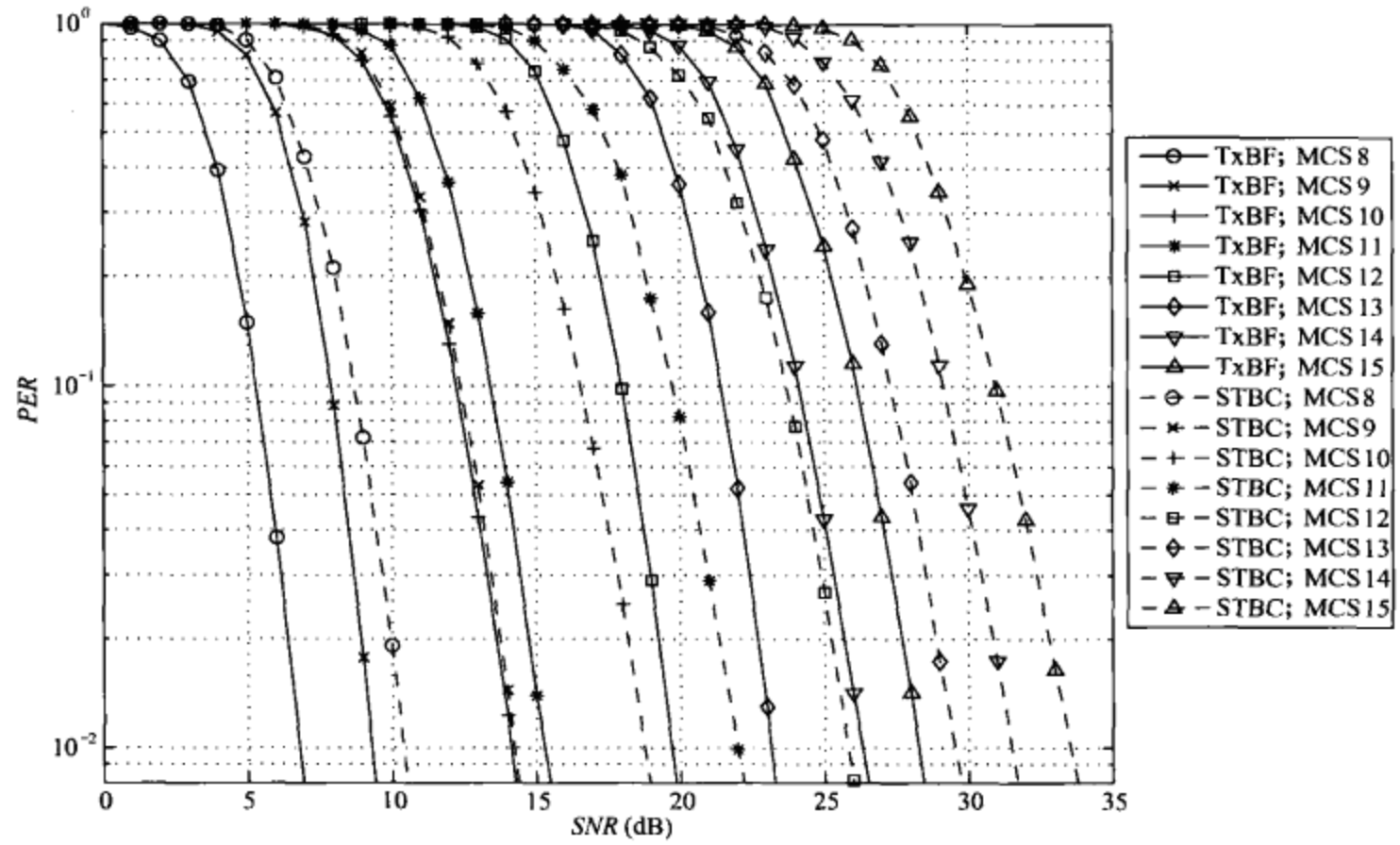


图 12.14　TxBF 与 STBC 在 4 × 2、两个空间流、信道模型 D、NLOS 下的比较

下面的两幅图描述了 2 × 1 TxBF 的性能。如第 6 章中所讨论的，这样的设备配置使得低功耗、低成本的设备（例如手持设备）可以获得强健性能。在这样的系统中，AP 有两个天线，手持设备则只有一个天线。图 12.15 将 2 × 1 TxBF 与 2 × 1 SE 作了比较。图中实线代表 TxBF，虚线则代表 SE。当 PER 等于 1%时，TxBF 与 SE 比较的增益从 MCS 0 上的 4dB 到 MCS 7 上的 6.5dB 不等。

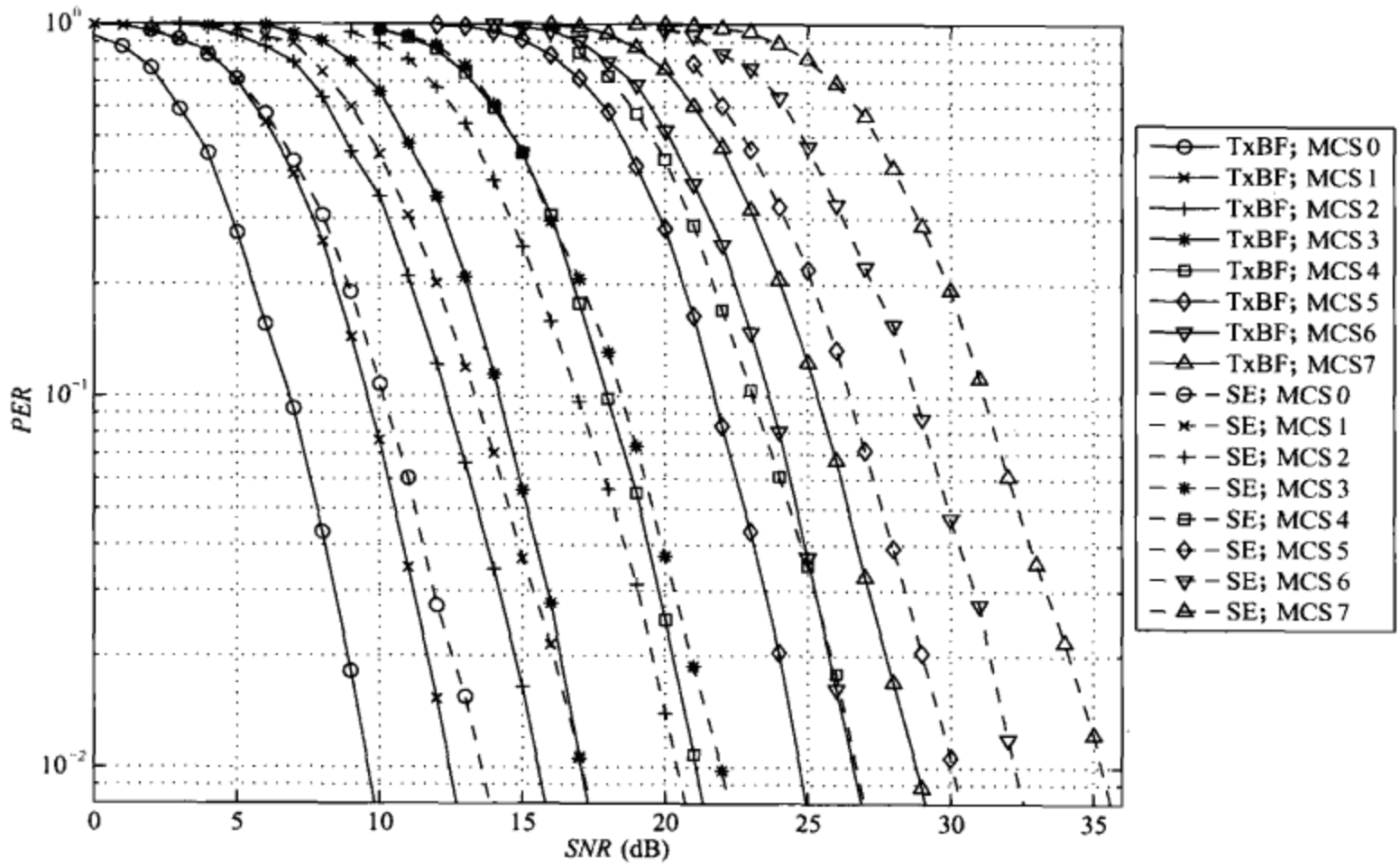


图 12.15　TxBF 与 SE 在 2 × 1、信道模型 D、NLOS 下的比较

第 6 章讨论了将 STBC 用于 2 × 1 的配置。图 12.16 中比较了在使用 2 × 1 系统时 TxBF 的性能与 STBC 的性能。图中实线代表 TxBF，虚线则代表 STBC，当 PER 等于 1%时，TxBF 与 STBC 比较的增益从高 MCS 上的 2dB 到低 MCS 上的 3dB 不等。

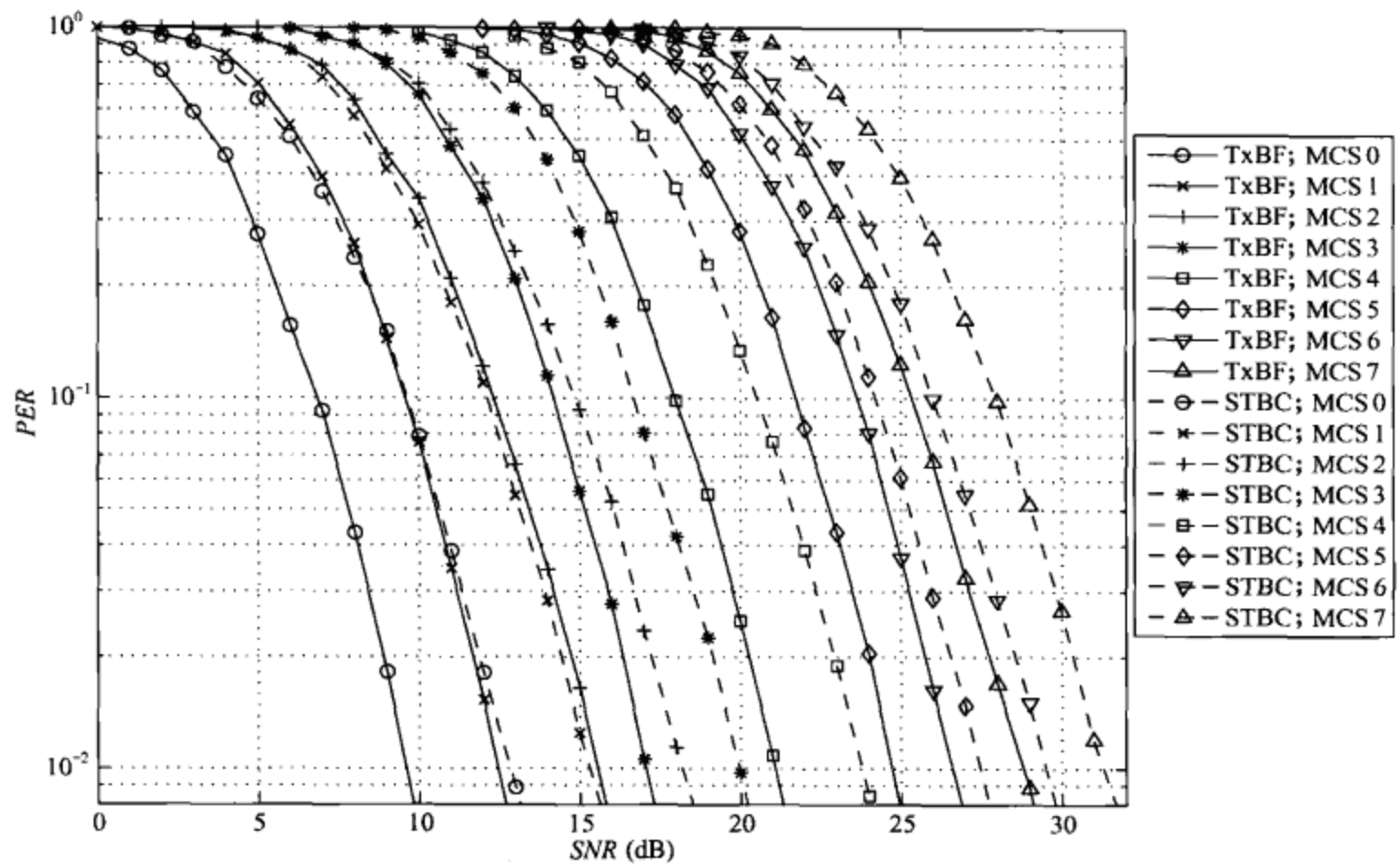


图 12.16　TxBF 与 STBC 在 2 × 1、信道模型 D、NLOS 下的比较

表 12.4 给出了 TxBF 与 SDM 或 SE 性能比较的总结。当使用 4 × 2 与 MCS 15 时，TxBF 与 SE 比较的增益最大可以达到 11dB。尽管如此，当使用 4 × 4 与 MCS 31 时增益则为 0。TxBF 与 STBC 比较的增益大约从 2～5dB 不等。

表 12.4　　TxBF 与 SDM/SE 以及 STBC 的性能比较一览

		PER=1%时所需的 SNR(dB)			TxBF 增益（dB）	
		SDM 或 SE	STBC	TxBF	与 SE 比较	与 STBC 比较
2 × 1	MCS 0	13.6	12.8	9.6	4.0	3.2
	MCS 7	35.3	31.1	28.8	6.5	2.3
2 × 2	MCS 8	12.7		11.2	1.5	
	MCS 15	40.4		39.8	0.6	
4 × 2	MCS 8	11.6	10.4	6.8	4.8	3.6
	MCS 15	39.6	33.5	28.3	11.3	5.2
4 × 4	MCS 24	12.5		10.9	1.6	
	MCS 31	43.0		43.3	-0.3	

瀑布曲线展示了对于单个 MCS 相对于 SNR 的 PER 性能比较。在一个实际系统中，设备使用链路适应方案以选择适当的 MCS。在理想状况下，选择支持当前信道与 SNR，而且有最高数据速率的 MCS。类似地，可以对使用了理想链路适应的 PHY 空中吞吐率进行仿真。这样的仿真结果提供了 PHY 吞吐率性能的上限。

以下的吞吐率结果由蒙特卡罗仿真得出。仿真中对每一个信道实例都选择一个可以成功传输分组并使数据速率最大化的 MCS。噪声与信道对于每个包都不一样。不像瀑布曲线，在这样的仿真中没有分组错误，除非使用所有 MCS 都会发生分组错误。在各个 SNR 上的吞吐率由对所有分组及其相应的 MCS 上的 PHY 速率取平均给出。仿真参数与本节中前面结果的设置相同。

图 12.17 中的结果比较了 4 × 2 TxBF、4 × 2 STBC 以及 4 × 2 SE 的 PHY 空中吞吐率。总的来说，TxBF 或者 STBC 与 SE 比较的增益随着吞吐率增加而增加。此外，TxBF 与 STBC 比较的增益也随着吞吐率增加而增加。为了得出以 dB 为单位的增益性能量度，我们选择一个特定的吞吐率并且对每种特性比较其所需的 SNR。当吞吐率接近 130Mbit/s 时，TxBF 与 SE 比较的增益为 9dB，而 STBC 与 SE 比较的增益为 4dB。当吞吐率为 20Mbit/s 时，TxBF 与 SE 比较的增益减小为 4dB，而 STBC 与 SE 比较的增益只有 1.25dB。

另外一种量度增益的办法是查看在某个特定 SNR 下的吞吐率增长。在一个较高的 SNR（25dB）下，TxBF 与 SE 比较提供了 60%的吞吐率增长，而 STBC 与 SE 比较提供了 20%的吞吐率增长。在一个比较低的 SNR（10dB）下，使用 TxBF 的吞吐率与 SE 比较增长了 70%；STBC 与 SE 比较的吞吐率增长则稍有下降，为 17%。

在所有情形下，当使用 4 × 2 配置时，TxBF 比 STBC 和 SE 提供了更大的性能优势。

图 12.18 中的结果比较了对于 2 × 1 TxBF、2 × 1 STBC 以及 2 × 1 SE 的 PHY 空中吞吐率。当吞吐率接近 65Mbit/s 时，TxBF 与 SE 比较的增益为 5dB，而 STBC 与 SE 比较的增益则为 2.5dB。当吞吐率为 10Mbit/s 时，TxBF 与 SE 比较的增益降低到 3.5dB，而 STBC 与 SE 比较的增益只有 1.25dB。在一个比较高的 SNR（25dB）下，TxBF 与 SE 比较提供了 19%的吞吐率提升，而 STBC 则与 SE 比较提供了 13%的吞吐率提升。在一个比较低的 SNR

（10dB）下，使用 TxBF 的吞吐率基本上是使用 SE 的 2 倍。STBC 与 SE 比较的吞吐率提升则只有 30%。

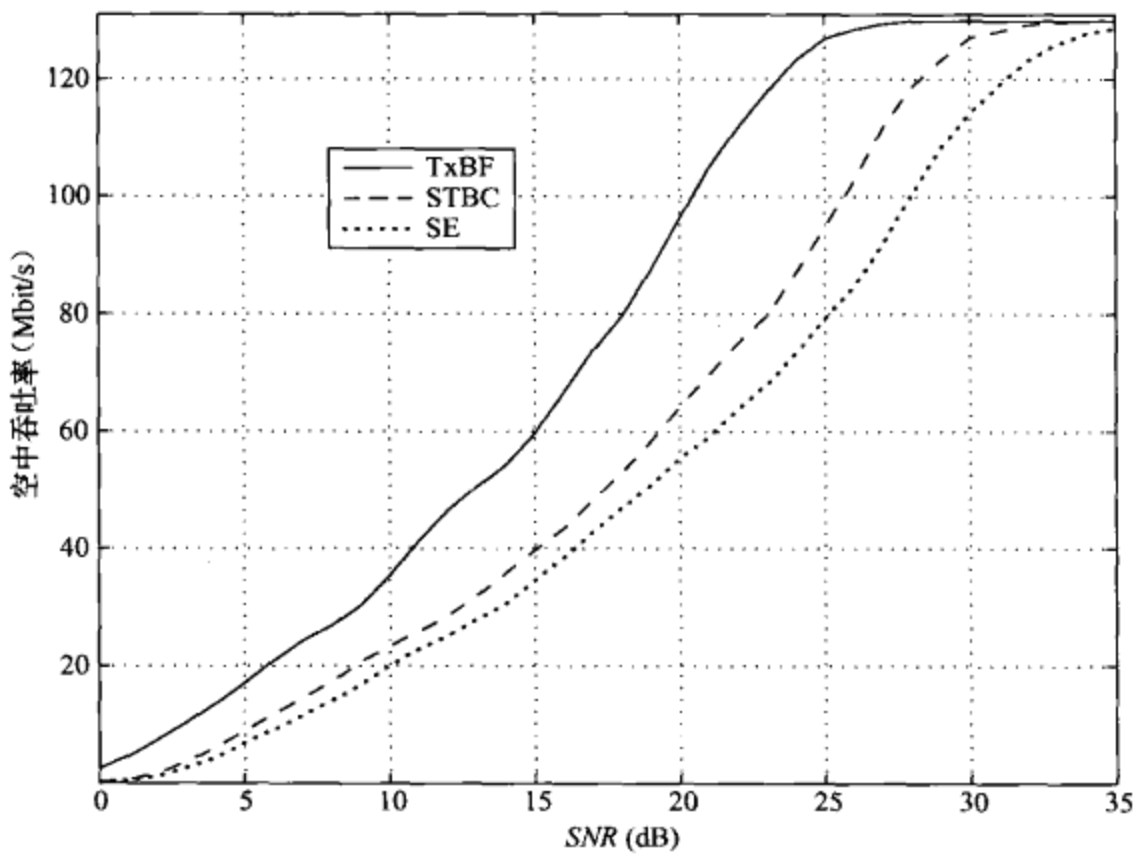


图 12.17　TxBF、STBC 与 SE 在 4 × 2、信道模型 D、NLOS 下的吞吐率比较

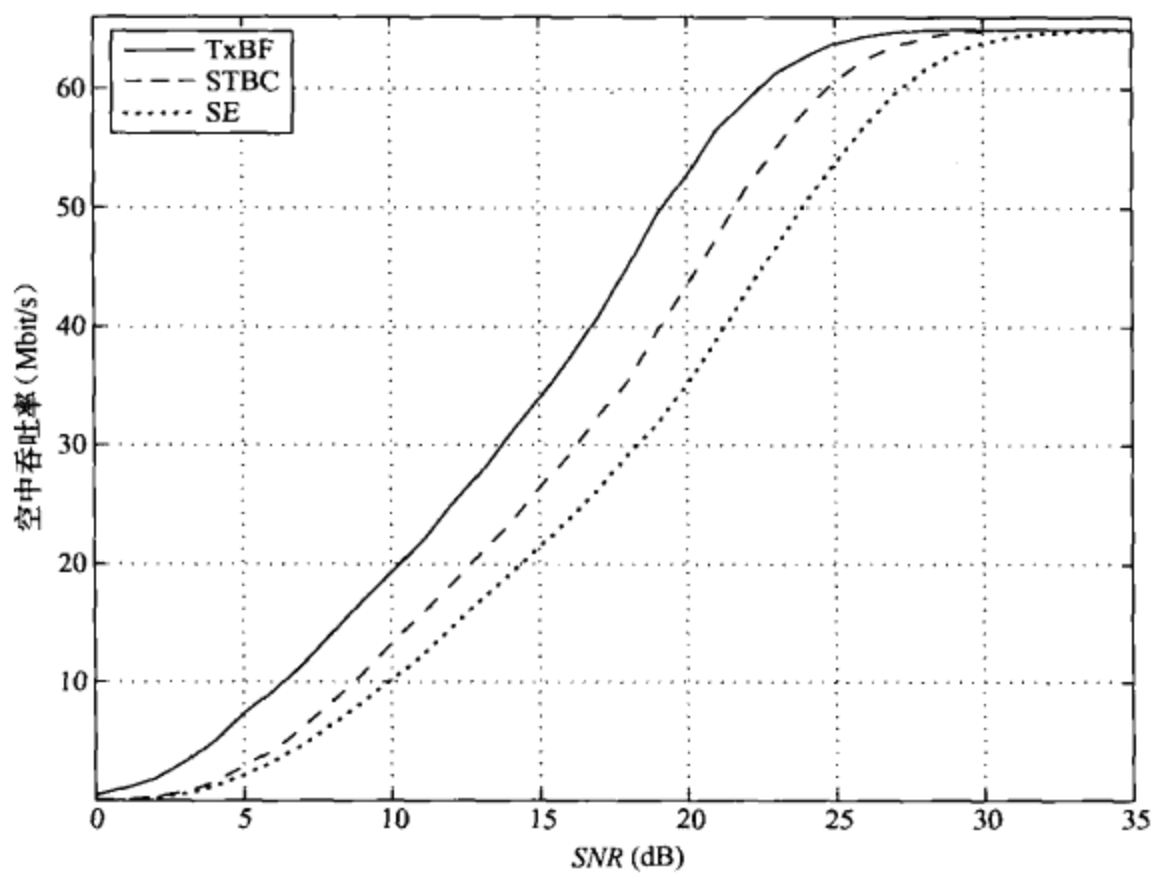


图 12.18　TxBF、STBC 与 SE 在 2 × 1、信道模型 D、NLOS 下的吞吐率比较

在所有情形下，当使用 2 × 1 配置时，TxBF 与 STBC、SE 相比提供了合理的性能好处。即使在较低的 MCS 上，TxBF 也能改善吞吐率、降低所需要的 SNR，而 STBC 的性能则接近于 SE。

表 12.5 总结了 TxBF 与 SDM/SE 以及 STBC 比较的吞吐率获益。当 SNR 等于 5dB 时，

其代表一个设备间传输距离较大的链路。当 SNR 等于 20dB 时，则表示一个设备间传输距离较小的链路。当 SNR 较低时吞吐率也较小，从而导致 TxBF 有很大的百分比提升。在 SNR 等于 5dB 时，绝对改善大概为 5dB。在 SNR 等于 20dB 时，由 TxBF 带来的吞吐率增长从 21%～74%不等。

表 12.5　　TxBF 与 SDM/SE 以及 STBC 的空中吞吐率比较一览

		空中吞吐率（Mbit/s）			提升（%）	
		SDM/SE	STBC	TxBF	与 SE 比较	与 STBC 比较
2 × 1	*SNR*=5 dB	2.1	2.9	7.3	248	152
	SNR =20 dB	35.2	43.5	52.8	50	21
4 × 2	*SNR* =5 dB	6.9	8.9	17.2	149	93
	SNR =20 dB	55.4	64.3	96.2	74	50

12.9　性能下降

对于隐式反馈波束成型来说，校准误差会造成性能下降。对于显式反馈波束成型来说，量化、子载波分组以及压缩等用来减少反馈中的系统开销的措施也可能会造成性能下降。除此以外，对于两种反馈方式来说，如果信道状况随着时间变动的话，则反馈的延迟或者是从量度 CSI 到应用波束成型的延迟都会造成性能下降。

我们使用一个半解析的容量公式来量化这些损失。首先将式（3.29）中给出的对于基本 MIMO 系统的发送信号估计改写如下，以反映使用非理想化的波束成型矩阵 $\tilde{V}$ 的基于 SVD 的 TxBF:

$$\begin{aligned}\hat{X} &= W \bullet Y \\ &= \sqrt{\rho / N_{\mathrm{Tx}}} \bullet W \bullet H \bullet \hat{V} \bullet X + W \bullet Z\end{aligned} \tag{12.53}$$

接下来，给出 MSE 的表达式：

$$J_{N_{\mathrm{SS}} \times N_{\mathrm{SS}}} = \frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}} W(H\hat{V})(H\hat{V})^{*} W^{*} + W \Phi_{\mathrm{Z}} W^{*} - 2\sqrt{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}} \mathrm{Re}\{W(H\hat{V})\} + I \tag{12.54}$$

式中，$\boldsymbol{\Phi}_{\mathrm{Z}}$ 为噪声协方差矩阵，$\boldsymbol{I}$ 为单位矩阵。接收机的 MMSE 权重指数 $\boldsymbol{W}$ 给出如下：

$$W = \sqrt{\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}}} (H\hat{V})^{*} \left(\frac{\rho}{N_{\mathrm{Tx}}} (H\hat{V})(H\hat{V})^{*} + \boldsymbol{\Phi}_{\mathrm{Z}} \right)^{-1} \tag{12.55}$$

将式（12.54）代入式（3.32）可以计算出 MMSE 下的输出 SNR。接下来使用带失真的 MMSE 的 TxBF 的容量可以由将输出 SNR 代入式（3.34）得出。

要决定延迟对传输波束成型的影响，我们进行了蒙特卡罗仿真。仿真中使用基于带 NLOS 条件的信道模型 D 以及 3.5.3 节中定义的多普勒模型的给定延迟来计算两个信道矩阵。多普勒频宽在 5GHz 频带上约为 6Hz，在 2.4GHz 频带上约为 3Hz。一个信道矩阵被用作式（12.53）中的矩阵 $\boldsymbol{H}$，另一个信道矩阵被用来计算式（12.53）中的矩阵 $\tilde{\boldsymbol{V}}$。对于一个给定输入 SNR 的容量计算在许多信道实例上重复多次，以生成图 12.6 所示的概率分布。容量值按 90%概率选择。这个过程被重复用在一系列输入 SNR 值上。

图 12.19 给出了反馈延迟为 5ms、10ms、15ms 与 20ms 的结果。图中也包括了理想状况下的 TxBF(已证明等价于香农容量)曲线以及使用 MMSE 的基本 SDM(作为比较)。图中显示的模型为 4×4 系统。对每额外 5ms 的延迟，容量下降数个比特每码元每子载波。对于 20ms 的延迟，TxBF 只比基本 SDM 好 3 比特每码元每子载波。另一个分析系统的方法是通过所需要的输入 SNR 进行分析。举例来说，在 15 比特每码元每子载波的容量上，理想状况下的 TxBF（等价于香农容量）只需要 17dB SNR。使用 MMSE 的基本 SDM 需要 28dB SNR。对于 5ms 延迟，TxBF 增益下降 1dB，对于 10ms 延迟再下降 2dB，对于 15ms 再下降 2dB，对于 20ms 也是再下降 2dB。这时对于 20ms 延迟，TxBF 增益仅有 3dB。

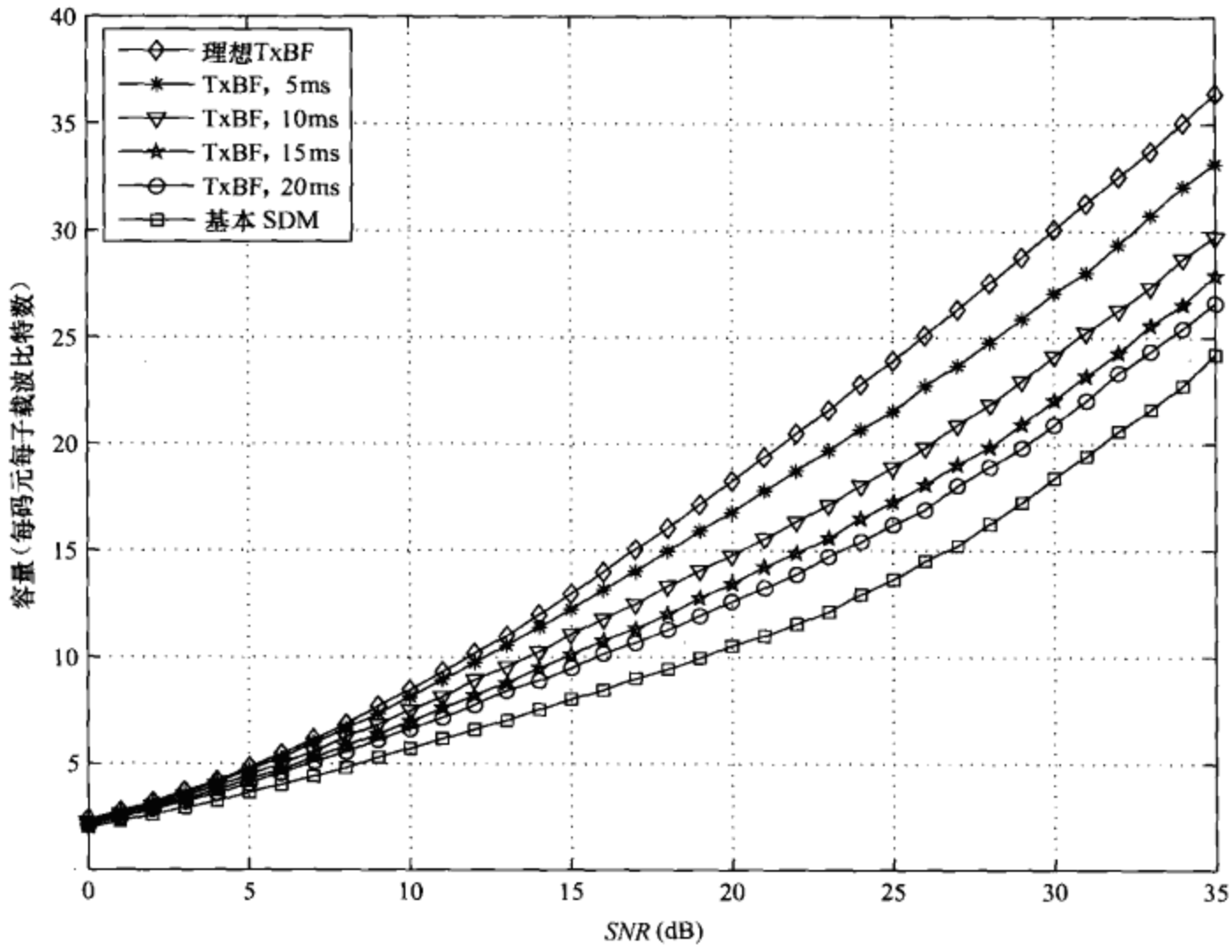
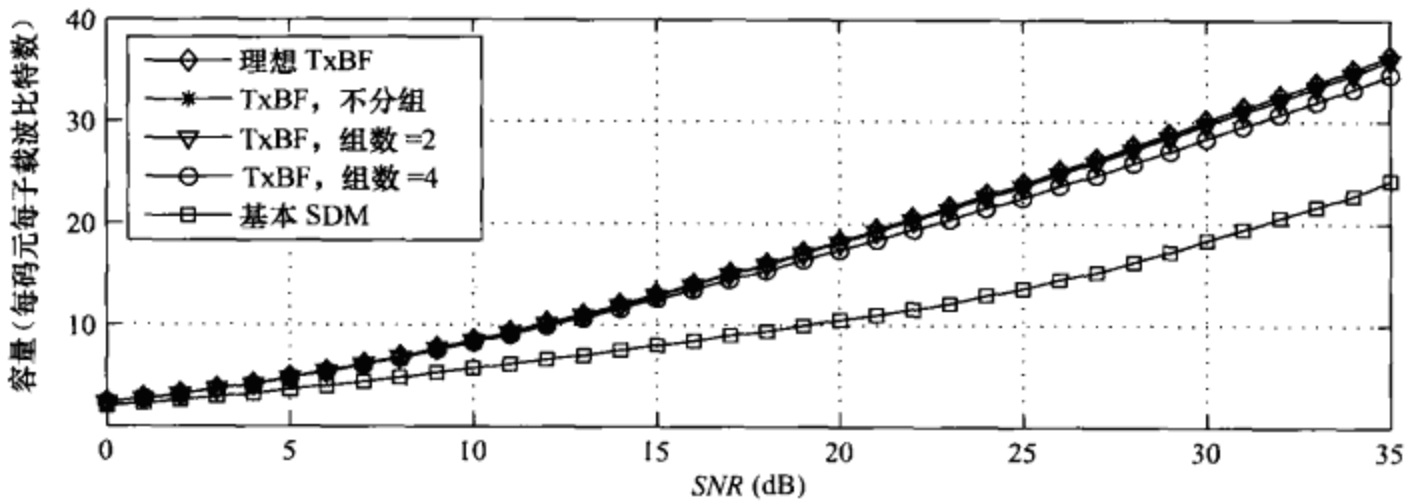


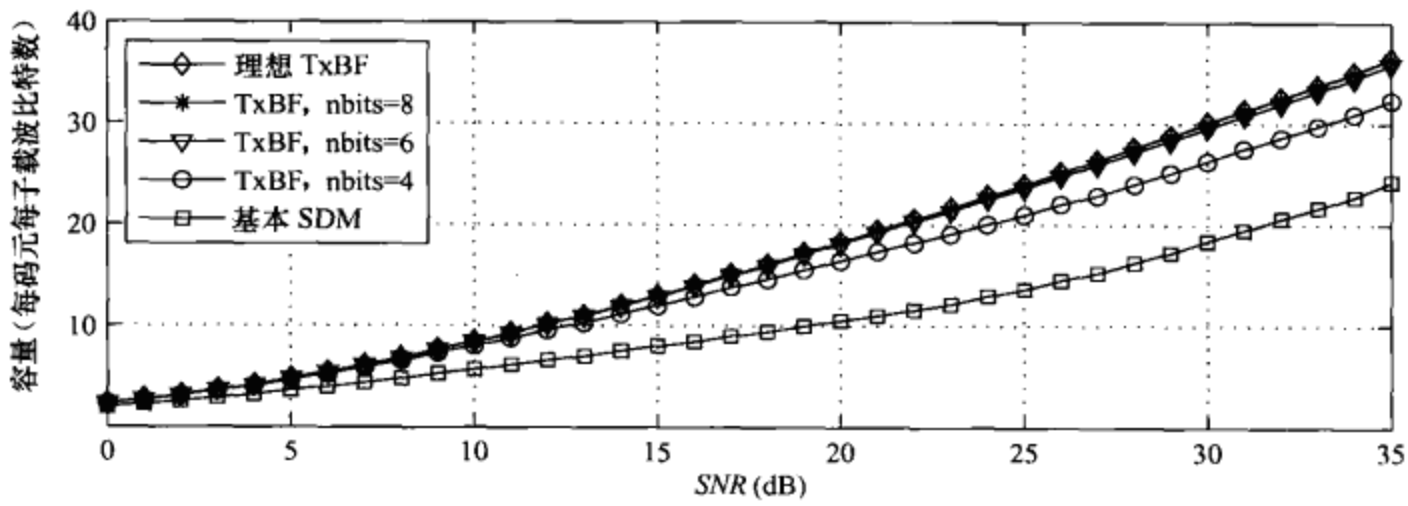
图 12.19　延时对 4×4 TxBF 系统容量的影响

子载波分组与量化被用来减少使用非压缩波束成型权重指数的显式反馈的系统开销。它们也造成了反馈中的信息丢失。要模式化地描述这种性能下降，对延迟进行类似的仿真。不同的是，这里对仿真中的每一轮，都生成一个单个的新信道实例，并计算基于 SVD 的波束成型矩阵 $\boldsymbol{V}$。对这个矩阵应用量化或者子载波分组以得出矩阵 $\tilde{\boldsymbol{V}}$。图 12.20（a）描述了子载波分组的影响。在使用带 NLOS 条件的信道模型 D 时，对两个子载波的分组没有造成性能下降。即使是对 4 个子载波的分组所造成的损失也仅为 1dB。对于这个信道模型，子载波分组提供了一种减小反馈系统开销的有效方法。

图 12.20（b）描述了由于量化造成的性能下降。当使用 6 或 8bit 量化时没有可量度的损失。当使用 4bit 时，所需要的 SNR 增加了 3dB。



（a）



（b）

图 12.20　子载波分组及量化对使用非压缩权重值的 4 × 4 显式反馈波束成型的影响

在反馈系统开销与性能下降之间的合理折中是使用 6bit 的量化以及两个子载波的分组。如果使用 8bit 的量化以及不使用子载波分组，则反馈的大小降低到 3/8。

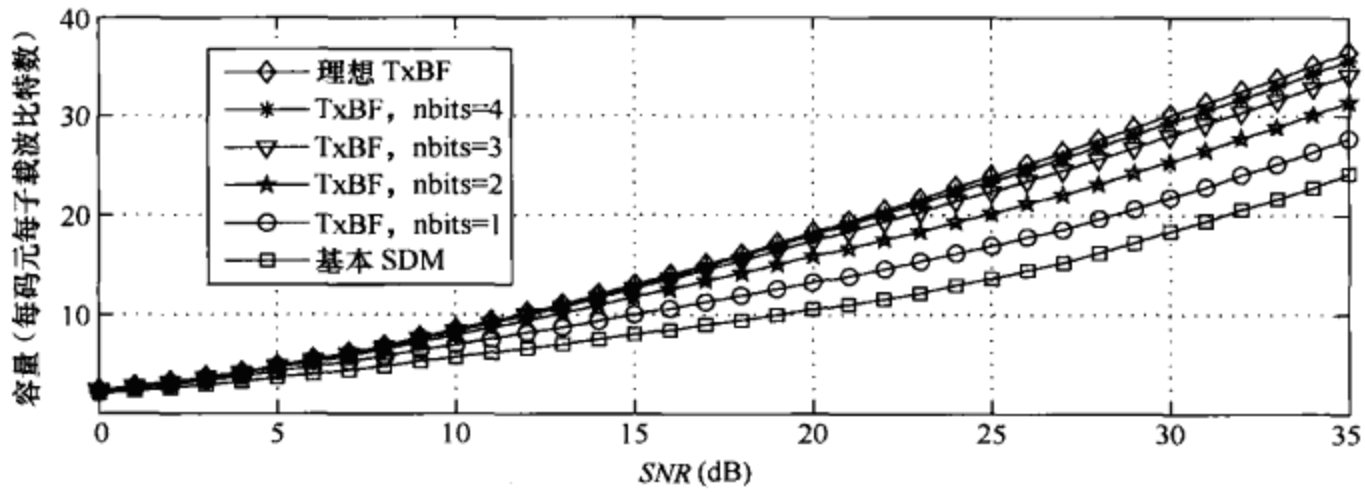
使用压缩可以进一步减少显式反馈的系统开销。为了分析性能下降，我们进行了与非压缩权重值类似的仿真。这里不同的是，在矩阵 $\boldsymbol{V}$ 上进行了压缩操作，子载波也被分组，以得出矩阵 $\tilde{\boldsymbol{V}}$。图 12.21（a）描述了作为用来表示相位值的比特数函数的压缩效应。对于信道模型 D，当使用 4bit 时，SNR 性能下降为 1dB。当使用 3bit 时，性能下降上升到 2dB。当使用 2bit 时，性能下降上升到 3dB。当使用 1 比特时，性能下降值为 5dB。

图 12.21（b）描述了子载波分组的效应。结果基于 4bit 压缩。与非压缩的波束成型权重值类似，在信道模型 D 下，两个子载波的分组没有性能下降，而 4 个子载波的分组有大概 1dB 的小损失。

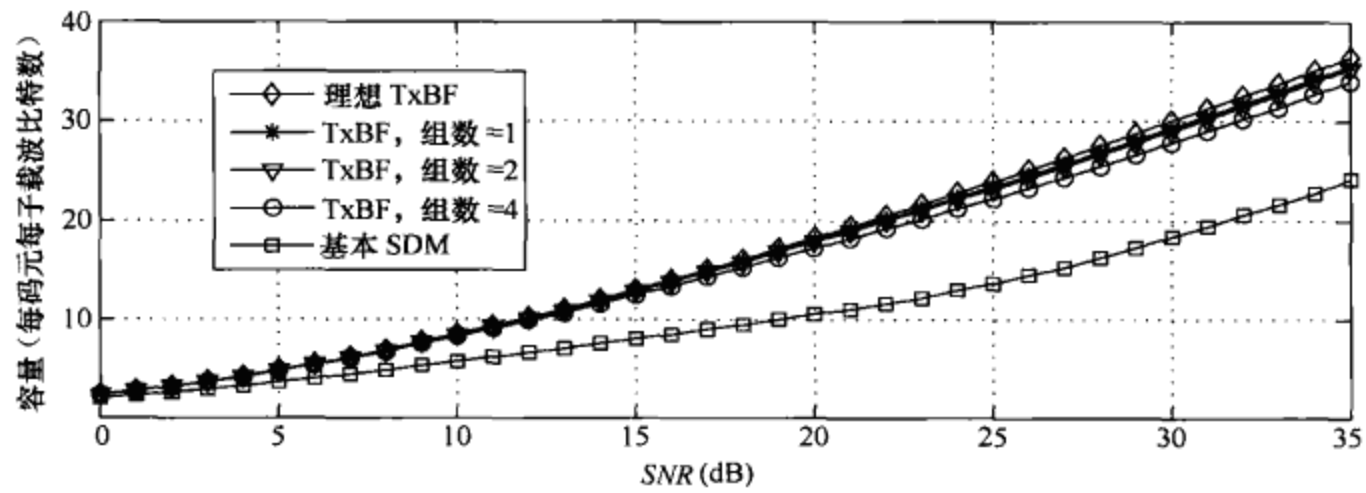
在反馈系统开销与性能下降之间的合理折中是使用 4bit 来表示相位值以及两个子载波的分组。在使用 8bit 以及无子载波分组时反馈减少到非压缩反馈的 1/10 还弱。此外，在使用 4bit 以及两个子载波分组时反馈减少到非压缩反馈的 1/4。

在隐式波束成型中性能下降的主要原因是校准不完善。我们分两部分分析校准误差造成的负面影响：波束成型发送端的校准误差以及波束成型接收端的校准误差。在图 12.10 中，波束成型发送端为设备 A，而波束成型接收端为设备 B。

波束成型接收端的接收 RF 失真，即式（12.24）中的 $\boldsymbol{C}_{\mathrm{R_x,B}}$，对基本 SDM 的信号影响与对 TxBF 的相同。在两种系统中，使用 ZF 或 MMSE 的接收机均衡同等地缓解失真。因此我们在分析校准偏差时不包括这个表达式。



（a）



（b）

图 12.21　压缩与子载波分组对使用压缩权重值的 4 × 4 显式反馈波束成型的影响

结果显示，在波束成型接收端的发送 RF 失真，即式（12.25）中的 $\boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}$，对 TxBF 的性能影响非常小。我们从在理想情况下按式（12.28）已校准好的从波束成型发送端到波束成型接收端的有效信道开始（不包括在波束成型接收端的接收 RF 失真）：

$$\widetilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}} \approx \boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}} \tag{12.56}$$

从式（12.25）中我们得到信道间的品质如下：

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}^{\mathrm{T}} = \boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}\boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}} \tag{12.57}$$

因此从波束成型发送端到波束成型接收端的有效信道可以被改写如下：

$$\begin{aligned}\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}} &= \boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}^{-1}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}\boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}} \\ &= \boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}^{-1}\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}^{\mathrm{T}}\end{aligned} \tag{12.58}$$

在使用波束成型时，导致的信道由以下公式给出：

$$\begin{aligned}\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}\boldsymbol{V} &= \boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}^{-1}\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}^{\mathrm{T}}\boldsymbol{V}_{\mathrm{BA}} \\ &= \boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}^{-1}\boldsymbol{U}_{\mathrm{BA}}\boldsymbol{S}_{\mathrm{BA}}\end{aligned} \tag{12.59}$$

如果在波束成型接收端的发送 RF 失真只在相位上而没有增益变动，则 $\boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,B}}$ 为酉矩阵。这证明在波束成型接收端的发射机上的相位失真对 TxBF 性能没有影响。

通过进行之前描述过的仿真，我们给出波束成型接收端的发射机的增益误差失真所造成影响的模式化表述。对每个实例都计算一个新的信道模型 D 矩阵以及一个新的失真矩阵。该失真矩阵中的每一个对角元素都以分贝均匀分布。图 12.22 描述了 3 条带失真的曲

线。带有“*”号标记的曲线描述的性能下降其失真矩阵中的对角元素均匀分布在±2dB 之间。带有三角形与圆圈标记的曲线，其失真程度则分别上升到 5dB 与 10dB。相对于±2dB 以及±5dB 变化的性能下降可以忽略不计。相对于±10dB 的增益变化，TxBF 的性能仅下降了 1dB。

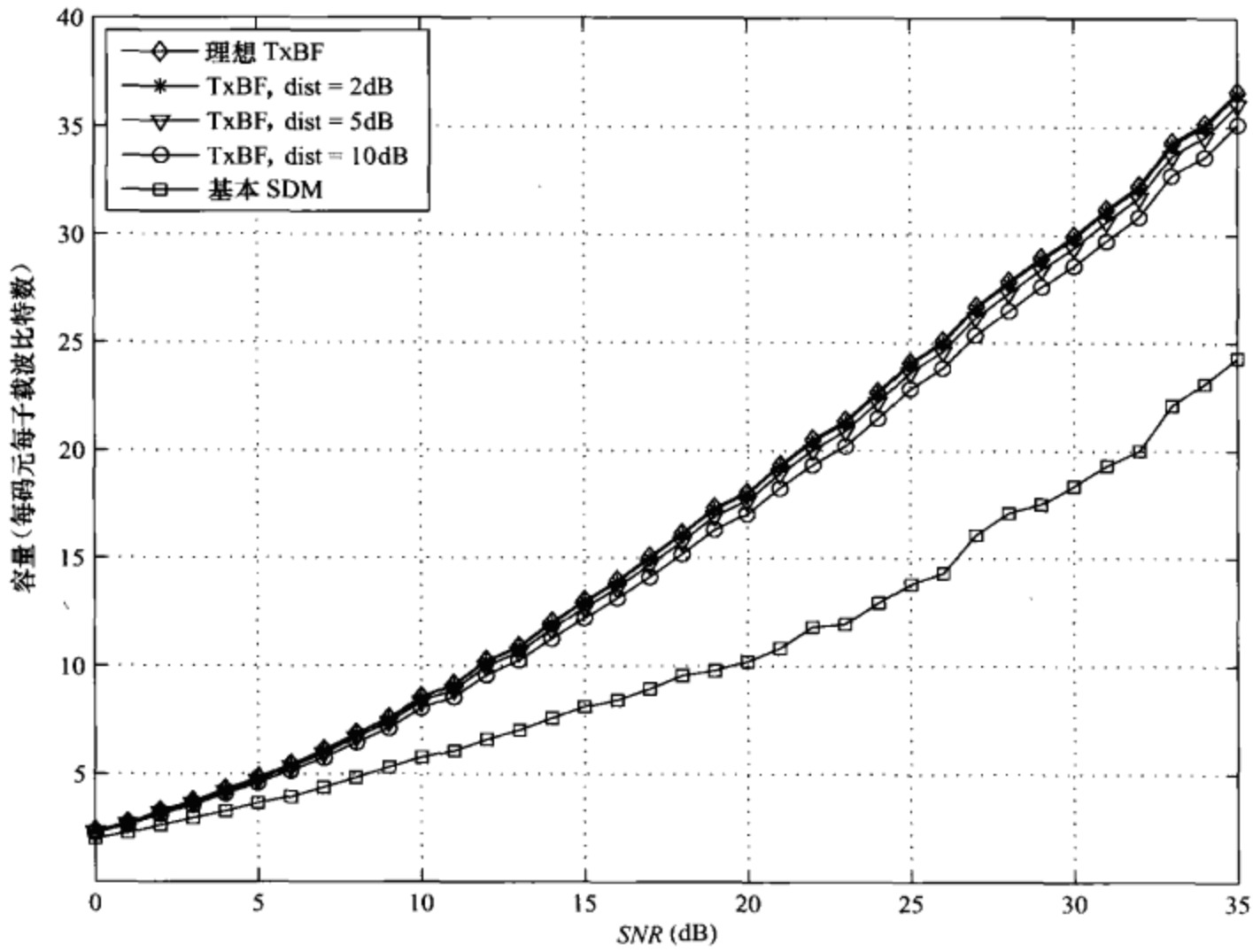


图 12.22　波束成型接收端的发射机增益误差畸变对于 4 × 4 显式反馈波束成型的影响

根据标准规范，边缘子载波只能偏移+2/−4dB，而内部子载波只能偏移±2dB。在最坏的情况下，由于频谱偏移而造成的天线之间的增益变动为 6dB。尽管如此，对小型集成的 RF 设备来说，每个天线的频谱变化从设计本质上应该相近似。此外，设备上每个发送 RF 链的绝对增益应该相近，以最大化总发送功率。因此发送 RF 链之间的子载波增益失真应该不大。在不校准波束成型接收端的情况下，TxBF 性能下降应该小于 1dB。

另一方面，TxBF 性能对波束成型发送端的增益与相位校准误差都很敏感。在下述分析中，为了隔离波束成型发送端的校准误差，我们假设波束成型接收端的失真很小并且可以忽略不计。因此，我们从按式（12.24）的从波束成型发送端到波束成型接收端的有效信道开始，并且应用非理想情形下的校准，即

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}} \approx \boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,A}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}} \tag{12.60}$$

从式（12.25）我们可以得出在波束成型接收端没有失真时信道两个方向上的如下等价关系：

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}^{\mathrm{T}} = \boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}} \tag{12.61}$$

在非理想波束成型状况下，从波束成型发送端到波束成型接收端的有效信道被改写

如下：

$$\begin{aligned}\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}} &\approx \boldsymbol{H}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}}^{-1}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,A}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}} \\ &= \tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}^{\mathrm{T}} \cdot \left(\boldsymbol{C}_{\mathrm{Rx,A}}^{-1}\boldsymbol{C}_{\mathrm{Tx,A}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}\right)\end{aligned} \tag{12.62}$$

式（12.62）中括号里的表达式为校准误差。在使用波束成型时，导致的信道由以下公式给出：

$$\tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{AB}}\boldsymbol{K}_{\mathrm{A}}\boldsymbol{V} = \tilde{\boldsymbol{H}}_{\mathrm{BA}}^{\mathrm{T}}\ \ \boldsymbol{E}\ \ \boldsymbol{V}_{\mathrm{BA}} \tag{12.63}$$

式中，$\boldsymbol{E}$ 为校准误差。

和前面一样，对每个实例都使用新的信道与校准误差进行蒙特卡罗仿真。图 12.23 描述了使用 4 × 4 配置的信道模型 D 的结果。图 12.23（a）提供了对于增益校准误差的结果，而图 12.23（b）则提供了对于相位校准误差的结果。如图所示，校准误差应该被限制在小于 2dB，否则 SNR 下降将超过 1dB。与此类似，如果校准相位误差小于 10°，则所需要的 SNR 的增加小于 1dB。

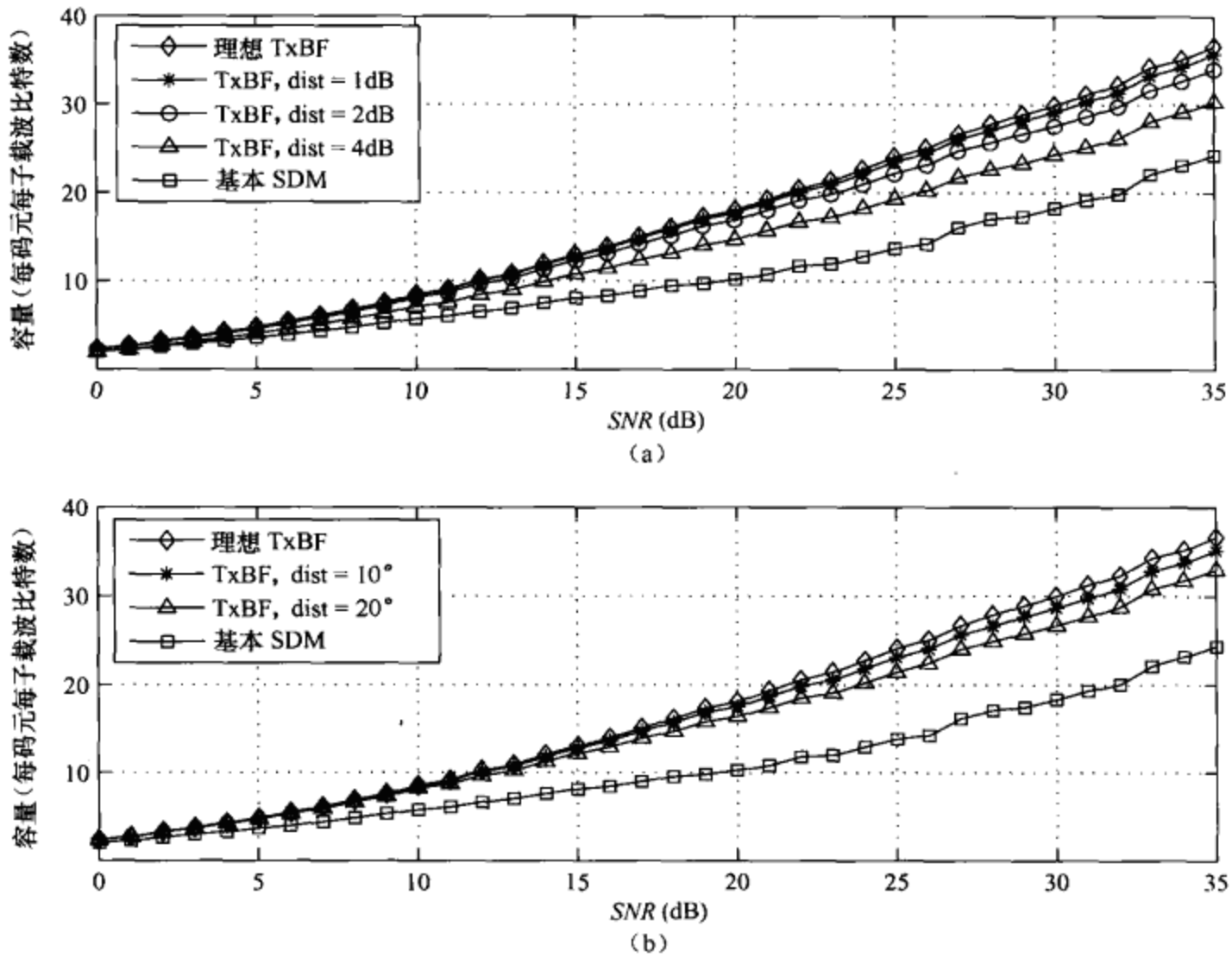


图 12.23　波束成型发送端校准误差对 4 × 4 隐式反馈波束成型的影响

在使用 4 × 2 的系统配置时，对校准偏差的敏感度相对 4 × 4 的系统要小。如图 12.24 所示，小于 5dB 的校准增益误差造成的所需要的 SNR 的增加小于 1dB。在使用 4 × 2 配置时，系统对校准相位误差的容忍度很高。

最后，4 × 1 的系统配置对校准误差很不敏感。图 12.25 给出了一个 4 × 1 系统的结果。对于小于 5dB 的校准增益误差，或者低于 60° 的校准相位误差，性能都没有下降。

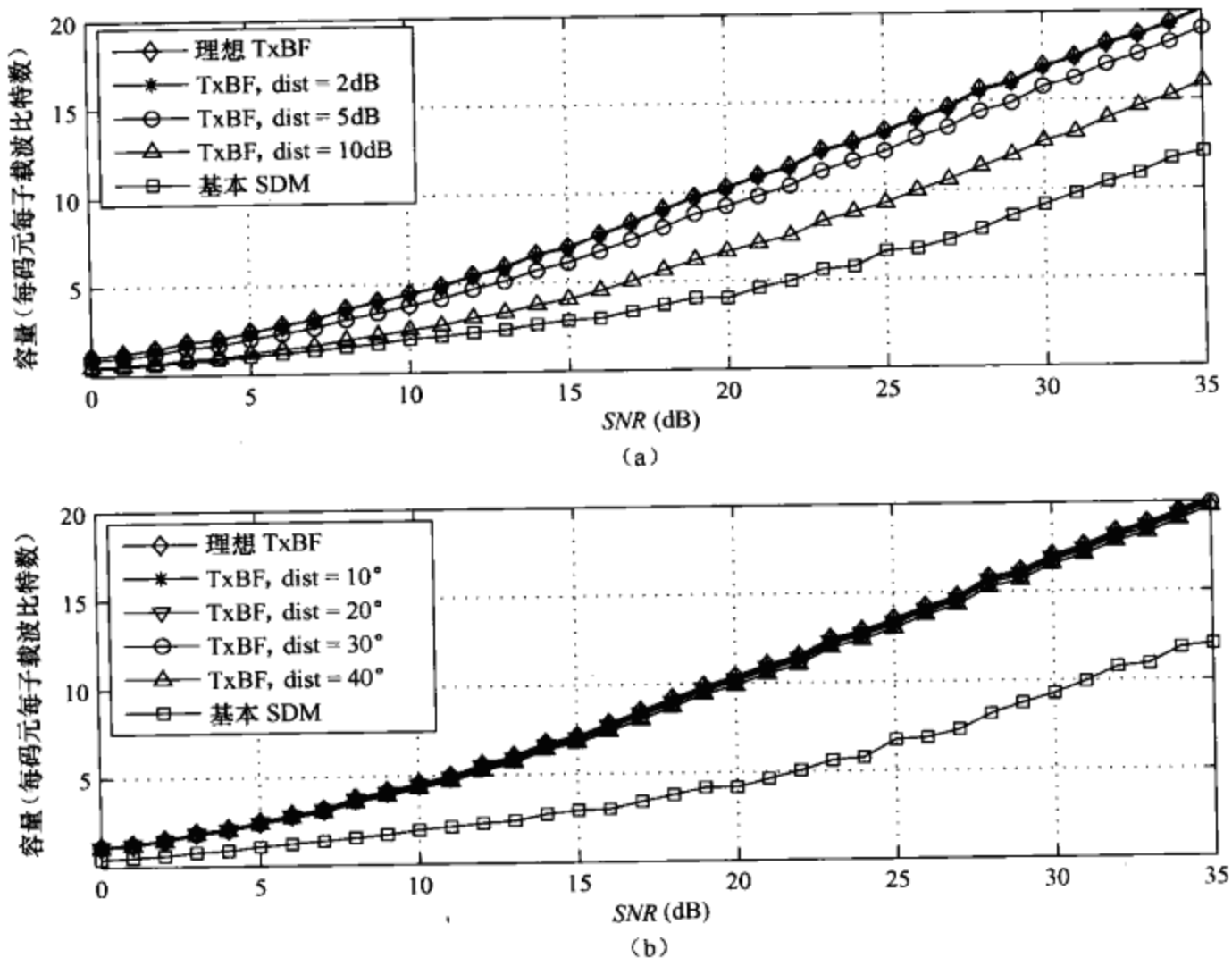


图 12.24　波束成型发送端校准误差对 4 × 2 隐式反馈波束成型的影响

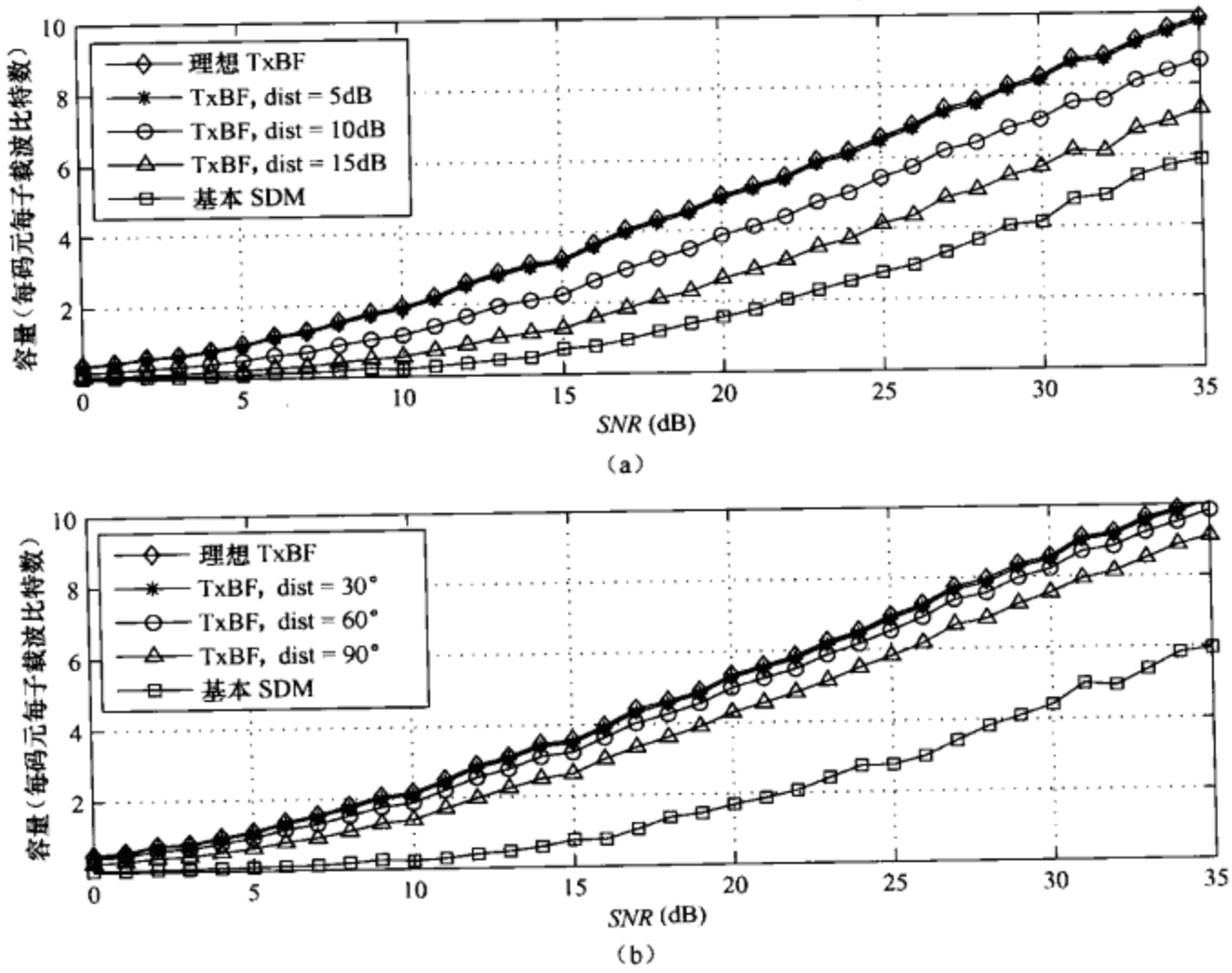


图 12.25　波束成型发送端校准误差对 4 × 1 隐式反馈波束成型的影响

12.10 MAC 考虑

传输波束成型的帧序列必须灵活，以适应许多可选项与具体实现的能力。这些可选项与能力包括以下几方面。

（1）对隐式或显式反馈的支持。

（2）对接收与发送交错或 NDP 格式的探测 PPDU 的支持。

（3）在使用显式反馈的情形下，波束成型接收端返回立即反馈（在 SIFS 之内）的能力或者只在一个较长的处理时间后返回反馈的能力。

（4）在使用显式反馈的情形下，以 CSI、压缩波束成型或非压缩波束成型返回反馈的能力。

（5）在使用隐式反馈的情形下，参与校准交换的能力。

12.10.1 探测 PPDU

对隐式与显式反馈波束成型来说，对信道所有维数的信道探测都是必要的。为信道探测定义了两种 PPDU 格式：常规或交错 PPDU，两者承载一个 MAC 帧以及空分组（NDP），该格式不承载 MAC 帧。12.6 节对两种格式都做出了描述。

常规或交错探测 PPDU 就是一个正常的 PPDU，或者带有额外 HT-LTF 的 PPDU，以用来探测信道。这种 PPDU 起两个作用：探测信道以及承载一个 MAC 帧。NDP 则只用来探测信道，由于不承载 MAC 帧，其必须被用于寻址可以被决定的序列中。

12.10.1.1 使用 NDP 作为探测 PPDU

NDP 探测 PPDU 没有载荷，因此不含 MAC 帧。要使用 NDP，其必须是一个序列的一部分，在该序列中，寻址以及其他 MAC 相关的信息可以从 NDP 之前的 PPDU 中承载的 MAC 帧中得出。图 12.26 描述了两种可能的序列。NDP 帧可以在一个突发序列中跟随在另一个 PPDU 之后，其所跟随的 PPDU 承载了一个或多个含有将“NDP 通告”比特设置为 1 的“HT 控制”字段的 MAC 帧。如果“NDP 通告”PPDU 要求一个立即响应，则 NDP 自身跟随在响应 PPDU 之后。

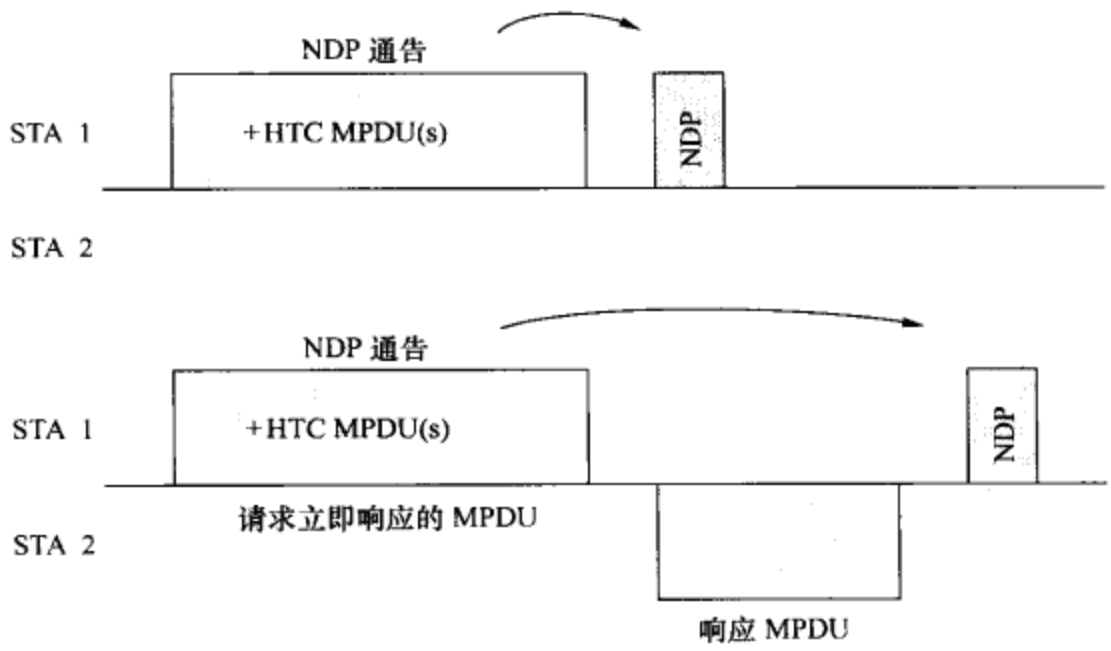


图 12.26 基本 NDP 帧序列

被允许的序列对逆向协议有影响。一个承载设置了“NDP 通告”比特的 HTC 字段的 MPDU 不能同时提供一个逆向许可（见 9.3 节）。

12.10.1.2　使用 NDP 进行校准与天线选择

NDP 也可以被用于隐式反馈波束成型中的校准。在使用校准时，需要在双向上进行时间间隔很短的信道探测。后文中定义并详细描述了一个特殊的用于校准的序列。

NDP 还可以被用于天线选择。天线选择是一种用来在天线数目多于接收与发送路径时选择优化的接收和发送天线的技术。在进行天线选择时可能需要多个 NDP 传输，这是因为天线的数目可能多达 8 个。

12.10.2　隐式反馈波束成型

一个可以作为波束成型发送端支持隐式反馈波束成型的站点对“HT 能力”元素中“传输波束成型能力”字段中的以下子字段进行设置。

（1）其将“可以进行隐式 TxBF”子字段设置为 1，以表明其可以根据隐式反馈产生波束成型传输。

（2）其将“可以接收隐式 TxBF”子字段设置为 1，以表明其可以接收基于隐式反馈的波束成型传输。波束成型发送端必须同时也可以作为波束成型接收端。

（3）其将“可以接收交错探测”以及“可以接收 NDP”两个子字段中之一或两者都设置为 1，以表明其支持哪些形式的探测。

（4）其将“校准”子字段设置为 3，以宣告对校准的完全支持。

一个作为波束成型接收端、并支持隐式反馈波束成型的站点只设置“HT 能力”元素中“传输波束成型能力”字段中的以下子字段。

（1）其将“可以接收隐式 TxBF”子字段设置为 1，以表明其可以根据隐式反馈接收波束成型传输。

（2）其将“可以接收交错探测”以及“可以接收 NDP”两个子字段中之一或两者都设置为 1，以表明其支持哪些形式的探测。

对波束成型接收端的要求相对较宽松。基本上只要求波束成型接收端可以对一个 TxBF 探测请求发送一个探测 PPDU 作为回应。TxBF 探测请求由一个 PPDU 承载，该 PPDU 中的一个或多个 MPDU 将“HT 控制”字段中的 TRQ 比特设置为 1。值得注意的是，即使链路两端都支持隐式波束成型，站点的能力仍然可能排除这样的操作，例如在波束成型发送端与波束成型接收端支持不同格式的探测 PPDU 的情况下。

作为可选项，波束成型接收端也可以通过允许波束成型发送端考虑链路两端的接收与发送路径的差别来支持校准，以提高波束成型有效性。在波束成型接收端对校准的要求也相对比较宽松。波束成型接收端应该能够参与校准交换，以及在交换后向波束成型发送端发送信道状态信息。

12.10.2.1　校准

波束成型发送端应该对其自身的接收与发送路径上的差异进行校准。波束成型发送端也可以通过本节描述的校准过程，对波束成型发送端与波束成型接收端双方的接收与发送路径

上的差异进行校准。校准过程牵涉到对修正矩阵的计算，该矩阵可以有效地保证在双向链路上观察到的信道矩阵互为转置，从而信道是对等的。这通过一个校准交换来完成，在该交换中发送时间间隔很短的探测 PPDU 来探测双向信道。校准响应方随后向校准发起方返回从发起方到响应方的信道状态信息（CSI）。

支持使用隐式反馈波束成型以及可以发起校准的站点将“传输波束成型能力”字段中的“校准”子字段设置为 3，以表明对校准的完全支持。取决于其能力，一个可以响应校准请求的站点将“校准”子字段设置为 1（可以响应校准请求但不能发起校准）或者 3（既可以发起也可以响应校准请求）。一个可以响应校准请求的站点将返回 CSI，并设置“波束成型发送端所支持的 CSI 行数”子字段。

1. 使用交错探测 PPDU 的校准交换

图 12.27 描述了这样的校准交换，此交换过程如下。校准发起方发送一个 QoS Null + HTC 数据帧（一个包含“HT 控制字段”的数据帧），该帧中的 TRQ 字段被设置为 1 以要求探测，“探测位置”字段则被设置为 1 以表明其是一个探测起始帧。发送的数据帧使用“正常确认”策略，这样响应端就会回应一个确认帧。ACK 帧被包含在一个“控制包裹”帧中发送，以包含一个“HT 控制”字段。这个帧使用探测 PPDU 发送，作为对校准发起方的 TRQ 的响应。“HT 控制”字段将 TRQ 设置为 1 以要求返回一个探测 PPDU。其将“校准位置”字段设置为 2，以表明其是一个探测响应。

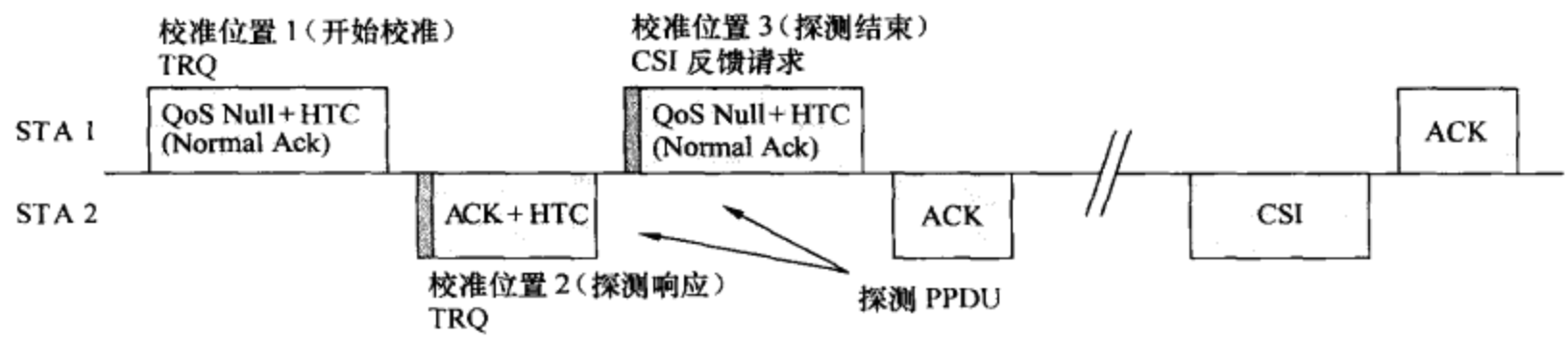


图 12.27　校准交换

校准发起方使用探测 PPDU 来量度从响应方到发起方的信道状态，随后发送其自己的 PPDU。该 PPDU 中含有一个 QoS Null + HTC 数据帧。此帧包含一个“CSI 反馈请求”并将“校准位置”字段设置为 3，以表明探测完成。数据帧使用“正常确认”策略。如果校准响应方正确接收到该帧，则其返回一个 ACK。

响应方使用探测 PPDU 来量度从发起方到响应方的信道状态。在另一个 TXOP 中，校准响应方在一个 CSI“功能”管理帧中返回 CSI。

2. 使用 NDP 的校准交换

校准交换也可以使用 NDP 进行，如图 12.28 所示。对于在探测中使用 NDP 有特殊的规定。校准发起方通过发送一个 QoS Null + HTC 数据帧来开始该序列。该帧中的“校准位置”字段被设置为 1，以表明校准起始。“CSI/控制”字段被设置为 1，以表明需要 CSI 反馈。“NDP 通告”字段被设置为 1，以表明会有一个后继的 NDP。

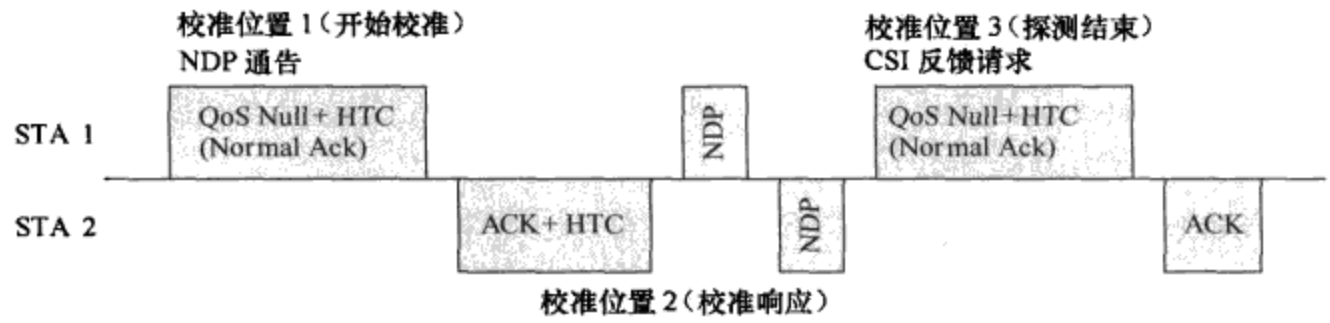


图 12.28　使用 NDP 的校准交换

校准响应方为 QoS Null 数据帧返回一个 ACK。ACK 帧被包含在一个“控制包裹”帧中发送，以包含一个“HT 控制”字段。其将“校准位置”字段设置为 2，以表明其是一个探测响应。

在正确接收到 ACK 以后，校准发起方发送其宣告过的 NDP，校准响应方则回应一个 NDP。值得注意的是，校准响应方返回的 NDP 是不被宣告的。相反，NDP 被认为是理所当然的，因为校准响应方之前发送了一个校准响应。这是与波束成型探测的 NDP 规则的不同之处，目的是为了允许双向的 NDP 交换。

在 NDP 交换之后，校准发起方发送一个 QoS Null + HTC 数据帧。该帧包含一个“CSI 反馈请求”，并且将“校准位置”字段设置为 3 以表明探测完成。校准响应方在正确收到该帧后返回一个 ACK。

在图中没有显示的一个另外的 TXOP 中，校准响应方在一个 CSI 行动帧中返回发起方到响应方的 CSI。

12.10.2.2　使用隐式反馈的序列

为探测信道，波束成型发送端发送一个包含一个或多个+HTC MPDU 的 PPDU，这些 MPDU 的 TRQ 比特被设置为 1。如果 PPDU 要求响应，则包含响应的 PPDU 必须是一个探测 PPDU，或者相应 PPDU 包含一个 NDP 通告，并跟随了一个 NDP。如果承载探测请求的 PPDU 不要求立即响应，则波束成型接收端必须在其获得的一个 TXOP 中使用探测 PPDU 或 NDP 探测信道。

图 12.29 描述了一个隐式波束成型序列示例。在这个序列中波束成型发送端获得了一个 TXOP 并且为碰撞检测进行一个短帧交换。在这个例子里发送给波束成型接收端的帧是一个“QoS 数据+ HTC”帧，该帧的 TRQ 比特被设置为 1。如果波束成型接收端成功接收到该帧，则其回应一个 ACK。ACK 被承载于一个用来回应 TRQ 的探测 PPDU 中。波束成型发送端使用接收到的探测 PPDU 量度信道状态，并且在其后的聚合传输中应用合适的波束成型权重值。

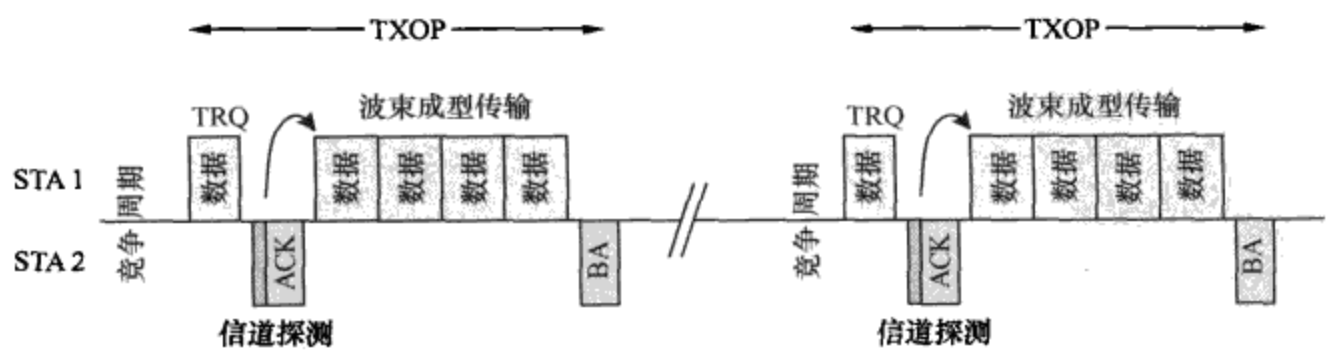


图 12.29　隐式反馈波束成型序列

示例序列描述了一个信道探测交换，该交换之后波束成型权重值立即被应用到了聚合传输上。信道探测交换与聚合传输发生在同一个 TXOP 内。这样做的优势是信道在进行信道探测时与应用波束成型权重值之间没有显著变化。尽管如此，在实际应用中要在 SIFS 转换时间内进行波束成型计算可能会比较困难。

示例中的探测交换也可以通过 RTS/CTS 进行。尽管如此，由于 CTS 可能被承载于一个交错探测 PPDU 中而不能被广泛收到，这样做抵消了使用 RTS/CTS 的关键好处。

要放宽对收到检测 PPDU 与应用波束成型权重值之间的定时要求，波束成型发送端可以使用类似于图 12.30 所描述的序列。图中波束成型发送端在数据聚合中发送一个训练请求（TRQ），而波束成型接收端发送一个承载于检测 PPDU 中的 BA 响应。作为替代，波束成型接收端也可以发送带有一个 NDP 通告的 BA，随后发送一个 NDP。探测 PPDU 被波束成型发送端用来为在其后的一个 TXOP 中发送的帧计算波束成型权重值。

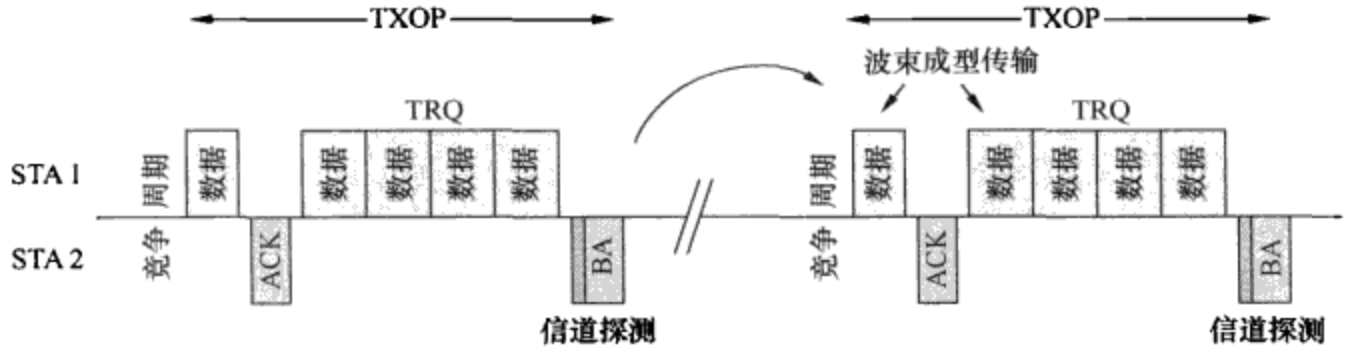


图 12.30　在应用波束成型权重值下使用放宽定时的隐式反馈波束成型

在 TXOP 结束时探测信道还有一个好处。TXOP 起始时的短帧交换不会因为需要进行探测而增加负担，这样就可以是一个能被广泛收到的 RTS/CTS 交换。

12.10.3　显式反馈波束成型

在使用显式反馈波束成型时，波束成型发送端从波束成型接收端接收反馈。反馈可以是以下 3 种形式之一。

（1）信道状态信息（CSI)。波束成型接收端发送 MIMO 信道系数。

（2）非压缩波束成型。波束成型接收端发送计算好的波束成型矩阵。

（3）压缩波束成型。波束成型接收端发送压缩过的波束成型矩阵。

这些反馈格式的细节在本章前面的章节中已经讨论过了。波束成型接收端在“HT 能力”字段中的“传输波束成型能力”字段宣告其所支持的特定格式。

反馈数据本身以相应的格式在一个“功能”或者“无需确认的功能”管理帧中返回，亦即是说，“CSI 功能”帧、“非压缩波束成型功能”帧或者“压缩波束成型功能”帧。反馈可以与一个控制帧响应或者其他数据帧相聚合，以减少系统开销。在这种情况下 CSI 被放在一个“无需确认的功能”管理帧子类型中返回，这样就无需返回一个 ACK 响应。在后面的讨论中，用来返回反馈的管理帧被简单地称为 CSI/BF 帧，读者应该理解它所指的是这些具体的帧类型之一。

波束成型接收端可能在其能够作为对探测的响应而发送反馈的时间上有一定局限。波束成型接收端在“HT 能力”字段中的“波束成型能力”子字段对以下能力做出宣告。

（1）立即。波束成型接收端能够在接收到探测 PPDU 的 SIFS 时间后发送反馈响应。该

响应可以单独发出，也可以是一个聚合响应的一部分。

（2）延迟。波束成型接收端不能在接收到探测 PPDU 的 SIFS 时间后发送反馈响应。响应在该波束成型接收端所获得的一个 TXOP 中发出。

（3）立即与延迟。波束成型接收端能够采取立即与延迟两种方式。

波束成型接收端发送 CSI、压缩或非压缩的波束成型反馈以回应波束成型发送端的请求。这样的请求使用一个 MAC 帧中“HT 控制”字段中的“CSI/控制”字段作出。“HT 控制”字段也承载一个“NDP 通告”，或者 MAC 帧自身被承载于一个探测 PPDU 中。“CSI/控制”字段中的反馈请求也表明了所请求的反馈类型：CSI、非压缩波束成型或者压缩波束成型。关于“HT 控制”字段的细节可以参见 11.1.6 节。

反馈请求可以使用不同种类的 MAC 帧承载。尽管如此，必须遵守下列规定。如果请求被承载于一个 RTS 帧中，则波束成型接收端以 CTS 回应，但将 CSI/BF 帧的传输延迟到波束成型接收端在当前 TXOP 中的下一次传输中。到那时就可以把 CSI/BF 帧与该响应聚合，一般来说后者是一个 ACK 或者 BA 响应。

如果请求被承载于一个要求 ACK 或 BA 响应的数据帧或数据聚合中，而且波束成型接收端可以提供立即反馈，则响应帧与 CSI/BF 帧都可以被聚合进一个 A-MPDU 中。尽管如此，如果探测本身是由 NDP 进行的，则波束成型接收端必须获得一个 TXOP 以发送 CSI/BF 帧。

12.10.3.1　使用显式反馈的序列

图 12.31 描述了一个使用带延迟显式反馈的 NDP 探测的示例序列。在此序列中探测在第一个 TXOP 结束时进行。对方站点获得一个 TXOP，并且返回 CSI，非压缩或者压缩反馈。

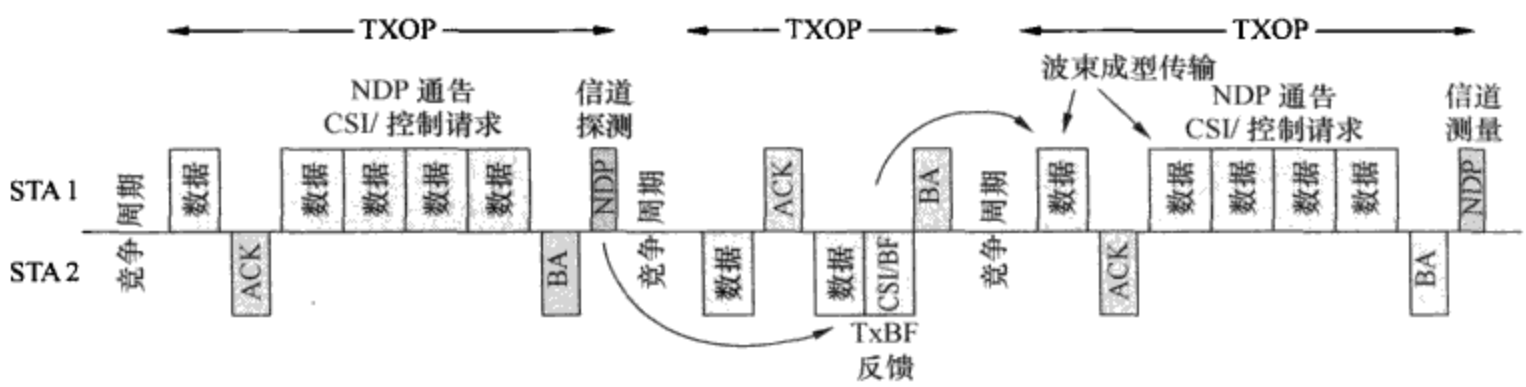


图 12.31　使用 NDP 的序列举例（其中使用延时显式反馈进行探测）

发起站点在随后获得的一个 TXOP 中根据反馈来应用波束成型权重值。示例中假设数据传输主要发生在一个方向上的通信模式（从 STA 1 到 STA 2）。这样的模式可以是一个单向 TCP 传输，在逆向上则由短的 TCP 确认帧组成。在图 12.31 中所示的序列中，假设在逆向上有规律的数据，TCP 符合这样的假设。另一个假设是波束成型反馈捎带在逆向数据中。在没有逆向数据下的序列与此类似，尽管在这样的情况下获得逆向 TXOP 将纯粹是为了传输 CSI/BF 帧，从而显著增加系统开销。

在使用这个序列时，在探测信道与应用波束成型权重值之间有一定的时间差。这个延迟不可预知，取决于其他站点如何使用信道。尽管如此，如果波束成型发送端是信道的主要使

用者的话，在使用一个典型的长度为 1.5ms 或 3ms 的 TXOP 时对波束成型权重值的应用应该发生在信道探测后的 10 ms 之内。

与此序列相关的系统开销的数量大致是每个波束成型发送端 TXOP 中有一个 NDP 以及在波束成型接收端 TXOP 中所需要的传输 CSI/BF 帧的时间。

图 12.32 描述了一个使用交错检测 PPDU 与立即反馈的序列。在此序列中波束成型接收端在与探测 PPDU 相同的 TXOP 中返回与 BA 聚合的反馈。反馈在后继的一个 TXOP 中被使用。使用这个序列时 CSI/BF 帧的返回不需要依赖于波束成型接收端获得一个 TXOP。

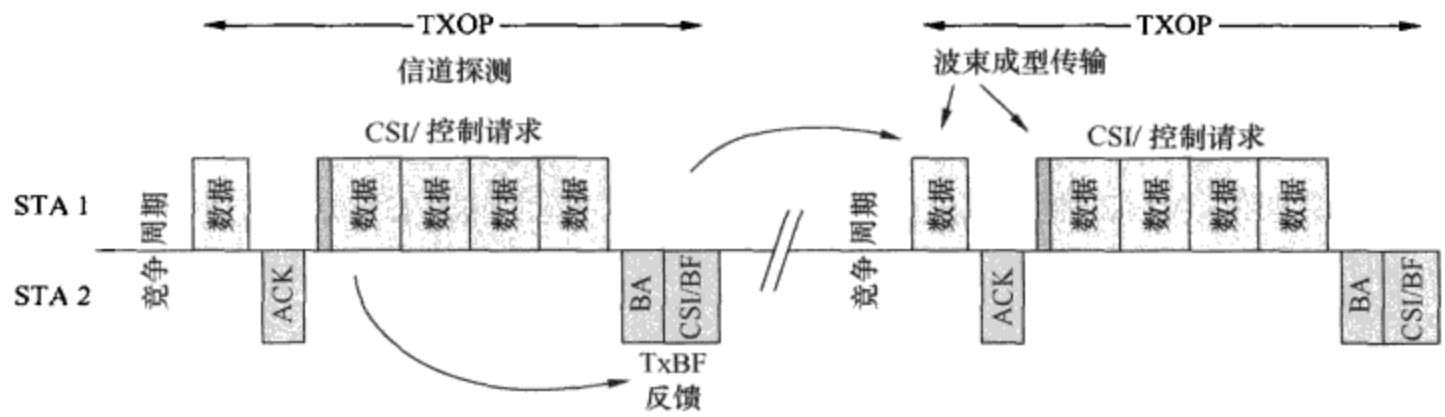


图 12.32 使用交错探测 PPDU 以及立即显式反馈的示例序列

12.10.3.2 NDP 与交错探测的差别

使用 NDP 与交错格式来探测信道的差别值得一提。在 NDP 序列中，波束成型反馈在波束成型接收端获得的一个 TXOP 中被返回。而在使用交错探测格式时，波束成型接收端可以将波束成型反馈与 BA 响应帧一起返回，只要其可以及时生成响应，亦即是说，其支持立即反馈。不能满足反馈响应时间要求的波束成型接收端仍可以像在 NDP 情况中那样在一个后继的 TXOP 中发送反馈。

在一个交错模式 PPDU 后发送立即反馈除了在达到回应时间要求上实现困难以外，还有一个缺点。把 CSI/BF 帧与 BA 聚合意味着其必须使用同样的 MCS。使用强健的 MCS 发送承载 BA 与 CSI/BF 帧的 PPDU 意味着系统开销可能会相对偏高。这是相对于在另一个 TXOP 中将 CSI/BF 帧与数据聚合发送而言的。

将 CSI/BF 帧在另一个 TXOP 中发送意味着，波束成型发送端依赖于波束成型接收端在前者获得 TXOP 以使用波束成型之前获得 TXOP。尽管如此，这种依赖性并不太强，因为如果波束成型发送端在波束成型接收端获得一个 TXOP 之前获得了一个 TXOP 的话，其可以简单地不使用波束成型或者使用旧的波束成型数据。

使用交错与 NDP 探测的另一个差别是，信道探测在使用交错格式时发生在 TXOP 早期，而在使用 NDP 时发生在 TXOP 结束时。一个具体实现在接收到交错格式 PPDU 后可能会在数据部分更新信道估计，尽管有可能不是在所有在前导码上探测过的维数上。这样一来使用 NDP 就有优势：从获得信道估计时到其实际被应用在波束成型发送端所获得的下一个 TXOP 的时间之间的间隔更近。

12.11 隐式反馈与显式反馈的比较

将隐式反馈与显式反馈进行比较，两者之间主要有 3 类差别：硬件复杂度与限制、系统

开销以及波束成型发送端对波束成型接收端的依赖。我们对每一类差别总结如下。

隐式反馈和显式反馈间最显著的硬件差别是，在显式反馈下实现传输波束成型在本质上是全数字的。波束成型接收端在数字基带上计算波束成型权重值，并且将这些权重值在数字基带上应用于波束成型发送端的信号上。另一方面，隐式反馈则既包括模拟的一面，也包括数字的一面。尤其是隐式反馈需要校准，这样就引发了关于模拟 RF 在时间和温度变化上的稳定性的问题。此外还有在频率、发送功率以及接收端增益变化所引发的校准稳定性的问题。校准过程需要一个对角的 RF 失真矩阵以及一个对角的校准矩阵，而这两者的对角性由于天线耦合值得推敲。

就信道探测来说，使用显式反馈时所有的波束成型接收端的接收天线都被探测。而使用隐式探测反馈时波束成型接收端只有和发送天线一样数目的接收天线可以被探测。举例来说，一个拥有一个发送天线与两个接收天线的波束成型接收端只能探测一个接收天线。另一方面，在使用显式反馈时传输波束成型被限制为最多 4 个发送天线，而在使用隐式反馈时传输波束成型可以被用于波束成型发送端所拥有的任意数量的发送天线上。

关于硬件复杂度的另外一点牵涉到对权重值的计算。在使用隐式反馈时，对权重的计算集中在波束成型发送端。另一方面，在使用压缩或者非压缩权重值的显式反馈时，权重值的计算被分布到各个波束成型接收端中。如果波束成型发送端向多个波束成型接收端进行波束成型传输的话，使用分布式的机制也许更好一些。

将隐式反馈与显式反馈的反馈系统开销相互比较就一目了然了。显式反馈要求对 CSI 或权重值的反馈，而隐式反馈则不需要这些。另外不太重要的一点是，使用隐式反馈进行探测只需要和空间流数目一样多的 HT-LTF，而显式反馈则需要对波束成型接收端的每一个发送天线都有一个 HT-LTF。举例来说，在一个 4 × 2 波束成型系统里，显式反馈需要一个带 4 个 HT-LTF 的探测分组，而隐式反馈只需要一个带两个 HT-LTF 的探测分组。

最后一点比较是，当使用显式反馈时波束成型发送端完全依赖于波束成型接收端来返回天线权重值。波束成型发送端无法对一个不进行这一工作的波束成型接收端进行波束成型传输。此外，即使波束成型接收端提供了反馈，其也不一定能够足够快地计算权重值以进行立即反馈，这样就造成了在探测与应用权重值时刻之间的延迟。在使用隐式反馈时，波束成型发送端可以对向其发送了一个兼容的探测分组的任意客户端设备进行波束成型传输。

12.12 快速链路适应

链路适应是发送端选择优化的 MCS 来向一个特定的接收端发送数据的过程。链路适应算法取决于特定实现，尽管如此，它们一般都是基于量度到的分组错误率（PER）。绝大多数的算法都监测 PER 并且调整 MCS 以达到一个优化的长期平均值。该平均值在两个倾向中取得平衡，第一个倾向是系统开销由于使用高 MCS 发送短分组而减少，第二个倾向是系统开销由于使用高 MCS 导致的高 PER 造成更多重传而增加。

决定系统所需要的 PER 意味着对分组错误进行长时间的监测，这里的“长时间”是相对于一个分组的时长而言的。举例来说，要大致量度一个 10%的 PER 需要发送端发送 10 个分组，而其中一个出现错误。由于这个原因，基于 PER 的链路适应对信道状况变化适应较慢。

在很多环境下由于站点的移动或者环境本身改变，例如荧光灯泡的 50Hz 或 60Hz 离子化周期、环境中物体的运动以及外界噪声环境的改变，信道会随时间而改变。这些状况变化的时间刻度可能比 PER 能量度到的时间刻度还要快。这决定了链路适应算法选择长远来看是优化的 MCS，而不是即时来看是优化的 MCS。

要理解为什么紧密地跟踪信道改变可以提高性能，可以考虑图 12.33 中的情况。该图显示了随信道状况变化而变化的信道即时容量。图中显示了两种选择 MCS 的方式以及相应的吞吐率结果，一种是选择 MCS 来实现长远的 10% PER，另一种是选择 MCS 来实现即时的 10% PER。当 MCS 被选择来实现长远的 PER 时，分组错误主要发生在即时容量低于长远平均值的时候。在极端情况下，所有分组错误都发生在信道状况差的时段，这些状况占 10%的时间。在不太极端的情况下，大部分的分组丢失仍然发生在较短的信道状况差的时段。

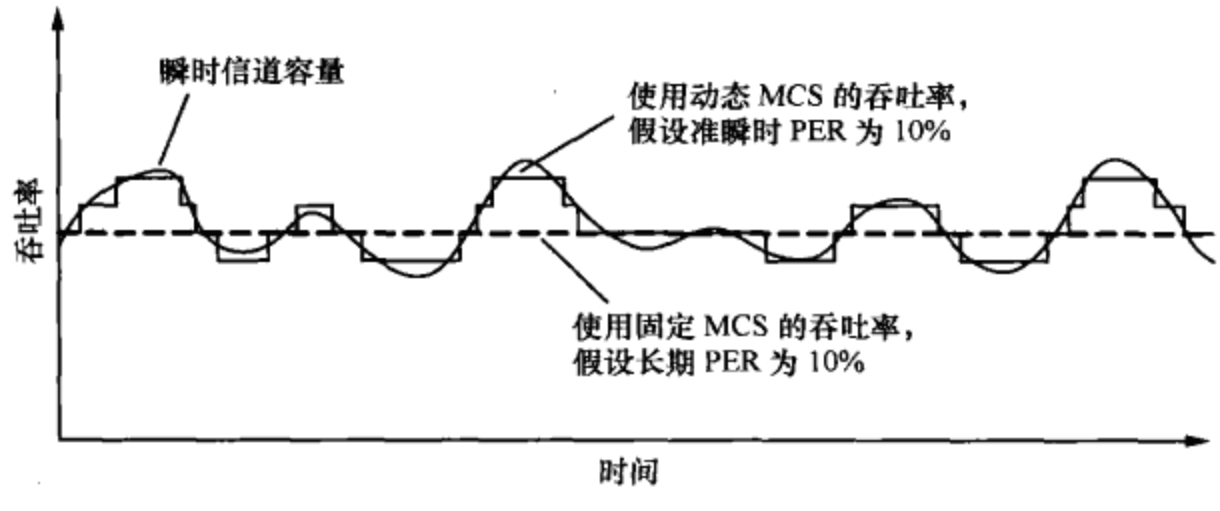


图 12.33 信道变化不断改变情况下的 MCS 选择

如果所选择的 MCS 是用来跟踪信道变化，则通过当在信道条件差时选择一个更强健的 MCS，而在信道状况好的时段增加数据速率可以达到同样的 PER，而吞吐率更高。由于信道状况差的时段相对较短，以及信道状况好的时段可以发送更多数据，系统的整体性能得以改善。

12.12.1 MCS 反馈

达到快速链路适应的一种机制是让接收器通过提供定期的反馈来参与到 MCS 的选择过程中来。802.11n 标准在“HT 控制”字段中增加了 MCS 反馈字段，以此作为一种提供这种反馈的机制。接收机不断地监测接收到的传输质量或者是信道本身的特征，并提出可以充分利用信道状况的优化 MCS 的建议。发射机收到被建议的 MCS 后将其与自身所拥有的信息结合起来（例如发送功率放大器回退），然后推导出可以优化地使用链路的 MCS。

802.11n 标准没有指定接收机用何种技术得出一个 MCS 建议。可以合理假设被建议的 MCS 是从接收端的角度来说会优化吞吐率的 MCS。尽管如此，吞吐率与所使用的序列化算法有关，因此别的优化点也有可能，例如通过设定目标为低 PER 以避免重传，从而对延迟做出优化。一个实际的基于 MCS 反馈的链路适应算法多半会需要适应性地调整其被建议的 MCS，并且可能对总是将 MCS 建议过高或过低的接收机设定修正因子。

对于所有种类的波束成型，发射机可以基于对信道状态的了解选择 MCS。在使用隐式反馈波束成型及基于 CSI 的显式反馈波束成型时，发送端拥有关于信道状态的直接信息。在使

用压缩及非压缩的显式波束成型时，发送端接收到关于信道的间接信息。这些信息的格式是每一个空间流的 SNR 值。发射机可以使用信道状态信息来选择 MCS。在有些情况下由于接收机端有干扰，发射机可能会从 MCS 反馈中受益。

12.12.2　使用 HT 控制字段的 MCS 反馈

站点可以通过以下 3 种方式接收 MCS 反馈。

（1）**立即**。站点发送一个 MCS 反馈请求，然后接收一个立即响应。这种方法使得请求方可以在同一个 TXOP 内接收并应用反馈结果。

（2）**延迟**。站点发送一个 MCS 反馈请求。回应方在此之后获得一个 TXOP 并且在该 TXOP 中发送延迟了的响应。

（3）**非期待**。站点接收所有的反馈信息，而不管其是否对该反馈提出过请求。

“HT 控制”字段中提供了对 MCS 反馈机制的支持。该字段可能出现在“QoS 数据”帧中。或者可能在被封装在一个“控制包裹”帧中时，出现在像 ACK 或者 BA 这样的控制帧中。具有“HT 控制”字段的帧被称为+HTC 帧。

要请求一个反馈，站点将“HT 控制”字段中的 MRQ（MCS Request，MCS 请求）字段设为 1，并且为 MSI（MCS request sequence identifier，MCS 请求序列号）选择一个 0～6 的值。MSI 被用来在延迟响应的情况下将响应与请求相关联，具体选择哪个值取决于具体实现。在 MCS 反馈响应中，响应方将 MCS 反馈序列号（MCS feedback sequence identifier，MFSI）设定为对应的 MCS 请求中的 MSI 值。当响应方提供非期待的 MCS 反馈时，MFSI 的值被设定为 7。

如果在一个聚合里 HT 控制字段被包含在一个以上的 MPDU 中，则这些 MPDU 中的 MRQ 与 MSI 字段被设置为同样的值，并且被有效地作为一个单个请求处理。“HT 控制”字段应该被包含在组成聚合的所有帧中，以提高强健性。

MCS 请求应该被放在一个交错探测 PPDU 中发送。或者其应该将“NDP 通告”字段设为 1 来发送，并在其后紧跟一个 NDP 传输。探测 PPDU 或者 NDP 中的 HT-LTF 数目由被探测的空间总维数决定。这个总维数包括除该 PPDU 的数据部分所使用的维数以外的额外空间维数。

在收到 MCS 请求以后，响应方应该计算一个 MCS 估计。响应方可以选择使用下列的任意 MCS 反馈（MCS feedback，MFB）以及 MFSI 组合来发送响应帧。

（1）MFB=127，MFSI=7。没有信息被提供用于当前请求或者其他未处理请求。

（2）MFB=127，MFSI 为 0～6。响应方无法提供反馈。

（3）MFB 为 0～126，MFSI 为 0～6。响应方为之前收到的 MSI 等于 MFSI 的请求提供反馈。

（4）MFB 为 0～126，MFSI=7。响应方提供非期待反馈。

硬件的局限可能会限制一个响应方可以处理的待处理 MCS 请求的数目。当收到一个新的 MCS 请求时，不管这个请求是来自一个不同的请求方或者来自同一个请求方但带有不同的 MSI 值，响应方可以选择忽略该请求，或者丢弃一个当前的请求并开始处理新请求。如果响应方丢弃一个未处理完的 MCS 估计计算过程，则其应该为此发送一个响应。该响应的 MFB 被设置为 127，而 MFSI 则被设置为与 MCS 请求中对应的 MSI 值相同。

响应方所能做出的 MCS 建议是受到限制的，其不能作出一个包含比请求方所支持的特

殊流数目更多的 MCS 建议，也不能作出非均衡调制的 MCS 建议，除非请求方在“所支持的 MCS 集”字段中的“Tx 非均衡调制支持”比特上表明了其可以进行非均衡调制（参见 11.3.2.2 节的“HT 能力”字段以及“所支持的 MCS 集”字段）。

参考文献

Anderson, E., Bai, Z., Bischof, C., *et al.* (1999). *LAPACK User's Guide*, 3rd edn. Philadelphia: SIAM, available at: www.netlib.org/lapack/lug/lapack_lug.html.

IEEE (2007). *IEEE P802.11n*TM*/D3.00, Draft Amendment to STANDARD for Information Technology – Telecommunications and Information Exchange Between Systems – Local and Metropolitan Networks – Specific Requirements. Part 11:Wireless LANMedium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY). Amendment 4: Enhancements for Higher Throughput.*

Lebrun, G., Ying, T., and Faulkner, M. (2002). MIMO transmission over a time-varying channel using SVD. IEEE *GLOBECOM'02*, 1, 414–18.

Nanda, S., Walton, R., Ketchum, J., *et al.* (2005). A high-performance MIMO OFDM wireless LAN. *IEEE Communications M Zagazine*, February, 101–9.

Sadowsky, J. S., Yamaura, T., and Ketchum, J. (2005). *WWiSE Preambles and MIMO Beamforming?*, IEEE 802.11–0 5/1635r1.

Smith, G. S. (2004). A direct derivation of a single-antenna reciprocity relation for the time domain. *IEEE Transactions on Antennas and Propagation*, 52(6), 1568–77.

附录 12.1　非均衡 MCS

本附录给出了对应于 20MHz 与 40MHz 的非均衡 MCS 表格。对于 20MHz，数据子载波的数目为 52，单个空间流中一个 OFDM 码元内的导频载波的数目为 4。对于 40MHz，数据子载波的数目为 108，单个空间流中一个 OFDM 码元内的导频子载波的数目为 6。

表 12.6 描述了后继表格中所使用的标记符号。

表 12.6　用于 MCS 参数的符号（IEEE,2007）

符　号	说　明
R	码　率
N_{TBPS}	每个子载波的总比特数
N_{CBPS}	每 OFDM 码元的编码比特数
N_{DBPS}	每 OFDM 码元的数据比特数
N_{ES}	BCC 编码器个数

1．20MHz 非均衡MCS

表 12.7 定义了 2 个空间流传输时的 20MHz 非均衡 MCS 参数以及数据速率。计算数据的方法是：对于 800ns GI，将 N_{DBPS} 除以码元时长 4μs；对于 400ns GI，则除以 3.6μs。

表 12.8 定义了 3 个空间流传输时的 20MHz 非均衡 MCS 参数以及数据速率。

表 12.9 定义了 4 个空间流传输时的 20MHz 非均衡 MCS 参数以及数据速率。所有的 20 MHz MCS 都使用单个编码器。

表 12.7　　两个空间流的 20MHz 非均衡 MCS 参数值（IEEE，2007）

MCS 标号	调制		R	N_{TBPS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）	
	流 1	流 2					800ns CI	400ns CI
33	16-QAM	QPSK	1/2	6	312	156	39	43.3
34	64-QAM	QPSK	1/2	8	416	208	52	57.8
35	64-QAM	16-QAM	1/2	10	520	260	65	72.2
36	16-QAM	QPSK	3/4	6	312	234	58.5	65.0
37	64-QAM	QPSK	3/4	8	416	312	78	86.7
38	64-QAM	16-QAM	3/4	10	520	390	97.5	108.3

表 12.8　　3 个空间流的 20MHz 非均衡 MCS 参数值（IEEE，2007）

MCS 标号	调制			R	N_{TBPS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）	
	流 1	流 2	流 3					800 ns GI	400 ns GI
39	16-QAM	QPSK	QPSK	1/2	8	416	208	52	57.8
40	16-QAM	64-QAM	QPSK	1/2	10	520	260	65	72.2
41	64-QAM	QPSK	QPSK	1/2	10	520	260	65	72.2
42	64-QAM	64-QAM	QPSK	1/2	12	624	312	78	86.7
43	64-QAM	64-QAM	64-QAM	1/2	14	728	364	91	101.1
44	64-QAM	64-QAM	QPSK	1/2	14	728	364	91	101.1
45	64-QAM	64-QAM	16-QAM	1/2	16	832	416	104	115.6
46	16-QAM	QPSK	QPSK	3/4	8	416	312	78	86.7
47	16-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	10	520	390	97.5	108.3
48	64-QAM	QPSK	QPSK	3/4	10	520	390	97.5	108.3
49	64-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	12	624	468	117	130.0
50	64-QAM	16-QAM	16-QAM	3/4	14	728	546	136.5	151.7
51	64-QAM	64-QAM	QPSK	3/4	14	728	546	136.5	151.7
52	64-QAM	64-QAM	16-QAM	3/4	16	832	624	156	173.3

表 12.9　　4 个空间流的 20MHz 非均衡 MCS 参数（IEEE，2007）

MCS 标号	调制				R	N_{TBPS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s）	
	流 1	流 2	流 3	流 4					800 ns GI	400 ns GI
53	16-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	1/2	10	520	260	65	72.2
54	16-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	1/2	12	624	315	78	86.7
55	16-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	14	728	364	91	101.1
56	64-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	1/2	12	624	312	78	86.7
57	64-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	1/2	14	728	364	91	101.1
58	64-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	16	832	312	104	115.6
59	64-QAM	16-QAM	16-QAM	16-QAM	1/2	18	936	364	117	130.0

续表

MCS 标号	调制 流 1	流 2	流 3	流 4	R	N_{TBPS}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s） 800 ns GI	400 ns GI
60	64-QAM	64-QAM	QPSK	QPSK	1/2	16	832	416	104	115.6
61	64-QAM	64-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	18	936	468	117	130.0
62	64-QAM	64-QAM	16-QAM	16-QAM	1/2	20	1 040	520	130	144.4
63	64-QAM	64-QAM	64-QAM	QPSK	1/2	20	1 040	520	130	144.4
64	64-QAM	64-QAM	64-QAM	16-QAM	1/2	22	1 144	572	143	158.9
65	16-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	3/4	10	520	390	97.5	108.3
66	16-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	3/4	12	624	468	117	130.0
67	16-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	14	728	546	136.5	151.7
68	64-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	3/4	12	624	468	117	130.0
69	64-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	3/4	14	728	546	136.5	151.7
70	64-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	16	632	624	156	173.3
71	64-QAM	16-QAM	16-QAM	16-QAM	3/4	18	936	702	175.5	195.0
72	64-QAM	64-QAM	QPSK	QPSK	3/4	16	832	624	156	173.3
73	64-QAM	64-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	18	936	702	175.5	195.0
74	64-QAM	64-QAM	16-QAM	16-QAM	3/4	20	1 040	780	195	216.7
75	64-QAM	64-QAM	64-QAM	QPSK	3/4	20	1 040	780	195	216.7
76	64-QAM	64-QAM	64-QAM	16-QAM	3/4	20	1 144	858	214.5	238.3

2. 40MHz 非均衡 MCS

表 12.10 定义了两个空间流传输时的 40MHz 非均衡 MCS 参数及数据速率。所有两个空间流的 MCS 都使用单个编码器。

表 12.10　　两个空间流的 40MHz 非均衡 MCS 参数（IEEEE，2007）

MCS 标号	调制 流 1	流 2	R	N_{BPSC}	N_{SD}	N_{SP}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	数据速率（Mbit/s） 800 ns GI	400 ns GI
33	16-QAM	QPSK	1/2	6	108	6	648	324	81	90
34	64-QAM	QPSK	1/2	8	108	6	864	432	108	120
35	64-QAM	16-QAM	1/2	10	108	6	1 080	540	135	150
36	16-QAM	QPSK	3/4	6	108	6	648	486	121.5	135
37	64-QAM	QPSK	3/4	8	108	6	864	648	162	180
38	64-QAM	16-QAM	3/4	10	108	6	1 080	810	202.5	225

表 12.11 定义了 3 个空间流传输时的 40MHz 非均衡 MCS 参数以及数据速率。除了 MCS 52 以外，所有 3 个空间流的 MCS 都使用单个编码器，表 12.12 定义了 4 个空间流传输时的 40MHz 非均衡 MCS 参数以及数据速率。MCS 52-69 使用单个编码器，而 MCS 70-76 则使用 2 个编码器。

表 12.11　　3 个空间流的 40MHz 非均衡 MCS 参数值（IEEE，2007）

MCS 标号	调制			R	N_{BPSC}	N_{SD}	N_{SP}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	N_{ES}	数据速率(Mbit/s)	
	流1	流2	流3								800 ns GI	400 ns GI
39	16-QAM	QPSK	QPSK	1/2	8	108	6	864	432	1	108	120
40	16-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	10	108	6	1 080	540	1	135	150
41	64-QAM	QPSK	QPSK	1/2	10	108	6	1 080	540	1	135	150
42	64-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	12	108	6	1 296	648	1	162	180
43	64-QAM	16-QAM	16-QAM	1/2	14	108	6	1 512	756	1	189	210
44	64-QAM	64-QAM	QPSK	1/2	14	108	6	1 512	756	1	189	210
45	64-QAM	64-QAM	16-QAM	1/2	16	108	6	1 728	864	1	216	240
46	16-QAM	QPSK	QPSK	3/4	8	108	6	864	648	1	162	180
47	16-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	10	108	6	1 080	810	1	202.5	225
48	64-QAM	QPSK	QPSK	3/4	10	108	6	1 080	810	1	202.5	225
49	64-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	12	108	6	1 296	972	1	243	270
50	64-QAM	16-QAM	16-QAM	3/4	14	108	6	1 512	1 134	1	283.5	315
51	64-QAM	64-QAM	QPSK	3/4	14	108	6	1 512	1 134	1	283.5	315
52	64-QAM	64-QAM	16-QAM	3/4	16	108	6	1 728	1 296	2	324	360

表 12.12　　4 个空间流的 40MHz 非均衡 MCS 参数值（IEEE，2007）

MCS标号	调制				R	N_{BPSC}	N_{CBPS}	N_{DBPS}	N_{ES}	数据速率(Mbit/s)	
	流1	流2	流3	流4						800 ns GI	400 ns GI
53	16-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	1/2	10	1 080	540	1	135	150
54	16-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	1/2	12	1 296	648	1	162	180
55	16-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	14	1 512	756	1	189	210
56	64-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	1/2	12	1 296	648	1	162	180
57	64-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	1/2	14	1 512	756	1	189	210
58	64-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	16	1 728	864	1	216	240
59	64-QAM	16-QAM	16-QAM	16-QAM	1/2	18	1 944	972	1	243	270
60	64-QAM	64-QAM	QPSK	QPSK	1/2	16	1 728	864	1	216	240
61	64-QAM	64-QAM	16-QAM	QPSK	1/2	18	1 944	972	1	243	270
62	64-QAM	64-QAM	16-QAM	16-QAM	1/2	20	2 160	1 080	1	270	300
63	64-QAM	64-QAM	64-QAM	QPSK	1/2	20	2 160	1 080	1	270	300
64	64-QAM	64-QAM	64-QAM	16-QAM	1/2	22	2 376	1 188	1	297	330
65	16-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	3/4	10	1 080	810	1	202.5	225
66	16-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	3/4	12	1 296	972	1	243	270
67	16-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	14	1 512	1134	1	283.5	315
68	64-QAM	QPSK	QPSK	QPSK	3/4	12	1 296	972	1	243	270
69	64-QAM	16-QAM	QPSK	QPSK	3/4	14	1 512	1 134	1	283.5	315
70	64-QAM	16-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	16	1 728	1 296	2	324	360
71	64-QAM	16-QAM	16-QAM	16-QAM	3/4	18	1 944	1 458	2	364.5	405
72	64-QAM	64-QAM	QPSK	QPSK	3/4	16	1 728	1 296	2	324	360
73	64-QAM	64-QAM	16-QAM	QPSK	3/4	18	1 944	1 458	2	364.5	405
74	64-QAM	64-QAM	16-QAM	16-QAM	3/4	20	2 160	1 620	2	405	450
75	64-QAM	64-QAM	64-QAM	QPSK	3/4	20	2 160	1 620	2	405	450
76	64-QAM	64-QAM	64-QAM	16-QAM	3/4	22	2 376	1 782	2	445.5	495

缩略语表

μs	microsecond	微秒
2G	second generation (cellular)	第二代（移动通信）
3G	third generation (cellular)	第三代（移动通信）
AC	access category	接入类别
ACK	acknowledgement	确认
ADC	analog-to-digital converter	模/数转换器
ADDBA	add block acknowledgement	增加块确认
ADDTS	add traffic stream	增加通信流
AGC	automatic gain control	自动增益控制
AID	association identifier	关联标识符
AIFS	arbitration inter-frame space	仲裁帧间距
A-MPDU	aggregate MAC protocol data unit	聚合MAC协议数据单元
A-MSDU	aggregate MAC service data unit	聚合MAC服务数据单元
AoA	angle of arrival	到达角
AoD	angle of departure	离开角
AP	access point	接入点
APSD	automatic power save delivery	自动节能传输
A-PSDU	aggregate PHY service data unit	聚合PHY服务数据单元
AS	angular spectrum	角频谱
ASEL	antenna selection	天线选择
AWGN	additive white Gaussian noise	加性白高斯噪声
BA	block acknowledgement	块确认
BAR	block acknowledgement request	块确认请求
BCC	binary convolution code	二进制卷积码
BF	beamforming	波束成形
BICM	bit interleaved coded modulation	比特交织编码调制
bit/s	bits-per-second	比特每秒
BPSCS	coded bits per single carrier for each spatial stream	每空间流每单载波编码比特数
BPSK	binary phase shift keying	二进制相移键控
BSS	basic service set	基本服务集
BSSID	BSS identifier	BSS标识符

BW	bandwidth	带宽
CBPS	coded bits per symbol	每码元编码比特数
CBPSS	coded bits per spatial stream	每空间流编码比特数
CBW	channel bandwidth	信道带宽
CCA	clear channel assessment	空闲信道评估
CCDF	complementary cumulative distribution function	互补累积分布函数
CCK	complementary code keying	补码键控
CFP	contention free period	无竞争周期
CP	contention period	竞争周期
CRC	cyclic redundancy code	循环冗余码
CS	carrier sense	载波侦听
CSD	cyclic shift diversity	循环时延分集
CSI	channel state information	信道状态信息
CSMA	carrier sense multiple access	载波侦听多址接入
CSMA/CA	carrier sense multiple access with collision avoidance	带碰撞避免的载波侦听多址接入
CSMA/CD	carrier sense multiple access with collision detection	带碰撞检测的载波侦听多址接入
CTS	clear to send	允许发送
CW	contention window	竞争窗口
DA	destination address	目的地址
DAC	digital-to-analog converter	数/模转换器
dB	decibel	分贝
dBc	decibels relative to carrier	相对于载波的分贝值
dBi	decibels isotropic relative to an antenna	相对于天线的全方向性分贝值
dBm	decibel of measured power referenced to one milliwatt	以1mW为基准的功率分贝值
DBPS	data bits per OFDM symbol	每OFDM码元数据比特数
dBr	dB (relative)	相对分贝值
DC	direct current	直流
DCF	distributed coordination function	分布协调功能
DELBA	delete block acknowledgement	删除块确认
DIFS	DCF inter-frame space	DCF帧间距
DLS	direct link session	直接链接会话
DS	distribution system	分布式系统
DSL	digital subscriber line	数字用户链路
DSSS	direct sequence spread spectrum	直序扩频

DTIM	delivery traffic indication message	传输通信标识信息
DVD	digital versatile disc	数字多功能光盘
EDCA	enhanced distributed channel access	增强分布式信道接入
EIFS	extended inter-frame space	扩展帧间距
ERP	enhanced rate PHY	增强速率PHY
ESS	extended service set	扩展服务集
ETSI	European Telecommunications Standards Institute	欧洲电信标准协会
EVM	error vector magnitude	误差矢量幅度
EWC	Enhanced Wireless Consortium	增强无线联盟
FCC	Federal Communications Commission	联邦通信委员会
FCS	frame check sequence	帧校验序列
FEC	forward error correction	前向纠错
FFT	fast Fourier transform	快速傅里叶变换
FHSS	frequency hopped spread spectrum	跳频扩频
FS	free space	自由空间
FTP	file transfer protocol	文件传输协议
GF	Greenfield	绿野
GF-HT-STF	Greenfield high throughput short training field	绿野高吞吐率短训练字段
GHz	gigahertz	吉（10^9）赫兹
GI	guard interval	保护间隔
GIF	graphics interchange format	图形交换格式
GPS	global positioning system	全球定位系统
HC	hybrid coordinator	混合协调器
HCCA	HCF controlled channel access	HCF控制的信道接入
HCF	hybrid coordination function	混合协调功能
HEMM	HCCA, EDCA mixed mode	HCCA、EDCA混合模式
HT	high throughput	高吞吐率
HTC	high throughput control	高吞吐率控制
HT-DATA	high throughput data field	高吞吐率数据字段
HT-LTF	high throughput long training field	高吞吐率长训练字段
HTSG	high throughput study group	高吞吐率研究组
HT-SIG	high throughput signal field	高吞吐率信令字段
HT-STF	high throughput short training field	高吞吐率短训练字段
HTTP	hypertext transfer protocol	超文本传输协议
Hz	Hertz	赫兹
IBSS	independent basic service set	独立基本服务集
IC	integrated circuit	集成电路

IDFT	inverse discrete Fourier transform	离散傅里叶反变换
IEEE	Institute of Electrical and Electronic Engineers	电气和电子工程师协会
IFFT	inverse fast Fourier transform	快速傅里叶反变换
IFS	inter-frame space	帧间距
IP	Internet protocol	因特网协议
IPv6	Internet protocol version 6	因特网协议第6版
IR	infrared	红外
ISI	inter-symbol interference	码间干扰
ISM	industrial, scientific, and medical	工业、科学与医用
JPEG	Joint Photographic Experts Group	联合图像专家组
kHz	kilohertz	千赫兹
km/h	kilometer per hour	千米每小时
LAN	local area network	局域网
LDPC	low density parity check	低密度奇偶校验
LLC	logical link control	逻辑链路控制
L-LTF	non-HT (Legacy) long training field	非高吞吐率（传统[①]）长训练字段
LNA	low noise amplifier	低噪声放大器
LOS	line-of-sight	视距
LSB	least significant bit	最低位比特
L-SIG	non-HT (Legacy) signal field	非高吞吐率（传统）信令字段
L-STF	non-HT (Legacy) short training field	非高吞吐率（传统）短训练字段
LTF	long training field	长训练字段
m	meter	米
MAC	medium access control	媒体接入控制
MAI	MRQ or ASEL indication	MRQ或ASEL标识
MAN	metropolitan area network	城域网
Mbit/s	megabit per second	兆比特每秒
MCS	modulation and coding scheme	调制编码方案
MF	mixed format	混合格式
MFB	MCS feedback	MCS反馈
MFSI	MCS feedback sequence indication	MCS反馈序列标识
MHz	megahertz	兆赫兹
MIB	management information base	管理信息库
MIMO	multiple-input multiple-output	多入多出
ML	maximum likelihood	最大似然
MMPDU	MAC management protocol data unit	MAC管理协议数据单元

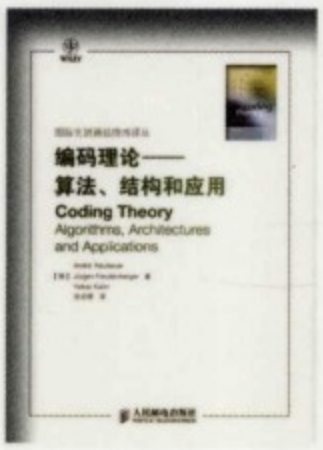
① 译者注：这里的“传统”是相对于 802.11n 而言的。

MMSE	minimum mean-square-error	最小均方差
MPDU	MAC protocol data unit	MAC协议数据单元
MPEG	Moving Picture Experts Group	移动图像专家组
MRC	maximal-ratio combining	最大比合并
MRQ	MCS request	MCS请求
Msample/s	mega-samples per second	兆样本每秒
MSB	most significant bit	最高位比特
MSDU	MAC service data unit	MAC服务数据单元
MSE	mean-square-error	均方差
MSFI	MCS feedback sequence identifier	MCS反馈序列标识符
MSI	MCS request sequence identifier	MCS请求序列标识符
NAV	network allocation vector	网络分配向量
NDP	null data packet	空数据分组
NF	noise figure	噪声系数
NLOS	non-line-of-sight	非视距
nsec	nanosecond	纳秒
OBO	output back-off	输出回退
OBSS	overlapping BSS	重叠BSS
OFDM	orthogonal frequency division multiplexing	正交频分复用
OSI	open system interconnection	开放系统互连
PA	power amplifier	功率放大器
PAR	project authorization request	项目授权请求
PAS	power angular spectrum	功率角频谱
PC	point coordinator	点协调器
PCF	point coordination function	点协调功能
PCO	phased coexistence operation	分相共存运行
PDU	protocol data unit	协议数据单元
PER	packet error rate	分组错误率
PHY	physical layer	物理层
PIFS	PCF inter-frame space	PCF帧间距
PLCP	physical layer convergence procedure	物理层会聚过程
PPDU	PLCP protocol data unit	PLCP协议数据单元
ppm	parts per million	每百万份数量
PSD	power spectral density	功率频谱密度
PSDU	PLCP service data unit	PLCP服务数据单元
PSMP	power-save multi-poll	节能多询
PSMP-DTT	PSMP downlink transmission time	PSMP下行传输时间
PSMP-UTT	PSMP uplink transmission time	PSMP上行传输时间

QAM	quadrature amplitude modulation	正交幅度调制
QoS	quality of service	服务质量
QPSK	quadrature phase shift keying	正交相移键控
R	code rate	码率
RA	receiver address	接收端地址
RD	reverse direction	逆向
RDG	reverse direction grant	逆向授予
RF	radio frequency	射频
RIFS	reduced inter-frame space	精简帧间距
RMS	root-mean-square	均方根
RSSI	received signal strength indication	接收信号强度标识
RTS	request to send	请求发送
Rx	receive	接收
SA	source address	源地址
SAP	service access point	服务接入点
SCP	secure copy protocol	安全拷贝协议
SDM	spatial division multiplexing	空分复用
SDU	service data unit	服务数据单元
SE	spatial expansion	空间扩展
SIFS	short inter-frame space	短帧间距
SIG	signal field	信令字段
SIMO	single-input, multiple-output	单入多出
SISO	single-input, single-output	单入单出
SMTP	simple mail transfer protocol	简单邮件传输协议
SNR	signal-to-noise ratio	信噪比
SOHO	small-office, home-office	小办公室/家庭办公室
SS	spatial stream	空间流
SSC	starting sequence control	起始序列控制
SSID	service set identifier	服务集标识符
SSN	starting sequence number	起始序列号
STA	station	站点
STBC	space-time block coding	空时分组编码
STF	short training field	短训练字段
STS	space-time stream	时空流
SVD	singular value decomposition	奇异值分解
SYM	symbol	码元
TA	transmitter address	发送端地址
TBTT	target beacon transmission time	目标信标传输时间
TC	traffic category	通信类别

TCLAS	traffic classification	通信分类
TCM	trellis coded modulation	网格编码调制
TCP	transmission control protocol	传输控制协议
TDD	time division duplexing	时分双工
TGn	Task Group n	（802.11）n任务组
TGy	Task Group y	（802.11）y任务组
TID	traffic identifier	通信标识符
TIFF	tagged image file format	标记图像文件格式
TRQ	training request	训练请求
TS	traffic stream	通信流
TSID	traffic stream identifier	通信流标识符
TSPEC	traffic specification	通信规范
TV	television	电视
Tx	transmit	发送
TxBF	transmit beamforming	传输波束成型
TXOP	transmit opportunity	传输机会
TXTIME	transmit time	传输时间
UDP	user datagram protocol	用户数据报协议
USA	United States of America	美国
VoIP	voice over IP	IP话音通信
VPN	virtual private network	虚拟专用网
WEP	wired equivalent privacy	有线等效加密
WFA	Wi-Fi Alliance	Wi-Fi联盟
WLAN	wireless local area network	无线局域网
WM	wireless medium	无线媒体
WNG SC	Wireless Next Generation Standing Committee	下一代无线协议常务委员会
WWiSE	world wide spectral efficiency	全球频谱效率
XOR	exclusive-or	异或
ZF	zero-forcing	迫零
ZIP	ZIP file format	ZIP文件格式

国际先进通信技术译丛



CAMBRIDGE
UNIVERSITY PRESS
www.cambridge.org

封面设计：王建国

分类建议：通信技术 / 通信网络
计算机 / 网络技术
人民邮电出版社网址：www.ptpress.com.cn

ISBN 978-7-115-23376-9

ISBN 978-7-115-23376-9

定价：65.00 元