

国际电信联盟

**ITU-T**

国际电信联盟  
电信标准化部门

**G.9954**

(02/2005)

G系列：传输系统和媒质、数字系统和网络  
接入网 — 驻地网内

---

**电话线网络收发器 — 增强型物理、媒体接入和  
链路层规范**

ITU-T G.9954建议书

ITU-T



国际电信联盟

ITU-T G系列建议书  
传输系统和媒质、数字系统和网络

国际电话连接和电路	G.100-G.199
所有模拟载波传输系统共有的一般特性	G.200-G.299
金属线路上国际载波电话系统的各项特性	G.300-G.399
在无线电接力或卫星链路上传输并与金属线路互连的国际载波电话系统的一般特性	G.400-G.449
无线电话与线路电话的协调	G.450-G.499
传输媒质的特性	G.600-G.699
数字终端设备	G.700-G.799
数字网	G.800-G.899
数字段和数字线路系统	G.900-G.999
服务质量和性能 — 一般和与用户相关的概况	G.1000-G.1999
传输媒质的特性	G.6000-G.6999
经传送网的数据 — 一般概况	G.7000-G.7999
经传送网的以太网概况	G.8000-G.8999
接入网	G.9000-G.9999
<b>驻地网内</b>	<b>G.9950-G.9999</b>

欲了解更详细信息，请查阅ITU-T建议书目录。

## ITU-T G.9954建议书

### 电话线网络收发器 — 增强型物理、媒体接入和链路层规范

#### 摘 要

本建议书为 G.9954 系统定义了 PHY、MAC、LINK 和 CONVERGENTCE 协议栈层，提供了以下特性：

- 4-240 Mbit/s 的 PHY 层有效负载传输速率；
- 速率自适应收发器，以实现数据速率和分组误码率的最优化，可以逐个分组地、动态地改变信道条件；
- 频率分集 QAM，以实现经由高频率选择性信道的稳健通信；
- 频谱陷波，以实现与业余无线电业务的兼容；
- 同步 MAC 协议，受控于一个动态选择的主机，它组合采用冲突避免和受控的、基于竞争的访问策略；
- 支持同步和异步数据业务；
- 主控网络内的对等通信；
- 使用类 G.9951/2 异步 MAC 协议的无主操作模式；
- G.9954 协议栈层内执行的分组聚合（分组化），直至业务流的等待时间限制和可用的传输带宽；
- 有关带宽、抖动、等待时间和 BER 的服务质量保证；
- 对具有明确流量和速率规范的业务 QoS 支持，提供一个链路层，它非常适于音频和视频流；
- 协议特定的会聚层；
- 向后兼容于 G.9951/2，允许以 G.9951/2 兼容模式速率进行传输；
- 混合网络中 G.9951/2 和 G.9954 之间的共存和互操作性；
- 与其他电话线业务之间的兼容性，如 POTS、V.90、ISDN 以及 G.992.1、G.992.2、G.992.3、G.992.4；
- G.9954 设备的本地和远程管理；
- 对未来安全性扩展的规定。

#### 来 源

ITU-T 第 15 研究组（2005-2008）按照 ITU-T A.8 建议书规定的程序，于 2005 年 2 月 13 日批准了 ITU-T G.9954 建议书。

## 前 言

国际电信联盟（ITU）是联合国在电信领域的专门机构。国际电信联盟电信标准化部门（ITU-T）是国际电联的一个常设机构。ITU-T 负责研究技术、操作和资费问题，并且为在世界范围内实现电信标准化，就上述问题发布建议书。

每四年召开一次的世界电信标准化全会（WTSA）确定 ITU-T 各研究组的研究课题，然后由各研究组制定有关这些课题的建议书。

WTSA 第 1 号决议规定了批准 ITU-T 建议书须遵循的程序。

在 ITU-T 研究范围内的某些信息技术领域中使用的必要标准是与国际标准化组织（ISO）和国际电工技术委员会（IEC）共同编写的。

## 注

本建议书为简要起见而使用的“主管部门”一词，既指电信主管部门，又指经认可的运营机构。

遵守本建议书的规定是以自愿为基础的，但建议书可能包含某些强制性条款（以确保例如互操作性或适用性等），只有满足所有强制性条款的规定，才能达到遵守建议书的目的。“应该”或“必须”等其他一些强制性用语及其否定形式被用于表达特定要求。使用此类用语不表示要求任何一方遵守本建议书。

## 知识产权

国际电联请注意：本建议书的应用或实施可能涉及使用已申报的知识产权。国际电联对无论是其成员还是建议书制定程序之外的其他机构提出的有关已申报的知识产权的证据、有效性或适用性不表示意见。

至本建议书批准之日止，国际电联尚未收到实施本建议书可能需要的受专利保护的知识产权的通知。但需要提醒实施者注意的是，这可能不是最新信息，因此大力提倡他们通过以下网址查询电信标准化局（TSB）的专利数据库：<http://www.itu.int/ITU-T/ipr/>。

© 国际电联 2006

版权所有。未经国际电联事先书面许可，不得以任何手段复制本出版物的任何部分。

# 目 录

	页码
1 范围 .....	1
2 参考文献 .....	1
3 术语和定义 .....	1
4 缩写词和首字母缩写词 .....	4
5 引言 .....	5
5.1 G.9954 协议栈概述 .....	5
5.2 网络参考模型 .....	8
5.3 协议栈 .....	11
6 PHY 层规范 .....	13
6.1 概述 .....	13
6.2 发射机参考模型 .....	13
6.3 组帧 .....	13
6.4 扰码器 .....	20
6.5 群编码器 .....	21
6.6 QAM/FDQAM 调制器 .....	29
6.7 最低设备要求 .....	29
6.8 发射机电气规范 .....	30
6.9 接收机电气规范 .....	35
6.10 输入阻抗 .....	39
7 媒体访问协议规范 .....	41
7.1 操作模式 .....	42
7.2 异步 MAC 模式操作 .....	44
7.3 同步 MAC 模式操作 .....	55
7.4 分组聚合 .....	72
8 兼容性规范 .....	73
8.1 与同一线路上其他设备的频谱兼容性 .....	73
8.2 与 G.9951/2 和 AMAC 节点的共存和互操作性 .....	74
8.3 G.9951/2 节点检测 .....	74
8.4 混合网络中对主机的要求 .....	75
8.5 传输至 G.9951/2 节点 .....	76
8.6 同步和异步 MAC 模式的共存 .....	76
9 G.9954 服务质量 .....	81
9.1 一般性描述 .....	82
9.2 业务流和 QoS 参数 .....	82
9.3 会聚层通信流量分类 .....	87
9.4 流信令协议 .....	88
9.5 准许进入控制 .....	89
9.6 AMAC 模式下对 QoS 的支持 .....	89

	页码
10 链路层协议规范 .....	90
10.1 概述 .....	90
10.2 基本的链路层帧格式 .....	92
10.3 链路层控制帧 .....	93
10.4 速率协商控制功能 .....	96
10.5 链路完整性功能 .....	107
10.6 性能和状态通告 .....	109
10.7 LARQ: 有限的自动重复请求协议 .....	118
10.8 供货商特定的格式 .....	131
10.9 PNT 认证和诊断协议 .....	132
10.10 链路层组帧扩展 .....	149
10.11 帧内交织的 Reed-Solomon 编码 (可选的) .....	156
10.12 冲突管理协议 .....	162
10.13 帧脉冲串协议 .....	167
10.14 MAC 周期同步 .....	170
10.15 网络准许进入控制 (注册) 协议 .....	173
10.16 主机选择协议 .....	180
10.17 流信令协议 .....	184
10.18 时戳报告指示消息 (可选的) .....	204
附件 A — 机械接口 (MDI) .....	207
A.1 MDI 连接器 .....	207
附件 B — 网络测试回路 .....	208
B.1 线路模型 .....	208
B.2 测试回路 .....	209
附录一 — 会聚层 .....	212
I.1 概述 .....	212
I.2 会聚层原语 .....	213
I.3 会聚层体系结构 .....	219
I.4 流建立触发 .....	220
I.5 分类 .....	220
I.6 与上级协议层的会聚层接口 .....	221
I.7 协议特定的会聚层 .....	221
附录二 — 媒体无关的接口 (MII) 建议书 .....	222
II.1 MII 概述 .....	222
II.2 G.9951/2 信令建议书 .....	224
II.3 “片外” G.9954 会聚层 .....	226
附录三 — 端到端体系结构 .....	228
III.1 G.9954 到 G.9954 的协议栈 .....	228
III.2 以太网—PNT 接口 .....	228

	页码
III.3 USB 到 G.9954 的协议栈 .....	229
III.4 IEEE 1394 到 G.9954 的协议栈.....	230
III.5 DOCSIS 到 G.9954 的协议栈 .....	231
附录四 — 网络同步 .....	233
IV.1 同步要求 .....	233
IV.2 网络同步模型 .....	234
IV.3 同步机制概要 .....	236
附录五 — 对可变比特率 (VBR) 流的支持 .....	236
V.1 每个周期的带宽请求 .....	236
V.2 UGS + 共享的传输机会 .....	236
V.3 UGS + 明确的带宽请求 .....	237
V.4 UGS + 备用带宽 .....	237
附录六 — 服务质量 (QoS) 参数 .....	238
附录七 — 同时的应用测试概要 .....	240
附录八 — 媒体访问规划指南 .....	241
VIII.1 资源管理 .....	242
VIII.2 媒体资源分配和指派 .....	242
VIII.3 脉冲串大小管理 .....	242
VIII.4 MAC 周期长度管理 .....	242
VIII.5 通信流量监管和调整 .....	242
VIII.6 等待时间和抖动控制 .....	243
VIII.7 MAP 产生 .....	243
参考资料 .....	244





# ITU-T G.9954建议书

## 电话线网络收发器 — 增强型物理、媒体接入和链路层规范

### 1 范围

本建议书用于规范有关 G.9954 站的互操作性和兼容性。虽然某些最低性能要求是为接收机而确立的，但总的说来，本建议书是从符合要求的收发器的角度对各要求进行了描述。本建议书不规定具体的实施方案。

本建议书的结构如下所述：

- **第 6 节：PHY 层规范** — 本节用于规定 G.9954 PHY 层规范。
- **第 7 节：媒体访问协议规范** — 本节用于规定 G.9954 媒体访问协议，包括操作的异步和同步 MAC 模式。
- **第 8 节：兼容性规范** — 本节用于描述用以在 G.9951/2 和 G.9954 节点混合网络中实现与 G.9951/2 节点向后兼容性、共存和互操作性的方法。
- **第 9 节：服务质量** — 本节用于描述 G.9954 服务质量框架。
- **第 10 节：链路层协议规范** — 本节用于规定所需的链路层控制功能性。

### 2 参考文献

下列 ITU-T 建议书和其他参考文献的条款，在本建议书中的引用而构成本建议书的条款。在出版时，所指出的版本是有效的。所有的建议书和其他参考文献均会得到修订，本建议书的使用者应查证是否有可能使用下列建议书或其他参考文献的最新版本。当前有效的 ITU-T 建议书清单定期出版。本建议书引用的文件自成一体时不具备建议书的地位。

- [1] ITU-T Recommendation G.9951 (2001) (Formerly G.989.1), *Phoneline networking transceivers – Foundation*.
- [2] ITU-T Recommendation G.9952 (2001) (Formerly G.989.2), *Phoneline networking transceivers – Payload format and link layer requirements*.
- [3] ITU-T Recommendation G.9953 (2003) (Formerly G.989.3), *Phoneline networking transceivers – Isolation function*.

### 3 术语和定义

本建议书定义了如下术语：

**3.1 AMAC mode AMAC 模式：**当工作于不包含主机的网络中时 G.9954 设备所用的媒体访问方法。

**3.2 BACKOFF20：**各后退片中所用的 20 个符号的序列，由 TRN16 序列组成，后跟 EOF 序列。

- 3.3 BACKOFF20 signal BACKOFF20 信号:** 活动发射机可以在 3 个信号片段内（后跟一个冲突）发送的符号序列。用在分布式后退级算法中。
- 3.4 binary exponential backoff (BEB) 二进制指数后退 (BEB):** 用于冲突解决的 IEEE Std 802.3 方法。
- 3.5 bounded DFPQ 受限的 DFPQ:** 一种冲突解决方法，它基于分布式公平优先级排队 (DFPQ)，其中的冲突解决周期限制在传输机会内。
- 3.6 broadcast packet 广播分组:** 一个分组，其目的地地址皆为 1 (FF.FF.FF.FF.FF.FF)。
- 3.7 capability and status announcement 性能和状态公告:** 一个链路层协议，它以较低的管理费用来填充各站间的状态信息。
- 3.8 collision fragment 冲突片段:** 由引导词、帧头、DA、SA、ET 和 EOF 组成的固定传输序列。
- 3.9 contention period 竞争周期:** 一个媒体访问周期，当中设备竞争访问使用基于优先级的 CSMA/CD 和冲突解决技术的媒体。
- 3.10 contention-free period 无竞争周期:** 一个媒体访问周期，分配给一个单个网络设备，当中（通常）应不发生媒体访问竞争和冲突。
- 3.11 convergence layer 会聚层:** 一个协议特定的子层，它将传输层协议映射至 G.9954 链路层的本地原语。
- 3.12 CS\_IFG:** 在连续的帧脉冲串之间务必保证的、最低数量的媒体静默。
- 3.13 device ID 设备 ID:** 在注册后由主机分配给某个 G.9954 设备的惟一标识符。
- 3.14 endpoint 端点:** 不为主机的一个 G.9954 设备。
- 3.15 EOF sequence EOF 序列:** 4 个符号的序列，它添加于物理层帧中，由 TRN 序列的最初 4 个符号组成。
- 3.16 flow 流:** 由通信流量表征的、网络节点之间的单向数据流，带有经过良好定义的、有关吞吐量、等待时间、抖动和 BER 的 QoS 参数。
- 3.17 flow ID 流 ID:** 源设备与目的设备之间某个流的惟一标识符。
- 3.18 flow signalling 流信令:** 一个用于建立、修改和拆卸流的 G.9954 链路层协议。
- 3.19 flow specification 流规范:** 一个有关流 QoS 通信流量和速率参数方面特性的规范。
- 3.20 G.995x:** 一个有关当前 PNT 技术的一般性参考文献。
- 3.21 G.9954:** 在本建议书中提议的、一个有关增强型 PNT 技术的参考文献。
- 3.22 jitter 抖动:** 一个用于表示等待时间在平均等待时间值之上和之下变动的量。最大抖动定义为在平均等待时间值之上和之下的最大等待时间变动，表示为 (+Max/-Min)。
- 3.23 latency 等待时间:** 一个用于表示迟延时间的量，从分组到达 PNT 协议栈服务接入点开始，至分组最后一个比特在电路上成功发送为止。对平均等待时间和最大等待时间的度量假定基于所有等待时间度量中的第 99 个百分点进行计算。
- 3.24 link integrity 链路完整性:** 一个后台进程，获得一个用户指示，指明接口连接到了电话线上，并可以检测到至少一个其他站。
- 3.25 link level priority 链路级优先级:** 与链路层分组有关的软件优先级类别。当转换至/自 PHY 优先级时，该值可以被映射。

- 3.26 MAC cycle MAC 周期:** MAP 控制帧两个连续传送之间的媒体访问周期。
- 3.27 MAP:** 一个控制帧, 用于描述之后的 MAC 周期的媒体访问计划。
- 3.28 MAP\_IFG:** 媒体访问计划中主机所用的、帧脉冲串之间的媒体静默量, 在 MAP 控制帧中予以通告。
- 3.29 master 主机:** 一个 G.9954 设备, 它具有主机性能, 并被选为当前的活动主机。通过规划网络上的媒体访问时序, 并定期向网络上的所有设备通告媒体访问计划, 主机负责控制操作的同步 MAC 模式。
- 3.30 master-controlled network 主机控制的网络:** 包含一个充当主机的 G.9954 设备的网络。主机控制的网络中的 G.9954 设备依据 SMAC 媒体访问规则来进行媒体访问。
- 3.31 master-less network 无主机网络:** 不包含一个在当前充当主机的设备的网络。无主机网络中的 G.9954 设备依据 AMAC 媒体访问规则来进行媒体访问。
- 3.32 packet aggregation 分组聚合:** 将传输层分组和链路层分组结合进一个单独的 PHY 帧脉冲串中。
- 3.33 payload encoding 有效负载编码:** 各有效负载位的频谱掩码、波特和群编码 (每个符号的位数)。
- 3.34 PHY priority PHY 优先级:** G.9951/2 媒体访问控制所用的 3 位绝对优先级, 用于排列信道上等待发送的帧的优先级。优先级 7 的优先级比优先级 0 的高。
- 3.35 PNT:** 一个有关电话线网络收发器的一般性参考文献, 特别指的是 G.995x 系列的 ITU-T 建议书。
- 3.36 preamble 引导词:** 置于物理层帧之前的固定信号序列。它由 4 个 TRN 序列拷贝组成。
- 3.37 priority slot 优先级片段:** (一次有效传输或冲突的) IFG 之后 8 个片段中的一个, 用于实现访问优先级。
- 3.38 QoS contract QoS 合同:** 一个合同, 用于定义流中所涉设备之间的一组已商定的 QoS 流参数。QoS 合同在流端点上的设备之间商定, 以便确定缓冲和信道 (BER/PER) 约束。QoS 合同在流源设备和主机之间商定, 以便对带宽、等待时间和抖动要求做出限制。
- 3.39 registration 注册:** G.9954 网络设备用于告知活动的网络主机它存在并希望商定未来 QoS 合同的进程。
- 3.40 SMAC mode SMAC 模式:** 在主机控制的网络中使用的媒体访问模式。
- 3.41 system margin 系统边界值:** 有关系统性能下降级的一组值, 在这些值上, 接收机不超出某个特定测试回路上的规定帧差错率。
- 3.42 transmission opportunity 传输机会:** 一个媒体时间间隔, 具有明确的开始时间和相对 MAP 开始的时间长度, PNT 设备可将之用于帧传送。
- 3.43 TRN16:** 16 个符号的、白色、固定振幅 QPSK 序列, 用在物理层引导词中。
- 3.44 valid CS frame 有效的 CS 帧:** 最小发射机信号的一种描述, 应该能被载波侦听和冲突检测实现方案所接受。

## 4 缩写词和首字母缩写词

本建议书使用下列缩写词：

ADSL	非对称数字用户线路
AMAC	异步 MAC 协议
BER	误码率
BPS	每个符号的位数
CBR	固定比特率
CFTXOP	无竞争 TXOP
CR	冲突解决
CS_IFG	载波侦听 IFG
CSMA/CD	带冲突检测的载波侦听多路访问
CTXOP	竞争 TXOP
DFPQ	分布式公平优先级排队（用于冲突解决的 G.9951/2 增强型方法（见 BEB））
DOCSIS	经由电缆的数据系统接口规范
FDQAM	频率分集 QAM
FEC	前向纠错
HCS	报头检查序列（涵盖报头和以太网地址字段部分的 CRC-8）
G.9951/2	支持 G.9951/2 协议的设备
G.9954	支持 G.9954 协议的设备
ICG	周期内间隔
IFG	帧内间隔
LARQ	有限的自动重复请求（用于脉冲噪声纠错的协议）
MAP_IFG	媒体访问计划 IFG
MII	媒体无关的接口（由 IEEE Std 802.3 第 22 节定义）
MPDU	MAC 协议数据单元
NEXT	近端串扰
NID	网络接口设备（安装在用户回路与驻地线路之间边界上的用户线路保护设备）
PAR	平均比峰值
PDU	协议数据单元
PE	有效负载编码
POTS	普通老式电话业务（指的是使用电话线上 0-4 kHz 频谱的电话业务）
PNT	电话线网络收发器
QAM	正交振幅调制
RG	住宅网关

RSVP	资源保留协议
Self-NEXT	来自相同类型其他系统的近端串扰
SI	扰码器初始化
SMAC	同步 MAC 协议
SP	服务提供商
TXOP	传输机会
USB	通用串行总线
UTXOP	未分配的 TXOP
VBR	可变的比特率

## 5 引言

### 5.1 G.9954协议栈概述

G.9954 协议栈是一个用于处理 PHY 层、数据链路层、会聚层和管理层的综合协议栈。G.9954 协议栈既支持异步 MAC 工作模式，也支持同步 MAC 工作模式。异步 MAC 操作模式与为 G.9951/2 MAC 协议定义的操作模式是一样，虽然它使用了更宽的波特范围和群编码。同步 MAC 模式是建立在异步 MAC 模式行为之上，代表了异步 MAC 工作模式的一个功能超集。这意味着，运行 G.9954 协议栈的网络节点本身就知道如何充分体现一个本地 G.9951/2 节点的功能。

同步 MAC 模式依赖于网络中存在 G.9954 设备，这种设备可以充当网络主机的角色。此类设备指的是“主机设备”或仅称为“主机”。在网络中可以充当主机角色的设备指的是具备主机功能的设备。具备主机功能的设备是一种普通的 G.9954 设备，它还可以支持以下功能性性能，即当网络中缺乏活动主机时，允许它充当主机角色。

主机的职责是通过制定网络中媒体访问时序并周期性地向网络中的所有设备公告媒体访问计划，来控制同步 MAC 操作模式。该周期性的时序指的是 MAC 循环。工作于同步 MAC 模式的 G.9954 节点能够同步于周期性的 MAC 周期，并依据媒体访问计划中所述的传输时序来安排其传输时间。

当网络中存在 G.9954 主机设备时，G.9954 节点工作于同步 MAC 模式下；否则，它们工作于异步 MAC 模式下。当 G.9951/2 节点存在时，在存在主机的情况下，G.9954 节点继续工作于同步 MAC 模式下；不过，它们也按以下方式对其工作模式进行修改，即支持与网络中工作于异步 MAC 模式下 G.9951/2 设备的共存和互操作。该子模式将在后面的第 8 节中做更详细的阐述。

#### 5.1.1 兼容性和互操作性模式

G.9954 协议向后兼容于 G.9951/2 MAC 协议。

这种兼容性通过以下方式来保证，即符合 G.9951/2 协议时序和行为的要求，使用向后兼容于 G.9951/2 帧格式的帧格式。实际上，对一个本地 G.9951/2 节点，在线路上，G.9954 的传输看起来与普通 G.9951/2 的传输没有什么区别，虽然可能 G.9951/2 设备不支持有效负载波特。

### 5.1.2 同步MAC模式

G.9954 MAC 协议本质上是一个同步 MAC 协议,在主机控制下来协调媒体访问。在网络上的所有 G.9954 节点皆同步于一个周期性的 MAC 周期,且传输是预先计划好的和准确定时的情况下,该协议是同步的。

G.9954 同步 MAC 协议用于支持不同的业务类型,包括异步的尽力服务数据业务以及同步的固定和可变比特率流业务,如电话、音频和视频所需的业务。

在媒体访问预先计划好的本地 G.9954 环境中,冲突避免(CA)策略在正常的数据传输操作中使用。冲突避免以及分组聚合支持更有效地使用媒体,并提供支持服务质量保证的基础设施。

G.9954 同步 MAC 协议支持桥接于其他的同步协议,如 IEEE 1394、USB 协议等,以及桥接于宽带接入协议中,如 DOCSIS 和 IEEE 802.16,使用协议会聚层。此外,用在 G.9954 MAC 中的主机控制网络模型对宽带接入网络来说是一个很自然的模型,它能够很好地适应包含住宅网关(RG)的体系结构。

### 5.1.3 服务质量

G.9951/2 MAC 对 QoS 的支持基于使用 8 个优先级等级的优先级划分,它提供了一种基本的 QoS 机制,以区分不同的业务类别。该机制兼容于 IEEE 802.1D 建议书、VLAN 优先级标记(IEEE 802.1P)以及在业务类型(TOS)字段最初解释中定义的 PRECEDENCE 位,可以在使用差别业务(Diffserv)协议的 IP 分组中找到 TOS 字段。

不过,为了提供 QoS 保证,G.9954 提供了一种机制,它兼容于类 RSVP 协议,为业务规定了明确的通信流量和速率参数,而不仅仅是分组的相对排序。

G.9954 QoS 机制基于流概念,描述了在网络节点之间的单向数据流,它基于良好定义的 QoS 参数,从而允许严格控制网络吞吐量、等待时间、抖动和 BER 参数。

逐个业务地建立和拆卸流。G.9954 链路层控制(LLC)和 MAC 子层负责用以下方式调度流中分组的传输,即它可以增强各自的通信流量/QoS 参数。在一个流的生命周期期间,为流保留带宽,这体现在由主机 G.9954 节点所准备的媒体访问计划(MAP)中。流的带宽需求也可以在其整个生命周期中进行调整,以便更加有效地支持对带宽需求的变更,这是“脉冲串”和可变比特率(VBR)数据流的特征。

会聚子层的责任是将进入的数据流映射至适当的流,以便满足 QoS 要求。

流可以在业务调用时自动建立,它们也可以根据预定义的规范(如会聚层的一部分)或配置数据,在初始化之时建立。类似地,在检测到非活动状态时,可以自动拆卸流,以便释放与流相关的网络资源。

### 5.1.4 性能

通过避免冲突(无冲突解决周期)和支持多 MAC 协议数据单元聚合成一个单独的 PHY 层脉冲串(帧),G.9954 协议改善了 G.9951/2 协议的性能。

以上性能增益与 G.9954 MAC 协议本身有关；在其实施过程中有望得到进一步的性能增益和优势。

### 5.1.5 外部接口和协议

G.9954 协议支持各种接口以及通过协议栈中的会聚子层桥接于外部协议。该特殊协议会聚子层的使用通过配置参数或直接通过管理接口来定义。

协议会聚子层的职责是将来自某个特殊接口的数据分组映射至适于特定数据业务的流。

为特定会聚子层而定义的流，可以在设备注册时或根据需要建立。针对协议的流通信流量和速率参数可以预先定义，也可以在非易损的存储器中作为一个配置参数来定义。类似地，流可以通过外部或远程主机执行的管理操作来建立和配置。

G.9954 协议栈不假设存在一个外部主处理器，在硬件上它可以直接连接至外部芯片上，并可能执行一个不同的协议。在这种配置下，协议会聚子层被认为与 MAC 和链路层共存于一个集成的 G.9954 芯片中。可选地，G.9954 会聚子层可以部分地或全部地在外部主机处理器上实际执行。会聚子层也可以包括地址桥接功能/表格。

G.9954 会聚子层描述中提到的外部协议包括 IEEE 802.3/以太网协议和网际协议 (IP)。此外，会聚子层支持 USB 和 IEEE 1394 协议，这两个协议对 G.9954 上的传输来说是重要的候选协议。此外，宽带访问协议的接口，如 DOCSIS，甚至可能是无线访问协议，如 IEEE 802.11 和 IEEE 802.16，也都认为是非常重要的。MPEG 视频传输流被认为是在 IP/以太网上进行传输，或作为 MPEG-TS (传输流) 进行传输。

在一个明确的协议栈层面上进行的协议映射和会聚可以保证外部网络与住宅网络之间的同步程度。附录三中对其做了更加详细的描述。此外，假定术语中定义的 QoS 类似于外部网络的 QoS，这将进一步支持 QoS 方法从外部网络到住宅网络的扩展。

### 5.1.6 安全性和保密

为了与网络连接并启动数据传输，一个 G.9954 网络节点必须向主机注册。该网络准许进入处理过程可被扩展，以提供一个基本的授权和保密性支持。

设备的授权列表可能存在于主机的配置文件中，或存在于某个外部数据库中，可以外部主机一方接入。该授权列表可以定义哪些设备可以连接至主机，并可以访问外部网络和主机资源。对设备的识别使用设备硬件的 MAC 地址来实现。基于可访问主机的授权信息，一些网络访问可能被拒绝。

数据的保密可以使用加密的方法来支持。授权后，主机可以运行一个密钥管理协议，以便向网络节点分发密钥。密钥以一种加密的形式在网络中进行传输，它使用公共密钥加密方法。除了某些管理分组，在媒体上发送的各个分组都能在随后使用共享的密钥进行加密。

为了保护住宅信息不泄露给未经授权的采集以及通过串话方式进行的监听，在住宅中可以提出保密要求。可以用加密方法来保护 G.9954 传输中的数据，而不依靠在 G.9951/2 中基于限制接收机灵敏度的安全机制来进行。

鉴权和保密支持都是未来可选的特征。

### 5.1.7 管理支持

假设一个基于住宅网关的住宅网络模型，由服务提供商提供接入服务入户服务，那么管理、配置、监控和住宅网络故障检修的需求将变得越来越重要。

为了支持这项功能，G.9954 设备需要支持以下管理功能：

- 配置、控制和监控网络中的所有 G.9954 设备；
- 对所有设备提供本地和远程接入；
- 通过网关（主机）接入所有设备；
- 使用基于消息的协议（基于 G.9951/2 认证和诊断协议）；
- 支持标准的 MIB 结构；
- 支持更高级别的管理接口（如 SNMP、HTTP 等）。

各管理工具旨在提供对以下管理信息的访问：

- PHY 信息；
- 网络信息；
- QoS 信息与统计报告；
- 设备信息；
- 配置信息；
- 授权和安全信息；
- 版本信息。

## 5.2 网络参考模型

本建议书定义了基本的 PHY、MAC、LINK 和 CONVERGENCE 层功能。

如图 5-1 所示，在 G.9954 站与电话线之间规定的主要的接口是线路一侧的电子和逻辑接口（W1）。本建议书定义了主机一侧的接口，在这个例子中，如 IEEE Std 802.3 逻辑链路级的帧格式、寻址和广播/多播行为。对主机一侧的接口，存在几个选项，附录二对 MII 接口建议书进行了描述。



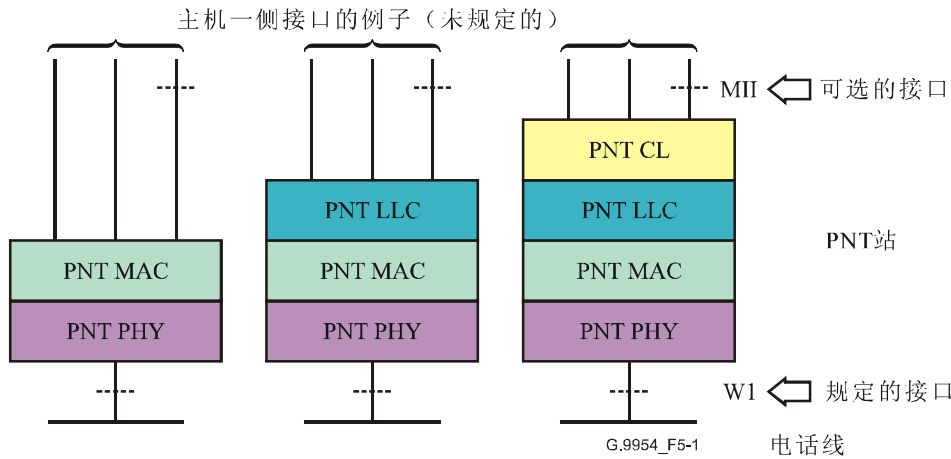


图 5-1/G.9954—接口

PNT 系统实现了一种共享媒体的单段网络，如图 5-2 所示。在一个网段中的所有站逻辑上连接于电话线的同一共享信道上。多个 PNT 网段与其他的网络链路可以通过 ISO 网络第 2 层（L2 或数据链路层）或者第 3 层（L3 或 IP 层）的中继来连接。第 1 层的中继（PHY 层中继器）未在本建议书中定义。

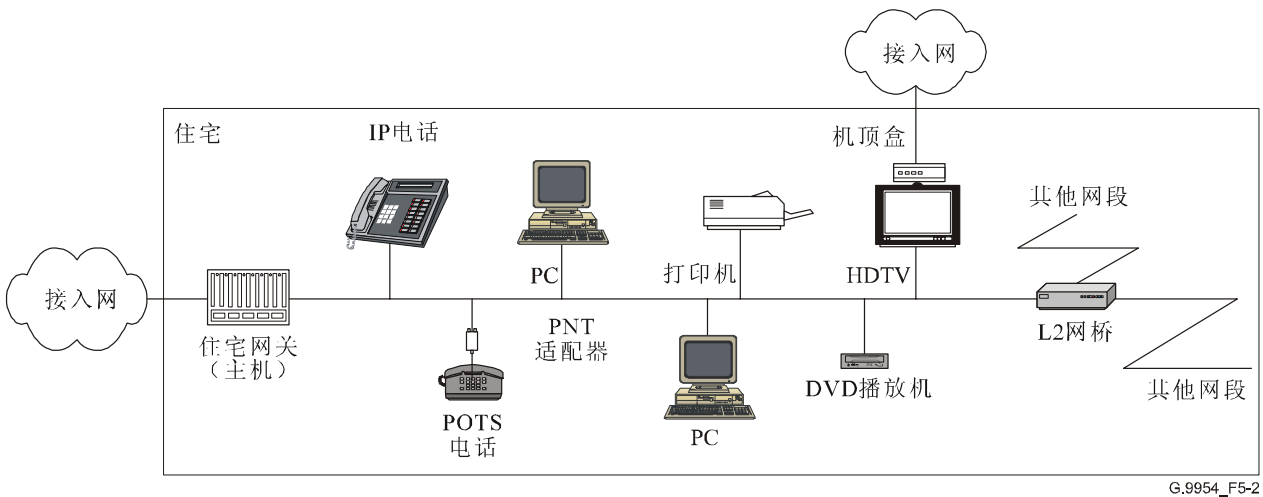


图 5-2/G.9954—PNT共享的媒体网段

如图 5-2 所示，G.9954 网络模型假定一个住宅网络由各种各样的网络设备组成，它们连接至共享的媒体住宅电话线网络主干线上。此外，它还假定一路或多路宽带连接至外部接入网上，通过一个或多个网关设备来实现，并可能桥接至其他的住宅网段上，可能基于其他的家庭联网技术（如无线、电力线、电缆等）。

表 5-1 显示了 PNT 标准与 ISO/IEC 开放系统互连参考模型之间的关系。

表 5-1/G.9954—与ISO/IEC开放系统互连的关系

OSI参考模型层		G.9954层
应用		
表示		
会话		
传输		
网络		
数据链		会聚层
		链路层协议
		MAC—媒体访问控制
物理		PHY

PNT 网络标准设计成使之能够工作得像用户驻地线路。预定的拓扑结构是星型、树型和多点总线型的随机组合；图 5-3 是一个线路拓扑的例子。此处，“普通老式电话服务”（POTS）网络接口设备（NID）同外部用户回路出现在左侧，驻地线路拆分为“星型”，从 NID 走向若干线路。在墙板上每一条走线可能拥有一个或多个模块连接器，且有可变长度的扩展线路（如双线所示）从墙板走向附加的 POTS 或 PNT 设备上。在本例中，站 A 和站 B 在一条总线上；站 C 在第二条总线上，它未在末端终结；站 E 处于从 NID 出来的一条线的末端；站 F 和站 G 通过一个两出口的适配器共享一个墙板。许多其他的拓扑结构也是可能的。

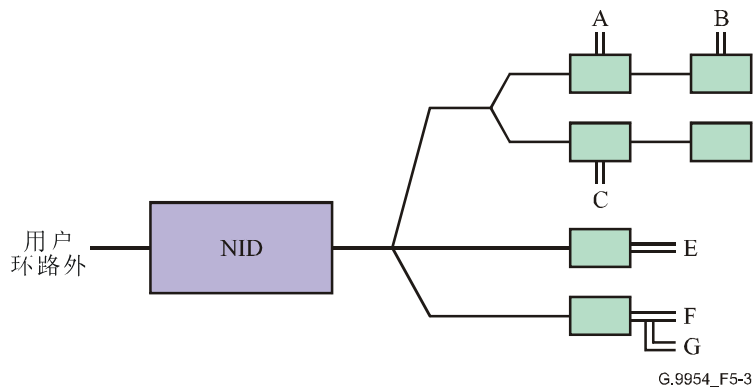


图 5-3/G.9954—参考连线拓扑结构

G.9954 协议既支持主机控制的网络模型，也支持无主机的网络模型。主机控制的网络模型假定存在主机节点，主机节点为网络提供时序，并同步媒体对所有 G.9954 网络设备的访问。当不存在主机时，网络被认为是无主机的网络。无主机的网络模型是一种 G.9951/2 型的网络模型，并假定只是一个共用的媒体，设备使用（基于优先级的）CSMA/CD 和冲突解决技术访问媒体。

虽然在一个主机控制的网络中，媒体访问是由主机来控制的，但两个设备之间的通信不贯穿主机，而是设备在主机指定的时间直接（对等地）进行通信。网络中的任何设备都可以潜在地作为主机，虽然主机这个角色通常大多数时候由网关或服务器设备来担当。

### 5.3 协议栈

G.9954 协议栈提供第 1 层（PHY）和第 2 层（数据链路层）服务，使用 G.9951/2 和 G.9954 协议、通过有线媒体来发送和接收分组。图 5-4 对 G.9954 使用的协议栈进行了描述。

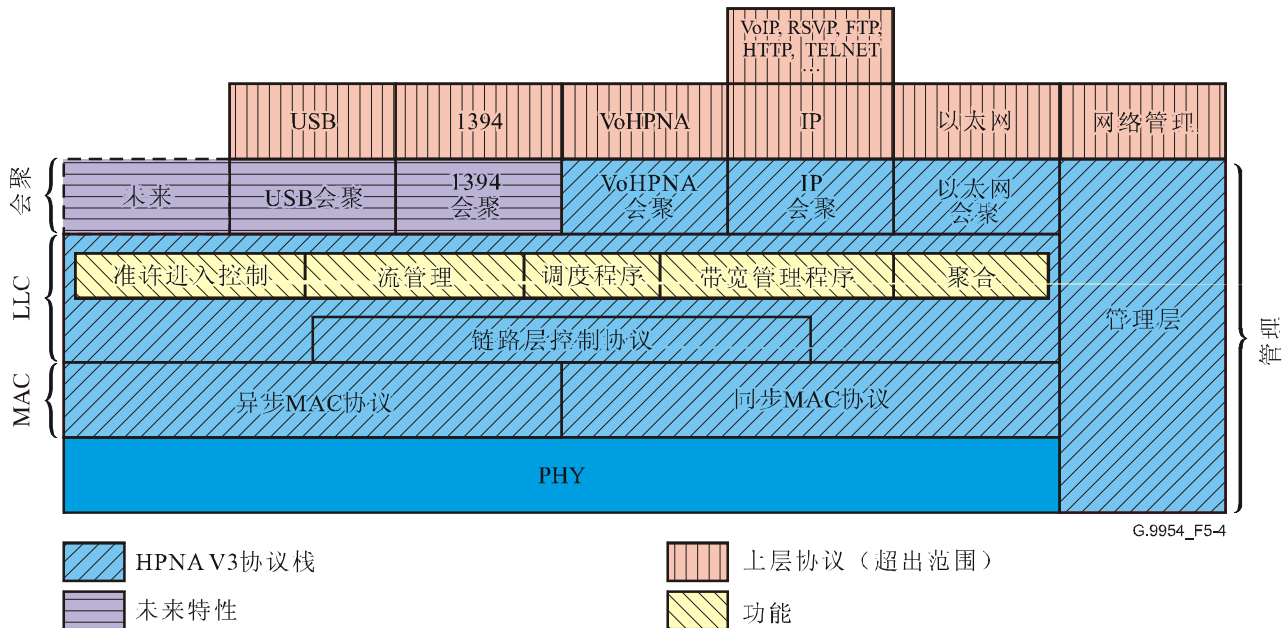


图 5-4/G.9954—G.9954协议栈

#### 5.3.1 PHY层

PHY 层通过使用在电话线路媒体上的 QAM 和 FDQAM 调制技术，来提供物理层帧的发送与接收。PHY 层支持 2、4、8、16 和 24 Mbaud 符号速率，使用 2-10 位/符号的群编码。这提供了 PHY 层的数据速率，范围为 4-240 Mbit/s，在扩展的 4-28 MHz PSD 掩码内，支持最大 24 MHz 的带宽。

#### 5.3.2 数据链路层

数据链路层由 MAC、LLC 和会聚层三个子层组成。

##### 5.3.2.1 G.9954 MAC子层

MAC 子层负责通过使用媒体访问协议来管理对物理媒体的访问。它通过 PHY 层传输帧内的物理媒体，使用 PHY 层来对 MAC 协议数据单元（MPDU）的传输进行调度。

G.9954 MAC 子层根据两种不同的协议模式 — 异步模式和同步模式来支持媒体访问。它支持一种类似于 G.9951/2 MAC 协议的异步操作模式以及在本建议书中定义的一种同步操作模式。异步 MAC 协议提供了基于优先级的媒体访问，它使用 CSMA/CD 技术来控制媒体访问，并使用信令协议来解决媒体冲突问题。相反地，G.9954 同步 MAC 协议使用 CSMA/CA 技术，在主机控制下，通过预先规划好所有媒体访问的时序来避免冲突。

G.9954 同步模式 MAC 持有一个向量，它定义了通过主机规划的媒体访问时序。媒体访问时序根据网络服务要求的服务质量（QoS）约束条件来制定，并定期地向所有的 G.9954 节点广播该计划。G.9954 MAC 负责保证所有媒体的访问都根据计划来进行，即主机将传输仅限制于明确分配给它（或分配给其业务）或者分配给其所属组的传输机会（TXOP）。G.9954 主机对下至其业务级的媒体访问进行规划，这样，G.9954 MAC 可以使用主机计划来对整个分组进行调度。可选地，允许 G.9954 MAC 实施一些本地的 QoS 智能控制，通过在 MAP 中分配给它的传输计划（TXOP）约束条件下自行确定调度决定来实现。

MAC 子层进一步负责为 PHY 层提供控制信息，以便控制所传数据的物理特性。

### 5.3.2.2 G.9954 LLC子层

LLC 子层负责执行链路控制功能。特别地，它负责管理有关网络连接的信息，通过使用速率协商、Reed-Solomon 编码技术和 ARQ（自动重复请求）技术，来增强有关各种系统数据流的服务质量（QoS）约束，并确保强劲的数据传送能力。

此外，G.9954 同步 MAC 协议需要额外链路控制协议（用于管理网络准许进入、数据流建立和拆卸过程）的支持。这些协议用于管理有关连接设备及其相关业务流的信息。链路层协议与上面的会聚协议层相互作用，以便告知以下事件，如设备注册、时序事件和流控制操作。

G.9954 同步 MAC 协议除了需要链路层控制协议外，还需要如下链路层功能：调度、带宽管理、流管理、网络准许进入和分组聚合。

分组聚合用于在一个单个 PHY 层帧内连接多个 MPDU。这种连接技术用于提高 PHY 帧的大小，以便降低总的每个分组协议开销。不过，聚合执行的程度是一个业务等待时间要求和分配之传输机会大小的函数。LLC 子层负责执行这种组帧和分帧，并使在媒体访问计划定义的约束条件下脉冲串的大小能达到最大。

### 5.3.2.3 会聚层

会聚层是一个协议特定的子层集，它将各种传输层协议映射至 LLC 子层的本地原语。LLC 子层提供了一个独立于协议的接口以及一个良好定义的 QoS 框架。会聚子层的职责是将本地协议转换为这一基本的框架结构。

会聚子层可以使用协议或配置特定的信息来实现这种转换。

### 5.3.2.4 管理层

图 5-4 描述了协议栈中的管理层，它包括网络层管理和 G.9954 管理工具。网络层管理工作于网络层和传输层，使用更高级的管理协议，如 SNMP，这些协议已超出了本建议书的讨论范围。

G.9954 管理包括所有这样的设备，即需要用它们来收集来自 G.9954 设备或远程设备 PHY、MAC、Link 和会聚层的信息，并对它们实施控制。G.9954 管理支持本地和远程管理功能。这意味着管理工作可以从一个本地主机执行（通过从主机一侧接口至 G.9954 设备），或者从一个管理主体执行（利用一个对等管理协议，从网络（线路）一侧接口至 G.9954 设备）。

同样，G.9954 设备可以在本地或远程进行配置。本地配置通过从非易损的存储器上读取配置设置来实现，或者在本地主机的控制下进行。远程配置可以通过如上所述的远程管理协议来实现，或者在网络准许进入程序期间通过主机下载来实现。

## 6 PHY层规范

### 6.1 概述

G.9954 PHY 层是 G.9951/2 PHY 层的一个扩展，它支持 3 种频谱掩码和 7 种波特，允许 10 种频谱掩码/波特组合：

- 频谱掩码#1: 4-10 MHz; 2, 4 MBaud (同 G.9951/2);
- 频谱掩码#2: 4-21 MHz; 2, 4, 8, 16 MBaud;
- 频谱掩码#3: 4-28 MHz; 2, 6, 12, 24 MBaud。

群的大小为每个符号 2-10 位，规定 PHY 层有效负载调制速率为 4-240 Mbit/s。

信息以脉冲串的形式在信道上传送。每个脉冲串或物理层帧由 PHY 层有效负载信息组成，以 PHY 引导词、报头和后同步码封装。PHY 层有效负载指的是链路级帧的那部分，它以有效负载速率进行调制，典型地，它大于报头速率。在此之后，“有效负载”指的都是 PHY 层有效负载，除非另有规定。

下面对物理层格式化进行阐述。

### 6.2 发射机参考模型

发射机框图如图 6-1 所示。它由帧处理器、数据扰码器、位到符号映射器、QAM 调制器组成，在下面各节中进行定义。

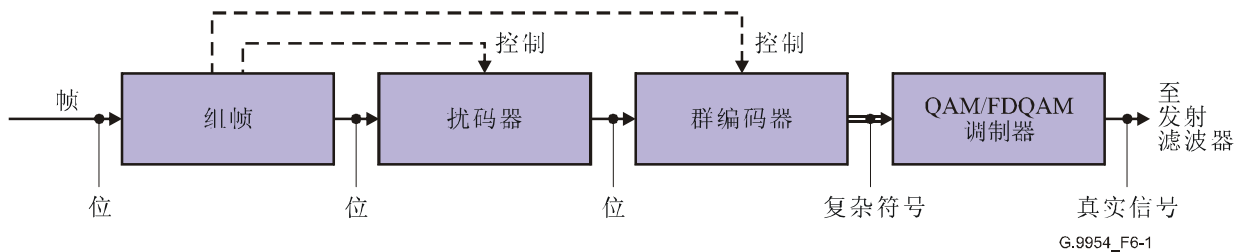


图 6-1/G.9954—发射机框图

### 6.3 组帧

帧格式如图 6-2 所示。它由一个低速率报头段、一个可变速率有效负载段和一个低速报尾段组成。帧的某些部分不被扰乱，如第 6.4 节中所述。

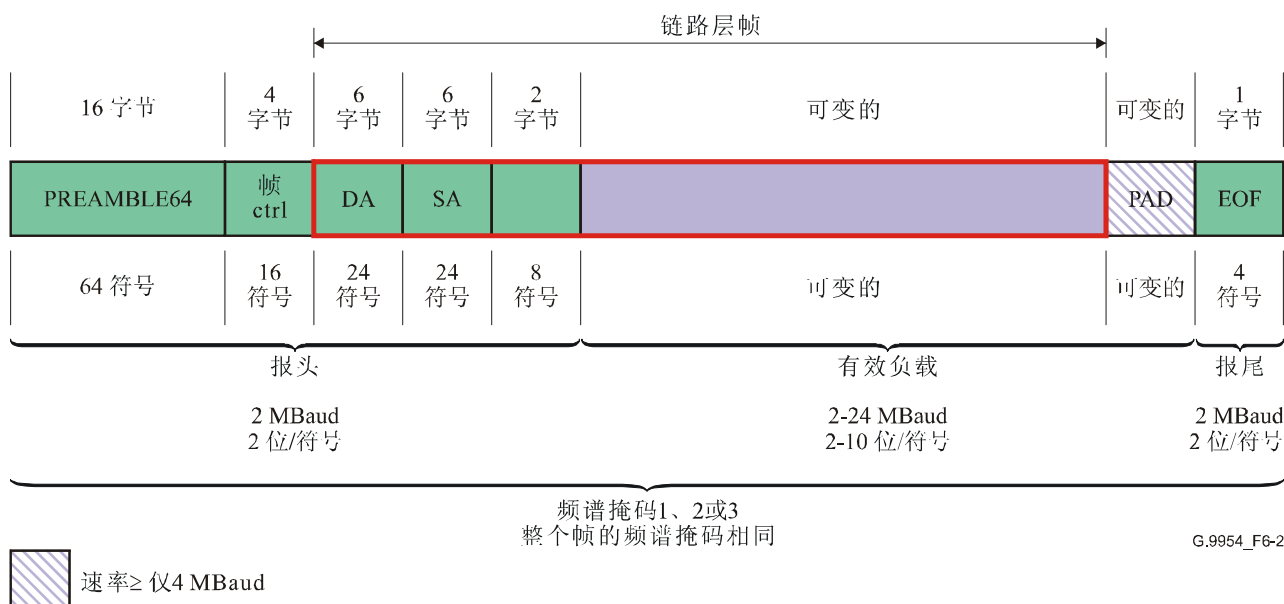


图 6-2/G.9954—PHY帧格式

对 SA 之后两字节字段和 SA 之后可变长度字段的解释由第 10 节中所定义的链路层帧格式给出。

### 6.3.1 位次序

除非另有说明，否则对所有的字段首先对每个八比特组内的最高有效位和最低有效位进行编码。在一个字段中，第 0 位是第一个有效位。各图显示了左侧的最高有效位（MSB）或八比特组。

### 6.3.2 引导词定义

PREAMBLE64 定义为是对 4 个 16 个符号序列的重复（TRN16），它来自对 0xfc483084 的编码（次序在第 6.3.1 节中定义），速率位 2 MBaud，每个符号 2 位，扰码器不起作用。

注一 TRN16 是一个白色、固定振幅 QPSK 序列。引导词的设计目的是为了便于：

- 功率估算和增益控制；
- 波特偏移量估算；
- 均衡器训练；
- 载波侦听；
- 冲突检测。

### 6.3.3 帧控制定义

帧控制字段是一个 32 位的字段，在表 6-1 中定义。

表 6-1/G.9954—帧控制字段

字 段	位 号	位 数	描 述
FT	31:24	8	帧类型。 0 异步 MAC 帧 0x01-0x7F 保留 0x80-0xFE 同步 MAC 帧 0xFF 保留 (31:24 位按以下所述方式进行编码)
SMAC	31:31	1	同步 MAC 帧
FS	30:28	3	帧子类型。 0 以太网帧 1 MAP (FT = 0x90) 2-7 保留，以供未来使用。
RSVD	27:24	4	保留。该字段须由发射机设为 0，接收机须抛弃带非 0 值的帧。
FID/PRI	23:20	4	流标识符/优先级 如果 SMAC = 1，那么 23:20 位为流 ID。 如果 SMAC = 0，那么 22:20 位为优先级 (0-7)，第 23 位须由发射机设为 0，接收机须忽略之。
SI	19:16	4	扰码器初始化
PE	15:8	8	有效负载编码
HCS	7:0	8	报头检验序列

因此，利用第 6.3.1 节中定义的位次序，以图 6-3 所示的次序来发送帧控制字段。

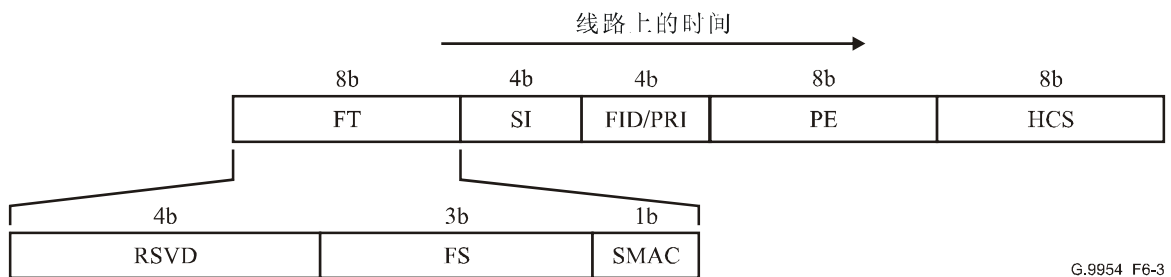


图 6-3/G.9954—帧控制字段次序

#### 6.3.3.1 帧类型

帧类型 (FT) 是一个 8 位字段，用于定义不同的帧格式。G.9951/2 设备须在该字段中发送 0，并须抛弃任何带非 0 的 FT 的帧。

G.9954 设备可以传送带 FT = 0、0x80 或 0x90 的帧。所有其他值予以保留。

FT 旨在为前向兼容性提供一种机制，以便允许各扩展使用不同于 G.9951/2 或 G.9954 的帧格式。

FT 字段由以下子字段组成:

### 6.3.3.1.1 帧子类型 (FS)

该字段用于定义帧子类型。定义了以下子类型:

- 0 = 以太网帧
- 1 = 在同步 MAC 协议中使用的 MAP 帧
- 2-7 = 保留, 以供未来使用。

保留的帧子类型值计划用于未来的版本, 以便支持其他会聚层相关的帧类型。

### 6.3.3.1.2 同步MAC (SMAC)

这一位字段用于指示一个同步 MAC 帧。它用于定义过载 PRI/FID 字段的解释。SMAC 位不得在发送给 G.9951/2 设备的帧中或存在 G.9951/2 设备情况下在广播/多播帧中进行设置。

### 6.3.3.1.3 保留位 (RSVD)

这一字段须由发射机设为 0, 接收机须抛弃任何这一字段不为 0 的帧。

### 6.3.3.2 扰码器初始化位

这一 4 位字段须设为用于初始化扰码器的值, 如第 6.4 节所述。

### 6.3.3.3 FID/PRI

这一字段的解释依赖于 SMAC 字段的值。当 SMAC = 0 时, 字段的解释为传输的 PHY 级优先级和接收机的业务类别优先级指示。当 SMAC = 1 时, 字段的解释为帧相关的业务类别流 ID。

#### 6.3.3.3.1 优先级

优先级指的是媒体访问优先级机制, 参见第 7 节中的媒体访问协议规范。3 位 PHY 优先级值 (PRI) 指的是在确定媒体访问时将赋予某个特定帧的绝对优先级, 并且是在 PNT MAC 中使用的值。优先级为 7 的帧比优先级为 0 的帧优先访问。

PRI 是在 PHY 级帧传输中承载的字段, 旨在为接收机链路级处理器指明一个 3 位 PHY 级优先级或业务类别指示, 用于管理收到的帧的优先级和业务类别。接收机 PHY 处理器不使用 PRI 值。

对不执行业务类别的站, 接收时须忽略 PRI 字段, 并须以设为 PRI = 2 的值进行发送。

有关如何使用优先级值的描述, 参见第 7 节中的媒体访问协议规范 — 异步 MAC 模式操作。

#### 6.3.3.3.2 流ID (FID)

这一 4 位字段用于过载优先级 (PRI) 字段, 并用于确定与帧相关的 QoS 流。只有当 SMAC 字段值为 1 时, 才使用流 ID 解释。发射机和接收机中的 MAC、链路和会聚层处理器都使用 FID 字段, 用于管理服务质量。发射机和接收机 PHY 处理器不使用它。

有关如何使用流 ID 的描述, 参见第 7 节中的媒体访问协议规范 — 同步 MAC 模式操作。



### 6.3.3.4 有效负载编码

该字段用于确定频谱掩码、波特和有效负载位的群编码。该字段由以下子字段进行定义。

表 6-2/G.9954—有效负载编码字段

字 段	位 号	位 数	描 述
EBPS	7	1	每个符号的扩展位
SM	6:5	2	频谱掩码
BAUD	4:3	2	符号速率
BPS	2:0	3	每个符号的位数

一个频带定义为波特、调制类型和载波频率的组合。

#### 6.3.3.4.1 每个符号位的扩展位

EBPS 用于指示 BPS 字段的扩展编码。更加特别地，当 EBPS=1 时，它用于扩展 BPS 字段的解释。在第 6.3.3.4.4 节中对它进行详细描述。

#### 6.3.3.4.2 频谱掩码

各值定义如下：

表 6-3/G.9954—频谱掩码子字段

SM值	解 释
0	频谱掩码#1 (4-10 MHz)
1	频谱掩码#2 (4-21 MHz)
2	频谱掩码#3 (4-28 MHz)
3	发射时保留，接收时抛弃帧。

参见第 6.8.3 节中的频谱掩码定义。

#### 6.3.3.4.3 符号速率

对频谱掩码#1，各值定义如下：

表 6-4/G.9954—频谱掩码#1的符号速率

波 特 值	解 释
0	符号速率 = 2 MHz
1	符号速率 = 4 MHz
2	发射时保留，接收时抛弃帧。
3	发射时保留，接收时抛弃帧。

对频谱掩码#2，各值定义如下：

表 6-5/G.9954—频谱掩码#2的符号速率

波特值	解 释
0	符号速率 = 2 MHz
1	符号速率 = 4 MHz
2	符号速率 = 8 MHz
3	符号速率 = 16 MHz

对频谱掩码#3，各值定义如下：

表 6-6/G.9954—频谱掩码#3的符号速率

波特值	解 释
0	符号速率 = 2 MHz
1	符号速率 = 6 MHz
2	符号速率 = 12 MHz
3	符号速率 = 24 MHz

#### 6.3.3.4.4 每个符号的位数

各值定义如下：

表 6-7/G.9954—每个符号编码的位数

EBPS值	BPS值	解 释
0	0	发射时保留，接收时抛弃帧
0	1	每个符号 2 位
0	2	每个符号 3 位
0	3	每个符号 4 位
0	4	每个符号 5 位
0	5	每个符号 6 位
0	6	每个符号 7 位
0	7	每个符号 8 位
1	0	8 循环群；每个符号 8 位
1	1	9 循环群；每个符号 9 位
1	2	10 循环群；每个符号 10 位
1	3-7	发射时保留，接收时抛弃帧

#### 6.3.3.5 报头校验序列（HCS）

8 位循环冗余校验（CRC）作为一个 128 位序列的函数进行计算，按传输次序，开始于 FT 位，结束于以太网源地址（SA）位，用 0 替代尚未计算的 HCS 字段。编码通过以下生成多项式来定义：

$$G(x) = x^8 + x^7 + x^6 + x^4 + x^2 + 1$$

数学上，对应某个特定帧的 CRC 值通过以下程序来定义。

补足按传输次序的、输入比特序列的最初 8 位。

而后认为按传输次序的、序列的 128 位为 127 次多项式  $M(x)$  的系数。（FT 字段的最后一位对应  $x^{127}$  项，SA 字段的最后一位对应  $x^0$  项。）

$M(x)$  乘以  $x^8$ ，并除以  $G(x)$ ，产生一个  $\leq 7$  次的余数  $R(x)$ 。

$R(x)$  乘以  $H(x)$  产生  $N(x)$ ，其中  $H(x)$  定义为  $H(x) = x^7 + x^6 + x^5 + x^4 + x^2 + x + 1$ 。

$N(x)$  除以  $G(x)$ ，产生一个  $\leq 7$  次的余数  $R'(x)$ 。

$R'(x)$  的系数认为是一个 8 位序列。

补足比特序列，结果为 CRC'。

将 8 位的 CRC' 置于 HCS 字段中，这样， $x^7$  项为八比特组的最低有效位， $x^0$  项为八比特组的最高有效位。（CRC' 的各位因此以  $x^7, x^6, \dots, x^1, x^0$  的次序进行传送。）

虽然 HCS 嵌入在受保护的比特流中，但按以下方式对它进行计算，即作为结果的 128 位流提供了差错检测性能，等同于带 8 位添加 CRC 的、120 位流的差错检测性能。作为结果的 128 位流，被认为是 127 次多项式的系数，当除以  $G(x)$  时，将总产生一个等于  $x^7 + x^6 + x + 1$  的余数。

各输入位不是扰乱的。

由于 HCS 所涵盖的所有字段都以 2 MBaud、每个符号 2 位的速率进行传输（如第 6.5.1 节所述），因此在许多情况下，在有效负载接收有误的情况下，这些字段也应能够正确接收。HCS 可以与软决定差错统计结合使用，以便以高概率确定报头是否得以正确接收。了解这点对优化 ARQ 与/或速率协商算法的性能是有用的。

### 6.3.4 链路层帧

帧控制字段之后、填充字段之前的位字段在第 10 条中的 G.9954 链路层规范中进行定义。最初的 6 个八比特组为目的地址，接下来的 6 个八比特组为源地址。

在低速率报头中出现 DA 和 SA 使得能够实现可靠的差错检测，这对速率选择是有用的。

### 6.3.5 填充

对以大于或等于 4 MBaud 速率进行编码的有效负载，将插入一个由整数个八比特组组成的可变长度填充字段。填充字段的最后一个八比特组（PAD\_LENGTH）须为 255（0xff）或 PAD\_LENGTH 之前 0 八比特组（0x00）数量二者中的较小者。0 八比特组的数量须确保最小传输长度至少为 92.5  $\mu$ s，指的是从 PREAMBLE64 的第一个符号到帧分隔符末尾的最后一个符号。对 2 MBaud 有效负载，不存在填充字段。

符合要求的、用于产生 PAD\_LENGTH 的公式的一个例子如下所示：

$$\min \left\{ 255, \left[ \frac{(92.5 \mu s - 68 \mu s - 2 \mu s) \times B \frac{Msymbol}{second} \times BPS \frac{bit}{symbol}}{8 \frac{bit}{octet}} \right] - 1 - N \right\}$$

其中：波特 B 为 4、6、8、12、16 或 24；BPS 为每个符号的位数；N 为以有效负载速率发送的链路层帧部分中的八比特组数；68 μs 为报头长度；2 μs 为报尾长度。如果公式产生一个负的数量，那么意味着无需任何填充。

这确保可以用由载波侦听功能检测到的传输长度，来将一个冲突片段从一个有效的帧中区别开来；参见第 7.2 节。

### 6.3.6 帧结束 (EOF) 分隔符

帧结束 (EOF) 序列由 TRN 序列最初的 4 个符号或者以 2 MBaud 编码为每个符号 2 位的 **0xfc** 组成。

提供本字段是为了在低 SNR 条件下便于准确侦听载波结束。解调帧的站可以使用本字段来准确确定最后一个有效负载符号出现在哪里。

## 6.4 扰码器

扰码器为图 6-4 所示的帧同步扰码器，它使用以下生成多项式：

$$G(x) = x^{23} + x^{18} + 1$$

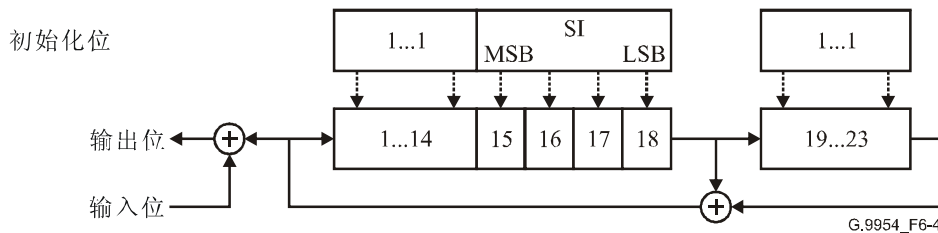


图 6-4/G.9954—数据扰码器

须用一个 4 位伪随机数来对移位寄存器的 15-18 位做初始化。须按以下次序将该值置于第 6.3.3.2 节所定义的 SI 字段中，即使得寄存器的第 15 位为 MSB（帧控制的第 19 位），第 18 位为 LSB（帧控制的第 16 位）。

在引导词位字段和帧控制的最初 16 位期间，扰码器须被旁路。须对扰码器进行初始化，使得能够从帧控制字段的第 17 位开始。

在链路层帧最后一位后，扰码器须被旁路，或者如果出现，须在 PAD 字段的最后一位后被旁路。不得扰乱 EOF 序列。

使用伪随机初始扰码器状态将产生一个更加一致的功率频谱密度 (PSD)，它是对多个相似帧进行度量的结果。这消除了 PSD 中源自高相关连续分组的音调问题。

## 6.5 群编码器

### 6.5.1 群编码控制

包括 SA 字段后最初两个字节的报头位都将按 2 MBaud、每个符号 2 位的速率进行编码。如果使用频谱掩码#2 或频谱掩码#3，那么须对输出符号进行修改，如第 6.5.6 节所述。

从 SA 字段后两个字节后的第一位开始，各位都须依据 PE 字段（见表 6-2）进行编码，直至链路层帧的最后一位，或者如果出现，PAD 的最后一位。

EOF 序列须按 2 MBaud、每个符号 2 位的速率进行编码。如果使用频谱掩码#2 或频谱掩码#3，那么将对输出符号进行修改，如第 6.5.6 节所述。

### 6.5.2 位到符号的映射

各输入位须组装成 N 位符号，其中 N 为每个符号的位数，在 PE 字段中规定。位到符号的映射如图 6-5 至图 6-14 所示。符号值按以下位次序予以显示，即最右边位为从扰码器收到的第一个位，最左边位为从扰码器收到的最后一位。

除了每个符号 3 位，所有的群都将置于一个统一的方形栅格中，对各实际的和虚构的轴，所有的群都是对称的。

对循环群，只显示第一象限，并从图中删去最左边的 2 位。对这些情况，在图 6-5 中对最左边的 2 位做了规定。



图 6-5/G.9954—每个符号2位

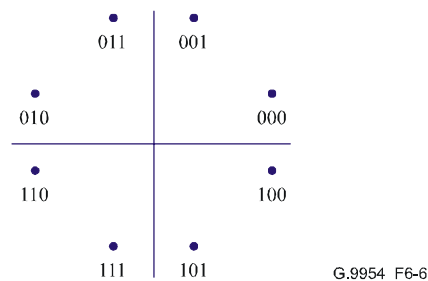


图 6-6/G.9954—每个符号3位

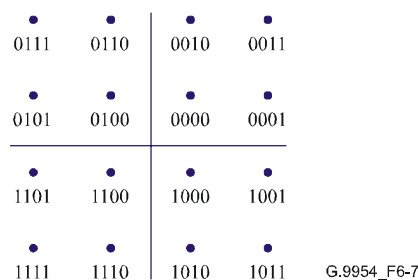


图 6-7/G.9954—每个符号4位

•	•	•	•	•	•
	01010	01110	00110	00010	
•	•	•	•	•	•
01111	01101	01100	00100	00101	00111
•	•	•	•	•	•
01011	01001	01000	00000	00001	00011
•	•	•	•	•	•
11011	11001	11000	10000	10001	10011
•	•	•	•	•	•
11111	11101	11100	10100	10101	10111
	•	•	•	•	
	11010	11110	10110	10010	

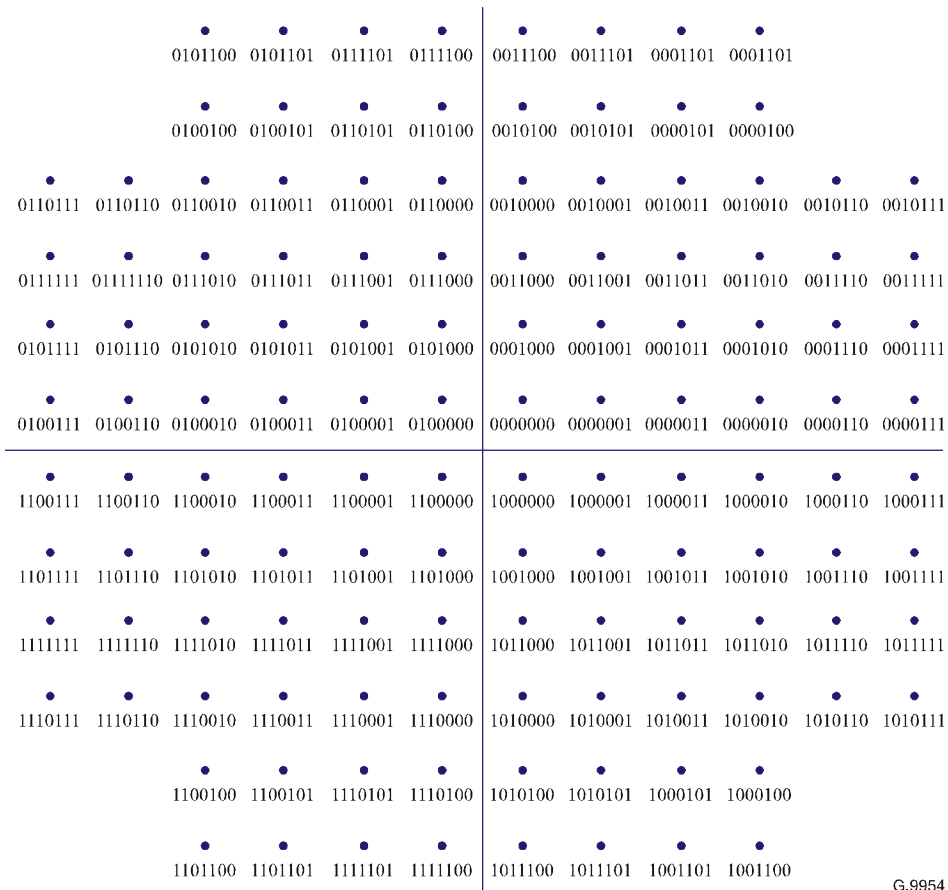
G.9954\_F6-8

图 6-8/G.9954—每个符号5位

•	•	•	•	•	•	•	•
011010	011011	011001	011000	001000	001001	001011	001010
•	•	•	•	•	•	•	•
011110	011111	011101	011100	001100	001101	001111	001110
•	•	•	•	•	•	•	•
010110	010111	010101	010100	000100	000101	000111	000110
•	•	•	•	•	•	•	•
010010	010011	010001	010000	000000	000001	000011	000010
•	•	•	•	•	•	•	•
110010	110011	110001	110000	100000	100001	100011	100010
•	•	•	•	•	•	•	•
110110	110111	110101	110100	100100	100101	100111	100110
•	•	•	•	•	•	•	•
111110	111111	111101	111100	101100	101101	101111	101110
•	•	•	•	•	•	•	•
111010	111011	111001	111000	101000	101001	101011	101010

G.9954\_F6-9

图 6-9/G.9954—每个符号6位



G.9954\_F6-10

图 6-10/G.9954—每个符号7位

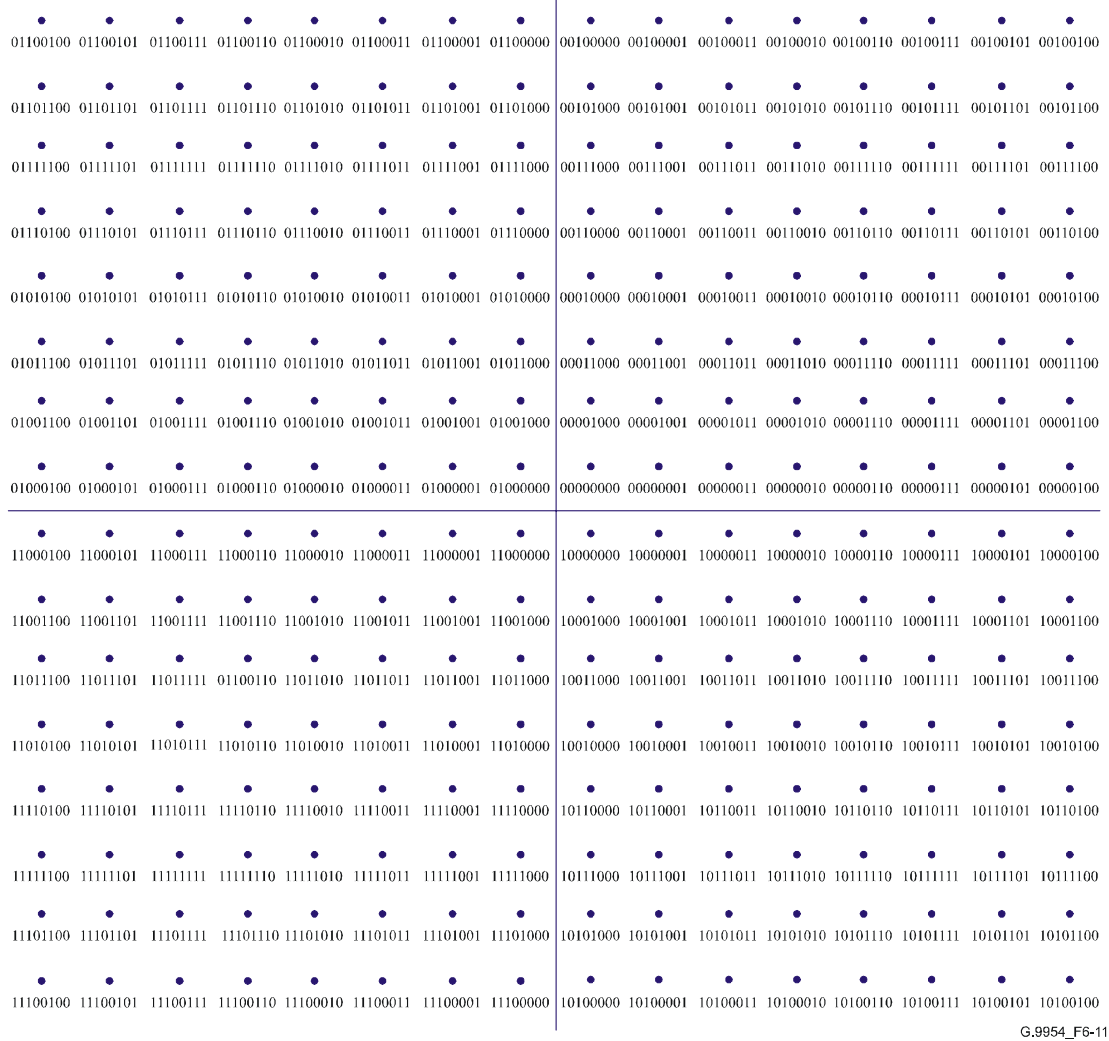
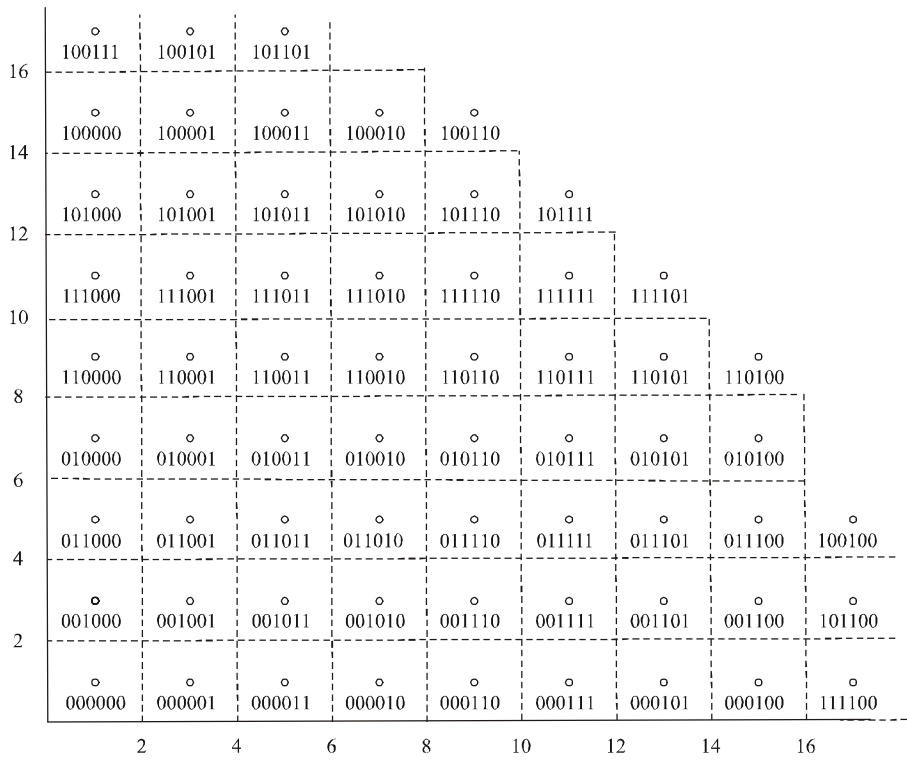


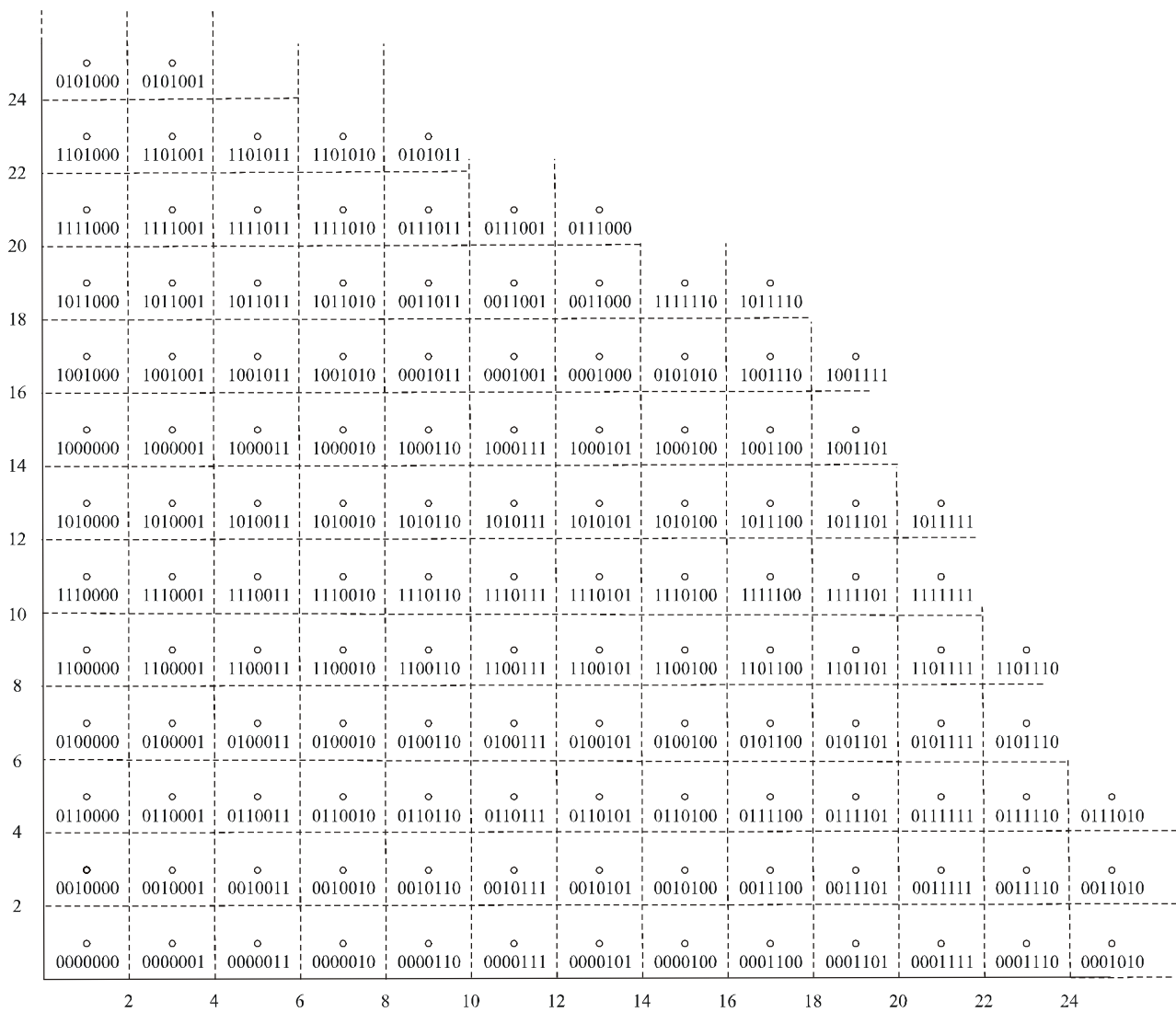
图 6-11/G.9954—每个符号8位





G.9954\_F6-12

图 6-12/G.9954—每个符号8位的循环群



G.9954\_F6-13

图 6-13/G.9954—每个符号9位的循环群

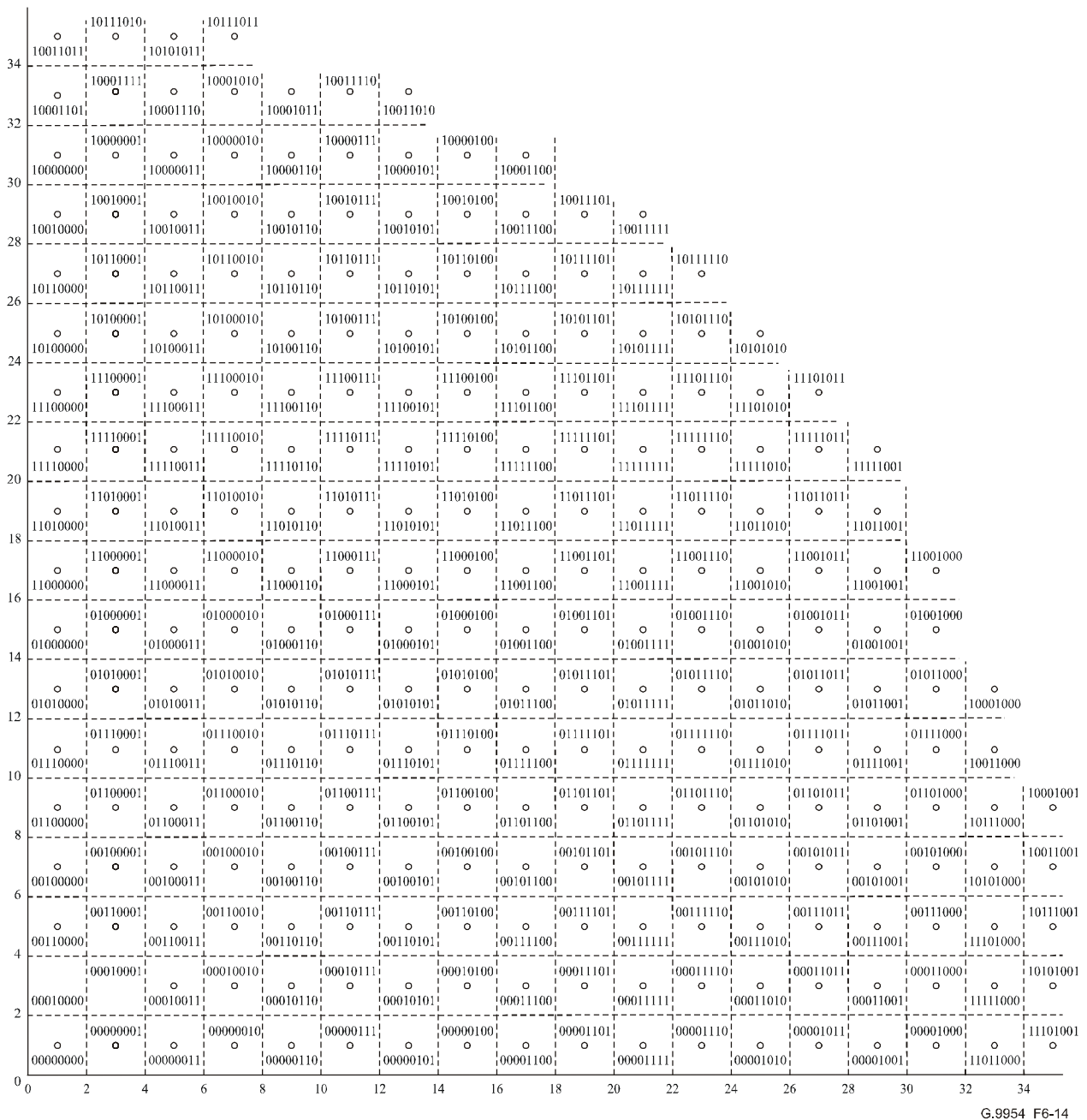


图 6-14/G.9954—每个符号10位的循环群

### 6.5.3 群缩放比例

一个单个波特上不同群的相对缩放比例在表 6-8 和表 6-9 中给出，其中表 6-8 中的 s (PE) 值由表 6-9 给出。每个群点的值务必精确到该群中最近邻居间距离的±4%之内。

注—例如，对 2 MBaud，每个符号 2 位，每个点上的容差为±0.08，而对 2 MBaud，每个符号 5 位，容差为±0.02。注意表 6-9 中的有效数字数量并不暗指容差，即应准确理解表 6-9 中的值。

表 6-8/G.9954—群参考点

每个符号的位数	参 考 点	值
2	00	$(1 + i) \times s(PE)$
3	000	$(12 + 5i) \times s(PE)$
	001	$(5 + 12i) \times s(PE)$
4	0000	$(1 + i) \times s(PE)$
5	00000	$(1 + i) \times s(PE)$
6	000000	$(1 + i) \times s(PE)$
7	0000000	$(1 + i) \times s(PE)$
8	00000000	$(1 + i) \times s(PE)$

表 6-9/G.9954—群比例因子 (PE)

频谱掩码	符号速率 (MHz)	2 BPS	3 BPS	4 BPS	5 BPS	6 BPS	7 BPS	8 BPS	8 BPS 循环	9 BPS 循环	10 BPS 循环
#1	2	1.0000	0.1111	0.3333	0.2500	0.1429	0.1111	0.0667	0.0800	0.0556	0.0400
	4	0.7071	0.0786	0.2357	0.1768	0.1010	0.0786	0.0471	0.0566	0.0393	0.0283
#2	2	1.0000	0.1111	0.3333	0.2500	0.1429	0.1111	0.0667	0.0800	0.0556	0.0400
	4	0.7071	0.0786	0.2509	0.1812	0.1113	0.0835	0.0534	0.0617	0.0431	0.0306
	8	0.5000	0.0556	0.1952	0.1396	0.0897	0.0664	0.0438	0.0470	0.0332	0.0235
	16	0.3119	0.0335	0.1225	0.0860	0.0583	0.0418	0.0288	0.0296	0.0210	0.0148
#3	2	1.0000	0.1111	0.3333	0.2500	0.1429	0.1111	0.0667	0.0800	0.0556	0.0400
	6	0.5774	0.0642	0.2466	0.1664	0.1073	0.0763	0.0512	0.0550	0.0390	0.0275
	12	0.4082	0.0454	0.1789	0.1234	0.0816	0.0586	0.0397	0.0419	0.0297	0.0210
	24	0.2887	0.0321	0.1185	0.0832	0.0560	0.0404	0.0276	0.0287	0.0202	0.0143

对频谱掩码#1，对各群点进行缩放，以便最外面的各点具有大致相同的量级。对频谱掩码#2，根据峰值与平均值之比 (PAR) 的统计度量值来对各群进行缩放。

### 6.5.4 波特转换期间的符号时序

当从 2 MBaud 向更高波特转换时，第一个更高的波特符号须在最后一个 2 MBaud 符号后的 0.5 毫秒后出现。

当从更高波特向 2 MBaud 转换时，第一个 2 MBaud 符号须在最后一个更高的波特符号后的 0.5 毫秒后出现。

例如，从 2 MBaud 向 4 MBaud 的转换以及从 4 MBaud 向 2 MBaud 的转换如图 6-15 所示：

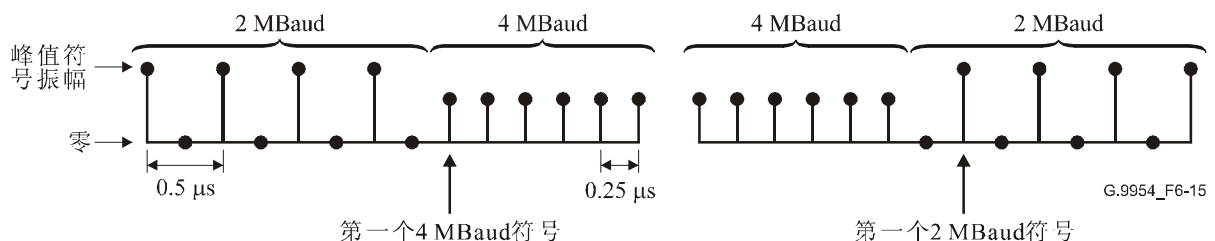


图 6-15/G.9954—波特转换

### 6.5.5 编码速率转换

如果序列中的位数不是每个符号位数的整数倍，那么须在比特流的末尾插入足够多的 0，以便完成最后一个符号。须插入最少数量的 0 比特，使得添加后的比特流的长度为每个符号位数的整数倍。

### 6.5.6 频谱掩码#2和频谱掩码#3经修改的报头和报尾

对频谱掩码#2 和频谱掩码#3，从第二个符号开始，群编码器将对报头和报尾的每个其他符号求反。也就是说，对报头的符号 2、4、6...136 以及 EOF 的符号 2 和 4，须乘以-1。

本操作将对新的载波频率进行补偿，以便创建一个其报头和报尾兼容于频谱掩码#1 的报头和报尾的信号，使得能够对报头进行解调，而不必知道使用的是哪个频谱掩码。

## 6.6 QAM/FDQAM调制器

调制器执行正交调幅（QAM）。图 6-16 显示了一个实现方案的例子。各个频谱掩码的载波频率和传送滤波器都不依赖于信令音调（波特）。

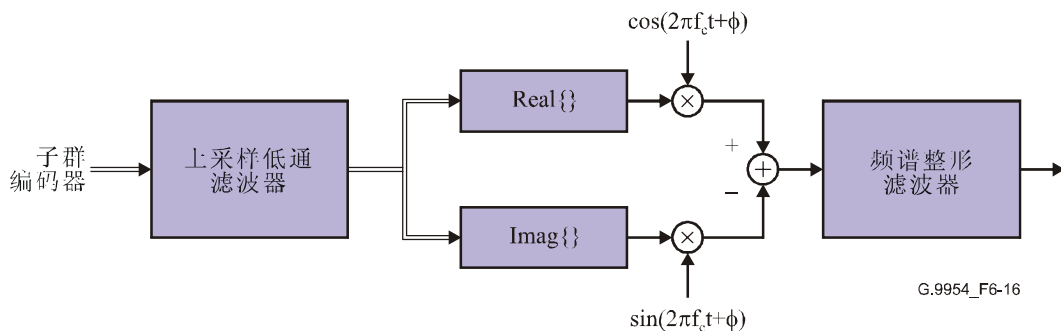


图 6-16/G.9954—QAM/FDQAM调制器

### 6.6.1 载波频率和容差

每个频谱掩码都有其自身的载波频率  $f_c$ :

- 频谱掩码#1:  $f_c = 7$  MHz
- 频谱掩码#2:  $f_c = 12$  MHz
- 频谱掩码#3:  $f_c = 18$  MHz

载波时钟锁定为符号时钟。这样，可以从第 6.9.2 节中所定义的时钟容差中获得载波频率容差。

### 6.6.2 发射滤波器

发射滤波器的详细情况依赖于实现方案。第 6.8.3 节和第 6.8.4 节对发射滤波器的设计做了约束。

## 6.7 最低设备要求

各站至少须能发送和接收频谱掩码#1 和频谱掩码#2。各站可以利用频谱掩码#3 进行发送和接收。

各站至少须能发送和接收 2-、4-、8- 和 16-MBaud 调制帧。

这意味着 QAM 和 FDQAM 都使用。

各站至少须能发送所有 2-8 位/符号的群 (PE 值为 1-7) 和接收所有 2-6 位/符号的群 (PE 值为 1-5)。

## 6.8 发射机电气规范

### 6.8.1 发射功率

发射功率在 -7 dBm 与 -9.5 dBm 之间, 值为轻击声与振铃声之间、100 ohm 有效负载上所做的测量值, 来自 0-30 MHz 的综合结果。

### 6.8.2 发射电压

RMS 差分发射电压在 0-6 MHz 之间的任何 2- $\mu$ s 窗口中都不得超过 -15 dBVrms, 值为任何有效负载编码的、轻击声与振铃声之间、135 ohm 有效负载上所做的测量值。峰值差分发射电压不得超过 580 mVpeak, 值为任何有效负载编码的、轻击声与振铃声之间、135 ohm 有效负载上所做的测量值。

不发射的站辐射须小于 -65 dBVrms, 值为轻击声与振铃声之间、100 ohm 有效负载上所做的测量值。

### 6.8.3 频谱掩码

定义了三个频谱掩码。各站利用经链路层速率协商控制功能商定的频谱掩码进行发射。

#### 6.8.3.1 PSD 上边界

当以频谱掩码#1 进行传送时, PNT 金属功率频谱密度 (PSD) 须受限于图 6-17、表 6-10、表 6-11 中所示的上边界和下边界, 值为在发射机 W1 接口处、轻击声与振铃声之间、100 ohm 有效负载上所做的测量值。上边界须适用于所有的符号速率和群, 下边界须适用于 2 MBaud、2 位/符号。

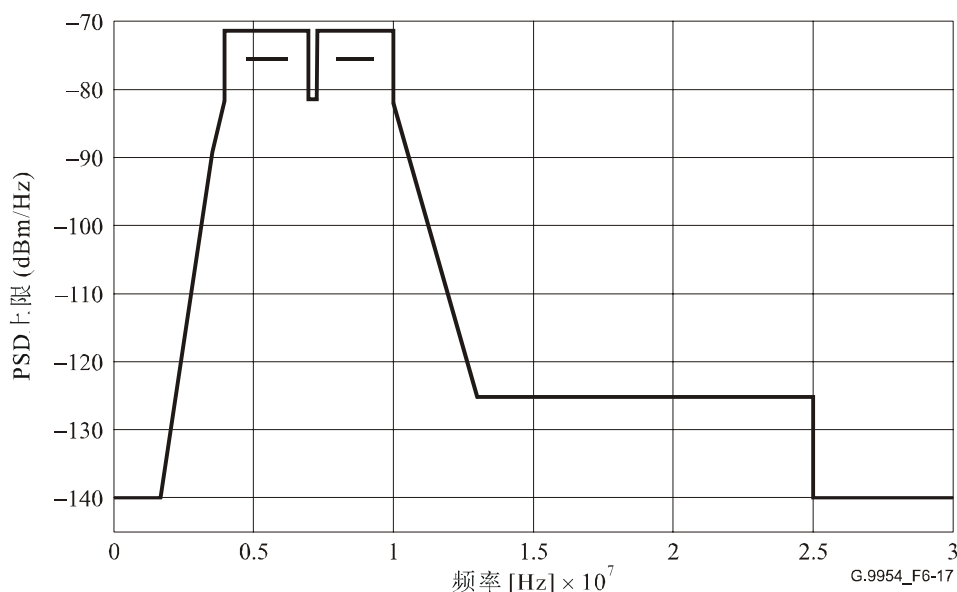


图 6-17/G.9954—频谱掩码#1的发射PSD上边界

表 6-10/G.9954—频谱掩码#1的发射PSD上边界和下边界

频率 [MHz]	PSD限值 [dBm/Hz]
$0.015 < f \leq 1.7$	-140
$1.7 < f \leq 3.5$	$-140 + (f - 1.7) \times 50.0/1.8$
$3.5 < f \leq 4.0$	$-90 + (f - 3.5) \times 17.0$
$4.0 < f < 7.0$	-71.5
$7.0 \leq f \leq 7.3$	-81.5
$7.3 < f < 10.0$	-71.5
$10.0 \leq f < 13.0$	$-81.5 - (f - 10.0) \times 43.5/3.0$
$13.0 \leq f < 25.0$	-125
$25.0 \leq f < 30.0$	-140

表 6-11/G.9954—频谱掩码#1的发射PSD下边界

频率 [MHz]	PSD限值 [dBm/Hz]
$4.75 < f < 6.25$	-76.0
$8.00 < f < 9.25$	-76.0

当以频谱掩码#2 进行传送时，PNT 金属功率频谱密度（PSD）须受限于图 6-18、表 6-12、表 6-13 中所示的上边界，值为在发射机 W1 接口处、轻击声与振铃声之间、100 ohm 有效负载上所做的测量值。上边界须适用于所有的符号速率和群，下边界须适用于 2 MBaud、2 位/符号。

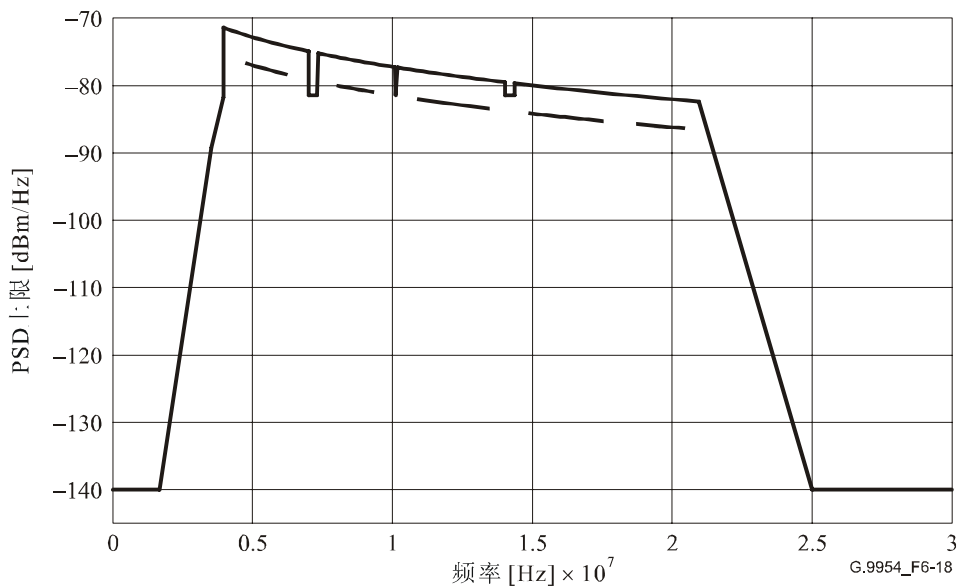


图 6-18/G.9954—频谱掩码#2的发射PSD上边界

表 6-12/G.9954—频谱掩码#2的发射PSD上边界

频率 [MHz]	PSD限值 [dBm/Hz]
$0.015 < f \leq 1.7$	-140
$1.7 < f \leq 3.5$	$-140 + (f - 1.7) \times 50.0/1.8$
$3.5 < f \leq 4.0$	$-90 + (f - 3.5) \times 17.0$
$4.0 < f < 7.0$	$-71.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$7.0 \leq f \leq 7.3$	-81.5
$7.3 < f < 10.1$	$-71.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$10.1 \leq f \leq 10.15$	-81.5
$10.15 < f < 14.0$	$-71.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$14.0 \leq f \leq 14.35$	-81.5
$14.35 < f < 18.068$	$-71.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$18.068 \leq f \leq 18.168$	-81.5
$18.168 < f < 21.0$	$-71.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$21.0 \leq f < 25.0$	$-82.3 - (f - 21) \times 57.7/4.0$
$25.0 \leq f$	-140

表 6-13/G.9954—频谱掩码#2的发射PSD下边界

频率 [MHz]	PSD限值 [dBm/Hz]
$4.75 < f < 6.25$	$-75.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$8.00 < f < 9.35$	$-75.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$10.90 < f < 13.50$	$-75.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$14.85 < f < 17.57$	$-75.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$18.67 < f < 20.25$	$-75.5 - 15 \times \log_{10}(f/4)$

当以频谱掩码#3进行传送时，PNT金属功率频谱密度（PSD）须受限于图 6-19、表 6-14、表 6-15 中所示的上边界，值为在发射机 W1 接口处、轻击声与振铃声之间、100 ohm 有效负载上所做的测量值。上边界须适用于所有的符号速率和群，下边界须适用于 2 MBaud、2 位/符号。



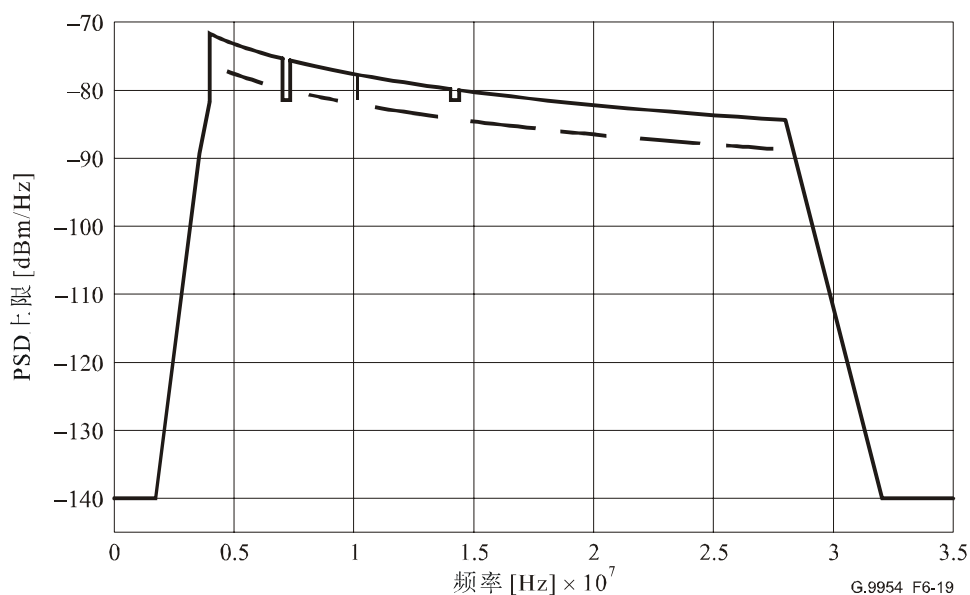


图 6-19/G.9954—频谱掩码#3的发射PSD上边界

表 6-14/G.9954—频谱掩码#3的发射PSD上边界

频率 [MHz]	PSD限值 [dBm/Hz]
$0.015 < f \leq 1.7$	-140
$1.7 < f \leq 3.5$	$-140 + (f - 1.7) \times 50.0/1.8$
$3.5 < f \leq 4.0$	$-90 + (f - 3.5) \times 17.0$
$4.0 < f < 7.0$	$-72.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$7.0 \leq f \leq 7.3$	-81.5
$7.3 < f < 10.1$	$-72.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$10.1 \leq f \leq 10.15$	-81.5
$10.15 < f < 14.0$	$-72.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$14.0 \leq f \leq 14.35$	-81.5
$14.35 < f < 28.0$	$-72.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$28 \leq f < 32.0$	$-84.7 - (f - 28) \times 55.3/4.0$
$32.0 \leq f$	-140.0

表 6-15/G.9954—频谱掩码#3的发射PSD下边界

频率 [MHz]	PSD限值 [dBm/Hz]
$4.75 < f < 6.25$	$-76.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$8.00 < f < 9.35$	$-76.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$10.90 < f < 13.50$	$-76.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$14.85 < f < 17.57$	$-76.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$18.67 < f < 20.50$	$-76.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$21.95 < f < 24.40$	$-76.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$
$25.50 < f < 27.25$	$-76.0 - 15 \times \log_{10}(f/4)$

对 2.0-30.0 MHz 之间的频率，用于执行此度量的分辨率带宽为 10 kHz，对 0.015-2.0 MHz 之间的频率，用于执行此度量的分辨率带宽为 3 kHz。须使用大小为 213 秒的平均窗口，须假定 1500 八比特组的 MTU（由 IFG 静默周期分隔）。共有 50 kHz 可能非邻近的频带可以超过 2.0 MHz 以下的限制线，在限制线以上没有任何大于 20 dB 的分频带。当以频谱掩码#1 进行发射时，共 100 kHz 可能非邻近的频带可以超过 13.0-30.0 MHz 之间的限制线，在限制线以上没有任何大于 20 dB 的分频带。当以频谱掩码#2 进行发射时，共 100 kHz 可能非邻近的频带可以超过 25.0-30.0 MHz 之间的限制线，在限制线以上没有任何大于 20 dB 的分频带。

注 1—4.0、7.0、10.1、14.0、18.068、21.0 和 24.9 MHz 处陷波的设计目的是为了减少在无线电业务频带内的 RFI 出口。

注 2—应在 2 位/符号和 3 位/符号的 PE 值处对掩码进行测试，原因是这些有效负载编码导致最大的发射功率。

### 6.8.4 发射机符号响应

当以频谱掩码#1 进行传送时，发射机输出的符号响应的上边界须受限限于图 6-20 所示的临时掩码。当以频谱掩码#2 或频谱掩码#3 进行传送时，发射机输出的符号响应的上边界须受限限于图 6-21 所示的临时掩码。响应须为在发射机 W1 接口处、轻击声与振铃声之间、100 ohm 有效负载上所做的测量值。

$t = 0$  之前、 $t = 5.0 \mu\text{s}$  之后的输出将  $<0.032\%$  的峰值振幅。

在图 6-20 和图 6-21 中，时间  $t = 0$  是任意的。

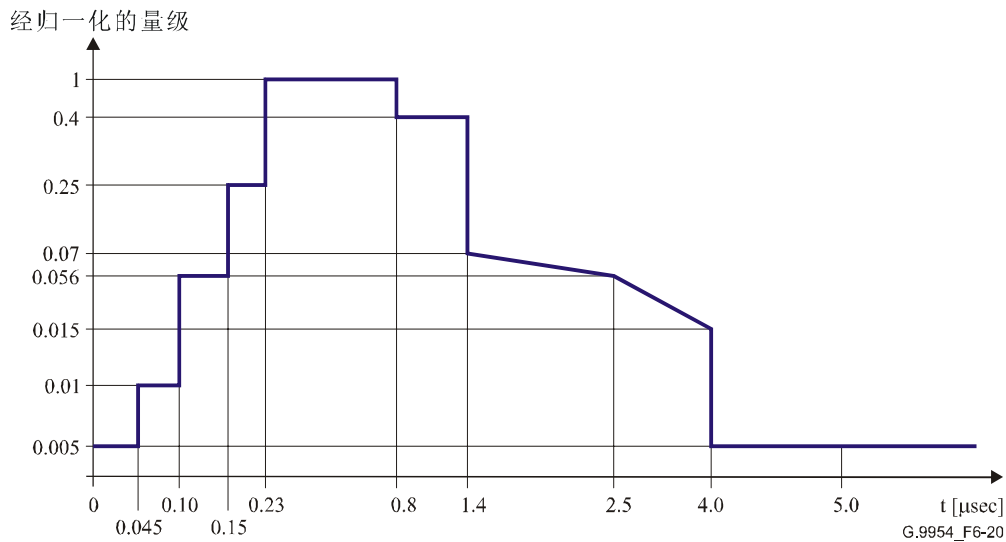


图 6-20/G.9954—频谱掩码#1的发射机符号响应量级掩码

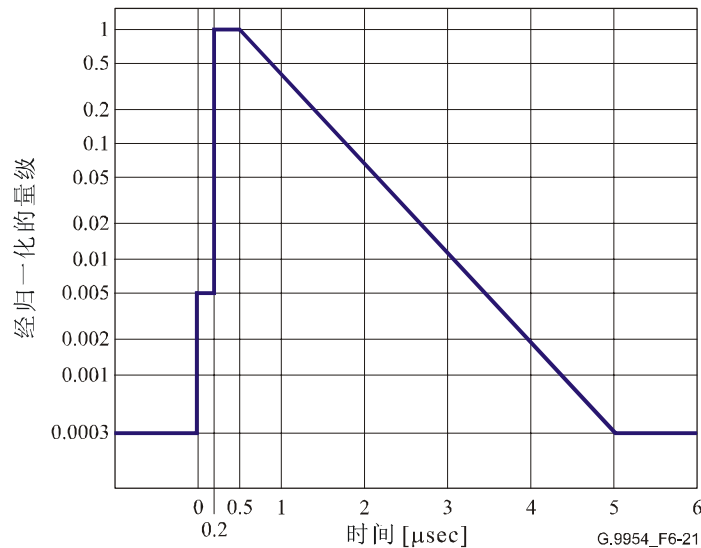


图 6-21/G.9954—频谱掩码#2和频谱掩码#3的发射机符号响应量级掩码

### 6.8.5 伪语音频带输出

当以 600 ohm 电阻有效负载终结时，200 Hz-3000 Hz 频带内、权重为 C 的发射机输出绝不得超过 10 dBmC。

### 6.8.6 公共模式发射

#### 6.8.6.1 公共模式输出电压

在 0.1 MHz-50 MHz 频带内、不平衡变压器（CMRR > 60 dB）中间接线柱与收发器地线之间、50 ohm 有效负载上，发射机的辐射不得大于 -55 dBVrms。

### 6.8.7 时钟容差

对设备的所有工作温度，发射机的时钟频率须精确在  $\pm 100$  ppm 内。有关本要求的最小工作温度范围为 0-70 摄氏度。

通常，一个  $\pm 50$  ppm 的晶体将可以满足此要求。

### 6.8.8 时钟抖动

发射机时钟的 RMS 抖动须小于 70 ps，通过对一个滑动的 10 微秒窗取平均求得。

### 6.8.9 I/Q平衡

发射机中不得存在任何增益或相位不平衡，第 6.5.3 节中所述的情况除外。

## 6.9 接收机电气规范

### 6.9.1 接收机灵敏度

#### 6.9.1.1 最大信号

接收机须对各帧进行检测，看其是否满足：轻击声与振铃声之间的峰值电压高达 -6 dBV、帧差错率不大于  $10^{-3}$ 、PSD 处的附加白高斯噪声小于 -140 dBm/Hz，在接收机处进行度量。

### 6.9.1.2 最低灵敏度

接收机须对以 2 位/符号、2 MBaud 编码的各个 1518 八比特组帧进行检测，看其是否满足：RMS 电压低至 2.5 mV、帧差错率不大于  $10^{-3}$ 。RMS 电压只对发射机活动的期间进行计算。

接收机须进行检测，看其是否满足：在  $10^4$  个 1518 八比特组、2 位/符号、2 Msymbol/s 的帧中，RMS 电压小于 1.0 mV 的帧不超过 1 个。

两个准则都假定 PSD 处的附加白高斯噪声小于 -140 dBm/Hz，在接收机处进行度量，并假定为平滑的信道。

### 6.9.2 时钟容差

当发射机的时钟频率处于其标称值的  $\pm 100$  ppm 之内时，在回路 1 上，接收机须满足第 6.9.4.1 节和第 6.9.4.2 节的要求。

### 6.9.3 抗窄带干扰能力

#### 6.9.3.1 差分输入

接收机须对帧进行解调，有效负载以频谱掩码#2、4 MBaud、3 位/符号的形式进行编码，在以下条件下，当帧差错率小于  $10^{-4}$  时，差分 RMS 电压低至 20 mV（在报头处测量）：

- 1) PSD 小于 -130 dBm/Hz 的白高斯噪声须加于接收机上。
- 2) 具有任何如表 6-16 所示的频带和输入电压组合形式的单一音调干扰：

表 6-16/G.9954—干扰振幅

频率范围 [MHz]	最大峰值对峰值干扰电平 [伏特]
0.01-0.1	6.0
0.1-0.6	3.3
0.6-1.7	1.0
1.7-4.0	0.1
7.0-7.3	0.1
10.0-10.15	0.1
14.0-14.35	0.1
18.068-18.168	0.1
21.0-21.45	0.1
24.89-24.99	0.1
28.0-29.7	0.1

所用电压为收发器输入端上轻击声与振铃声之间的电压测量值。

#### 6.9.3.2 公共模式输入

接收机须对帧进行解调，有效负载以频谱掩码#2、4 MBaud、3 位/符号的形式进行编码，在以下条件下，当帧差错率小于  $10^{-4}$  时，差分 RMS 电压低至 20 mV（在报头处测量）：

- 1) PSD 小于 -130 dBm/Hz 的白高斯噪声须加于接收机上，差分模式。

- 2) 单一音调干扰，在测试变压器的中间接线柱与收发器输入处的地线之间进行测量，具有任何如表 6-17 所示的频带和输入电压组合形式：

表 6-17/G.9954—公共模式输入要求

频率范围 [MHz]	最大峰值到峰值干扰电平 [伏特]
0.01-0.1	20.0
0.1-0.6	20.0
0.6-1.7	10.0
1.7-4.0	2.5
7.0-7.3	2.5
10.0-10.15	2.5
14.0-14.35	2.5
18.068-18.168	2.5
21.0-21.45	2.5
24.89-24.99	2.5
28.0-29.7	2.5

公共模式拒绝用于插入信号的测试变压器对 100 MHz 应超过 60 dB。

#### 6.9.4 系统边界值要求

在 B.2 中提供的测试回路须用于验证最低接收机要求。在每个回路测试中都须运用以下损伤：附加的（平滑的）衰减、附加的白高斯噪声、窄带干扰以及 120 Hz 脉冲噪声（“变光噪声”）。

损伤电平（在每个子节中定义）必须超过在各个规定有效负载上的规定电平（在帧差错率（FER）点上进行编码）： $10^{-2}$ 。还定义了有关单一时间变化信道的系统边界要求。

表中的任何“-”条目都意味着在规定的条件下没有任何要求。

##### 6.9.4.1 衰减要求

表 6-18 中所述的衰减设置是用规定的线路回路连续运用的附加衰减。

表 6-18/G.9954—衰减要求

回路数		1	4	5	6	8	9
有效负载编码	FER	要求的损耗衰减器设置[dB]					
掩码 #1, 2 MBaud, 2 bit/symb	$10^{-2}$	34	16	22	11	12	18
掩码 #1, 2 MBaud, 6 bit/symb	$10^{-2}$	30	9	18	6	8	-
掩码 #2, 4 MBaud, 3 bit/symb	$10^{-2}$	30	12	17	7	10	16
掩码 #2, 16 MBaud, 3 bit/symb	$10^{-2}$	28	12	13	-	8	-

### 6.9.4.2 附加的白噪声要求

0 dB 衰减器上的白噪声功率设为：-70 dBm/Hz。噪声衰减器的输出须加于接收机上。对于回路 1，须用回路连续加载 20 dB 的平滑信道衰减。

表 6-19/G.9954—附加的白噪声要求

回路数		1	4	5	6	8	9
有效负载编码	FER	要求的损耗衰减器设置[dB]					
掩码 #1, 2 Mbaud, 2 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	42	40	36	46	43	39
掩码 #1, 2 Mbaud, 6 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	58	57	53	63	60	—
掩码 #2, 4 Mbaud, 3 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	48	42	42	52	45	52
掩码 #2, 16 Mbaud, 3 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	57	51	52	65	56	—

### 6.9.4.3 窄带干扰要求

窄带干扰峰值到峰值振幅在 0 dB 衰减器上设为：对 7.0、7.3、10.1、14.0、14.35、18.1、21.0 MHz 设为 2.0 伏特。在 -135 dBm/Hz 电平上同时应用白高斯噪声。

表 6-20/G.9954—窄带干扰要求

回路数		1	4	5	6	8	9
有效负载编码	FER	要求的损耗衰减器设置[dB]					
掩码 #1, 2 Mbaud, 2 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	26	26	26	26	26	26
掩码 #1, 2 Mbaud, 6 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	26	30	26	32	30	—
掩码 #2, 4 Mbaud, 3 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	26	26	26	26	26	28
掩码 #2, 16 Mbaud, 3 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	26	26	26	43	31	—

### 6.9.4.4 脉冲噪声要求

脉冲噪声峰值到峰值振幅在 0 dB 衰减器上设为：3.0 伏特。在 -135 dBm/Hz 电平上同时应用白高斯噪声。脉冲将定义为 5.0 MHz 方波的 2 个周期加上 7.0 MHz 方波的 4 个周期。

表 6-21/G.9954—脉冲噪声要求

回路数		2	9
有效负载编码	FER	要求的损耗衰减器设置[dB]	
掩码 #1, 2 Mbaud, 2 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	3	3
掩码 #1, 2 Mbaud, 6 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	3	—
掩码 #2, 4 Mbaud, 3 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	3	3
掩码 #2, 16 Mbaud, 3 bit/symb	10 <sup>-2</sup>	3	—

### 6.9.4.5 动态信道系统边界值要求

在以下条件下，当在回路#2 上以每 10 ms 5 帧的速率进行传送时，接收机须从 3000 帧中检测出小于 5 个的错误 1518-八比特组帧。

- 在执行本测试期间，终结于其中之一接线柱的 300 pF 电容须每隔 1 秒钟引入/引出回路一次，即对每 2 秒钟中的 1 秒钟，使用一个开放电路终结。
- 接收机上增加-140 dBm/Hz 电平的白噪声。
- PE 为频谱掩码#2、16 MBaud、3 位/符号。

用在回路中引入和引出一个电容来模拟公用电话上的开关转换。

### 6.9.4.6 电话铃声信号性能

PNT 设备能够适应来自电话中心的电话铃声信号事件。信号由一个 20 Hz 的正弦曲线组成，在-52 V (min.) 的 DC 偏离电平上带一个 90 Vrms 重叠电平。设备不受电话铃声信号影响，通过图 6-22 中定义的电路，开机时每隔 2 秒钟、关机时每隔 4 秒钟连续对信号进行重复。

信号通过两个 500 ohm 的电阻注入电路中，如图 6-22 所示。由于大多数衰减器在 DC 上具有低阻抗，并可极大降低振铃电压，因此需要两个 0.01  $\mu$ F 的电容来提供 DC 隔离。

当受制于上面所定义的电话铃声信号时，在频谱掩码#2、4 MBaud、3 位/符号条件下，当对 100 000 最大 MTU UDP 帧进行度量时，设备帧差错率不得超过 0.1%。

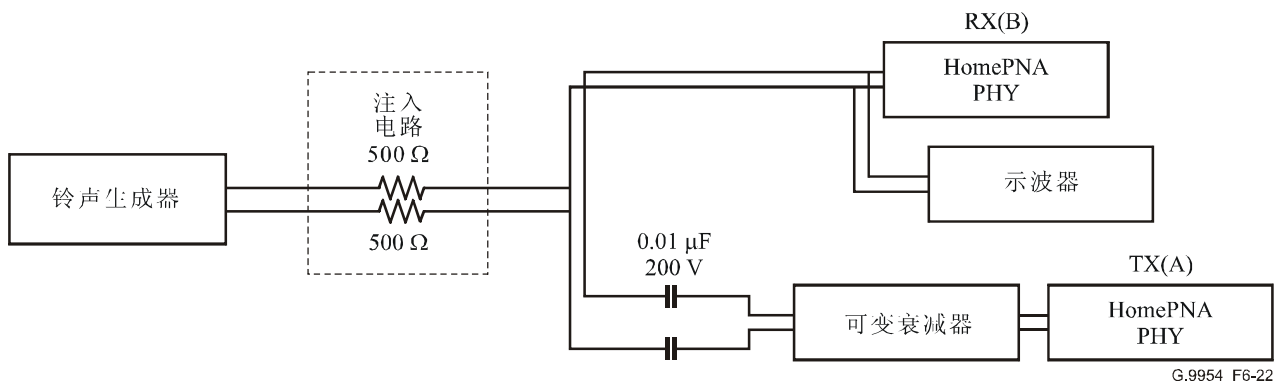


图 6-22/G.9954—电话铃声信号条件

## 6.10 输入阻抗

### 6.10.1 通带返回损耗

各站须符合阻抗掩码的要求，它对应站能发射的最高频谱掩码。

对能以频谱掩码#2 发射的各站，有关 100 ohm 电阻有效负载的收发器平均返回损耗在 4.75-20.25 MHz 之间应超过 12 dB。该要求适用于加电的收发器或低功率模式下（发射机关电）的收发器。当收发器已从电源中移走时，有关 100 ohm 电阻有效负载的平均返回损耗在 4.75-20.25 MHz 之间须超过 6 dB。

对能以频谱掩码#3发射的各站，有关 100 ohm 电阻有效负载的收发器平均返回损耗在 4.75-27.25 MHz 之间须超过 12 dB。该要求适用于加电的收发器或低功率模式下（发射机关电）的收发器。当收发器已从电源中移走时，有关 100 ohm 电阻有效负载的平均返回损耗在 4.75-27.25 MHz 之间须超过 6 dB。

### 6.10.2 阻带输入阻抗

各站须符合阻抗掩码的要求，它对应站能发射的最高频谱掩码。

只能以频谱掩码#2发射的各站须拥有 0-30 MHz、大于 10 ohm 的输入阻抗量值，并须符合表 6-22 中下边界掩码的要求。

表 6-22/G.9954—频谱掩码#2的输入阻抗下边界掩码

频率范围 [kHz]	最小阻抗 [ohms]
$0 < f \leq 0.285$	1 M
$0.285 < f \leq 2.85$	100 k
$2.85 < f \leq 28.5$	10 k
$28.5 < f \leq 95$	4.0 k
$95 < f \leq 190$	2.0 k
$190 < f \leq 285$	1.4 k
$285 < f \leq 380$	1.0 k
$380 < f \leq 475$	850
$475 < f \leq 570$	700
$570 < f \leq 665$	600
$665 < f \leq 760$	525
$760 < f \leq 855$	450
$855 < f \leq 950$	400
$950 < f \leq 1000$	350
$1000 < f \leq 1400$	175
$1400 < f \leq 2300$	100
$2300 < f \leq 2850$	50
$2850 < f \leq 3085$	25
$3085 < f \leq 4000$	10
$4000 < f \leq 4750$	30
$20\ 250 < f \leq 21\ 000$	30
$21\ 000 < f \leq 25\ 000$	25
$25\ 000 < f \leq 30\ 000$	50



能以频谱掩码#3 发射的各站须拥有 0-30 MHz、大于 10 ohm 的输入阻抗量值，并须符合表 6-23 中下边界掩码的要求。

表 6-23/G.9954—频谱掩码#3的输入阻抗下边界掩码

频率范围 [kHz]	最小阻抗 [ohms]
$0 < f \leq 0.285$	1 M
$0.285 < f \leq 2.85$	100 k
$2.85 < f \leq 28.5$	10 k
$28.5 < f \leq 95$	4.0 k
$95 < f \leq 190$	2.0 k
$190 < f \leq 285$	1.4 k
$285 < f \leq 380$	1.0 k
$380 < f \leq 475$	850
$475 < f \leq 570$	700
$570 < f \leq 665$	600
$665 < f \leq 760$	525
$760 < f \leq 855$	450
$855 < f \leq 950$	400
$950 < f \leq 1000$	350
$1000 < f \leq 1400$	175
$1400 < f \leq 2300$	100
$2300 < f \leq 2850$	50
$2850 < f \leq 3085$	25
$3085 < f \leq 4000$	10
$4000 < f \leq 4750$	30
$27\ 250 < f \leq 28\ 000$	30
$28\ 000 < f \leq 32\ 000$	25
$32\ 000 < f$	50

该要求适用于低功率模式下、加电的收发器（发射机关电，或已从电源中移走）。

## 7 媒体访问协议规范

G.9951/2 规范（如参考文献[1]所述）描述了媒体访问控制（MAC）协议，它是一个异步的、基于优先级的协议，使用 CSMA/CD 和冲突解决技术来判决媒体访问，并解决媒体冲突。G.9951/2 对基于优先级的媒体访问的支持提供了一种基本的服务质量（QoS）机制，它允许根据优先级来选择性地订购服务。为了提供具有严格限定的等待时间和抖动特性的 QoS 保证，如话音、流音频和视频业务所需的那些特性，要求 MAC 协议能够确保媒体访问时序，并消除发生如媒体冲突这样的事件，此类事件会对性能保证造成影响。

G.9954 MAC 协议是一个异步协议，包括一个可以兼容于（和基于）G.9951/2 异步 MAC 协议的异步 MAC 操作模式。在包含主机设备的网络中，媒体访问在主机的控制下使用媒体访问计划(MAP)来协调。媒体访问计划作为链路层协议消息（MAP 消息）由主机定期地广播。MAP 用于将媒体访问时间划分为一系列传输机会（TXOP），其起始时间是准确定时的，且其长度足以满足不同业务的 QoS 要求。可以将 TXOP 分配给某个特定的业务（或业务组）或网络节点或节点组。使用该方法，G.9954 节点能够避免冲突，这是通过保证这些节点在特别分配给另一个节点的媒体时间内绝不会进行传输以及通过将其自身的传输约束在分配给它们的 TXOP 限度内实现的。

本节描述了 G.9954 MAC 协议，包括用于协调访问共享媒体的异步 MAC 和同步 MAC 功能。此处还对异步 MAC 模式与同步 MAC 模式之间的转换进行了描述。

## 7.1 操作模式

G.9954 MAC 支持两种操作模式：

- 1) 同步 MAC（SMAC）模式 — 用在包含一个担当 G.9954 网络主机角色的设备的网络中；
- 2) 异步 MAC（AMAC）模式 — 用在无 G.9954 网络主机角色的网络中。

当网络中存在 G.9954 主机时，所有的 G.9954 设备都须工作于 SMAC 模式下。否则，它们须工作于 AMAC 模式下。

通过接收媒体访问计划（MAP）消息来检测网络中是否存在 G.9954 主机存在。一旦收到和解码一个 MAP 消息，G.9954 设备须终止在 AMAC 模式下的工作，并须继续工作于 SMAC 模式下。这种模式转换将在收到 MAP 消息后，在 MAC\_MODE\_SWITCH\_TIMELIMIT 时间单元内发生。

这就意味着一旦收到和解码 MAP 消息，随后的媒体访问须只能按照公告 MAP 中所述的时序进行实施。

当工作于 SMAC 模式下，有望定期收到 MAP 消息。如果 G.9954 检测到未能在从最后一个 MAP 消息开始的 SYNC\_TIMEOUT（参见第 7.3.8 节）时间间隔内收到 MAP 消息，那么认为是主机停止工作了。主机也可以通过在 MAP 消息（参见第 7.3.3.3 节）中使用一个信令位（SMAC\_EXIT）来告知网络中的其他设备其意图，即终止它作为网络主机的角色。一旦检测到主机终止或终止操作的意图，那么 G.9954 节点将退出 SMAC 模式，并继续工作于 AMAC 模式下。

下面的状态转换图（图 7-1）描述了 G.9954 MAC 操作模式以及各操作模式之间的转换情况。

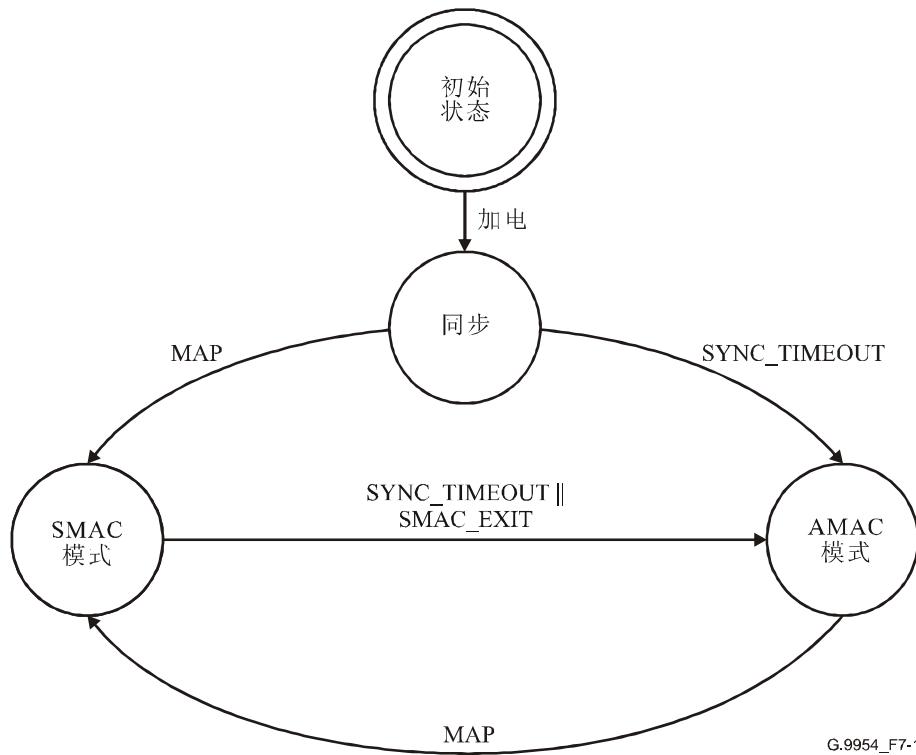


图 7-1/G.9954—G.9954操作模式 — 状态图

当 G.9954 设备加电时，它须首先尝试通过在 SYNC\_TIMEOUT 时间间隔内等待一个 MAP 消息，来尝试与一个现有的 MAC 周期保持同步。如果一个 MAC 消息在 SYNC\_TIMEOUT 时间间隔内到达，那么认为是一个主机控制的网络，G.9954 设备须进入 SMAC 模式。如果在 SYNC\_TIMEOUT 时间间隔内未收到一个 MAP 消息，那么认为是一个无主机的网络，G.9954 设备须进入 AMAC 模式。

注 — 这意味着，加电后，须至少在 SYNC\_TIMEOUT 间隔过后，G.9954 设备才可以开始在 AMAC 模式下进行传输。

G.9954 设备当前的工作模式通过 G.9954 链路层性能和状态公告（CSA）消息中的一个标志来指明。有关 G.9954 链路层规范中的性能和状态公告消息标志，参见第 10 节。

如果网络被检测为无主机，G.9954 设备能够充当主机（一个具有主机功能的设备）的角色，那么它须通过使用链路层主机 SELECTION 协议，告知其意图，来承担网络主机的角色。

有关主机选择协议的更多信息，参见第 10 节中的 G.9954 链路层规范。

### 7.1.1 同步MAC（SMAC）模式

当工作于 SMAC 模式时，G.9954 设备须只能在 MAP 中所述的专门传输机会（TXOP）中执行媒体访问。如果 TXOP 被分配给设备或设备所属的组，那么 G.9954 设备可以在一个 TXOP 内进行传送。所有的设备都可以在备用（未分配的）TXOP 内以竞争方式进行传送。

有关 TXOP、TXOP 指派和设备组的更多信息，参见第 7.3.3.4 节及其子节。

## 7.1.2 异步MAC (SMAC) 模式

当工作于 AMAC 模式下时, 尽管 G.9954 设备可能工作于更高的有效负载波特, 并使用分组聚合 (帧脉冲串) 来改善协议效率, 但它所执行的媒体访问与 G.9951/2 MAC 协议规定的媒体访问是一样的。

有关 G.9954 AMAC 模式的全面说明, 参见第 7.2 节。有关分组聚合的说明, 参见第 7.4 节。

## 7.1.3 同步与异步MAC模式之间的转换

为响应 G.9954 主机出现或消失在网络中, G.9954 设备须在 SMAC 与 AMAC 模式之间进行转换, 反之亦然。转换在一定程度上是透明的, 虽然它可能会影响媒体访问时序, 并由此影响服务质量和网络吞吐量, 但它不会影响 G.9954 设备发送或接收数据的能力。

当从 SMAC 模式转换为 AMAC 模式时, G.9954 设备须按照 AMAC 协议规则, 利用 AMAC 优先级机制, 继续传送与业务相关的数据。当从 AMAC 模式转换为 SMAC 模式时, 设备须为需要 QoS 保证的业务建立流, 并将按照 SMAC 协议规则、在特定的 TXOP 内传送数据。

SMAC 与 AMAC 模式之间的转换不会引起业务的终止, 除非上面的协议层请求终止。

## 7.2 异步MAC模式操作

PNT 网段中的各个站, 当不在同步 MAC 模式下时, 将执行异步 MAC 功能, 以协调访问共享媒体。对同步模式与异步模式之间的转换, 在第 7.1.3 节中进行描述。

异步模式下的 MAC 时序参数在表 7-1 中定义:

表 7-1/G.9954—MAC参数

章 节	参 数	最小值	最大值	单 位
7.2.1 基本的 CSMA	NOMINAL_RMS_VOLTAGE	100	—	mVrms
	CS_RANGE	38	—	dB
	CS_IFG	$29.0 - \Delta$	$29.0 + \Delta$	微秒
	CS_DEFER	—	12.0	微秒
	最小帧大小	64	—	八比特组
	最大帧大小	1526	见第 7.2.7.1 节	八比特组
	TX_FRAME	92.5	见第 7.2.7.1 节	微秒
	1000 英尺的往返时间 (RTT)		3.0	微秒
	TX_ON	0	4.0	微秒
7.2.2 优先级访问	PRI_SLOT	$21.0 - \Delta$	$21.0 + \Delta$	微秒

表 7-1/G.9954—MAC参数

章节	参数	最小值	最大值	单位
7.2.4 冲突检测	CD_FRAG	$70.0 - \Delta$	$70.0 + \Delta$	微秒
	CD_MIN	32.0	-	微秒
	CD_THRESHOLD	-	92.0	微秒
	CD_RANGE	36	-	dB
	CD_OFFSET_EARLY	-	12.0	微秒
	CD_OFFSET_LATE	-	15.0	微秒
7.2.5 AMAC 模式期间的冲突解决	attemptLimit	256	256	
	SIG_SLOT	$32.0 - \Delta$	$32.0 + \Delta$	微秒

两个或更多个站通过 CSMA/CD 媒体访问方法来共享一个公共的传输信道。为了传送，站需要在信道上等待（或延时）一段空闲的周期（也就是说，没有其他站在传输数据），然后发送按照 PHY 规范调制的、计划中的消息。传输延迟由多达 8 个的优先级来排序确定，在竞争访问的各站间实行绝对的优先级。在开始一个传输后，如果消息与另一个站的消息发生冲突，那么各个传送的站都要停止传送，通过选择一个后退级来解决冲突，并让其他选择了较低后退级的站先传送。这种选择后退级的分布式算法确保了对访问等待时间实施严格限制。有关这种访问方法处理过程的各个方面问题在本建议书的随后章节中予以详细说明。

图 7-2 是站中 MAC 功能的一个框图。载波侦听模块用于检测线路中一个有效帧传输的开始和结束时间。这用于确定什么时间帧出现在信道中以及确定在一个信号时间片中是否存在 BACKOFF20 信号。冲突检测模块用于检测在活动传输期间内，是否存在来自其他站的有效帧传输，对所有的站，包括非传送站，都对收到的片段进行检测，它代表了一次因冲突而被截断了的传输。冲突解决模块实现了用于控制后退的分布式算法。

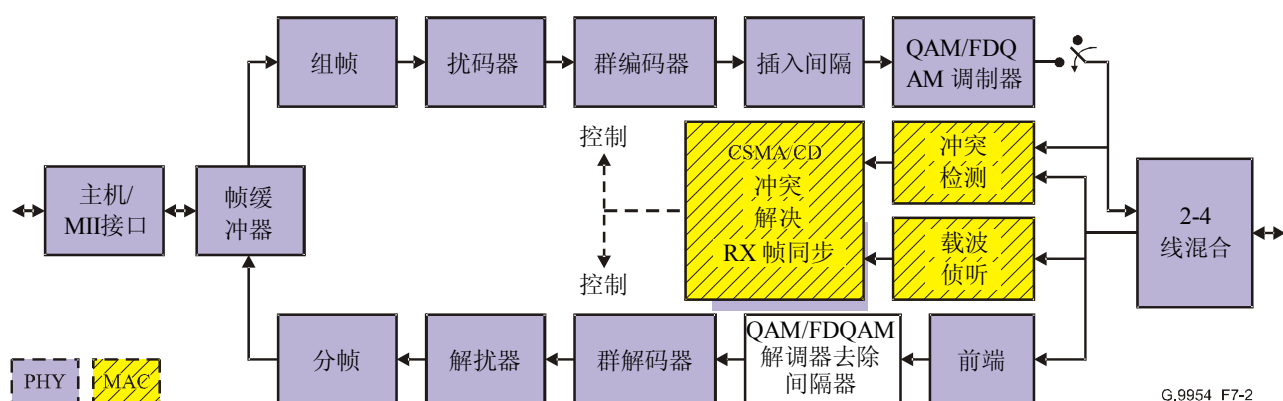


图 7-2/G.9954—带MAC功能的收发器框图

尽管在 MAC 功能中各模块的性能依赖于具体的实现方案，但为保证互操作性和兼容共享信道，在以下章节中规定了某些最小的性能要求。

## 7.2.1 基本的CSMA

为发射机和接收机规定了基本的 CSMA 行为。

### 7.2.1.1 发射机的行为

图 7-3 描述了一个与规定的载波侦听 (CS) 功能有关的、有效的帧传输 (有效的 CS 帧)。

注 — 当接收机见到 CS 帧时, 一个已发送的、有效的 CS 帧将会受到各种信号损伤的影响, 并且 CS 帧的性能限制依赖于具体的实现方案。

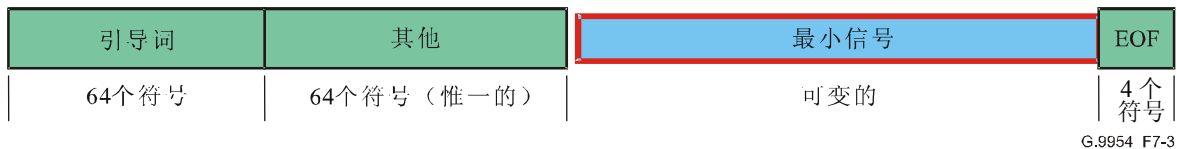


图 7-3/G.9954—有效的CS帧

发射机 W1 接口处有效 CS 帧的长度为 TX\_FRAME, 由以下部分组成:

- 1) 一个符号序列, 其持续时间等于或大于 92.5 微秒 (TX\_FRAME 的最小值), 但小于第 7.2.7.1 节中规定的最大值;
- 2) 以基本速率 (2-MBaud QPSK、2 位/符号) 调制的、最初的 (64 + 16 + 24 + 24 + 8) 个符号, 其中起始的 64 个符号由引导词序列组成, 接下来的 64 个符号序列对传送站而言是惟一的, 之后的 8 个符号为 (可能不惟一) Ethertype 字段位;
- 3) 一个任意的最小信号, 定义为一个符号序列, 在任何 8 微秒窗口中, 在 100 ohm 有效负载上, 其 RMS 值均不得大于 9 dB, 小于 100 mVrms (NOMINAL\_RMS\_VOLTAGE);
- 4) 4 个符号的 EOF 序列;
- 5) 踪迹瞬时现象, 其峰值电压不会超过绝对峰值传送电压的 0.1%, 指的是在 EOF 的最后一个传送符号后, 在任何一个 >5 微秒的 W1 接口处、100 ohm 有效负载上的电压。
- 6) 从 EOF 的最后一个符号到下一次传输引导词的第一个符号, 在本站下一次传输之前的、CS\_IFG 微秒的间隔, 是在发射机 W1 接口处的度量结果。

当站检测到一个冲突时, 它须及早终止传输 (参见第 7.2.4 节)。

在发射机 W1 接口处, 有效的冲突片由以下部分组成:

- 1) 一个持续 70.0  $\mu$ s 的符号序列 (CD\_FRAG);
- 2) 以基本速率 (2-MBaud QPSK、2 位/符号) 调制的、(64 + 16 + 24 + 24 + 8) 个符号, 其中起始的 64 个符号由引导词序列组成, 接下来的 64 个符号序列对传送站而言是惟一的, 后跟 8 个以上符号;
- 3) 4 个符号的 EOF 序列;
- 4) 踪迹瞬时现象, 其峰值电压不会超过绝对峰值传送电压的 0.1%, 指的是在 EOF 的最后一个传送符号后, 在任何一个 >5 微秒的 W1 接口处、100 ohm 有效负载上的电压。
- 5) 从有效冲突片段 PREAMBLE64 的第一个符号到第一个后退信号片 (如果存在的话) 中 BACKOFF20 信号的第一个符号, 至少 CS\_IFG + CD\_THRESHOLD 微秒的间隔, 是在发射机 W1 接口处的度量结果。

接收机只需要正确地检测有效 CS 帧、有效冲突片段以及第 7.2.5 节中所述的 BACKOFF20 信号。

帧间间隔须为 29.0  $\mu\text{s}$  (CS\_IFG)，其中的时间间隔在之前帧下降至其峰值的 50%、当前帧上升至其峰值的 50%的点上进行定义。

### 7.2.1.2 接收机的行为

一个有效 CS 帧或有效冲突片段后的后续序列时序基于接收机建立的、MAC 基准时序。一次传输后的时间分为若干时间片：一个帧间间隔 (IFG)；3 个后退信号时间片 (在冲突后)；8 个优先级时间片 (参见图 7-4 和图 7-5)。在这些时间周期内，MAC 是同步的，时间片时序通过之前章节中有关有效传输的规则进行定义。在优先级时间片 0 后，可能是一个没有传输的任意长周期，接下来是一个或多个点尝试传送。在后面的情形中，MAC 是非同步的。

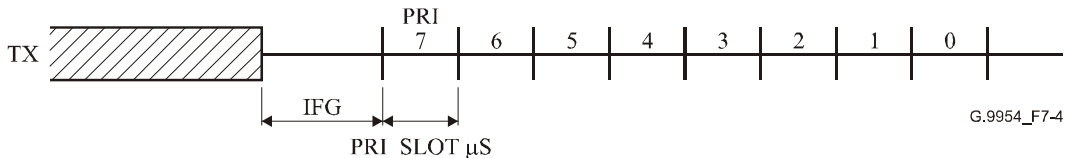


图 7-4/G.9954—优先级片

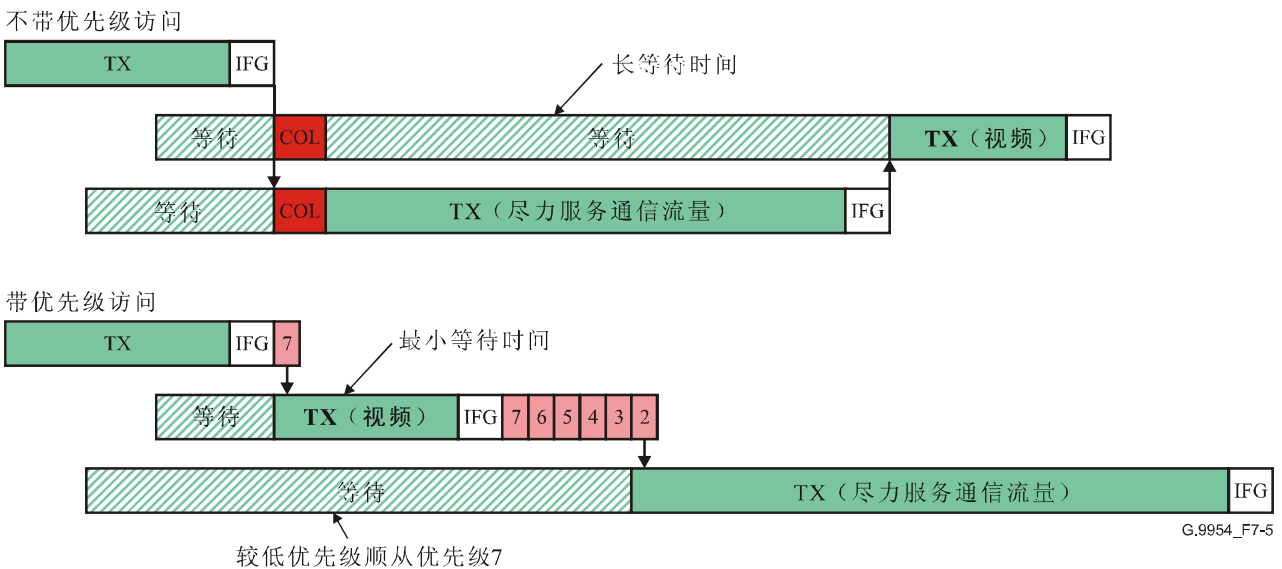


图 7-5/G.9954—优先级访问的例子

当 MAC 时序为同步时，各站须在一个时间片开始后，不早于 0、不晚于 4  $\mu\text{s}$  (TX\_ON) 开始任何传输，为发射机 W1 接口处的度量结果。

接收机载波侦听功能须检测最大幅度有效 CS 帧，平滑信道插入损耗在 0 到至少 38 dB (CS\_RANGE) 范围内，接收机处的附加噪声为 -140 dBm/Hz 的平滑 PSD，帧丢失率小于  $10^{-4}$ ，过早帧结束宣称率小于  $10^{-4}$ ；参见第 6.9.1 节。当输入处施加 PSD 为 -110 dBm/Hz 的附加白高斯噪声时，错误载波检测速率须每秒不大于 1。

当 MAC 是非同步的时候，最后一个站可以在 W1 接口处已出现一个可能有效的 CS 帧后开始传送，在站 W1 接口处进行度量，从检测到的帧 PREAMBLE64 的第一个符号起，这个时间须为 12  $\mu\text{s}$  (CS\_DEFER)。CS\_DEFER 为允许的最大载波侦听延迟。

## 7.2.2 优先级访问

PNT 系统可用来承载媒体流，如音频和视频。为了减少这些流中的等待时间变动，实施了一种优先级机制，以便允许较高的各层按优先级标注流出的帧，并保证这些帧优先于较低优先级的帧接入信道。所用的访问优先级方法使传输推迟一个时间片，它超过最小帧间时间间隔，该方法基于等待传送的帧的优先级。

时间片按递减的优先级进行标号，开始于优先级 7。较高的优先级传输在较早的时间片开始传输，并获得信道，而无需与较低优先级的通信流量竞争信道。站的优先级片基于准备传输的帧 (PRI) 相关的 PHY 优先级标号，由网络栈确定，并告知 MAC；PRI 是帧控制字段中的一个字段，如第 6.3.3 节所述。站使用标号小于或等于 PRI 的任何片，通常片准确地标定为 PRI，它可能只能在优先级片之初提交发送，即如果一个站只在优先级片 7 开始后准备传送一个 PRI = 7 的帧，那么它必须等待，直至优先级片 6 开始传送。图 7-4 描述了优先级片的相对时序。(在优先级片 0 之后，就没有更多的优先级片了，带通信流量的、任何优先级的任何站都可以按先到先服务的原则展开竞争。优先级片 0 之后的所有冲突都认为是在 PRI = 0 时发生的。)

优先级片的宽度为 21.0  $\mu\text{s}$  (PRI\_SLOT)。

任何站都不得传送标号高于指派给正在传送的帧的优先级 (PRI) 的优先级片。

不执行优先级的各站须在传输中默认地将 PRI 设为值 2。

等待传输的站须监控载波侦听 (CS)，如果 CS 确实先于它能传输的下一个优先级片的起始，那么推迟传输，或者如果超出了优先级片 0，那么当 CS 为真时推迟传输。任何准备在它传输的下一个优先级片的起始开始传输的站，如果 CS 没有先于该优先级片的开始，那么它须无延迟地在该优先级片的起始开始传输。

图 7-5 是一个优先级 7 的视频传输的例子，它在排定的、优先级 2 的尽力服务传输之前获得访问权。

当站以较低的优先级等待传输时，如果有一些其他站获得了信道，那么片计时器将重新启动。

## 7.2.3 优先级映射

PRI 值是 MAC 用于调度传输的优先级，也是出现在帧报头 PRI 字段中的值。该值由网络栈中较高的层来确定，优先级的标号方法超出了本建议书的讨论范围。PRI 字段用于从源向目的地传送优先级标记，帮助目的地管理接收序列。3 位的优先级值指的是“PHY 优先级”。PRI = 7 拥有最高的优先级，PRI = 0 表示最低的优先级。

在 PHY 优先级与链路层 (LL) 优先级之间存在一种映射，由网络层递交给链路层。在第 10 节链路层协议规范中对这种映射进行描述。

通常，IP 网络层或应用层将确定使用什么样的策略来将通信流量映射至 LL 优先级。例如，IETF 综合业务 (RFC 2815) 目前定义优先级 0 为缺省的“尽力服务”优先级，优先级 1 定义为不利的“比尽力服务差的服务”优先级——绝大多数实现方案将尽力服务映射为 PHY PRI = 2，比尽力服务差的服务映射为 PHY PRI = 0。



PHY 优先级机制是一种严格的优先级（相对将一些最小百分比的网络容量分配给较低优先级的方案）— 较高优先级的通信流量总会推迟较低优先级的通信流量。较高优先级的通信流量将通过准许进入控制或其他链路层策略机制来限制，以免过度占用。

### 7.2.4 冲突检测

在 IFG 周期后，两个或更多个站可以在相同的优先级片中开始传输。所有的站都对信道进行监控，以便检测其他站的冲突传输。

注 1 — 冲突帧将通过受损的信道接收，冲突检测性能与具体的实现方案有关，它在本建议书的讨论范围内。

见图 7-6。无源站可以通过监测传输片段的长度和所接收 PREAMBLE64 的有效性，来检测冲突。

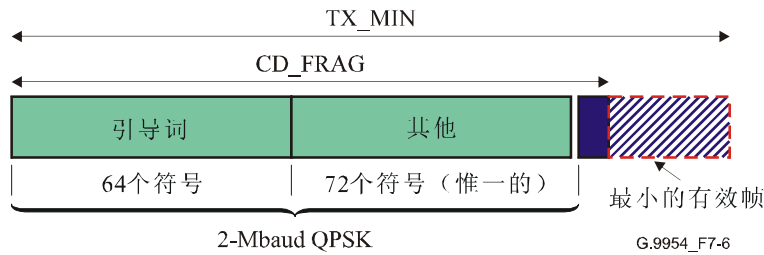


图 7-6/G.9954—冲突和非冲突的长度

一个有效的 CS 帧保证在最初的 128 个符号内拥有一个唯一的符号序列（以基本速率进行传输）。以太网 MAC 源地址（SA）用于保证唯一性。该字段是扰乱的，但[扰乱的 SA, SI]多元组将是唯一的。SI 为 4 位的扰码器初始化学段，在第 6 节的 G.9954 PHY 规范中进行定义。

检测完一个冲突后，站须通过 Ethertype 字段继续传送，后跟一个 EOF 序列（符号 139），然后停止传输。

因此，检测冲突的站须在帧开始后不晚于 70.0 μs（CD\_FRAG）停止传输，这在 W1 接口处度量。有效 CS 帧的最小尺寸为 92.5 μs（TX\_MIN）。

冲突中不传输任何阻塞信号。

不在传输的无源站须监控载波侦听事件的长度，如果载波持续时间小于 92 μs（CD\_THRESHOLD），那么产生一个冲突片段指示给冲突解决功能。

各站不得将短于 32.0 μs（CD\_MIN）的载波事件视为冲突。

所有的传输和无源站都能检测接收的、任何最大幅度有效 CS 帧传输的冲突，平滑信道插入损耗在 0 到 38 dB（CS\_RANGE）范围内，接收机处的附加噪声为-140 dBm/Hz 的平滑 PSD，冲突丢失差错率小于  $10^{-4}$ ，错误的冲突差错率小于  $10^{-3}$ ，此处，相对已传输帧的第一个符号，冲突帧的起始发生了偏移，早高达 12 μs（CD\_OFFSET\_EARLY），晚高达 15 μs（CD\_OFFSET\_LATE）。附件 B 中所示的回路 9 也须满足相同的要求。

注 2 — 在冲突没有被检测到的地方，有效负载数据中检测到和未检测到的错误概率被增大，因此冲突检测实现方案应偏向于虚假的冲突错误，这些错误更无害。

### 7.2.5 AMAC模式期间的冲突解决

当两个或更多个站是带即将发送帧的活动站，且在大约同一时间竞争接入信道时，将发生冲突；一般地，冲突会发生在具有相同优先级的帧之间。运行分布式冲突解决（CR）算法会导致站列入后退级中，当中只有一个站处于后退级 0，并因此获得信道。得到信道的站完成其传输后，所有的站，如果其后退级大于 0，那么将其后退级减 1，后退级为 0 的新站尝试进行传输。所有的站，即使没有帧要传输的站，也要监控媒体的活动性。另外，关闭冲突检测周期，这样，没有冲突的站在所有发生冲突的站都成功发送完一个帧或已放弃发送其等待发送的帧的权利前，不允许竞争访问媒体。最后，在初始冲突中竞争访问的所有站都将实现接入线路，并结束冲突检测周期。这将导致严格限制访问等待时间。

这种机制不同于在其他版本以太网中的二进制指数后退（BEB），在其他版本以太网中，后退级并不确定由站选择的竞争时间片 — 某个给定优先级的所有站总是竞争对应访问优先级的时间片。相反地，后退级为非 0 的站将推迟竞争，直到后退级为 0 的站开始传输。所用的方法被称为分布式公平优先级队列（DFPQ）。

各个站维护 8 个后退级（BL）计数器，每个对应一个优先级。后退级计数器初始化为 0。

在冲突发生的地方，冲突的优先级可以从优先级片中推断出来。

考虑一下站只能在一个优先级上竞争的例子。在一个冲突和一个 IFG 后，3 个特殊的后退信号片（S0...S2）会在优先级竞争片正常序列出现之前出现（见图 7-7）。信号片只能出现在冲突之后；而不是在成功传输之后。

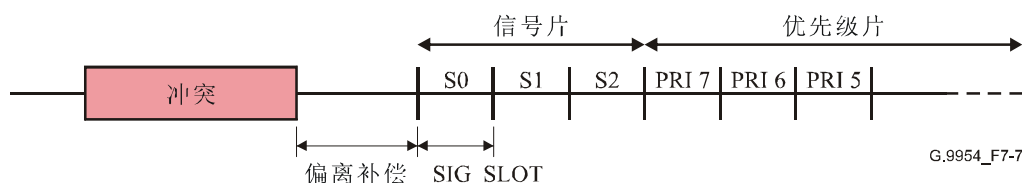


图 7-7/G.9954—信号片

各个活动站伪随机地选择其中一个时间片，并传输一个 BACKOFF20 信号，如下定义；附录七讨论了产生一个伪随机时间片号的可能方法。在同一时间片内，可以有多个站传输一个 BACKOFF20 信号。各活动站发送 BACKOFF20 信号，来指明排序信息，用于确定使用哪些新的后退级。

对 PHY 优先级 7 的传输，站可以选择性地使用冲突管理协议（在第 10.12 节进行定义）来动态地预先指派一个惟一的冲突片值序列，它确保在执行本协议的各站中能准确解决冲突。对某个特定的 PHY 优先级 7 冲突解决周期，替代随机选择一个时间片，遵循本协议的站将选择连续的时间片，如预先指派的冲突片序列所规定的那样。在 [0, 2] 范围内的一个  $s < x >$  值表示一个特定的信令片，它在第  $<x>$  次冲突后使用；值 3 表示使用一个冲突发生之时、由站选择的随机值。

所有的站（甚至那些没有准备传输的帧的站）都要监控冲突事件以及后退信号片，以便计算后退级。如果活动站在其选择的时间片之前的时间片中发现了一个 BACKOFF20 信号，那么它将提高其后退级。后退级为 0 的那些站（那些处于主动竞争状态的站），如果在其选择的时间片之前的时间片中未发现 BACKOFF20 信号，那么它们将维持后退级 0，并紧接着在 BACKOFF20 信号序列后，在值为 PRI 的优先级片中竞争传输。最后，只有一个站维持后退级 0，并成功实现接入信道。拥有较高优先级、等待帧的站，可以通过在更高优先级片中发送帧来抢占冲突解决。

所有的站，甚至那些不竞争接入线路的站，也要依据优先级维持一个最大后退级（MBL）计数器，该计数器对每个发现的 BACKOFF20 信号递增 1，并在成功进行一次传输后递减 1。无论何时当冲突解决周期在进行中时，MBL 都为非 0 值。当一个站第一次变为活动状态时，如果 MBL 为非 0 值，那么 BL 将被初始化为值[MBL]，否则 BL 被初始化为 0。这保证了所有当前活动的站都能在站重新加入等待队列前实现接入信道。

BACKOFF20 信号是一个符号序列，它由传输的引导词序列（TRN16）的 16 个符号组成，后跟 4 个符号的 EOF 序列。即使多个站选择同一时间片，各站也须在一个后退信号片中对 BACKOFF20 信号进行检测。

各站须使用饱和的 4 位 BL 和 MBL 计数器。

信号片的宽度为 32.0  $\mu$ s（SIG\_SLOT）。第一个信号片从第一个重叠冲突片段被检测到之初开始计时。

各站可以执行带冲突解决的 MAC 功能，其行为与下一条中所述的程序模型相匹配。第 7.2.6 节伪代码中的基准时序供载波侦听信号使用，不能用于 W1 接口处的信号。

## 7.2.6 媒体访问程序模型

程序模型使用了利用并行 Pascal 建模的伪代码。有关本伪代码的介绍，参见 IEEE Std 802.3 1998 第 4.2.2 节。此处使用的句法采用了某些附加的但明显的许可权。伪代码假定在载波侦听与信道到达 W1 接口之间没有任何时间延迟。因此，实现方案务必考虑到额外的执行延迟。

代码构建了三个独立的并发进程（Deference、Transmitter、Receiver）的模型，这三个进程通过共享变量相互作用。Deference 进程通过检测信道上的传输来驱动，并对信号片和优先级片的边界进行计时。当存在一个传输片时，共享变量 `currentPriority` 告知 Transmitter 进程。

**{Deference:**

循环，寻找载波侦听，当发现时，确定传输是冲突还是有效帧。

如果为冲突，那么处理信号片，运行冲突解决算法。

在任何情况下，而后都处理优先级片，寻找载波。

“当前的”优先级固定地来自发生最后冲突的片。

后退级（BL）和最大后退级（MBL）计数器在 0 和 15 处饱和。}

**Const**

```

nPriorities = 8; {优先级数}
nSignals = 3; {信号片数}
nLevels = 16; {后退级数}

process Deference;
begin
  currentPriority := 0; {我们所处的片优先级}
  cycle {deference 循环}
    sawFrame := false;
    sawCollision := false;
    while not carrierSense() do nothing; {等待载波出现}
    deferring := true;
    startTime := time();
    stopTime := startTime;
    while carrierSense() do
      stopTime := time();
    if ((stopTime - startTime > CD_MIN) and
      (stopTime - startTime < CD_THRESHOLD)) or collisionSense()
      then sawCollision := true
    else sawFrame := true;
    {冲突后, 处理三个信号片}
    if sawCollision then
      begin
        {等待, 直至 IFG 结束, 时序开始于片段开始减少偏斜时, 原因是载波开始的不确定性
        小于载波结束的不确定性}
        while (time() - startTime < CS_IFG + CD_THRESHOLD) do nothing();
        computeSignals();
        for (i := 0; i < nSignals; i++)
          begin
            startTime := time();
            signal[i] := 0;
            if signalSlot = i then sendSignal();
            while (time()-startTime < SIG_SLOT) do
              if carrierSense() then signal[i] := 1;
            end;
            processSignals();
          end;
        if (not sawCollision) then
          begin
            {等待, 直至 IFG 结束}
            while (time() - stopTime < CS_IFG) do nothing();
            {如果最后一次传输成功, 那么抛弃后退级}
            BL[currentPriority] := saturate(0, nLevels-1, BL[currentPriority]-1);
            MBL[currentPriority] := saturate(0, nlevels-1, MBL[currentPriority]-1);
          end;
          {避免时序对发射机的危害, 务必在清除延迟之前设置 currentPriority}
          currentPriority := nPriorities-1;
          deferring := false;
          {现在终止优先级(竞争)片}
          for (i := nPriorities-1; i>=0; i--)
            begin
              slotTime := time();
              currentPriority := i;
              while (time()-slotTime < PRI_SLOT) do
                if carrierSense() then endcycle;{restart deference loop}
                {如果优先级片通过时没有竞争者, 那么优先级务必为空, 好的做法是确保重新设置后退计数器}
                BL[currentPriority] := 0;
                MBL[currentPriority] := 0;
              end;
            end;
          end; {cycle}

```

```
end; {Deference}
```

```
{computeSignals: 确定发送哪个信号}
```

```
function computeSignals();
```

```
begin
```

```
    signalSlot := -1; {-1 意味着没有任何信号要发送, 初始化}
```

```
    if (txReady and (txPriority = currentPriority) and BL[txPriority]=0) then
```

```
        if (txPriority = 7 and activeCSSClient) then
```

```
            {PHY 优先级 7 的、可选的、CSS 指派的冲突片值}
```

```
            if (slotSequence[Ncollisions] = 3 or Ncollisions > 8) then
```

```
                signalSlot = integerRandom(nSignals); {使用随机的值}
```

```
            else
```

```
                signalSlot = slotSequence[Ncollisions]; {使用指派的值}
```

```
        else
```

```
            {正常的随机信号片选择}
```

```
            signalSlot = integerRandom(nSignals); {选择后退信号片}
```

```
end; {computeSignals}
```

```
{processSignals: 处理收到的信号, 调整后降级}
```

```
function processSignals();
```

```
begin
```

```
    psignals := 0;
```

```
    for (i=0; i < nSignals; i++)
```

```
        if signal[i] then psignals++;
```

```
    if (txReady and (txPriority = currentPriority)) then
```

```
        begin
```

```
            backoffLevel := BL[currentPriority];
```

```
            if backoffLevel = 0 then
```

```
                begin
```

```
                    tem := 0;
```

```
                    for (i=0; i < signalSlot; i++)
```

```
                        if signal[i] then tem++;
```

```
                    BL[currentPriority] := saturate(0, nLevels-1, tem);
```

```
                end;
```

```
            if backoffLevel > 0 then
```

```
                if psignals > 0 then
```

```
                    BL[currentPriority] :=
```

```
                        saturate(0, nLevels-1, backoffLevel + psignals-1);
```

```
            end;
```

```
            if psignals > 0 then
```

```
                begin
```

```
                    if MBL[currentPriority] = 0 then MBL[currentPriority] := psignals;
```

```
                    else MBL[currentPriority] = saturate(0, nLevels-1, MBL[currentPriority]  
                        + psignals-1);
```

```
                end;
```

```
end; {processSignals}
```

```
{Transmitter: 等待来自链路级处理的 txReady 和 txPriority。当发送帧时发送 txFinished}  
process Transmitter;
```

```
begin
```

```
    cycle
```

```
        while (not txReady) do nothing();
```

```
        BL[txPriority] := MBL[txPriority];
```

```
        Ncollisions = 0;
```

```
        while (not (txPriority >= currentPriority and BL[txPriority]=0)  
            or deferring)
```

```
            do nothing();
```

```
        ttime := time();
```

```
        xmtDataOn(); {开始传送数据}
```

```
        while xmtBusy() and (time() - ttime < CD_FRAG) do
```

```

begin
  if collisionSense() then
    begin
      xmtDataOff(); {发送最小冲突片段后关闭}
      Ncollisions++; {有关超出冲突限制的超时时限}
      if Ncollisions = attemptLimit-1 then txFinished();
      endcycle;
    end;
  end;
  while xmtBusy() do nothing();
  txReady := false;
  txFinished();      {帧已传送的信号链路级}
end; { cycle }
end; { Transmitter }

{collisionSense: }
function collisionSense();
begin
  {当传输时, 检测是否存在第二个传输。当接收时, 检测传输是否重叠}
end; { collisionSense }

{Receiver: }
process Receiver;
begin
  {等待载波侦听。将收到的信号解调为帧。
  拒绝冲突片段。确定帧边界。检查 FCS。
  基于目的地地址的滤波器。执行可选的链路层信令和其他控制器功能}
end; { Receiver }

```

## 7.2.7 异步MAC参数

本节讲的是 AMAC 参数的限定，替代本建议书其他部分中有关这些参数的任何其他值。其中容差用  $\Delta = 63$  纳秒来表示（参见表 7-1）。

### 7.2.7.1 链路层最小帧和最大帧的大小

链路级帧由 FCS 字段的 DA 组成，先于 PHY 级帧封装。所有的 PNT 站都须传输链路级帧，最小为 64 个八比特组。小于 minFrameSize 的链路级帧的有效负载字段须用任何值的八比特组进行填充，添加在提供的有效负载后，以便使帧达到 minFrameSize 长。

最大的标准以太网帧为 1518 个八比特组，但某些 PNT 链路层封装可以增加额外的八比特组。

所有的 PNT 站都须能够传送和接收高达 1526 个八比特组的链路级帧。任何 PNT 站都不得传送大于  $512 \times \text{位/符号} \times \text{波特八比特组}$  的链路级帧。规定的八比特组数通过 FCS 的 DA 来计算，而不计算引导词、帧头、CRC-16 或 PAD 或 EOF。对 PE = 15 的帧，这将导致一个 4166 微秒的最大帧持续时间（最大 TX\_FRAME 值）。在它确定接收机能够支持更大的传输单元之前，G.9954 站须缺省地采用它将发往某个特定 DA 的最大长度帧，即 1526 个八比特组（例如，通过使用 CSA\_MTU 的 CSA 公告，参见“G.9954 链路协议”）。

这些最大值建立了某个特定传输周期的上界以及接收机必须采用的最大帧大小的上界。

### 7.3 同步MAC模式操作

G.9954 网段上的每一个站，在存在 G.9954 主机设备的情况下，须执行同步 MAC 功能，以协调接入共享媒体。

SMAC 模式下的 MAC 时序参数基于与 AMAC 模式下相同的时序参数，它们在第 7.3.7 节和第 7.3.8 节中进行定义。

同步网络中的媒体访问由主机使用媒体访问计划 (MAP) 来控制。MAP 规定了网络上的媒体访问时序。在 MAP 中，媒体访问时间被划分为具有某个规定长度和开始时间的传输机会 (TXOP)，它们被分配给符合其要求的特定网络设备。媒体访问时序由主机按以下方式计划，即正常地避免冲突。不过，冲突仍可能在传输机会中发生，它们指的是竞争周期 (CP)。在竞争周期中，G.9954 节点所用的媒体访问方法须基于 AMAC 功能，绑定于竞争周期结束的传输除外。类似地，可以使用 AMAC 冲突解决方法 (DFPQ) 来解决冲突，这在第 7.2.5 节中进行描述。冲突解决进程绑定于或不绑定于竞争周期，这取决于 MAP 中所告知的主机所做的策略决定。

在下面的各节中对 SMAC 协议进行详细描述。

#### 7.3.1 网络设备与设备标识符 (DEVICE\_ID)

G.9954 设备通过它们全球唯一的 48 位通用 MAC 地址来识别。

需要 QoS 合同的 G.9954 设备将向 G.9954 主机注册，使用其全球唯一的 48 位通用 MAC 地址来鉴别其自身。在网络准许进入期间，主机使用 MAC 地址作为鉴别设备的惟一密钥。

对主机准许进入 G.9954 同步网络的 G.9954 网络设备，会分配给它一个短地址，即熟知的 DEVICE\_ID。DEVICE\_ID 用于确定指派给设备的 TXOP。在网络准许进入协议期间，由主机告知 G.9954 设备指派给它的 DEVICE\_ID (参见第 10.15 节)。

注—短地址形式用于保证协议效率，以便保证需要 QoS 保证的设备能够通过一个明确的网络准许进入进程来使用媒体资源。

网络 DEVICE\_ID 是一个 6 位的结构，其值范围为 0-63。DEVICE\_ID 在网络中是惟一的。

下面的 DEVICE\_ID 定义为：

表 7-2/G.9954—DEVICE\_ID 定义

设备名称	DEVICE_ID	描述
空 DEVICE	0	空 (未定义的) DEVICE_ID。
主 DEVICE	1	所选 G.9954 网络主机的身份。
保留	2-63	为指派给准许进入的、具有 QoS 功能的 G.9954 设备而保留的 DEVICE_ID。

#### 7.3.2 服务流与流标识符 (FLOW\_ID)

业务流 (或只是短的流) 为源设备与目的设备之间的单工逻辑通信信道。它面向业务，通过其所传输的信息类型来定义。设备可以支持多个业务流，其中的每个服务流通过一个 FLOW\_ID 来确定。

FLOW\_ID 是一个 0-15 范围内的 4 位数。网络中流由多元组（源地址、目的地地址、流 ID）来惟一确定。这意味着，如果值为 0 的 FLOW\_ID 表示 NULL（未定义的）FLOW\_ID，那么在源设备与目的设备之间可以拥有多达 15 个流。

### 7.3.3 同步MAC定时

#### 7.3.3.1 MAC周期

SMAC 模式下的媒体访问在定期 MAC 周期的范畴内进行。MAC 周期的每一个周期开始于主机的媒体访问计划（MAP）传输，结束于 MAP 中所述的、计划中媒体访问周期的结束。G.9954 网络设备应同步于 MAC 周期，它通过检测是否存在 MAP 消息并按照 MAP 中所述的媒体访问计划执行媒体访问来实现同步。MAP 描述了网络中设备与/或业务流传输机会或 TXOP 的分配情况。TXOP 通过其开始时间、持续时间以及可以在 TXOP 内传输的设备与/或业务来描述。MAP 中的基准时序相对 MAP 所描述的 MAC 周期起始时间而言。收到的 MAP 传输引导词第一个符号的开始表示时间 0。

在收到 MAP 的周期之后，MAP 会紧接着描述在 MAC 周期中的 TXOP。这意味着开始于 MAC 周期 N 的 MAP 消息将对 MAC 周期 N+1 中的 TXOP 进行描述。图 7-8 对此进行了描述。

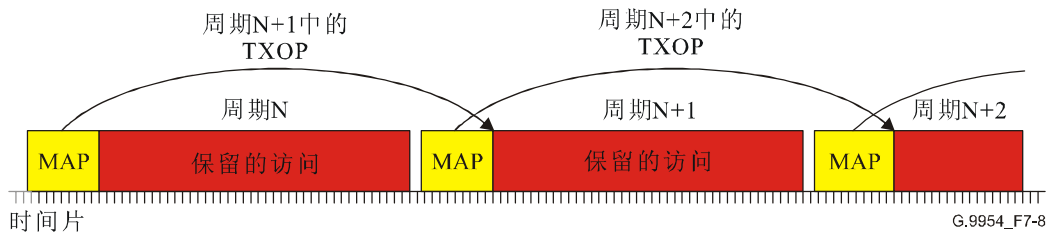


图 7-8/G.9954—MAC周期和MAP参考

各 MAC 周期之间通过周期间时间间隙（CS\_ICG）来分隔。周期间时间间隙是一个保证的最小周期，在该最小周期内，基于载波侦听功能，媒体是空闲的。该时间间隔从 MAC 周期最后一个帧的 EOF 的最后一个符号开始度量，到 MAP 传输引导词的第一个符号为止。MAC 周期中的脉冲串通过帧间间隔（MAP\_IFG）来分隔，如第 7.3.3.3 节中所定义的。

G.9954 主机须为 CS\_ICG 和 MAP\_IFG 分配媒体时间，并按 MAP 中所述的 TXOP 定义对它进行编码。每一个 TXOP 都须包含媒体时间，它包括下一个传输之前的时间间隔。

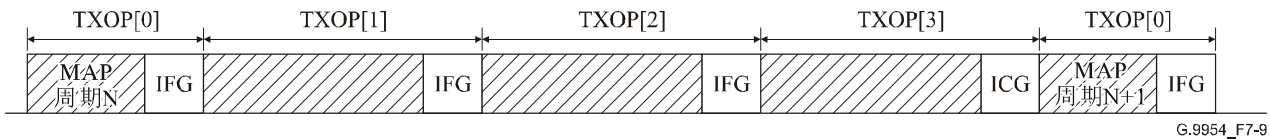


图 7-9/G.9954—MAP\_IFG和CS\_ICG核算

在第 7.3.8 节中定义了 CS\_ICG 和 MAP\_IFG 的实际长度。



### 7.3.3.2 MAC周期长度

MAC 周期是定期的，典型地为固定长度。MAC 周期的实际长度可以按照安排的限制和决定，在从 CYCLE\_MIN 到 CYCLE\_MAX 的周期之间动态地改变。

MAP 所述的 MAC 周期长度隐含地在 MAP 中进行编码。

由于 MAP 描述了下一个 MAC 周期的媒体访问计划，因此它总用两个 MAC 周期来使 MAC 周期长度的更改发生作用。这在图 7-10 中予以描述。

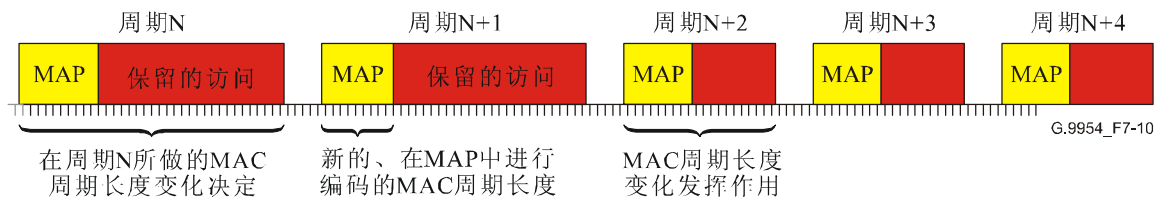


图 7-10/G.9954—可变的MAC周期长度

### 7.3.3.3 媒体访问计划 (MAP)

MAP 控制帧告知一个 MAC 周期的开始 (“当前” MAC 周期)，并描述在 “下一个” MAC 周期中计划好的 TXOP。“当前”MAC 周期由包含在开始周期之 MAP 帧中的序列号来确定。“下一个”MAC 周期为“当前”MAC 周期之后的 MAC 周期，包含一个序列数，序列数比 “当前” MAC 周期的序列号大 1，为考虑模运算的结果。

MAP 帧所述的媒体访问计划范围仅限于一个单个的 MAC 周期。由于 MAP 帧描述了下一个 MAC 周期的媒体访问计划，因此 MAP 将在下一个 MAC 周期开始之时变为当前的 MAP，并在开始下一个 MAC 周期之前保持为 “当前” 状态。MAP 中的信息在其所述的 MAC 周期结束之时变得 “过期”。

在一个 MAC 周期内，当未持有有效的、当前的 (最新的) MAP 时，G.9954 网络设备不得传输。

MAP 帧由帧类型为 (FT = 0x90) (即帧的子类型为 (FS = 0x01)) 的帧来确定，它具有如图 7-11 所示的结构。

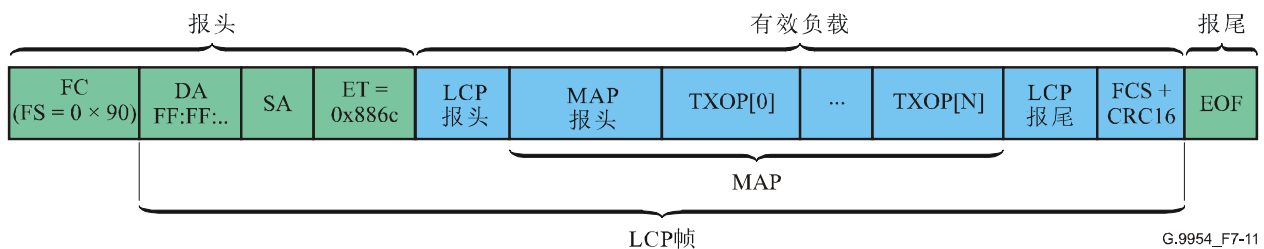


图 7-11/G.9954—MAP帧结构

MAP 帧须作为链路层控制协议 (LCP) 帧来编码，有效负载部分由固定长度的 MAP 报头组成，后跟 TXOP 的可变长度表。MAP 中的 TXOP 数在 MAP 报头中进行编码。MAP 控制帧的大小不得超过标准以太网帧的大小 (即 1500 字节的有效负载)。

对有效负载大小为 1500 字节的标准以太网帧，有 1480 字节可用于可变长度的 TXOP 表 (除去 LCP 和 MAP 报头后)。这指的是表中的 TXOP 条目数不会超过 370。假设最大 MAC 周期大小为 50 ms，最小帧大小为  $92.5 \mu\text{s} + 29 \mu\text{s}$  (GAP)，则 MAP 条目的理论最大数限定为  $50000 / (92.5 + 29) = 411$  TXOP。实际上，MAP 中的 TXOP 数有望大大小于这个理论极限，以条目的 10s 为阶。

注一 使用链路控制帧格式是为了方便起见,以便可以方便地将MAP上传给更高的协议层(可能滞留在IEEE 802.3标准接口之后的驱动器栈中)。

MAP帧总可以发送至“广播”的目的地地址,且使用最稳健的群编码(掩码#2、2 Mbaud和2位/符号—PE = 33)来传输全部内容。

MAP包括如下信息,见表7-3:

表 7-3/G.9954—MAP信息

字段名称	字段大小 [位数]	描 述
MAP报头	3 × 32	
• 控制字段	32	用于控制端点节点行为的控制字段集。该字段的编码紧接着在下面描述:
• • 已修改	1	指出在这一MAP中定义的TXOP表不同于在“前一个”MAP中定义的TXOP表,其中的“前一个”MAP定义为在“前一个”MAC周期中发送的MAP,其序列号比“当前”序列号小1(考虑模运算)。 0 MAP同“前一个”周期。 1 MAP自“前一个”周期后发生了变化。 端点可用该标志来做本地优化。
• • 周期等待时间 修复方法	2	当相比预定的到达时间,MAC周期的开始被推迟了时(如MAP的到达时间所指明的那样),端点所用的周期等待时间修复方法。更多细节参见下面的第8.6.4节。 0 无一在周期开始之时不使用等待时间修复技术。 1 调整时钟 — 对周期开始之时延迟偏移量用于SMAC传输计时的时钟进行调整。 2-3 保留,以供未来使用。
• • 冲突解决方法	2	用于在TXOP期间(定义为竞争周期)解决冲突的冲突解决(CR)方法。 0 DFPQ(G.9951/2型CR)。 1 有限的DFPQ(DFPQ的CR限制于CTXOP或UTXOP内)。 2,3 保留,以供未来使用。 有关SMAC模式期间冲突解决的更多细节,参见第7.3.7节。

表 7-3/G.9954—MAP信息

字段名称	字段大小 [位数]	描 述
• • SMAC_EXIT	1	从同步 MAC 模式退出。 主机使用本标志来指明其终止它作为主机角色的意图，并停止发送 MAP 帧。端点节点将本标志理解为指明从 SMAC 模式退出，并进入 AMAC 模式。端点设备须忽略 MAPC 中 TXOP 表的内容，它设置了 SMAC_EXIT 标志。在当前 MAC 周期结束时，端点设备须进入 AMAC 模式。 0 保持在 SMAC 模式。 1 退出 SMAC 模式。
• • AMAC_DETECTED	1	主机检测到存在一个工作于 AMAC 模式的设备。主机用于检测 AMAC 模式的方法与具体的实现方案有关。 0 未检测到工作于 AMAC 模式的设备。 1 检测到工作于 AMAC 模式的设备。
• • CP 优先级限制	3	G.9954 节点在竞争期间 (CTXOP) 用于传输的最高优先级。可以对之实施控制，以便在 CF 和 CP TX 可能发生冲突的环境中 (如 G.9951/2 和 G.9954 混合的网络) 为 CF TX 提供优先级。定义的值为： 0.7 优先级
• • MAP_IFG	6	主机在 TXOP 间规划的帧间间隔 (IFG) 大小。 在其 TXOP 结束时，各个端点须确保 MAP_IFG 静默。以 $\mu\text{s}$ 为单位来对 MAP_IFG 进行度量，在 CS_IFG (29) $-63 \mu\text{s}$ 范围内进行定义。
• • 保留	16	保留，以供未来使用。须作为 0 发送，接收机须忽略之。
• 保留	32	保留，以供未来使用。须作为 0 发送，接收机须忽略之。
• 序列号	16	MAP 序列号。模计数器随 MAC 周期递增。
• NumTXOPs	16	分配图中的条目数。 通常，MAP 中的最小条目数为 2 (一个条目用于后续的 MAP，第二个条目用于未分配的 TXOP)。当设置了 SMAC_EXIT 标志时，MAP 中的条目数可以为 0。 最大条目数通过 MAP 控制帧的最大尺寸来限制，如下所述。
TXOP_TABLE	$N \times 32$	TXOP 描述符的可变长度表 — 其中的 N 通过 NumTXOP 定义。
• TXOP[1]	32	TXOP 描述符的编码紧接着在下面描述：
• • 保留	1	保留，以供未来使用。该字段须由发射机设为 0，接收机须忽略之。

表 7-3/G.9954—MAP信息

字段名称	字段大小 [位数]	描 述
• • TXOP_Length	15	TXOP的长度，单位为 TIME_SLOT。TIME_SLOT 在第 7.3.3.5 节中定义。
• • TXOP_ID	16	用于关联 TXOP 与业务流的标识符。TXOP_ID 是一个在系统范围内唯一的标识符，它由下面所述的各字段组成：
• • • SrcDeviceID	6	流源处设备的 <i>Device_ID</i> 。
• • • UniqueFlowID	10	流源处设备范畴内流的唯一标识符（即 <i>SrcDeviceID</i> ）。
• ...		
• TXOP[N]	32	在 TXOP 表中描述的第 N 个 TXOP，其中的 N = NumTXOP。

MAP 控制字段是一个标志集，用于告知网络端点节点控制信息，并控制端点节点的行为。*ControlField* 为主机提供了基本的机制，一旦检测到某些事件，则向端点节点分发策略决定。主机用于策略决定的算法超出了本建议书的讨论范围。

序列号可用于检测丢失的 MAP，并检验节点所知的“当前”媒体分配 MAP 是否是“有效的”和“最新的”。对每个 MAP，*SequenceNumber* 以 16 位模递增。

TXOP\_TABLE 中描述了下一个 MAC 周期中所计划的 TXOP 集。各个表的条目包含了一个 TXOP 描述符，它规定了指派给设备或业务（流）或者一组设备或业务的 TXOP。使用多元组（*SrcDeviceID*，*UniqueFlowID*）来描述 TXOP 指派。有关 TXOP 寻址的更多信息，参见第 7.3.3.4 节。

TXOP 表的第一个条目须分配给主机（如果 SMAC\_EXIT 标志未设置的话），并须用于（下一个）MAP 控制帧自身的传输。

由于 MAP 描述了下一个 MAC 周期中的 TXOP，因此实际上需要 2 个 MAC 周期来使对 MAP TXOP 长度（即 TXOP[1]）的修改发挥作用。这意味着，在周期 N 提高 MAP TXOP 大小的决定须在周期 N + 1 的 MAP 中进行描述，但只能在 MAC 周期 N + 2 中发挥作用。

有关 MAP 控制帧结构的更多信息，参见第 10.14.1 节。

### 7.3.3.4 传输机会（TXOP）

MAC 周期的内部结构如图 7-12 所示。它显示了一个 MAC 周期的例子，MAC 周期由不同类型的传输机会（TXOP）组成。定义了以下 TXOP 类型。

- 无竞争的 TXOP（CFTXOP）— 分配给一个专用（单个）网络设备或业务流的 TXOP。
- 竞争的 TXOP（CTXOP）— 在一组网络设备或业务流中基于竞争访问的 TXOP。
- 未分配的 TXOP（UTXOP）— 未分配的 TXOP 是一种基于竞争的 TXOP 类型，其中的任何网络设备都可以基于竞争机制进行传输。

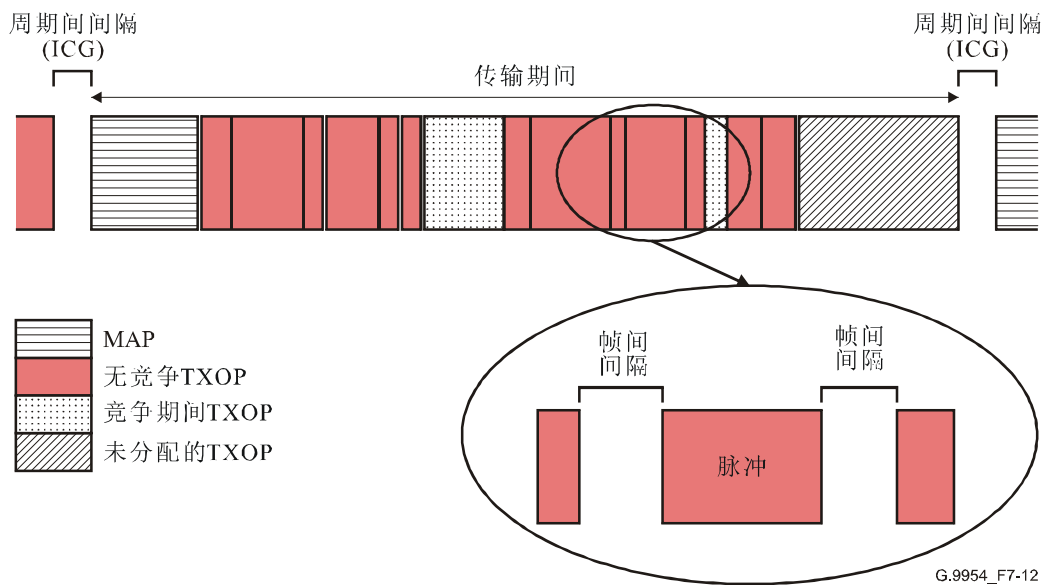


图 7-12/G.9954—MAC周期结构

MAP 将在周期第一个 TXOP 中的各个 MAC 周期开始之时发送出去（如之前 MAP 中所述）。按照定义，用于传输 MAP 的 TXOP 是无竞争的 TXOP（CFTXOP），专门分配给主机。它由 MAP TXOP 地址来确定，如第 7.3.3.4.2 节中所定义。

主机将通过把 MAC 周期时间内可用的媒体访问时间划分为 TXOP，来规划 MAC 周期内的媒体访问。主机将为需要 QoS 合同的许可业务分配无竞争的 TXOP（CFTXOP）和竞争的 TXOP（CTXOP）。当所有的 TXOP 已被分配给特定的设备、业务或组之后，剩余的媒体访问时间将作为 UTXOP 由主机加以分配。基于竞争，任何设备都可以利用这些 TXOP 来传输非调度的通信流量、尽力服务业务、管理和网络控制协议或者不需要明确 QoS 保证的通信流量。

注 1 — 分配给网络设备用于传输的带宽可以在 MAC 周期内散布给众多 TXOP。尽管主机中的资源管理和调度算法应尝试将分配的带宽集中在一起（以便减少可能的脉冲串数量），但为了满足 QoS 约束条件，在整个周期中散布分配也是必要的。特别地，对 CBR 流的情况更是如此。同样地，未分配的 TXOP 也可以在整个 MAC 周期内予以散布。MAC 周期内 TXOP 的放置和长度由主机调度程序全权决定，这超出了本建议书的讨论范围。

CTXOP 和 UTXOP 内的媒体访问将使用 AMAC 操作模式下的、基于竞争的媒体访问方法来执行。如果在 CTXOP 和 UTXOP 内发生冲突，那么使用 SMAC 冲突解决方法来解决（参见第 7.3.7 节）。

注 2 — 在 G.9954 和 G.9951/2 混合网络节点中，CFTXOP 内可能发生冲突。

有关冲突解决方法的更多内容，参见第 7.3.7 节。

### 7.3.3.4.1 TXOP 标识符 (TXOP\_ID)

MAP 中定义的所有 TXOP 须由主机指派给一个单个的、基于无竞争的设备或流，或者指派给基于竞争的一组设备或流。

将 TXOP 指派给设备，流由 TXOP 标识符或 TXOP\_ID 来描述。TXOP\_ID 由多元组 (SrcDeviceID, UniqueFlowID) 构成，其中 SrcDeviceID 用于确定流源处的设备，UniqueFlowID 是 SrcDeviceID 范畴内流的惟一标识符。在流建立期间以及在流源处使用流信令协议消息向设备报告期间，须由主机为流指派一个 TXOP。

TXOP\_ID 是一个 16 位的数，它在网络中是惟一的，可以在 0-65536 的范围内取值。

如果设备处于指派了 TXOP 的流源处，那么设备只能在 TXOP 内进行传输。如果设备包含符合预定义 TXOP 语义要求的数据，那么它可以在某些预定义的 TXOP 中进行传输。

#### 7.3.3.4.2 预定义的TXOP

预定义 TXOP 是一些特殊的传输机会，用于传输某种经良好定义的类型或业务的消息。预定义 TXOP 通过一组固定的 TXOP\_ID 来确定。所有的预定义 TXOP 都开始于一个等于 0 的 SrcDeviceID。该定义允许高达 1024 个可寻址的预定义 TXOP。

所有 G.9954 节点都隐含地知道预定义的 TXOP 值和含义。表 7-4 列出了预定义的 TXOP 集。

表 7-4/G.9954—预定义的TXOP

TXOP名称	TXOP_ID	语 义
未分配的 (UTXOP)	0	确定未分配的传输机会。基于竞争，该 TXOP 对任何设备或流都可用。在 UTXOP 期间，可以传送任何种类的通信流。
注册 (LCP)	1	确定只为 LLC 网络准许进入控制 (注册) 协议消息保留的竞争 TXOP (参见第 10.15 节)。
管理 (LCP)	2	确定只为 LLC 链路控制协议消息保留的竞争 TXOP。
G.9951/2	3	确定专为本地 G.9951/2 设备传输保留的竞争 TXOP。
尽力服务	4	可用于传送尽力服务相关之数据的竞争 TXOP，其中的尽力服务通过链路层优先级为 0 的通信流进行定义。有关尽力服务的更多信息，参见第 9.2.5 节；有关链路层优先级重新映射的更多信息，参见第 10.6.7.1 节。
保留	5 ... 1023	保留，以供未来使用。

G.9954 设备将只在符合定义之 TXOP 语义的预定义 TXOP 中传输帧，并对以下传输不得使用 TXOP，即为该 TXOP 规定的通信流量之外的任何其他类型通信流量。

#### 7.3.3.4.3 UTXOP内的传输

MAC 周期内未分配的媒体访问时间须在 MAP 中加以定义，并作为 UTXOP，由主机使用 UTXOP 多元组 (参见第 7.3.3.4.2 节) 来分配。任何设备都可以在一个 UTXOP 内进行传输。设备在 UTXOP 周期的时间限制 (开始和结束时间) 内，使用 AMAC 媒体访问规则来竞争媒体访问。

在 UTXOP 内执行媒体访问的 G.9954 设备须在 UTXOP 结束之前至少 MAP\_IFG  $\mu$ s 内停止所有传输，除非其后接着一个邻近的 UTXOP。如果设备正处于一个冲突解决周期中，那么停止包括冲突解决信令在内的所有传输。有关 SMAC 模式期间冲突解决的更多信息，参见第 7.3.7 节。

### 7.3.3.5 同步MAC协议定时

在 SMAC 操作模式下的协议时序参数与 AMAC 模式下的相同。包括以下参数：

- 1) 帧间 GAP (CS\_IFG);
- 2) PHY 报头和报尾的长度;
- 3) 最小的 PHY 帧 (minFrameSize);
- 4) 最大的 PHY 帧 (maxFrameSize);
- 5) 优先级片 (PRI\_SLOT);
- 6) 信号片 (SIG\_SLOT);
- 7) 冲突片段 (CD\_FRAG);
- 8) 冲突检测门限 (CD-THRESHOLD)。

有关 AMAC 时序参数的详细描述，参见第 7.2.1.1 节、第 7.2.7 节和第 7.2.7.1 节。主机须规划 TXOP[N] 的开始时间，使之等于 TXOP[N-1] 的开始时间加上 TXOP[N-1] 的长度。

各个 TXOP 的长度须包括传输实际帧符号所需的媒体时间以及任何分隔连续帧脉冲所需的帧间时间间隔。在计算 MAP 中 TXOP 长度时主机所用的帧间时间间隔长度须在 MAP 帧 (MAP\_IFG) 中告知端点节点。  
注 1—通常，一个 TXOP 以 MAP\_IFG 结束。不过，长 TXOP 可以包含中间的 MAP\_IFG，以分隔 TXOP 内的脉冲串。

G.9954 设备不得在一个晚于  $TXOP_{LatesTime} = TXOP_{StartTime} + TXOP_{Length} - MAP\_IFG$  的 TXOP 内进行传输（假定下一个 TXOP 被指派给了一个不同的设备）。

拥有相同 TXOP 多元组指派的两个连续 TXOP，在逻辑上可以被看做是一个延长了的 TXOP，其中被延长了的长度等于两个单独 TXOP 长度的和。这支持以下 TXOP，即其长度可以大于 MAP 中由 TXOP 长度字段所限制的限度。在这种情况下，在两个连续 TXOP 之间不需要 MAP\_IFG，并且传输可以超过它们之间的界限。

传输时间线被分成持续时间为 TIME\_SLOT 的若干时间片。TIME\_SLOT 须持续 500 ns。所有的 TXOP 都须开始于 TIME\_SLOT 边界。当为 MAC 周期计算 MAP 时，主机须对 TXOP 长度取整，使之成为整数个 TIME\_SLOT。

如果在前一个传输结束时 MAC 仍同步，那么在 TXOP 中的所有传输都须开始于一个优先级片或信号片边界。如果 MAC 是非同步的，那么传输可以开始于任何时间。在这两种情况下，传输都务必在 TXOP 结束前终止。有关同步和非同步 MAC 时序的描述，参见第 7.2.1.2 节。

例子：

在设备没有使用所有分配给它的 TXOP 时间以及下一个 TXOP 的开始时间仍同步于最后一个传输的结束时间的情况下，G.9954 设备务必推迟其传输，以便在一个优先级片的边界开始传输。

这可能引起延迟（抖动），最大可达  $PRI\_SLOT - TX\_ON \mu s$ （即  $21 - 4 = 17 \mu s$ ），如图 7-13 所示。

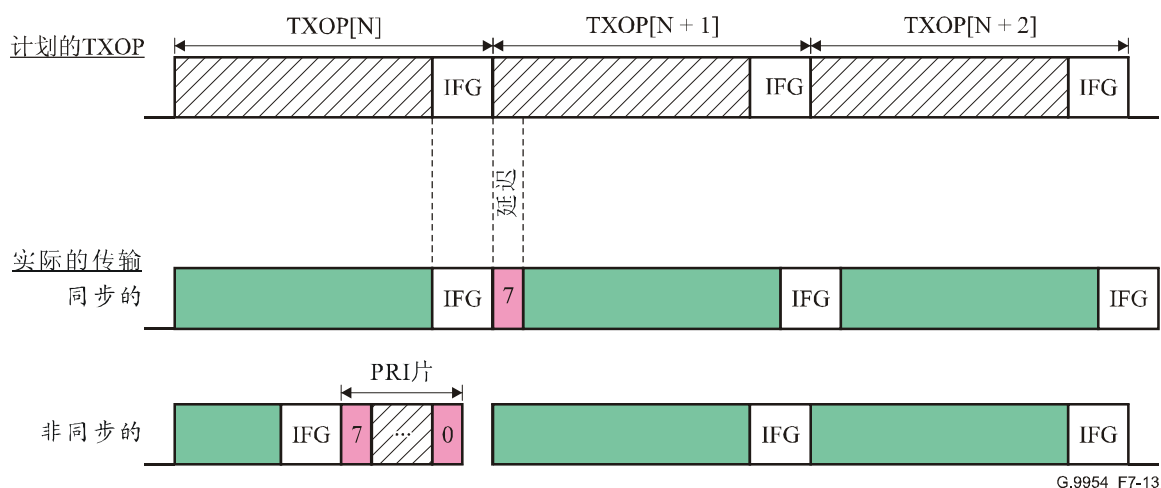


图 7-13/G.9954—TXOP传输时序

上图显示，出于设备没有使用其所有 TXOP (TXOP[N]) 的事实，当下一个 TXOP 的时间到来之后，它不再处于优先级 7 时间片的开始，而处于优先级 7 时间片开始之后的某个位置上。由于传输务必开始于优先级时间片边界（如果 MAC 同步于上一次传输的结尾），因此分配了 TXOP 的设备务必推迟其传输至下一个优先级时间片边界开始。该延迟不累加，因此该事件引入的最大潜在延迟控制在 17 μs 内。

注 2—可能引起争论，即一个未填充 TXOP 后的传输在时间上应予以提前，以便对应优先级 7 时间片边界。不过，这样会将相同的条件传播给所有后续的 TXOP，而推迟到优先级 6 时间片开始的传输将产生更加本地化的效应。

### 7.3.3.6 MAC定时同步

网络节点须通过 MAP 控制帧实现与主机基准时钟的同步。所有由主机规定的基准时序须相对 MAP 帧引导词第一个符号的开始点而规定。在 MAC 周期内，该基准点表示偏移量为 0。

MAC 周期内的当前偏移量体现于同步时钟计数器中。同步时钟计数器在 MAP 到达之时被重置，并相对 MAC 周期的开始对 TIME\_SLOT 的进展情况进行计数。传输时序与 TXOP 起始的同步须使用同步时钟计数器来实现。

### 7.3.3.7 传播延迟补偿

网络中的不同设备由于传播延迟可能会在不同时刻接收 MAP。为了考虑到各站之间在传播延迟上的区别，主机须在每个 TXOP 中计划一个帧间时间间隔 (MAP\_IFG)，来保证在最坏情况下，考虑到传播延迟引起的、与计划的 TXOP 时间之间的最大偏移量，在结束计划的传输与开始下一个计划的传输之间，能够有 CS\_IFG μs 的时间间隔。

注 1—在每个站处监测到的实际 IFG 可能是变化的，取决于相对主机时钟它什么时候收到 MAP 以及主机什么时候对传输进行调度。通过对 MAP\_IFG 的规划，并为每个站保证至少 CS\_IFG，传播延迟的影响将得以限制，周期长度也将不会出现漂移。

下式定义了最小保证 IFG(CS\_IFG)、设备“感知到的”实际 IFG 以及 MAP 中所用的计划 IFG(MAP\_IFG) 之间的关系：

$$CS\_IFG \leq IFG \leq MAP\_IFG + 2 \times PD$$



其中，出现在不等式中的参数在表 7-5 中进行描述。

表 7-5/G.9954—IFG参数

参 数	描 述
<i>IFG</i>	G.9954 设备“意识到的”、实际的帧间 GAP (IFG)。
<i>CS_IFG</i>	PHY 所需的帧间 GAP (IFG)，以便检测一个脉冲串的开始和下一个脉冲串的开始。
<i>MAP_IFG</i>	主机在计算 MAP 中 TXOP 长度时所用的帧间间隔，通过以下公式进行定义： $MAP\_IFG = CS\_IFG + 2 \times PD$
<i>PD</i>	以光速传输时大致的最大传播延迟（即 300 m 相当于 1μs 延迟）。

当计算 TXOP 时序和长度时，主机须规划脉冲串之间的 MAP\_IFG 时间间隔，并须在 MAP 中通报其计算中所用的 MAP\_IFG 值。一个端点设备（包括主机本身的任何端点设备）须保证在 TXOP 结束之前的至少 MAP\_IFG μs 终止其传输。

图 7-14 描述了在存在传播延迟效应的情况下，从网络中不同设备角度观察的、所感知 IFG 中的变化。

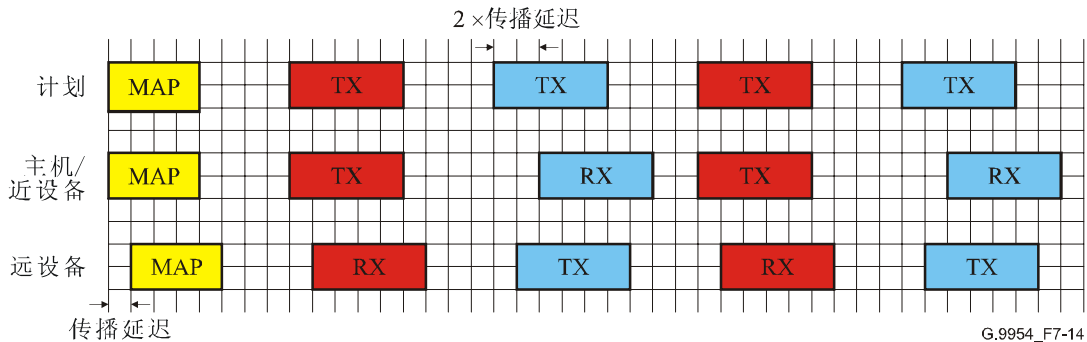


图 7-14/G.9954—传播延迟

注 2 — 这种机制对消除无主机设备实际中同步于主机基准时钟的需求是足够的。不过，对某些应用（如语音），为了在上面各层中实现与采样速率的同步，实现与主机基准时钟的同步是重要的。出于该目的，主机使用链路层时戳报告消息来分发其时钟，参见第 10.18 节。

### 7.3.4 G.9954 主控节点的功能性

一个具有主机功能的 G.9954 节点是一个 G.9954 节点，它除了支持 G.9954 “端点”节点要求的所有功能之外，还能够在网络中不存在活动主机的情况下充当主机角色。

除了上面所列的 G.9954 节点要求，一个希望充当 G.9954 主机节点的节点须支持下面所有主机相关的 MAC 和链路层功能：

- 1) **网络准许进入** — 管理 G.9954 节点的接入，要求对网络保证 QoS（参见第 7.3.4.1 节）。
- 2) **动态主机选择** — 检测网络中是否存在运行的主机，如果需要的话，争当（和承担）网络主机角色（参见第 10.16 节）。

- 3) **流和带宽管理** — 管理业务流的建立、修改和拆卸以及根据业务 QoS 约束条件来分配相关的媒体带宽资源（参见 7.3.4.2 节）。
- 4) **调度** — 规划媒体周期和调度传输，以便满足 QoS 带宽、等待时间和抖动约束条件。
- 5) **MAP 产生和分发** — 产生媒体访问计划（MAP），它代表了带宽管理和调度功能的结果，并为每个 MAC 周期分发 MAP（参见第 7.3.4.4 节）。
- 6) **兼容性模式操作** — 检测网络中是否存在工作的 G.9951/2 设备，并相应地调整网络行为（参见第 8.4 节）。

G.9954 主机须使用与端点（非主机）设备相同的媒体访问规则以及使用与分配给端点设备相同的媒体访问计划来执行媒体访问。

G.9954 具有主机功能的设备将能够与其他（活动的）具有主机功能的设备共存于同一网络中。任何时候只能有一个主机设备存在于网络中。选中作为主机的 G.9954 设备须自动使用 G.9954 链路层主机选择协议来工作（参见第 10.16 节）。

注 1 — 这并要求每个 G.9954 设备都能变成一个主机。

注 2 — 不同 G.9954 设备实现之间的许多不同行为通过其实施的带宽管理和调度策略来定义。由于主机的这些方面问题已超出了本建议书的讨论范围，因此本建议书中出现的相关材料应只认为仅为说明性的材料。

#### 7.3.4.1 网络准许进入

需要分配固定媒体带宽的 G.9954 设备须首先使用网络准许进入协议向 G.9954 主机“注册”（参见第 10.15 节）。

G.9954 主机须通过检测请求设备进入网络的权限来响应注册请求。主机须使用请求设备（在注册请求中）发送的 MAC 地址来作为设备标识符或设备认证密钥。如果允许请求设备许进入网络，那么主机须指派一个 DEVICE\_ID，并返回指派的 DEVICE\_ID 和任何网络配置参数给注册响应中的请求设备。如果不允许请求设备进入网络，那么主机须在注册响应中返回一个说明原因的状态。

#### 7.3.4.2 流和带宽管理

G.9954 主机须维护网络中有关媒体资源分配的状态信息，并须控制新业务的接入以及媒体资源的分配。

按以下方式实施准许进入控制，即不与当前业务的最小数据速率以及最大等待时间、抖动和 BER 特性发生冲突。

主机须使用 G.9954 链路层流信令协议，为增加/删除网络业务流以及改变业务流特性的请求提供服务。

如果请求要求增加一个新的业务流且该服务请求无法满足，那么主机可以提供一个比请求的服务级别低的服务。主机提供的较低级别服务不得低于该业务流规范中所规定的最低业务要求。

如果没有足够的资源可供新的业务使用，那么主机可以尝试将当前业务的服务级别降为其最低要求门限。如果仍得不到足够的资源，那么拒绝服务的状态信息须返回给请求者。

拒绝服务表示没有任何 QoS 合同可以提供给某个特殊的业务。在这种情况下，媒体访问仍可以在基于竞争的 TXOP（CTXOP）中按优先级进行。

同样地，例如，如果逻辑信道中线路条件的变化导致可用网络容量的降低，并违背了准许进入业务的 QoS 限制，那么主机可以通过其允许的限制来降低服务级别，以便尝试对所有允许的业务进行调整。如果对某个允许的业务流，QoS 服务限制不再满足，那么主机须使用流信令协议来通知源设备有关业务不符合要求的情况。

线路条件的变化实际上是通过信道端点设备间的速率协商来检测的。如果线路条件发生了变化，且发射机被迫使用一个不同的有效负载编码（PE），那么传输设备将使用流修改信令协议来通知主机有关情况。然后，主机须重新计算媒体带宽保留，以便处理 PE 中的变化。

有关服务质量的更多信息以及有关网络中用于增加新业务、修改和去除现有业务的协议的详细信息，参见第 9.4 和 10.1.2 节。

### 7.3.4.3 调度

G.9954 主机须具有为业务分配媒体传输机会的能力，以这种方式，在指派的传输机会中进行传输的 G.9954 设备将满足许可之业务流的 QoS 带宽、等待时间和抖动限制要求。

调度程序将负责平衡对媒体带宽的要求，媒体带宽由各种许可的业务（带可用带宽的总量）的通信流量规范来定义。调度程序的输出结果须是一个媒体访问计划（MAP），它定义了为各种业务流分配的传输机会。

对每个准许进入的业务流，主机调度程序须计算业务所需的 TXOP、TXOP 的开始时间以及 TXOP 的长度。主机调度程序的输出结果须用于产生媒体访问计划（MAP）。

G.9954 主机须为尽力服务通信流量、网络管理和控制帧的传输保证分配最小数量的未分配媒体时间（UTXOP）。可用于这些目的的、保留传输时间的最小数量为 MIN\_UTXOP\_TIME。尽管没有任何 UTXOP 会小于 MIN\_UTXOP\_LENGTH，但该时间可通过若干个 UTXOP 来散步。

由于可能存在不同供货商的解决方案，因此调度算法已超出了本建议书的讨论范围。

注一 调度算法的目标应是为 CBR（同步的）业务提供确定性保证、为可变比特率（VBR）业务提供统计保证，对尽力服务业务不提供硬性保证。

尽管 QoS 结果可能在解决方案之间有所变化，但主机与来自不同厂商的端点之间的互操作性是通过 MAP 机制来保证的。

作为调度程序性能的基准，一个经过认证的 G.9954 调度程序应能为一系列情形成功产生 MAP（解决方案），它们来自 QoS 要求，在有关某个特定最大 PHY 速率的服务质量（QoS）参数中进行定义：MAP 产生和分发。

### 7.3.4.4 MAP产生和分发

G.9954 主机须在每个 MAC 周期产生和分发一个媒体访问计划（MAP）。

尽管 MAP 中 TXOP 表只能在以下情况后发生变化，即因增加、删除或修改一个业务流而使调度决定发生变化，或者因网络条件发生变化而使调度决定发生变化，但每个周期都将产生一个新的 MAP。

G.9954 主机须通过向网络中的所有节点广播 MAP 控制帧来分发 MAP。MAP 控制帧将使用最稳健的复杂编码（PE = 33，频谱掩码#2，2 Mbaud，2 位/符号）来广播。

有关 MAP 以及 MAC 周期结构和长度的更多细节，参见第 7.3.1 和 7.3.3.2 节。有关 MAP 控制帧的更多信息，参见第 10.14.1 节。

### 7.3.5 G.9954 端点节点要求

在存在 G.9954 主机的情况下，G.9954 端点节点须具有在 SMAC 模式下工作的能力。

G.9954 端点节点至少须支持以下 MAC 功能：

- 1) MAC 周期同步 — 在主机控制的网络中，G.9954 端点须同步于主机产生的 MAC 周期。
- 2) 同步的传输 — G.9954 端点节点须遵循当前 MAP 中的传输指示，并确保须只在一个 TXOP 中进行传输，该 TXOP 是专门分配给它的（CFTXOP），或者分配给它所属的组（CTXOP），或者在一个未分配的 TXOP（UTXOP）中。
- 3) 冲突解决 — 在出现媒体访问冲突的情况下，G.9954 节点须能根据第 7.2.5 和 7.3.7 节中定义的规则来解决冲突。
- 4) AMAC 模式操作 — 在网络中不存在 G.9954 主机的情况下，G.9954 端点节点须能根据 AMAC 协议来工作，如第 7.2 节中所述。

上面所述的这种设备不能为其自身传输保留带宽，但可以考虑对其他设备的带宽分配。它能够同步于 MAP，并将自身的传输严格绑定在一个已分配的 UTXOP 中。

注 — 上面的最小要求代表核心功能，基于此，可以实现更层的协议功能（如注册、流建立等）。

为了支持流的带宽预留 QoS 合同，G.9954 端点设备须支持以下 G.9954 MAC 和链路层功能。

- 1) 注册 — 一旦端点节点与主机同步，那么端点必须执行注册。注册是一个端点请求进入网络的进程，如果被授权，那么为其提供一个网络地址和网络配置数据。
- 2) 流信令 — 为了管理 QoS 流，端点须支持流信令协议。流信令协议用于建立、修改或拆卸流。

#### 7.3.5.1 同步

G.9954 端点节点须通过检测是否存在 MAC 媒体访问计划（MAP）传输来实现与主机产生的 MAC 周期的同步。一旦检测到一个 MAP 控制帧，则在接收机线路接口处 MAP 传输引导词的第一个符号到达之时，G.9954 端点节点须把其同步时钟计数器重置为 0。G.9954 端点设备须按照同步时钟计数器在 MAC 周期内对其同步传输进行调度。

如果 G.9954 节点在 SYNC\_TIMEOUT ms 内未接收到 MAP 传输，或者它收到一个带 SMAC\_EXIT 指示器设置的 MAP，那么 G.9954 端点节点须切换为 AMAC 操作模式。

当工作于 AMAC 模式下时，一旦检测到一个后续的 MAP 传输，那么 G.9954 端点节点须切换为 SMAC 工作模式。模式切换须在 MAC\_MODE\_SWITCH\_TIMELIMIT 时间单位内发生。

### 7.3.5.2 同步传输

当工作于 SMAC 模式时，G.9954 端点设备须按照主机公告的、当前活动的媒体访问计划来执行媒体访问。它须只在一个 TXOP 中进行传输，该 TXOP 是专门分配给它的或者专门分配给它所属的组的，如第 7.3.3.4.1 节中所述。

G.9954 端点节点须使用同步时钟计数器来准确地调度其同步传输，并遵守第 7.3.3.5 和 7.3.3.6 节中规定的同步时序限制。

### 7.3.5.3 注册

如果对它为源的业务需要 QoS 保证，那么 G.9954 端点节点须使用注册协议，向主机注册。它须在每次主机会话时执行一次“注册”序列。

主机会话开始于主机传输第一个 MAP 帧，在 SYNC\_TIMEOUT 毫秒后，如果没有 MAP 传输或者一旦主机在 MAP 中指示 SMAC\_EXIT，那么结束。

G.9954 端点节点将在 UTXOP 中或在 REGISTRATION TXOP 中传输注册消息（参见第 7.3.3.4.2 节）。

注 — 端点设备最初可能竞争访问注册机会。冲突可以通过以下方法来处理，即通过 G.9954 冲突解决方法，与/或在等待一个随机的准许进入机会数后进行重试。

G.9954 端点节点须在 REGISTRATION 协议消息中告知主机有关自己指派的 MAC 地址的情况。

认证是 REGISTRATION 进程的一部分，可以通过检测该设备（由 MAC 地址来确定）是否有权进入网络来执行。认证程序有赖于具体的实现方案。

G.9954 端点设备须在随后的流信令协议消息中使用 G.9954 主机指派给它的 DEVICE\_ID。

有关 REGISTRATION 协议的更多细节，参见第 10.15 节。

### 7.3.5.4 流信令

如果 G.9954 端点节点支持 QoS 参数变化的流，那么它须支持流信令协议。对流信令的支持，在 SMAC 模式下和在 AMAC 模式下是相关的，流源处的节点和流目的地处的节点都应支持它。

在主机控制的网络中，QoS 合同流源处的 G.9954 端点须告知主机有关流建立、修改和拆卸请求的情况。它须使用流修改协议，通过一个逻辑信道，来通知主机有关源设备与目的设备之间的商定速率变化情况（即流当前 PE 的变化）。

有关流信令和速率协商的更多信息，分别参见第 10.17 和 10.4 节。

### 7.3.5.5 端点处理和调度

G.9954 端点节点无需多少本地智能来在主机控制的 G.9954 网络中调度传输。调度只基于所接收 MAP 中提供的指令来执行。QoS 调度智能化集中于主机中，在 MAP 中进行表述。

通过自行决定为其已分配的传输机会重新指派业务关联，端点节点可以使本地调度智能化。换句话说，对由主机分配特定传输机会的业务，如果需要的话，可以通过端点设备将其重新指派给其他业务。

如果实施本地调度，那么源自端点的业务的结果 QoS 不得比只使用主机调度得到的 QoS 差。

注 — “更差” 在此是根据 QoS 吞吐量、等待时间、抖动和 BER 进行度量的。

### 7.3.6 同步MAC协议传输规则概括

以下是 G.9954 同步 MAC 协议媒体访问和传输规则的概述：

- MAP 当前性 — 在主机控制网络中，G.9954 节点不得传输，除非它持有一个“当前的” MAP。MAP 从其所在 MAC 周期开始到同一 MAC 周期结束，都处于“当前”状态。参见第 7.3.3.1 节。
- 无竞争的 TXOP — G.9954 节点不得在专门分配给另一个节点的传输机会内进行传输。参见第 7.3.3.4.1 节。
- 预定义的竞争期间的 TXOP — G.9954 节点须只在一个预定义的竞争周期的 TXOP 中才竞争媒体访问和传输，当且仅当它打算传输规定的业务类型的消息时，才在预定义的竞争周期的 TXOP 中竞争媒体访问和传输。预定义的多播 TXOP 的例子包括注册时间片、带宽请求时间片等。参见第 7.3.3.4.2 节。
- 竞争期间的 TXOP — G.9954 节点不得在分配给组（G.9954 节点不是该组的成员）的传输机会中竞争媒体访问。参见第 7.3.3.4.1 节。
- 传输限制 — 当 G.9954 节点工作于同类 G.9954 网络中时，传输不得超过分配给它的传输机会的结束。G.9951/2 和 G.9954 节点混合网络中的 G.9954 节点，只有在它涉及冲突解决进程时，才可以超过指派的 TXOP 的限制。在 G.9951/2/3 混合节点网络中，由于 G.9951/2 干扰和冲突解决方法，TXOP 的开始可能会有漂移。有关混合网络中操作的更多信息，参考第 8 节。
- 冲突解决 — 在发生冲突事件的情况下，G.9954 须按照第 7.3.7 节中所述的规则着手冲突解决。

### 7.3.7 SMAC模式期间的冲突解决

由于冲突周期内与 G.9951/2 或 G.9954 节点的冲突，或者由于工作于 AMAC 模式下 PNT 设备（典型地为 G.9951/2 设备）的未经调度传输，冲突可能发生在 SMAC 模式中。工作于 SMAC 模式下的 G.9954 设备须对冲突进行检测，并须参与（如果需要的话）冲突解决（CR）进程。

工作于 SMAC 模式下的 G.9954 节点所用的冲突解决办法由主机来确定，并通过 MAP 中的冲突解决方法控制字段来告知各端点。定义了两种冲突解决办法：

- 1) DFPQ（G.9951/2 型冲突解决办法，如第 7.2.5 节中所定义）；
- 2) 受限的 DFPQ。

DFPQ 须用在 AMAC 模式下，用在 SMAC 和 AMAC 节点混合网络运行期间（参见第 8.6.2 节）。

受限的 DFPQ 冲突解决须在 SMAC 模式下、在本地的只有 G.9954 的网络中使用，它基于对 AMAC 模式中所用 DFPQ 方法的调整。调整涉及将 DFPQ 冲突解决周期限制在冲突所发生的 CTXOP 范围内。为了将冲突解决周期限制在 CTXOP 内，DFPQ BL/MBL 计数器在 CTXOP 结束之时重置为 0。冲突一般不应发生在 CCTXOP 内传输期间，不过，在确实发生了冲突的事件中，它们将像标准 DFPQ 中那样进行处理，冲突解决周期一直持续到结束（即 BL/MBL 计数器达到 0 值）。

注 1 — 应该更深入地考虑一下基于 DFPQ 的方法，它在 CTXOP 结束之时暂停 BL/MBL 计数器的值，并在下一个 CTXOP 开始之时恢复暂停的值。在冲突解决周期在 CTXOP 结束之时未完成的情况下，该方法具有更加严格限定冲突解决的优势。这样一种方法有待进一步研究。

图 7-15 对这些原则进行了描述。

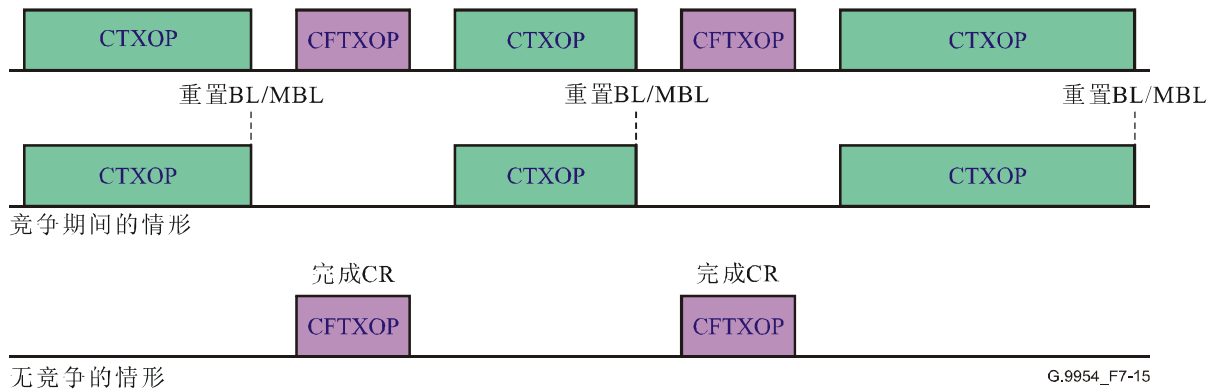


图 7-15/G.9954—暂停的冲突解决

在 SMAC 模式下观察冲突周期和冲突解决的另一种方法是将 CTXOP 视为 G.9951/2 型异步传输的一个“受限的”周期。

所有的 G.9954 站都可以在竞争周期 (CP) 内以优先级 7 进行传输。各个站都须确保其帧传输时间加上 MAP\_IFG 不超过 CP 计划的时间。当发生冲突时，进行 G.9951/2 冲突解决 (DFPQ) 进程。CTXOP (CP\_MIN) 的最小长度须为： $CD\_THRESHOLD + CS\_IFG + 3 \times (SIG\_SLOT) = 217\mu s$ ，因此确保冲突后所需的时间将总在 CTXOP 内。当一个站的传输短于 CP\_MIN 时，将从 CTXOP 结束开始，不晚于 CP\_MIN 开始传输。在本地 G.9954 网络中，站不得发送信号，除非在其帧和 MAP\_IFG 的信号片后，在 CTXOP 中存在足够的时间。

注 2 — 上面所述的冲突解决方法，从 G.9951/2 节点的角度来看，将使线路处于活动状态，对普通的 G.9951/2 传输同样有效。尽管在一个 CP 结束之时保留 3 个信号片的媒体时间不是必要的，但这确保了在 CTXOP 结束之时发生冲突的情况下，媒体时序将看起来像符合 G.9951/2 要求的传输。

### 7.3.8 同步 MAC 参数

本节定义了 SMAC 参数，用于替代本建议书其他部分中有关这些参数的任何其他值。

表 7-6/G.9954—SMAC参数

章 节	参 数	最 小	最大	单 位
7.1 操作模式	MAC_MODE_SWITCH_		50	毫秒
7.3.5.1 同步	TIMELIMIT			
7.3.3.1 MAC 周期	MAP_IFG	CS_IFG	63	微秒
7.3.3.1 MAC 周期	CS_ICG	CS_IFG		微秒
	TXOP_LENGTH	0	32767	TIME_SLOTS
7.3.3.2 MAC 周期长度	CYCLE_MAX		50	毫秒
7.3.3.2 MAC 周期长度	CYCLE_MIN	5		毫秒
7.3.3.5 同步 MAC 协议时序	TIME_SLOT	500	500	纳秒
7.3.4.3 调度	MIN_UTXOP_TIME	500		微秒
7.3.4.3 调度	MIN_UTXOP_LENGTH	217		微秒
7.3.5.1 同步	SYNC_TIMEOUT		150	毫秒
7.3.7 SMAC 模式期间的冲突解决	CP_MIN	217		微秒
8.4 混合网络中的主机要求	G.9951/2_TXOP_LENGTH	168		微秒

## 7.4 分组聚合

G.9954 设备支持须多个链路层帧（分组）聚合至一个单个的物理层帧（脉冲串）。分组聚合的目的是通过将自相同源的分组和至相同目的地的分组连接为一个单独的脉冲串，来减少与物理层帧相关的开销。聚合为一个脉冲串的各分组可以都属于相同的流，或者所有都拥有一个大于或等于聚合帧中第一个分组优先级的优先级。

聚合通过删去聚合分组间的 IFG 来降低每个分组的开销，并允许共用公共的报头数据（如 DA、SA 等）。此外，低波特和低群脉冲串报头也可以在所有聚合分组中共用。

聚合帧格式须使用 G.9954 链路层帧脉冲串控制帧来封装聚合分组数据。该链路层控制帧格式在第 10.13 节中有详细说明。

聚合在 SMAC 和 AMAC 操作模式下都可以执行。在任何一种情况下，聚合都须遵循以下基本规则：

- 聚合帧的最大长度不得超过线路上的最大允许时间。
- 一个脉冲串中聚合帧的最大数量可以利用 CSA 协议或流信令协议，在源与目的地之间进行协商。
- 一个脉冲串中所有聚合帧都须拥有相同的源地址和目的地地址。目的地地址可以是一个广播或多播地址。
- 一个脉冲串中所有聚合帧的优先级都须全部大于或等于该脉冲串第一个分帧的优先级。
- 脉冲串终结报头用于指明脉冲串的结尾。



当工作于 SMAC 模式时，可以按以下方式进行聚合，即达到 TXOP（在当中将传送帧）大小的极限，或者达到最大的链路级帧大小，取二者中的较小值。

由于流的 TXOP 长度是作为流等待时间要求函数计算得到的，因此也就是说，可以按以下方式进行聚合，即达到流允许的等待时间的极限。

当工作于 AMAC 模式时，MAC 协议可以使用流的等待时间规范和标称的分组大小规范来确定要聚合的数量。

图 7-16 显示了帧聚合格式的细目分类。

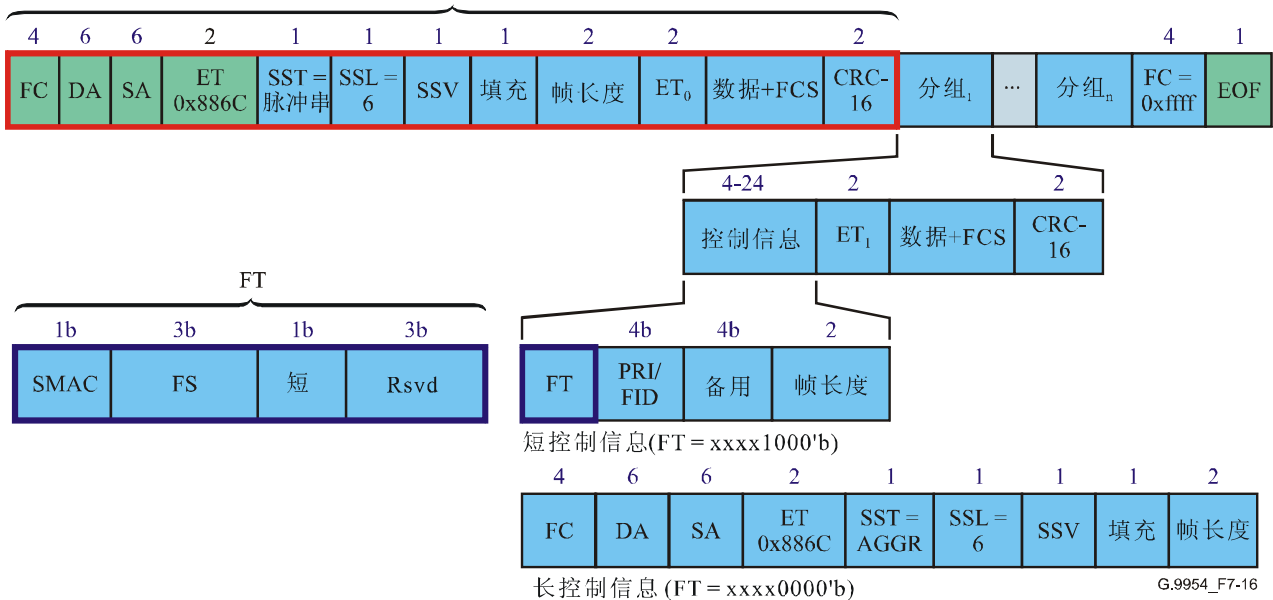


图 7-16/G.9954—聚合帧格式

聚合帧格式支持“短”聚合形式和“长”聚合格式。在“长”格式中，每个聚合分组都须包含一个完整的分组报头。这种形式包含了冗余的报头信息，但在传输和接收过程中允许进行简单的处理。在“短”形式中，冗余的报头数据只在第一个分组（分组 0）中出现一次，随后被所有其他的聚合帧共享。这种形式在其媒体应用方面更有效，但可能涉及额外的处理能力。

利用 CSA 协议来公告设备支持聚合形式。所有的实现方案都须支持“长”聚合格式。对“短”聚合格式的支持是可选的。

对使用“长”控制信息报头的帧，FCS 字段须具有与 IEEE Std 802.3 帧所描述的不同含义，通过对帧的 DA、SA、EtherType 和数据字段计算而得。对使用“短”控制信息报头聚合格式的帧，FCS 通过对从 FT 字段第一位到数据字段最后一位的计算得到。CRC-16 也是通过对各相同字段的计算而得。

## 8 兼容性规范

### 8.1 与同一线路上其他设备的频谱兼容性

PSD 掩码规定，符合要求的发射机应能够满足 FCC 第 68 部分第 308-e-1-ii 节的要求。

掩码还规定了一个低于 2.0 MHz、-140 dBm/Hz 的限制，用于确保与 ITU-T G.992.1、G.992.2 建议书以及 ISDN 之间的兼容性。

掩码包括涵盖无线电业余爱好者频带（例如，在 7.0-7.3 MHz 之间）的陷波，它将最大 PSD 降至 -81.5 dBm/Hz。这比业余爱好者频带内 PSD 的 VDSL 建议值要低。由于近几年来 VDSL 频谱的兼容性在一些标准实体中得到了发展，包括 ITU-T，因此该频谱掩码应该兼容于北美之外各国的 FRI 辐射要求，如英国、日本、德国和法国。

## 8.2 与G.9951/2和AMAC节点的共存和互操作性

由于 G.9954 使用了与 G.9951/2 相同的 PHY 报头、帧格式和协议时序参数，因此它固有地向后兼容于 G.9951/2。尽管在 G.9954 中支持更高的波特有效负载，仍需要在发射机与接收机之间对波特参数进行协商。在线路上，工作于 SMAC 模式下的、源自 G.9954 节点的传输，看起来像标准的 G.9951/2 传输，虽然在更高的波特且使用（向前兼容的）帧，但可能不被 G.9951/2 节点所认可。

在一个 G.9951/2 与 G.9954 节点混合的网络中，兼容性的问题弱化为同时工作于网络中的 SMAC 和 AMAC 协议模式的一个共存问题。在 SMAC 模式的 G.9954 节点同构网络中，所有的媒体访问时序都是规划好的，冲突只可能出现在受控的竞争周期。不过，在 G.9951/2 与 G.9954 节点混合的网络中，不存在此类保证。G.9951/2 节点传输可能与计划的传输相冲突，它们可能在一个传输机会中突然进入静默状态，并可能延伸至传输机会的范围之外。

第 8 节余下部分描述了一种与 G.9951/2 设备共存以及互操作的方法，它保留了 G.9954 节点 SMAC 模式传输的同步特性，并适于非同步的 G.9951/2 传输。

在一个 G.9951/2 与 G.9954 节点混合的网络中，G.9954 节点须与 G.9951/2 节点共存并实现互操作。此外，工作于 SMAC 的 G.9954 节点网络须能与工作于 AMAC 模式的其他 PNT 设备共存并实现互操作。

通常，当存在 G.9954 主机时，只有 G.9951/2 设备将工作于 AMAC 模式下。不过，一个 G.9954 “不受控制的”节点可能出现在 G.9954 节点无法“听见”MAP 传输的环境中。

在下面各章节中，术语“G.9951/2 节点”和“AMAC 节点”有时可交替使用。

## 8.3 G.9951/2节点检测

G.9954 主机节点须能检测 G.9951/2 节点是否存在于网络上。

当检测到 G.9951/2 节点时，主机须利用 MAP 帧中的 AMAC\_DETECTED 标志发出事件信号来告知 G.9954 端点节点。

G.9954 端点设备不得向使用该设备不支持的有效负载编码（PE）的设备发送信号。

用于与设备通信的有效负载，通过速率协商来商定，并且无需特别了解接收机的 PNT 版本。不过，可以利用 PNT 接收机的版本号来选择一个适当的初始 PE，以供完成速率协商前使用。这意味着，用于与 G.9951/2 节点通信的初始 PE 应为频谱掩码#1、2 Mbaud、每个信号 2 位，同时，用于与 G.9954 节点通信的初始 PE 可以以一个更高的速率（如频谱掩码#2、8 Mbaud、每个信号 2 位）开始。

用于检测网络上是否存在 G.9951/2 节点的机制与实现方案有关。主机可以使用 CSA 协议消息中的版本号信息，或通过检测 CFTXOP 期间的冲突来检测网络中的 G.9951/2 节点。任何工作于 AMAC 模式的节点都可能在 CFTXOP 期间引起冲突，而不一定是一个 G.9951/2 节点。

## 8.4 混合网络中对主机的要求

如果在网络上检测到一个或多个 G.9951/2 设备，须告知 G.9951/2 设备的存在。如果在最后两分钟内没有在网络上“听到”任何 G.9951/2 设备，那么须告知不存在 G.9951/2 设备。

当在网络上检测到 G.9951/2 节点时，主机须至少保留一个长度 G.9951/2\_TXOP\_LENGTH 的 TXOP，并专门将它分配给 G.9951/2 节点使用。须从周期内未以其他方式分配的媒体资源中来分配 TXOP。主机须为每个在用的链路层优先级保留一个 G.9951/2 TXOP。

注 1 — 通过专门为 G.9951/2 节点分配一个 TXOP，将确保：

- a) 在这一时期，G.9954 节点将不与 G.9951/2 节点竞争媒体访问；以及
- b) G.9954 节点将不尝试进入一个在 G.9951/2 TXOP 期间起始的冲突解决周期。

这意味着，如果几个 G.9951/2 节点（具有相同的优先级）在一个 G.9951/2 TXOP 开始之时竞争媒体访问，那么在一个 G.9954 节点试图访问媒体之前，所有参与竞争的 G.9951/2 节点将成功地访问媒体，即使 G.9951/2 TXOP 的长度（相对）较短。DFPQ 将确保这一点，它确保新的节点不能加入一个正在进行的冲突解决周期中。G.9951/2\_TXOP\_LENGTH 定义得足够大，以便包括所有优先级时间片的媒体时间。

保留的媒体资源将出现于公告的 MAP 中，作为专门分配给 G.9951/2 节点的 TXOP。一个分配给 G.9951/2 节点的 TXOP 将由预定义的 G.9951/2 TXOP 地址标识符来确定（参见第 7.3.3.4.1 节）。

当在网络上发现 G.9951/2 或 AMAC 节点时，主机可以修改其自身行为和修改各端点的行为，以便更好地适应混合的环境。如果需要，对端点节点行为的修改由主机通过 MAP 帧控制字段来告知。主机采取的决策过程超出了本建议书的讨论范围。

注 2 — G.9954 设备应尝试补偿由异步 G.9951/2 和 AMAC 设备引起的、可能的冲突。采用的措施可以包括将额外的带宽分配给 TXOP，以便补偿引入到周期中的等待时间。增加到 TXOP 中的多余时间的数量与服务相关，但应足以至少满足特定业务的一个完整分组。

此外，当在网络上发现 G.9951/2（或 AMAC）节点时，主机须通过 MAP 告知下列端点行为的变化：

- 1) 冲突解决方法 — 主机须为混合网络中的 AMAC 模式设置冲突解决方法。有关混合网络中冲突解决的更多信息，参见第 7.2.5 和 8.6.2 节。
- 2) 周期等待时间修补 — 如果周期起始被延迟，那么在 MAC 周期开始之初，主机须告知用于控制等待时间的策略。更多信息参见第 8.6.4 节。
- 3) 在竞争周期中的 TX 优先级 — 主机须告知在基于竞争的 TXOP（CTXOP 或 UTXOP）内用于所有传输的链路层优先级。

注 3 — 由于 CFTXOP 内的传输等同于优先级 = 7 的传输，因此通过在 CTXOP 中设置一个小于 7 的 TX 优先级值（如优先级 = 6），对基于竞争的传输，能够为无竞争的传输赋予优先的优先级。应采用这一方法。

## 8.5 传输至G.9951/2节点

从 G.9954 节点到 G.9951/2 节点的传输须符合 G.9951/2 帧格式的要求。须使用频谱掩码#1 有效负载编码来进行传输。PE 波特和每个信号位数须利用标准的 PNT 链路层速率协商协议，在 G.9951/2 与 G.9954 节点之间进行协商。

发送到 G.9951/2 节点的帧的帧控制帧类型 (FT) 应为 0。

在网络中存在 G.9951/2 节点的情况下，由 G.9954 节点送往广播地址的帧应使用频谱掩码#1 有效负载编码来发送。同样，如果 G.9951/2 节点位于一系列活动的多播收听者中，也使用频谱掩码#1 有效负载编码来向多播地址发送帧。关于“活动的多播收听者”定义，参见第 10.4 节中有关速率协商协议的描述。

G.9954 节点不得向 G.9951/2 节点发送聚合的帧，并须假设不支持“帧脉冲串”。有关帧脉冲串的更多信息，分别参见第 10.13 节和第 10.6 节中的 CSA 和帧脉冲串协议。

## 8.6 同步和异步MAC模式的共存

在混合网络中，工作于 SMAC 模式的 G.9954 节点须继续在主机控制下进行操作，同时适应可能由未经调度的 AMAC 模式传输引入的干扰。

为了适应 SMAC 模式中未经调度的（异步的）传输，所有节点须结合使用载波侦听和冲突检测技术。G.9954 同步模式传输须与异步模式传输竞争媒体访问，如同优先级为 7 的帧。须使用为 AMAC 模式定义的冲突解决方法来解决冲突。

### 8.6.1 调度传输和载波侦听

不工作于 SMAC 模式的 G.9954 节点不得在调度的 TXOP 内传送，除非所有以下条件都得以满足：

- 1) TXOP 分配给 G.9954 节点（或 G.9954 节点所属的组）；
- 2) 到 TXOP 起始时间（从 MAP 起始点开始度量）；
- 3) 媒体为 IDLE（空闲的）；
- 4) CS\_IFG 间隔彻底过去；
- 5) BL/MBL 计数器为 0。

如果前两个条件有效，但侦听到媒体处于 BUSY（忙）状态，或者未侦听到 CS\_IFG 间隔，那么在满足所有条件之前，须包含（保留）传输。

注一 上述要求意味着在任何时候都要求载波侦听，即使在 SMAC 操作模式下。

### 8.6.2 冲突检测和解决

在 G.9951/2 与 G.9954 节点混合网络中，冲突可能会以工作于 AMAC 模式的网络中同样的方式出现。工作于 SMAC 模式的 G.9954 节点须与优先级为 7 的 G.9951/2 节点竞争媒体访问。

如果出现冲突，那么须使用下列 AMAC 冲突解决方法来解决：

如果冲突出现于无竞争周期 (CFTXOP) 中的传输期间，那么传输节点须进入冲突解决周期，并竞争媒体访问，直至传输成功。传输可以占用分配给 CFTXOP 的全部时长，而不管实际的传输起始时间在什么时候。这可能导致 CFTXOP 延长，以致超出其预期的结束时间。

如果冲突出现在竞争周期 TXOP (CTXOP) 内, 那么各传输节点可以竞争媒体访问, 如同 G.9954 节点的本地网络情况。在这种情况下, CTXOP 的范围不得扩展, 而不管实际的传输起始时间在什么时候。这意味着在兼容性模式中, 如果起始时间可以及时转换 (由于之前未经规划的传输), 那么可以缩短 CTXOP 的长度, 同时, TXOP 的结束时间是固定的。这是有意的, 用于修补由未经调度的传输而产生的等待时间 (参见第 8.6.3 节)。

在 CTXOP 结束之时, 如果正在进行冲突解决 (即 BL/MBL 冲突解决状态计数器处于非零状态), 那么计数器须在一个空优先级时间片通过之时重设为 0。该行为与 AMAC 模式中的行为相同。这可以在下列 TXOP 开始之时引入 PRI\_SLOT 等待时间。

例子:

下面图 8-1 描述在 TXOP 1 中调度的传输的  $T_1$  上发生的冲突所产生的影响。

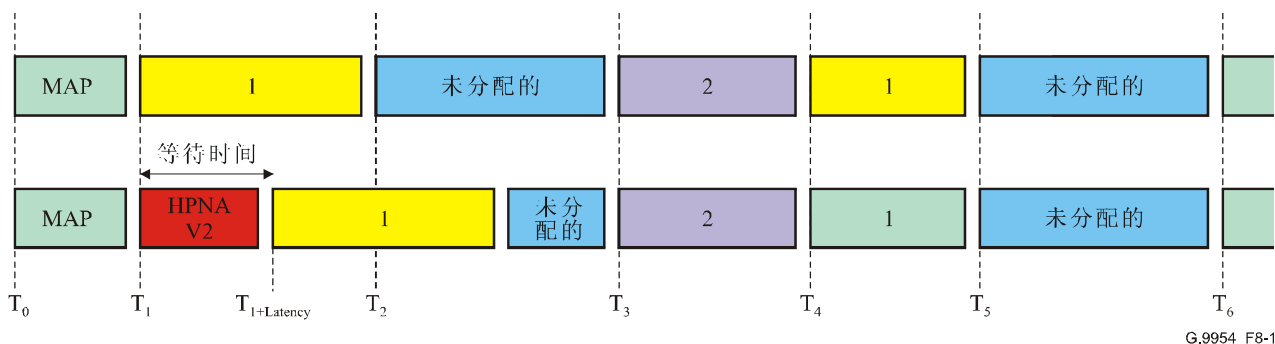


图 8-1/G.9954—冲突和时序抖动

在随后的经调度传输中, 与 G.9951/2 节点的冲突可能在传输开始之时产生延迟。取决于未经调度的传输数量和长度, 在媒体变为 IDLE (空闲) 状态之前, 载波侦听有可能包含两个或多个连续的、经调度的传输。此时, 所有包含的节点都将试图一起访问媒体, 导致在经调度的传输之间产生冲突。当在这些经调度的传输之间出现冲突的情况下, 须运用定期的冲突解决方法。在冲突得以解决之后, 就不存在任何对传输排序的保证, 并且该次序可能有别于那些在最初 MAP 中调度的次序。在图 8-2 中对此进行了描述。

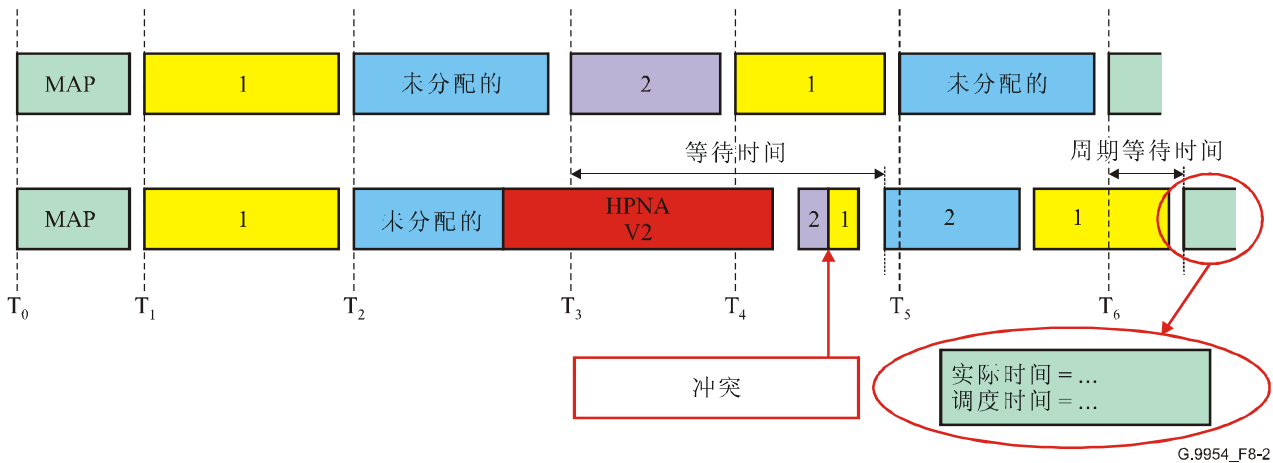


图 8-2/G.9954—调度传输之间的冲突

### 8.6.3 MAC周期内的时序补偿（等待时间修补）（说明性的）

如果在 MAC 周期中存在充足的备用带宽（即未分配的 TXOP），那么由未经调度的 G.9951/2 传输造成的、调度（同步模式）传输中的时序延迟，将自然地得到补偿。

在调度传输之初，未分配的带宽（UTXOP）对吸收延迟有影响。这是由于未分配的 TXOP，从定义上说，无需保证一个固定的带宽数量；更确切地说，它们代表了剩余的媒体时间。如果在调度传输中等待时间消耗了某些未分配的媒体时间，那么 UTXOP 的长度只是因消耗的时间而被缩短了。这意味着 UTXOP 的结束时间是固定的，而其开始时间可能会因 MAC 周期中引入的延迟量而发生变化。

图 8-1 对此进行了描述，图中，通过允许将 TXOP 1 中的传输延伸至其经调度的结束时间，并有效消耗其之后的备用带宽，TXOP 1 中传输起始阶段的延迟得到了补偿。尽管开始和结束时间变化的经调度 TXOP 的长度总是固定的，但 UTXOP 的长度是可变的，其结束时间是固定的，但其开始时间是不固定的。通过之前传输所引入的延迟（抖动）量，这有效地调整了未分配 TXOP 的大小。

如果一个未分配的 TXOP 的开始时间晚于经调度的结束时间，那么未分配的 TXOP 被认为是 NULL（空的）或是不存在的。

### 8.6.4 MAC周期之间的时序补偿

在 MAC 周期内产生的时序延迟可能在整个周期内传播，并在下一个 MAC 周期的开始引入延迟（即延迟下一个 MAP 传输）。

通过从经调度的到达时间中减去 MAP 实际的到达时间，各个端点可以计算出在 MAC 周期开始之时引入的延迟（等待时间）。实际的到达时间须由接收机获取。通过累加所有 TXOP 的长度，并将之加入对应 MAP 的实际到达时间，可以从之前 MAP 中的信息计算得到经调度的到达时间。

如果 MAP 中规定的等待时间修补方法显示为“调整时钟”，那么 G.9954 端点节点须通过在收到 MAP 帧时将其同步时钟计数器设为 MAC 周期开始之时计算得到的等待时间，而不是将同步时钟计数器重设为 0，来对 MAC 周期的抖动进行补偿。

注一 由于相对基准时间（0），所有的传输都是经过调度的，因此这种机制可用于完成从一个周期到另一个周期的等待时间补充。可选地，如果存在足够的未分配（备用的）带宽，它们可用于清空因等待时间而积累了采样数据的缓冲，那么可以不采取任何特别的矫正措施。由主机负责决定适当的等待时间补救策略，并将该信息告知整个 MAP 中的网络节点。

### 8.6.5 操作举例（说明性的）

本节通过例子描述了一系列可能的 G.9951/2 干扰情形。所述的所有情形都假定如图 8-1 所示 MAP 上的以下传输情况：

表 8-1/G.9954—活动媒体访问计划

TXOP 索引	设 备	TXOP 类型	起 始 时 间	长 度
0	主机	无竞争	$T_0 = 0$	$L_0$
1	“A”	无竞争	$T_1 = L_0$	$L_1$
2	广播	未分配的	$T_2 = T_1 + L_1$	$L_2$
3	“B”	无竞争	$T_3 = T_2 + L_2$	$L_3$
4	“C”	无竞争	$T_4 = T_3 + L_3$	$L_4$
5	广播	未分配的	$T_5 = T_4 + L_4$	$L_5$

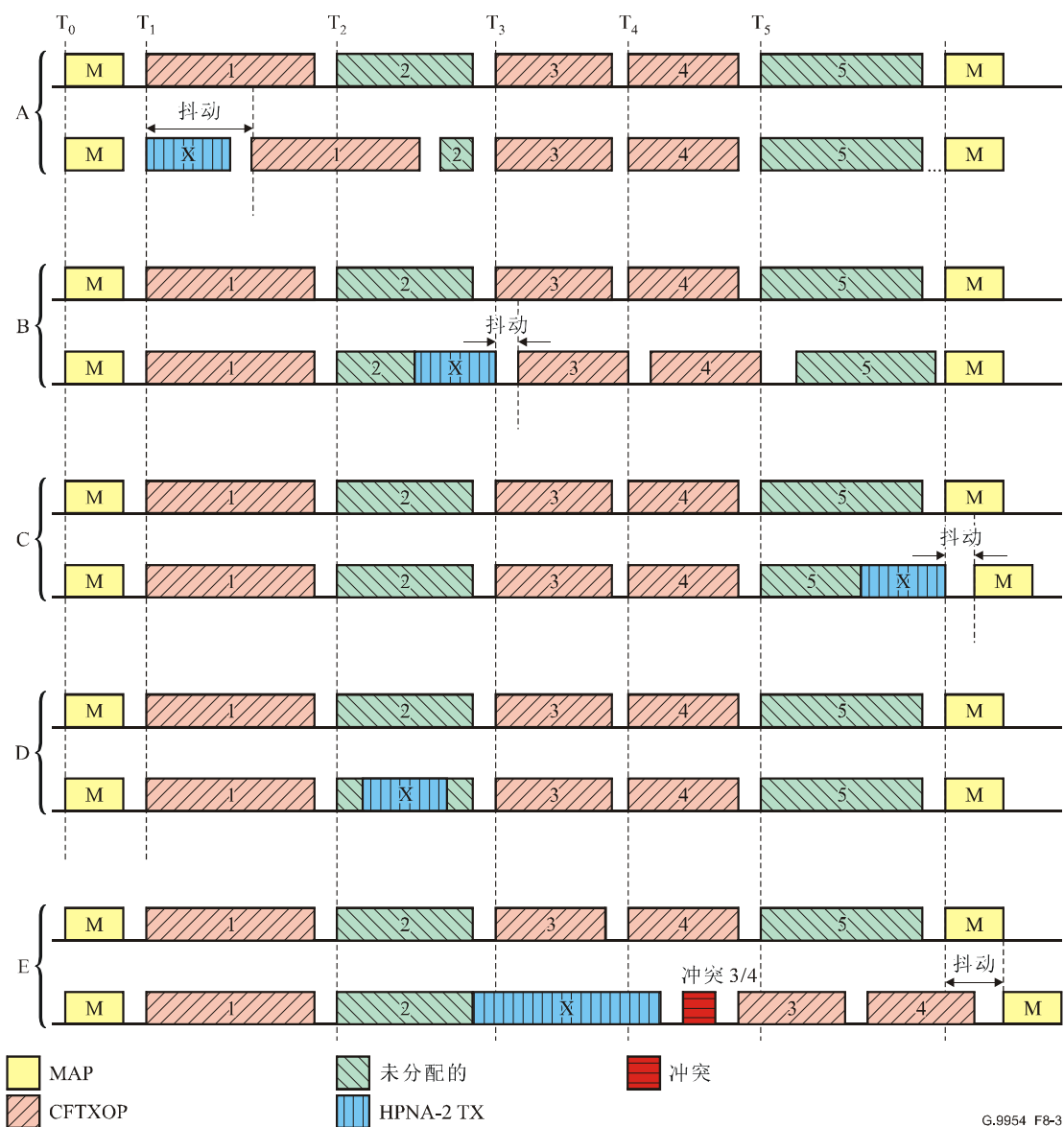


图 8-3/G.9954—G.9951/2 和 G.9954 共存的情形

在图 8-3 的例 A 中，主机在  $T_0$  时刻开始传输 MAP，然后一个异步节点在同步节点“ A ”开始传输之前，在  $T_1$  时刻控制媒体。异步节点传送一个未预定的异步传输 X。由于异步节点没有意识到同步传输规则，因此只要它需要，它就会进行传输。由于媒体上的所有节点都支持 CSMA/CD 技术，因此异步传输是不间断的。通过使用载波侦听技术，在传输 X 结束之前，同步节点“ A ”将处于等待状态，等待一个额外的、脉冲串之间的间隔，然后开始传输。这导致了抖动，如箭头所示。同步节点“ A ”将在整个分配的时间内进行传输，即使 TXOP 1 较晚才开始。在本例子中，由于这一传输不会延长得超出未分配 TXOP 2 的结束时间，因此 TXOP 3 准时在  $T_3$  时刻开始，并且抖动不会传播。

在图 8-3 的例 B 中，在预定的  $T_0$  时刻，主机传输 MAP，然后在预定的  $T_1$  时刻，同步节点“ A ”在 TXOP 1 期间进行传输。在未分配的 TXOP 2 期间，媒体是空闲的，并利用载波侦听技术，一个异步节点控制了媒体。异步节点传输一个未预定的异步传输 X，它延长并超出 TXOP 2 的预定时间。同步节点“ B ”利用载波侦听技术，延迟其预定的传输（TXOP 3），直至传输 X 结束，并经过一个脉冲串之间的间隔。然后同步节



点“B”开始其传输，延迟导致如箭头所示的抖动。TXOP 4 的传输也由于相同的数量而被延迟，原因是同步节点“B”将在 TXOP 3 整个已分配时间内进行传输。在此例中，由于 TXOP 4 的传输不会延长得超出未分配 TXOP 5 的结束时间，因此下一周期的 MAP 的传输将准时开始，并且抖动不会传播。

在图 8-3 的例 C 中，在预定的  $T_0$  时刻，主机传输 MAP，然后在预定的  $T_1$  时刻，同步节点“A”在 TXOP 1 期间进行传输。同样，在预定的  $T_3$  时刻，同步节点“B”在 TXOP 3 期间进行传输，在预定的  $T_4$  时刻，同步节点“C”在 TXOP 4 期间进行传输。在未分配的 TXOP 5 期间，媒体是空闲的，一个异步节点控制了媒体。异步节点传输一个未预定的异步传输 X，它延长并超出 TXOP 5 ( $T_5 + L_5$ ) 的预定时间。主机利用载波侦听技术，延迟其预定的 MAP 传输，直至传输 X 结束，并经过一个脉冲串之间的间隔。然后它开始传输下一个 MAP，延迟导致如箭头所示的抖动。下一个 MAP 将用于确定引入的抖动量。当收到因抖动而延迟的 MAP 时，同步节点可以将其自身时钟设为  $T_0 + \text{抖动}$ 。这将使得同步节点能够尝试准时传输，而不会因抖动而延迟。例如，如果 MAP 后跟一个未分配的 TXOP 1'，然后是一个单播 TXOP 2'，那么若未分配 TXOP 1 的持续时间大于抖动，则周期中的各后续 TXOP 将准时开始。这种机制使得能够实现对 MAP 传输中抖动的补偿。

在图 8-3 的例 D 中，在预定的  $T_0$  时刻，主机传输 MAP，然后在预定的  $T_1$  时刻，同步节点“A”在 TXOP 1 期间进行传输。在未分配的 TXOP 2 期间，媒体是空闲的，一个异步节点控制了媒体。异步节点传输一个未预定的异步传输 X，在本例中，它不会延长得超出 TXOP 2 ( $T_2 + L_2$ ) 的预定时间。在后续的传输中不会引入任何抖动，因此无需进行任何调整。

在图 8-3 的例 E 中，在预定的  $T_0$  时刻，主机传输 MAP，然后在预定的  $T_1$  时刻，同步节点“A”在 TXOP 1 期间进行传输。在未分配的 TXOP 2 期间，媒体是空闲的，利用载波侦听技术，一个异步节点控制了媒体。异步节点传输一个未预定的异步传输 X，它延长并超出 TXOP 2 的预定时间，并进入 TXOP 3 的预定时间。同步节点“B”利用载波侦听技术，延迟其预定的传输，直至传输 X 结束，并经过一个脉冲串之间的间隔。不过，由于 TXOP 4 ( $T_4$ ) 的传输时间也已经过，因此同步节点“C”利用载波侦听技术，延迟其预定的传输，直至传输 X 结束，并经过一个脉冲串之间的间隔。结果是，同步节点“B”与同步节点“C”之间产生了冲突，随后以 MAC 周期中的进一步抖动为代价，利用冲突解决方法，解决了该冲突。

## 9 G.9954服务质量

G.9951/2 支持优先级 8，这为区分不同的业务种类提供了一个基本的服务质量 (QoS) 机制。该机制兼容于现有的若干机制，用于区分不同的业务类别，如有关 VLAN 优先级标记 (IEEE 802.1P) 的 IEEE 802.1D 建议书以及在业务类型 (TOS) 字段的最初解释中定义的 PRECEDENCE 位，可以在使用不同业务 (Diffserv) 协议的 IP 分组报头中找到业务类型字段 (TOS)。

尽管业务的优先级分类提供了某种级别的 QoS 支持，但它不能提供 QoS 保证，保证严格的等待时间和抖动预算。为提供严格的 QoS 合同，G.9954 MAC 提供了一种基于流概念的机制，它兼容于类 RSVP 协议，支持有关显性通信流量和速率参数而不仅仅为分组相对排序的 QoS 规范。随后使用基于这些经良好定义的 QoS 参数的通信流量调整、调度和监管机制来对网络吞吐量、等待时间和抖动性能提供严格的控制。

本节用于详细说明 G.9954 QoS 解决方案。

## 9.1 一般性描述

G.9954 QoS 机制基于数据流（或简称流）概念。一个流代表了数据在网络节点间的单向流动，它基于经良好定义的 QoS 通信流量和速率参数，这些参数允许对网络吞吐量、等待时间、抖动和 BER 参数实施严格的控制。

逐项业务地建立和拆卸流。根据请求，G.9954 主机负责为流分配带宽，并负责在媒体访问计划（MAP）中公告带宽分配决定。网络节点负责依据已公告 MAP 的限制来调度其传输。

带宽分配算法须执行和保证 QoS 参数。因此，与流建立相关的带宽保留请求受制于主机的准许进入监管和调整。无法满足所请求参数要求的流建立请求要么被拒绝，要么由主机重新协商 QoS 参数。

在流的整个生命周期中，可以对其带宽要求进行修改，以便更加有效地支持变化的带宽要求，这些就是“突发”和可变比特率（VBR）数据流和变化的线路条件特性。

流由会聚层隐性地或显性地建立，隐性地建立 — 在识别一项新业务时进行，显性地建立 — 在响应更高层的协议消息（如 RSVP 保留请求）或依据预定义的规范/配置网络准许进入时进行。同样，可以隐性地或显性地拆卸流，隐性地拆卸 — 在检测非活动行为时进行，显性地拆卸 — 在业务终止时进行，以便释放与流相关的网络资源。

会聚子层负责将各输入数据流分别映射至适当的、满足其 QoS 要求的流上。

总之，G.9954 MAC 协议支持的主要的 QoS 特性如下所示：

- 有关带宽、抖动、等待时间、BER 的统计性和确定性 QoS 保证；
- 由经良好定义的通信流量和速率参数所描述的通信流量类别和业务流；
- 固定的和可变的比特速率流；
- 流管理，包括流准许进入控制、资源保留、QoS 协商/再协商、流建立和拆卸；
- 基于通信流量滤波器规范的帧分类，如 IP TOS、VLAN 优先级标记、协议类型、源/目的地地址等；
- QoS 流管控、调整和调度。

## 9.2 业务流和QoS参数

流用于描述源设备与目的设备之间的单工通信信道，具有经良好定义的 QoS 特性。流的 QoS 特性通过一系列通信流量和速率参数来描述，它们在使用流信令协议的 G.9954 设备之间进行交流（更详细的内容参见第 9.4 节）。

通过表 9-1 所述的各参数以及下面各子节来定义流的 QoS 特性：

表 9-1/G.9954—流属性

字段名称	描述
源地址	流源处的设备 MAC 地址
目的地地址	作为流目的地的 MAC 地址设备（可以是广播地址）
流 ID	源地址与目的地地址之间流的唯一标识符。流 ID 由 G.9954 设备在流源处指派
业务类别	用于确定业务类别（CoS）。当做缩写形式来使用，用于规定一系列“经良好定义的”QoS 参数，而无需分别对 QoS 参数进行规定
优先级	指派给流的链路层优先级
业务类型	用于定义流支持的业务类型： 0 CBR 1 rt-VBR 2 nrt-VBR 3 BE
最大等待时间	根据表 10-69，最大可容忍的传输和排队延迟
最大抖动	根据表 10-69，最大延迟变动
ACK 策略	0 无 1 LARQ
FEC 策略	0 无 1 RS 2-3 保留
聚合策略	0 无聚合 1 MAC 级聚合
CRC 差错处理策略	0 不抛弃带 CRC 差错的分组 1 抛弃带 CRC 差错的分组
标称的分组大小	有关服务相关的分组的、以八比特组计的标称分组大小。值 0 表示一个未做规定的或未知的值
最大数据速率	峰值脉冲串速率，单位为 4 kbit/s。考虑净（有效负载）数据速率
平均数据速率	业务要求的平均比特速率，单位为 4 kbit/s
最小数据速率	业务操作所需的最小比特速率，单位为 4 kbit/s。只有对要求最小传输延迟的实时通信流量，该值才有可能不为 0
BER	业务级 BER。在速率协商中用于选择所需的 PE，以实现最高的原始比特速率，并满足 BER 要求
有效负载编码	用在逻辑信道上的有效负载编码 只有在向主机传送流参数时，才设置该参数。在流端点之间，利用速率协商来协商有效负载编码

表 9-1/G.9954—流属性

字段名称	描 述
分组超时时限	在从流队列中删除之前，分组将继续排队的时间，以毫秒计。0 值表示分组从不会超时，并继续排队，直至在线路上传输
TX 时间片	为流定义的第一个 TXOP 时间片。为了使已分配的 TXOP 同步于外部源，在流建立期间，上面各层可以对该字段进行设置。这旨在用于同步业务。参考主机的基准时间，以 $2^{-13}$ 毫秒为单位来对时间进行测量，如在时戳报告指示中所公告的那样；参见第 10.18 节。
流非活动超时时限	在没有任何通信流量的情况下、在流自动拆卸和释放资源之前，流将保持“非活动”状态的时间量（以毫秒计）。0 值表示流不会自动拆卸。关于流拆卸的更多信息，参见第 10.17 节。

### 9.2.1 源地址和目的地地址

流的源地址和目的地地址由各自的源设备地址和目的设备地址来确定。源地址是一个单播的 48 位 MAC 地址，用于确定流源处的设备。目的地地址用于确定流的目的地，可以是一个单播、多播或广播的 48 位 MAC 地址。

### 9.2.2 流 ID

流 ID 是源地址与目的地地址之间的一个唯一的流标识符。流 ID 须由流源处的设备在本地指派。

有关流 ID 的更多信息，参见第 7.3.2 节。

### 9.2.3 业务类别

一个业务类别定义了一个纳入已命名类别中的数据流（业务）属性集合，它能够简单地由上面各层实体来确定（通过枚举器）。

该机制允许全面定义业务属性，并在主机中进行集中维护。通过枚举器确定它们而不是实际地规定流的 QoS 参数，上面各协议层或端点节点能够提供业务流。这隐性地定义了一系列 QoS 参数。此外，通过重新定义单个的流参数，可以对业务类别的基本 QoS 属性进行修正。

有关调度业务类别及其 QoS 参数的完整清单，参见第 7.3.2 节。

### 9.2.4 优先级分类

优先级分类代表了分配给流的链路层优先级。优先级的值具有 G.9951/2 的语义，当使用 AMAC 模式时，或者当在 CTXOP（UTXOP）中传输时，用于确定 PHY 的优先级，供传输使用。主机中的调度程序还可用它在调度决策中排列流的等级。

为了将用户优先级映射至通信流量类别，优先级指派应遵循 IEEE 802.1D 和 802.1P 建议书。更多信息参见第 10.17 节。

## 9.2.5 业务类型

流业务类型用于定义业务要求的 QoS 承诺保证类型。定义了以下业务类型：

表 9-2/G.9954—业务类型

业务类型	描述
主动提供 (CBR)	支持实时、低等待时间、固定大小、定期的 (CBR) 数据。资源调度程序保证定期分配一个固定的带宽量，而无需显性的带宽请求。用于“确定性的” QoS 保证
实时 (rt-VBR)	通过支持定期的可变大小数据授权，来支持可变比特率 (VBR) 数据。适用于 MPEG 视频流
非实时 (nrt-VBR)	除了调度程序以低于实时流的速率提供非实时流外，类似于实时业务
尽力服务 (BE)	除了可以在已分配的 TXOP 内定义基于竞争的访问外，类似于非实时业务。对调度程序为尽力服务所提供的 TXOP 频率或长度，不做任何保证 (即最大努力)

主机调度程序在做调度决策时可以使用业务类型参数，源节点在做资源管理决策时也可以使用业务类型参数。

## 9.2.6 最大等待时间

该参数定义了业务的最大可容忍传输和排队延迟。参数由来自自己定义等待时间集中的一个枚举值来定义，以毫秒计。

业务可容忍的等待时间量对所需的存储器 (缓冲空间) 量有影响。对那些可用缓冲空间比等待时间参数所指望要少的设备，可以由目的设备在流信令协议所用的流建立/修改响应消息中规定一个可选的 (更小的) 等待时间值。

主机调度程序须使用最大等待时间参数来确定有关 MAC 周期内分配给业务的 TXOP 长度和 TXOP 数量的决定。该参数还可用于 AMAC 模式中，以控制属于同一业务的聚合分组脉冲串的长度。

有关支持的等待时间值和流信令协议的更多信息，参见第 10.17 节。

## 9.2.7 最大抖动

最大抖动参数定义了业务等待时间值的最大延迟变化，它在平均等待时间值上下变动。最大抖动参数用 ( $\pm$ Max) 毫秒来表示。

主机调度程序应使用最大抖动参数来做出有关 MAC 周期内 TXOP 位置的决定。

抖动值表示为已定义抖动值集合中的一个枚举值。有关支持的抖动值的更多信息，参见第 10.17 节中的描述。

## 9.2.8 ACK策略

本标志指出流是否需要使用 LARQ 机制的链路层确认，以便减少分组差错率 (PER)。为每个 ARQ 信道规定一个 ARQ，其中一个 ARQ 信道由一个流来定义，也就是说，当工作于同步模式时，由多元组 (源地址，目的地地址，流 ID) 来定义，当工作于 AMAC 模式时，由多元组 (源地址，目的地地址，优先级) 来定义。

注一 对应用链路层 ACK 策略，基于 TCP 的协议是自然的候选者，原因是分组差错的增加将极大降低 TCP 的性能。

### 9.2.9 前向差错控制 (FEC) 策略

本标志指出是否应将 Reed-Solomon 编码用于由流定义的通信信道。接收机须用该标志来确定是否应在速率协商期间、在流源处，将 Reed-Solomon 冗余信息发送给发射机。

#### 9.2.10 聚合策略

调度程序利用流等待时间特性来确定能够将多少流数据聚合进一个单个的传输脉冲串 (帧) 中。在计算 MAP 中 TXOP 的大小时，由主机做出有关流等待时间要求的调度决策。同样，一个执行本地通信流量调度的端点设备 (同 AMAC 工作模式情况)，可以利用等待时间特性来决定聚合的数量和传输脉冲串的大小。

对一个流，聚合可以彻底失去作用，而不管等待时间参数是什么，这可以通过规定一个“不聚合”的聚合策略来实现。

注一 当聚合在高层协议层执行，且不期望更多的聚合时，“不聚合”策略可能是有用的。

#### 9.2.11 CRC 差错处理策略

本条规定了当处理带 CRC 差错的分组时 MAC 所用的策略。错误分组可以由 MAC/链路层抛弃，或上传给更高的协议层，内含各错误位。

特定的 CRC 差错处理策略对 BER 参数的语义有影响，如第 9.2.14 节中所述。

注一 某些业务能够容忍数据流中少量的错误比特。如果 CRC 差错处理策略规定应抛弃错误的分组，那么这意味着 BER = 0，原因是不将任何位差错上传给更高的协议层。不过，抛弃全部的分组将导致分组错误，PER 参数将变成主要的度量结果。以等待时间为代价，利用 LARQ (ACK 策略) 能够实现 PER = 0。

#### 9.2.12 标称的分组大小

有关分组的、以八比特组计的、标称的分组大小与业务相关。值 0 表示一个未规定的或位置的值。

#### 9.2.13 最大、平均和最小数据速率

为了业务的有效工作，对某项业务而言，需要峰值、平均和最小比特率。数据率用 4 kbit/s 作为单位来表示。

对 CBR 流而言，最小、最大和平均数据率都是相同的。只对要求最小传输延迟的实时通信流量才需要非零的最小数据速率。

给定某项业务的标称分组大小和数据速率后，则有可能以符合业务规范要求的形式来监管和调整通信流量。在某些实现方案中可能要求这么做，以确保流不会消耗比其通信流量规范定义的资源更多的资源。MAP 中 TXOP 的分配本质上对端点施加了通信流量调整。

#### 9.2.14 比特差错率 (BER)

每项业务都有一个相关的 BER 要求，它将比特差错率规定为：在 QoS 受到影响前业务所能容忍的“非错误”位数。

BER 参数用于描述两个数据：如果将带 CRC 差错的分组提交给上面各层，那么为每位差错概率；或者如果抛弃带 CRC 差错的分组，那么为除以每个分组平均位数的分组差错率（PER）。处理带 CRC 差错分组的策略由 CRC 差错处理策略标志来规定（参见第 9.2.11 节）。

例如，考虑一项使用 1500 字节分组并要求  $PER = 10^{-2}$  的业务，则  $BER = 10^{-2} / (1500 \times 8) \approx 10^{-6}$ 。

注 1 — 在速率协商期间，业务级的 BER 用于确定可以使用的最佳有效负载编码，以便提供能够满足业务 BER 要求的最高吞吐量通信信道。有关速率协商的更多信息，参见第 10.4 节。

### 9.2.15 有效负载编码

该参数定义了信道上使用的有效负载编码（PE）。所选的 PE 通过速率协商来确定，代表满足业务 BER 参数要求的、能提供最高原始比特率的 PE。

### 9.2.16 TX时间片

为支持流 TXOP 与外部源的同步（例如，在宽带接入网络中的上行流时间片），流建立序列发起者可以指出在住宅网络上要求的 TXOP 时序。时序通过一个依据主机基准时间度量的绝对时间来规定。

注 1 — 这特性要求端点节点实现其时钟与使用主机时戳参考协议的主机基准时钟的同步。规定的时间是一个绝对时间（记住，我们已经将之与主机时钟同步）。主机知道请求的时间和最大等待时间，因此，它能够计算出应在哪里及时分配 TXOP。该参数仅计划用于帮助主机做出调度决定。

在为规定的流分配带宽时，主机调度程序可以使用该信息来影响相关 TXOP 在 MAC 周期内的位置。如果未提供任何时序信息，那么主机调度程序可以自由地、按其认为合适的方式来分配 TXOP。并不要求主机满足所请求时序的规范要求。

注 2 — 在整个 MAP 机制中，有关 TXOP 位置的时序信息将返回给上面的各会聚层。这使得上面各层能够根据需要在住宅网络上同样实现与实际时序的同步。

有关主机时钟参考同步的更多信息，参见第 10.18 节。

### 9.2.17 流非活动超时时限

该参数规定了在流自动“拆卸”和释放其资源之前，它可以保持非活动状态的时间长短。当流上没有任何通信流量时，该流是非活动的。可以通过流端点上发现的任何设备来拆卸流。

值为 0 的流非活动超时时限将使流非活动状态不能老化。

注 1 — 强烈建议定义的流能够使非活动状态老化，以保证业务终止情况下媒体（和其他）资源的释放。

## 9.3 会聚层通信流量分类

来自上面各协议层的分组通过协议会聚层映射至一个基本的 G.9954 流。映射的结果是流描述符的一个参考，它描述了分组所属流的属性。分组的缺省映射为缺省流，它基于优先级在 UTXOP 内定义基于竞争的访问。

使用通信流量分类器来将分组映射至流。通信流量分类器定义了协议特定的选择准则集，用于流入的分组，以便测试其与某个特定流的关联性。对一个单个流，可以定义几个分类器，并且在一个会聚层中，任何时候都可以有多个分类器是活动的。通信流量分类器按其相对优先级所定义的次序进行处理。

在网络准许进入期间或流建立/修改信令操作期间，通过上层管理操作，可以在流源处将通信流量分类器安装到会聚层中。

有关建立会聚层通信流量分类滤波器的更多信息，参见第 10 节中有关网络准许进入和流信令协议的描述。

## 9.4 流信令协议

为了建立一个具有良好定义的 QoS 参数的流，如第 9.2 节中所定义，一个流应在源设备与目的设备之间进行“建立”。可以通过流源设备或目的设备来启动流建立。

如果流需要 QoS 保证，那么须在 MAP 中为流分配带宽。为了在 MAP 中为流分配带宽，应告知主机有关流的建立情况。

使用流信令协议来执行流建立，须涉及启动节点与目标节点之间的消息序列交换，据此，发起者须规定待建立流的属性（如表 9-1 中所定义的）。

为了建立一个待 QoS 合同的流，流源处的设备须利用相同的流信令协议告知主机。主机须对流建立请求执行准许进入控制，以便确定是否存在足够的媒体资源。如果准许进入，那么主机调度程序须在 MAP 中打开 TXOP，它满足所请求流的 QoS 要求。如果流不准许进入，那么主机须向流建立请求的源告知有关错误情况。设备未能成功建立流的行为与实现方案有关。

注一 如果主机不能为流保留带宽，那么实现方案可以拆卸流。可选地，尽管不能保留固定的带宽，且不能保证其他的 QoS 参数，但实现方案可以继续通过流信道传输数据。

在流的生命周期期间，为了适应变化的（可变的）比特率要求、资源限制（如等待时间/抖动缓冲）和可获得的有效负载速率，可以对其规范进行修改。有关流规范的修改信息须在流端点处的设备间告知。此外，如果对流属性的修改可能影响 MAP 中媒体资源的分配，那么须通过流源处的设备告知主机。将利用流修改协议来执行信令。对所请求的流修改，主机将执行准许进入控制。

在流修改期间，影响 MAP 中媒体资源分配的 QoS 参数定义如下：

最大、平均、最小数据速率（参见第 9.2.13 节）— 进行修改，作为流源处所收集的通信流量统计数据的结果。

有效负载编码（参见第 9.2.15 节）— 由变化的线路条件引起，并由速率协商检测。

最大等待时间或抖动（参见第 9.2.6 节和第 9.2.7 节）— 由流源或流目的地处存储器资源限制的变化而引起。

标称的分组大小（参见第 9.2.12 节）— 由通信流量流内分组特性的变化而引起。

其他流属性是静止的，不会在流的生命周期内发生变化。

当流不再需要或不再使用时，须将其拆卸。流拆卸由会聚层显性地或隐性地执行，显性执行时，是为了响应来自上面各层的“拆卸”请求，隐性执行时，通过非活动流的老化来完成。如果流拥有分配给它的媒体资源（即 MAP 中的 TXOP），那么通过流源处的设备来告知主机有关流拆卸情况。利用流拆卸协议来告知主机。流一旦被拆卸，其绑定的资源将得以释放。



有关流信令协议的完整描述，参见第 10.17.3 节。

## 9.5 准许进入控制

当收到请求，要求增加一个新的流或者将某个现有流的属性改为更加严格的 QoS 参数时，须由主机执行准许进入控制。

准许进入控制涉及以下功能：

- 1) 带宽测试；
- 2) 等待时间/抖动边界测试。

一旦收到流建立或修改请求，主机须对足够媒体资源的可用性（即未分配的媒体时间）进行检查，以便在给定流最小、最大和平均数据速率要求和信道上有效负载编码要求的情况下，能够满足流的吞吐量需求。此外，主机须进行验证，看可用 TXOP 的分配是否就是那些使得流能够满足其等待时间和抖动范围要求的、流的 TXOP 分配。

如果准许进入控制测试导致一种或两种准许进入控制测试失败，主机须在流信令“响应”帧中返回一个错误。

流的等待时间/抖动规范代表最大的允许范围，主机因此可以用以下方式来分配媒体资源（TXOP），即它超出了流最初的等待时间和抖动规范。

为了满足流规范的 QoS 限制要求，主机可能需要重组为其他流分配的 TXOP 位置和大小。为了给增加新的流“创造空间”，这可能是必要的。在考虑重组其他流之前，主机应尝试在现有可用媒体时间内对流进行调节，以便使媒体访问计划变化的影响局部化，并且不在其他流中引入不必要的（虽然是瞬间的）等待时间和抖动。

如果准许进入控制测试取得成功，并且能够依据规定的参数，建立或修改所请求的流，那么主机须为流保留媒体资源，并在 MAP 内公告保留情况。

有关流信令协议的更多信息，参见第 10.17 节。

## 9.6 AMAC 模式下对 QoS 的支持

如第 9.2 节中所述，当工作于 G.9954 AMAC 模式下时，利用 G.9951/2 风格、基于优先级的 QoS，结合业务级的流规范，QoS 须得到支持。

在 AMAC 模式中，G.9954 节点可以用一种类似于 SMAC 模式下的、使用流信令协议的操作方式，建立、修改和拆卸流。流信令只能在源设备与目的设备之间进行执行。

在流规范中包含的信息可以用于支持异步模式数据传输。在第 9.2 节及其子节中定义了与 AMAC 模式相关的流规范字段及其语义。

注 — 使用 AMAC 模式中的流规范将使得能够更好地控制用于在媒体上传输分组的参数。不过，这并不要求 AMAC 模式中显性地对流进行管理。聚合、优先级选择等，仍可以在上层协议和各会聚层的指导下执行。这是一个执行决定。

## 10 链路层协议规范

### 10.1 概述

本建议书规定了用于 G.9954 站的链路层格式。此外，对由 IEEE 在帧类型/长度字段中指派的 Ethertype 值 (0x886c) 所确定的链路层帧，这些帧具有链路控制功能，并在本建议书提供了有关该功能性的定义。

LLC 子层负责执行链路控制功能。特别地，它负责管理涉及网络连接的信息，负责执行为各种不同业务流定义的业务类别 (CoS) 和服务质量 (QoS) 约束，并负责利用速率协商、可选的 Reed-Solomon 编码技术和 ARQ (自动重复请求) 技术来确保健壮的数据传输。

在 G.9954 链路层中定义了以下链路控制功能：

- 速率协商；
- 链路完整性；
- 性能宣告；
- 有限的自动重复请求 (LARQ)；
- 帧脉冲串性能；
- MAC 周期同步；
- 注册；
- 流信令；
- 主机选择；
- 认证协议；
- 冲突管理协议；
- Reed Solomon 封装；
- 时戳报告。

这些链路功能使用控制帧来在各站点之间传送协议消息。G.9954 包括一个用于链路层网络控制和封装的标准机制。各单个子类型对控制帧做进一步区分。在硬件或驱动软件中，可以执行链路控制实体。通过网络栈的第 3 层 (IP)，不能见到链路控制帧，且不得桥接于网段之间。

#### 10.1.1 对G.9954链路协议最小限度链路协议支持的情形

G.9954 链路协议最小限度的链路协议支持情形允许不太复杂地执行本建议书。当所有控制协议在网络操作方面都担当重要角色时，有可能执行一个链路层协议的最小限度子集，它们兼容于功能完整的实现方案，而不会降低其他各站的总体性能。更简略的称谓“最小限度情形”将在本建议书的其余部分使用。

除非明确提到最小限度情形，否则，在本建议书的其余部分，均假定为称为“全面链路协议支持情形”的、全面支持所有链路协议。

支持最小限度情形的 G.9954 设备须支持以下 G.9954 链路层协议：

- 最小限度速率协商；
- 链路完整性；
- 性能宣告；
- MAC 周期同步；
- 帧脉冲串；
- 认证协议；
- 最小限度 LARQ。

此类设备能够同步于主机产生的同步 MAC 周期，且在未分配的（竞争）TXOP 内包含其传输，未分配的（竞争）TXOP 在主机产生的媒体访问计划（MAP）内进行定义。媒体访问依照基于优先级的 AMAC 传输规则进行实施。帧脉冲串用于更有效地利用媒体时间。速率协商在源设备与目的设备之间的逻辑信道上执行。

### 10.1.2 支持QoS合同的G.9954设备

除了最小限度情形（如上所述）中的链路层协议，支持 QoS 合同的 G.9954 设备也须支持以下 G.9954 链路层协议：

- 网络准许进入；
- 流信令（端点设备）。

此类设备须能执行最小限度情形 G.9954 设备的所有功能，并且还能管理带 QoS 合同的流、请求为流预留带宽，并在流层面（粒度）执行速率协商和 LARQ。

### 10.1.3 G.9954具有主机功能的设备

能够成为网络主机的 G.9954 设备简称为具有主机功能的设备，除了支持上面所述的链路层协议之外，它还须支持以下 G.9954 链路层协议：

- 动态主机选择；
- MAC 周期产生；
- 流信令（主机设备）；
- 时戳报告（主机时钟参考）。

具有主机功能的设备须能在无主机的网络中担负主机作用，并为同步操作产生定期的 MAC 周期。它须能够从事流信令，并能将流信令请求转换为调度程序的输入。通过定期公告其内部时钟，允许端点设备将其本地时钟同步于主机的内部时钟，具有主机功能的设备也须能够充当主机基准时钟。

### 10.1.4 G.9954可选的链路层协议

对所有 G.9954 设备，以下链路层协议都是可选的：

- 时戳报告（端点从机）；
- 冲突管理协议；
- Reed Solomon 封装。

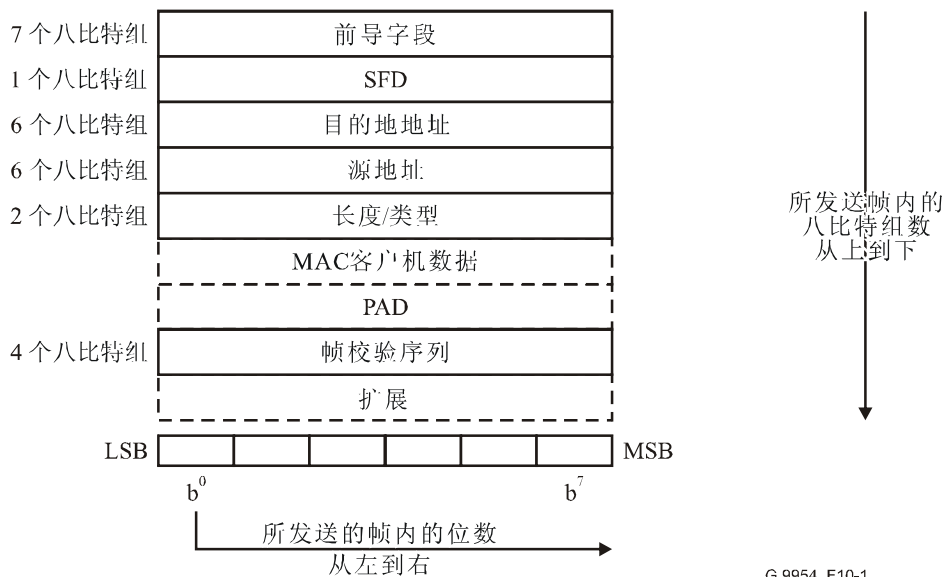
## 10.2 基本的链路层帧格式

基本的链路层帧格式在表 10-1 中描述。

表 10-1/G.9954—基本的链路层帧格式

字段	长度	解释
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	以太网 ethertype。任意值。如果等于 <b>0x886c</b> （由 IEEE 指派的 PNT 链路协议帧），那么帧为链路协议控制帧
数据	可变的	有效负载数据
填充	可变的	填充（如果要求满足最小长度帧要求的话）
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列，在第 10.2.1 节中描述

G.9954 基本链路层帧格式基于带附加 CRC-16 帧校验序列的 IEEE Std 802.3 以太网帧格式（不包括 IEEE Std 802.3 引导词和 SFD 字段）。PNT 帧位字段开始于目的地地址（DA）字段，结束于 FCS 字段，等同于 IEEE Std 802.3（参见图 10-1）中所述的对应字段，指的是链路级以太网帧。PHY 级以太网帧的各位具有一个以太网引导词以及预先考虑到链路级帧的开始帧分隔符（SFD）位；G.9954 帧中不存在这些位。



G.9954\_F10-1

图 10-1/G.9954—以太网PHY级帧格式

IEEE 指派的以太网 MAC 地址须计划用于目的地地址（DA）和源地址（SA）。

链路级以太网帧由一个八比特组的整数组成。

如第 10.2.1 节中所述，在帧校验序列后，须添加一个附加 CRC-16。

如图 6-2 所示，传输前，在上面定义的帧格式中，须通过增加引导词、帧控制、PAD 和 EOF，来将链路控制帧转换为 G.9954 物理层帧。

### 10.2.1 CRC-16

16 位循环冗余校验（CRC）作为一个（未扰乱的）以太网链路级帧内容的函数进行计算，按传输次序，开始于 DA 字段的第一位，结束于 FCS 字段的最后一位，编码由以下生成多项式定义：

$$G(x) = x^{16} + x^{12} + x^5 + 1$$

数学上，对应某个特定帧的 CRC 值通过以下程序来定义。

补足按传输次序的、帧的最初 16 位。

而后认为按传输次序的、帧的  $n$  位为  $n-1$  次多项式  $M(x)$  的系数。（目的地地址字段的第一位对应  $x^{(n-1)}$  项，FCS 字段的最后一位对应  $x^0$  项。）

$M(x)$  乘以  $x^{16}$ ，并除以  $G(x)$ ，产生一个  $\leq 15$  次的余数  $R(x)$ 。

$R(x)$  的系数认为是一个 16 位序列。

补足比特序列，结果为 CRC。

将 16 位的 CRC 置于 CRC-16 字段中，这样， $x^{15}$  项为第一个八比特组的最低有效位， $x^0$  项为最后一个八比特组的最高有效位。（CRC 的各位因此以  $x^{15}$ ， $x^{14}$ ，... $x^1$ ， $x^0$  的次序进行传送。）

注 — 与 FCS 单独提供的保护相比，PNT CRC-16 与以太网的 FCS 一起，对未检测到的错误提供了更多的保护。环境因素有助于它的实现，常导致帧错误率（FER），它比以太网的错误率要高几个数量级，使得 FCS 自身出现不足。

## 10.3 链路层控制帧

ethertypes 等于 **0x886c** 的链路层帧为**链路层控制帧**。这些帧不是基于 IEEE Std 802.3 以太网帧格式。对链路控制帧，有两种基本格式，一种为长的子类型，一种为短的子类型。长的子类型的格式为未来规定的控制帧而准备，当中的控制信息量超过 256 个八比特组。本建议书中描述的控制和封装帧使用短的子类型格式。

如图 6-2 所示，传输前，在上面定义的帧格式中，须通过增加引导词、帧控制、PAD 和 EOF，来将链路控制帧转换为物理层帧。

### 10.3.1 短格式

在表 10-2 中定义了短格式的链路控制帧。使用短格式链路控制帧报头的所有协议都应使用 SSVersion 字段。该字段规定了使用哪种格式版本的控制信息。这允许未来对每个 SStype 进行扩展。

表 10-2/G.9954—短格式链路控制帧

字 段	长 度	解 释
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	<b>0x886c</b> (由 IEEE 指派的 PNT 链路协议帧)
SSType	1 个八比特组	0-127 由 PNT 指派 0 保留 1 速率请求控制帧 2 链路完整性短帧 3 性能宣告 4 LARQ 5 供货商特定的短格式类型 6 帧脉冲串 7 动态主机选择 8 时戳报告指示 9-127 保留 值 128-255 对应长子类型。
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量, 开始于 SSVersion 字段 (或者如果不是定义为 SSVersion, 那么为 SSLength 之后的第一个八比特组), 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。最小为 2, 最大为 255。
SSVersion	1 个八比特组	控制信息的版本号
控制数据	0-252 个八比特组	控制信息
Next EtherType	2 个八比特组	下一层协议的 EtherType/长度, 如果没有, 那么为 0。
有效负载数据	可变的	如果不是封装帧, 那么本字段长度为 0 个八比特组。
填充	41-0 个八比特组	如果数据 < 41 个八比特组, 那么进行填充, 以满足最低要求。
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

务必对 SSLength 进行校验, 以确保存在足够的控制信息。新的、后向兼容的帧格式可以包含附加的固定数据字段, 但须始终包含较早格式的固定字段。协议实现方案务必使用最新支持的 SSVersion (小于或等于接收到的帧中所指明的 SSVersion), 来对所有支持的 SSType 帧进行解释。未知的字段须被忽略。来自支持封装 SSType 帧的不支持 (更新的) SSVersion 的已封装数据, 须被传送给上面层。协议的可扩展性在第 10.10 节中进行阐述。

对所有的短格式链路控制帧报头, 都需要 Next EtherType 字段。在其他报头中, 通过使接收机总能剥离短格式链路层报头, 它支持向后兼容性。如果 Next EtherType 字段为 0, 那么该帧是一个基本的控制帧, 应在处理完它所包含的控制信息后予以抛弃。Next EtherType 字段须是控制报头的最后两个八比特组。为确保向前兼容性, 须利用 SSLength 字段来确定 Next EtherType 字段在帧中的位置。

如果 Next EtherType 字段不为 0, 那么该帧是一个封装控制帧。一个已封装的数据帧是一个不匹配 x0000 或 x886c 的、带任何 Next EtherType 字段的封装控制帧。G.9954 接收机能够从任何接收到的已封装数据帧中至少移去一个封装的短格式链路控制帧报头。当规范对某个特定链路层控制帧 SSType 或 LSType 限制了 Next EtherType 为 x0000 值, 那么, 当使用该链路层控制帧类型时, 不允许数据帧封装。支持数据帧封装的惟一链路层帧类型为 LARQ 帧。

如果接收机不理解 SStype (可能通过未来的 CSA 选项来宣布的一个事实), 那么帧须被抛弃。要求所有的节点都理解 LARQ SStype (尽管不要求它们执行 LARQ)。协议的可扩展性在第 10.10 节中进行阐述。

标准以太网帧的报头与报尾用灰色阴影表示, 以便突出控制信息帧的格式。

### 10.3.2 长格式

在表 10-3 中定义了长格式链路控制帧。类似于 SSVersion, 所有的长格式子类型都应使用 LSVersion。对所有的长格式子类型, 都需要 Next\_Ethertype 字段。如果接收机不理解长格式子类型 (LSType 值) (可能通过未来的 CSA 选项来宣布的一个事实), 那么它们须被抛弃。至于向前兼容性的处理要求, 抛弃 Next\_Ethertype = 0 的未知帧类型, 并移去 Next\_Ethertype != 0 的长格式报头, 等同于短格式控制帧报头的情况。

表 10-3/G.9954—长格式链路协议帧

字 段	长 度	解 释
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	<b>0x886c</b> (由 IEEE 指派的 PNT 链路协议帧)
LSType	2 个八比特组	32768 保留 32769 供货商特定的长格式 32770 认证协议 32771 Reed-Solomon 封装报头 32772 MAP 同步协议 32773 网络准许进入协议 32774 流信令协议 32775 to 65534 保留, 由 PNT 指派 65535 保留
LSLength	2 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量, 开始于 SSVersion 字段 (或者如果不是定义为 SSVersion, 那么为 SSLength 之后的第一个八比特组), 结束于 Next Ether-type 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。最小为 2, 最大为 65535。
LSVersion	1 个八比特组	以下协议信息的版本号
数据	LSLength - 3 个八比特组	LSType 由协议决定的数据
Next Ether-type	2 个八比特组	下一层协议的 Ether-type/长度, 如果没有, 那么为 0。
有效负载数据	Variable	如果不是封装帧, 那么本字段长度为 0 个八比特组。
填充	42-0 个八比特组	如果需要, 那么进行填充, 以满足最低要求
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

### 10.3.3 传输次序

帧字段的网络传输次序按照每个表格从上到下的次序。

在一个字段内，字段的 MSByte 须是待传输字段的第一个八比特组，传输时，首先传输每个八比特组的 LSBit 位。字段内随后的字节将以重要性递减的次序进行传输。

当在任何表格中指明子字段时，其重要性次序在表格中是从上到下递减的。

### 10.4 速率协商控制功能

PHY 有效负载调制可以使用每个符号 2-8 位群以及所定义若干频带中的一个，它们是波特、调制类型和频谱掩码的组合。对某些频带，每个符号 8、9 和 10 位群可选地存在；参见第 6.3.3.4 节。

能实现的有效负载编码 (PE) 是源与目的地之间信道质量的一个函数，取决于线路拓扑结构和特殊的信道损耗，每对站之间的信道质量一般是不同的。因此，目的站的速率协商功能利用速率请求控制帧 (RRCF) 来为源站提供有关有效负载编码的信息，源站应使用该信息来对未来将要送往该目的地的帧进行编码，并产生测试帧，以帮助接收机选择最适于使用的频带。

目的站用于选择要求有效负载编码的策略以及它用于决定何时传输速率请求控制帧的策略，均有赖于实现方案。各站应避免那些会导致过多 RRCF 通信流量的传输策略。

本建议书中的速率协商类似于 ITU-T G.9951/2 建议书中所定义的速率协商。除了对 G.9954 中的一个逻辑信道的含义 (参见第 10.4.3.1 节中的术语和定义) 进行了扩展，纳入了由多元组 {源地址, 目的地地址, 优先级} 和 {源地址, 目的地地址, 流 ID} 所定义的逻辑信道。通过允许为每个逻辑信道商定不同的速率，该扩展可以更好地对一个逻辑信道的所选速率实施控制，即使当不同的信道处于相同的源—目的地对上。由于每个逻辑信道代表了一项不同的业务或流，因此可能具有不同的 BER/PER 要求，速率协商对每项业务是自适应的。

速率协商的目的是选择能够实现最高原始比特率的有效负载编码，同时继续满足有关逻辑信道的 BER/PER 要求。

#### 10.4.1 速率请求控制帧格式

RRCF 规定了接收机 (ReqDA) 希望在某个特定频带内使用的最大群 (每个符号的位数)，或者指明不支持某个特定的频带。(参见表 10-4)。

表 10-4/G.9954—速率请求控制帧定义

字段	长度	含义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_RATE (1)
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next Ethertype 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。当 SSVersion 为 0 时，SSLength 的最小值为 18。



表 10-4/G.9954—速率请求控制帧定义

字 段	长 度	含 义																						
SSVersion	1 个八比特组	= 0																						
操作码	1 个八比特组	本控制信息的操作码。有关定义参见表 10-6。																						
NumBands	1 个八比特组	<p>本控制中规定的频带号。每个频带有一个 2 个八比特组的描述符。频带指的是调制类型：</p> <table border="0"> <tr> <td>频带</td> <td>参 考</td> </tr> <tr> <td>1</td> <td>频谱掩码#1, 2-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>2</td> <td>频谱掩码#1, 4-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>3</td> <td>频谱掩码#2, 2-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>4</td> <td>频谱掩码#2, 4-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>5</td> <td>频谱掩码#2, 8-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>6</td> <td>频谱掩码#2, 16-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>7</td> <td>频谱掩码#3, 2-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>8</td> <td>频谱掩码#3, 6-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>9</td> <td>频谱掩码#3, 12-Mbaud 调制</td> </tr> <tr> <td>10</td> <td>频谱掩码#3, 24-Mbaud 调制</td> </tr> </table> <p>传输时, 对 G.9954 站, NumBands 须为 6 或 10, 如果 NumBands 大于 10, 那么接收时, 站须忽略超过 Band10 的频带条目。值不允许为 0。如果 G.9954 站不支持频谱掩码#3, 那么可以忽略大于 6 的值。</p>	频带	参 考	1	频谱掩码#1, 2-Mbaud 调制	2	频谱掩码#1, 4-Mbaud 调制	3	频谱掩码#2, 2-Mbaud 调制	4	频谱掩码#2, 4-Mbaud 调制	5	频谱掩码#2, 8-Mbaud 调制	6	频谱掩码#2, 16-Mbaud 调制	7	频谱掩码#3, 2-Mbaud 调制	8	频谱掩码#3, 6-Mbaud 调制	9	频谱掩码#3, 12-Mbaud 调制	10	频谱掩码#3, 24-Mbaud 调制
频带	参 考																							
1	频谱掩码#1, 2-Mbaud 调制																							
2	频谱掩码#1, 4-Mbaud 调制																							
3	频谱掩码#2, 2-Mbaud 调制																							
4	频谱掩码#2, 4-Mbaud 调制																							
5	频谱掩码#2, 8-Mbaud 调制																							
6	频谱掩码#2, 16-Mbaud 调制																							
7	频谱掩码#3, 2-Mbaud 调制																							
8	频谱掩码#3, 6-Mbaud 调制																							
9	频谱掩码#3, 12-Mbaud 调制																							
10	频谱掩码#3, 24-Mbaud 调制																							
NumAddr	1 个八比特组	地址数在本控制消息的有效负载中规定。NumAddr 可以为 0。总使用以太网报头中的 SA, 在以下各节中指的是 RefAddr0。																						
Band1_PE	1 个八比特组	当选择 Band 1 时, 应使用 PE 值来发送数据。																						
Band1_rank	1 个八比特组	有关本频带的 ReqDAs 优先级的等级次序, 1 表示的是最高优先级, 将陆续为频谱掩码内的其他频带指派更大的等级值。																						
...		频带信息的附加实例																						
BandN_PE	1 个八比特组	当选择 Band N 时, 应使用 PE 值来发送数据。																						
BandN_rank	1 个八比特组	有关本频带的 ReqDAs 优先级的等级次序, 1 表示的是最高优先级, 将陆续为频谱掩码内的其他频带指派更大的等级值。																						
RefAddr1	6 个八比特组	可选的。如果 NumAddr $\geq$ 1, 那么出现。第二个 MAC 地址, 正在规定其速率。只允许广播和多播地址类型。																						
RefAddr2	6 个八比特组	可选的。如果 NumAddr $\geq$ 2, 那么出现。第三个 MAC 地址, 正在规定其速率。只允许广播和多播地址类型。																						
...		[RefAddr 的附加实例, 直至 RefAddr 字段的数值等于 NumAddr]																						

表 10-4/G.9954—速率请求控制帧定义

字段	长度	含义
[附加的 TLV 扩展]		流 ID/优先级扩展信息。参见第 10.4.2 节。
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充		根据需要达到 minFrameSize
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

在本建议书的今后版本中可能存在附加的频带，并可以用加在 Band 10 之后的频带描述符 {PE, 等级} 进行描述。如果存在附加的频带，那么其描述符将出现于 BandN\_Rank 与 RefAddr1 之间，并且在确定 RefAddr 列表的位置时，各 G.9954 站将考虑到它们的存在。

各 G.9954 站须忽略超过 Numbands = 10 的频带规范。如果接收机未在 RRCF 内规定一个频带，或为频带规定了一个 0 值的 PE，那么发射机不得使用该频带。为了能够明确确定哪些出现的频带作为未来的频带加入，插入的、不支持的频带务必使用 PE = 0，以示未用。只有当随后没有任何其他频带信息时，才可以不规定频带。

为了使所有固定的字段都能够在帧内已知的偏移量上被引用，应将 NumBands 和 NumAddr 字段置于相邻位置。

表 10-5 描述了可能出现在速率请求控制帧的频带描述条目中的指派值。

表 10-5/G.9954—速率请求控制帧的 PE 值

PE	数据速率	含义
0	N/A	意味着不支持本频带。
1	4 Mbit/s	频谱掩码#1, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
2	6 Mbit/s	频谱掩码#1, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
3	8 Mbit/s	频谱掩码#1, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
4	10 Mbit/s	频谱掩码#1, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
5	12 Mbit/s	频谱掩码#1, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
6	14 Mbit/s	频谱掩码#1, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位
7	16 Mbit/s	频谱掩码#1, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
8	1 Mbit/s	保留, 以供遗留系统使用
9	8 Mbit/s	频谱掩码#1, 4-Mbaud QAM, 每个符号 2 位
10	12 Mbit/s	频谱掩码#1, 4-Mbaud QAM, 每个符号 3 位
11	16 Mbit/s	频谱掩码#1, 4-Mbaud QAM, 每个符号 4 位
12	20 Mbit/s	频谱掩码#1, 4-Mbaud QAM, 每个符号 5 位
13	24 Mbit/s	频谱掩码#1, 4-Mbaud QAM, 每个符号 6 位
14	28 Mbit/s	频谱掩码#1, 4-Mbaud QAM, 每个符号 7 位
15	32 Mbit/s	频谱掩码#1, 4-Mbaud QAM, 每个符号 8 位
16-32	N/A	保留

表 10-5/G.9954—速率请求控制帧的PE值

PE	数据速率	含 义
33	4 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
34	6 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
35	8 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
36	10 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
37	12 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
38	14 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位
39	32 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
40	N/A	保留
41	8 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
42	12 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
43	16 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
44	20 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
45	24 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
46	28 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位
47	32 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
48	N/A	保留
49	16 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
50	24 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
51	32 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
52	40 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
53	48 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
54	56 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位
55	64 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
56	N/A	保留
57	32 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud QAM, 每个符号 2 位
58	48 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud QAM, 每个符号 3 位
59	64 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud QAM, 每个符号 4 位
60	80 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud QAM, 每个符号 5 位
61	96 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud QAM, 每个符号 6 位
62	112 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud QAM, 每个符号 7 位
63	128 Mbit/s	频谱掩码#2, 16 Mbaud, QAM, 每个符号 8 位
64		保留
65	4 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
66	6 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
67	8 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
68	10 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
69	12 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
70	14 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位

表 10-5/G.9954—速率请求控制帧的PE值

PE	数据速率	含 义
71	16 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
72	N/A	保留
73	12 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
74	18 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
75	24 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
76	30 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
77	36 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
78	42 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位
79	48 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
80	N/A	保留
81	24 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
82	36 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
83	48 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
84	60 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
85	72 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
86	84 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位
87	96 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
88	N/A	保留
89	48 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 每个符号 2 位
90	72 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 每个符号 3 位
91	96 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 每个符号 4 位
92	120 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 每个符号 5 位
93	144 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 每个符号 6 位
94	168 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 每个符号 7 位
95	192 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 每个符号 8 位
96-159	N/A	保留
160	16 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
161	18 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
162	20 Mbit/s	频谱掩码#2, 2-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
163-167	N/A	保留
168	32 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
169	36 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
170	40 Mbit/s	频谱掩码#2, 4-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
171-175	N/A	保留
176	64 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
177	72 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
178	80 Mbit/s	频谱掩码#2, 8-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
179-183	N/A	保留

表 10-5/G.9954—速率请求控制帧的PE值

PE	数据速率	含 义
184	128 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
185	144 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
186	160 Mbit/s	频谱掩码#2, 16-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
187-191	N/A	保留
192	16 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
193	18 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
194	20 Mbit/s	频谱掩码#3, 2-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
195-199	N/A	保留
200	48 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
201	54 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
202	60 Mbit/s	频谱掩码#3, 6-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
203-207	N/A	保留
208	96 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
209	108 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
210	120 Mbit/s	频谱掩码#3, 12-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
211-215	N/A	保留
216	192 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 8 循环群; 每个符号 8 位
217	216 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 9 循环群; 每个符号 9 位
218	240 Mbit/s	频谱掩码#3, 24-Mbaud FDQAM, 10 循环群; 每个符号 10 位
219-255	N/A	保留

表 10-6 描述了可能出现在速率请求控制帧的操作码条目中的值。

表 10-6/G.9954—速率请求控制帧的操作码值

操 作 码	含 义
0	速率修改请求
1	速率测试请求
2	速率测试答复
3-255	保留

#### 10.4.2 接收机逻辑信道指示。LCP SUBTYPE\_RATE子类型的TLV扩展

为了支持{源地址, 目的地地址, 优先级}或{源地址, 目的地地址, 流 ID}所定义的逻辑信道上的速率协商, 定义了一个针对速率请求控制帧 (RRCF) 的 TLV 扩展。

对在 RRCF 中定义每个 RefAddr，包括了两个附加的参数。这两个参数指明了逻辑信道的优先级或流识别符，其源地址为 RRCF 帧以太网报头中的 DA，其目的地地址 = RefAddr<n>。

为速率协商定义了 3 种类型的逻辑信道。它们是：

- 1) 简单信道 — 等同于逻辑信道的 G.9951/2 定义，通过 {源地址，目的地地址} 对进行定义。不要求任何附加的信道标识符。对一个简单信道，PER=1e-4 须用做速率选择的 PER 参数。
- 2) LARQ 优先级信道 — 等同于逻辑信道的 G.9951/2 定义，通过多元组 {源地址，目的地地址，优先级} 进行定义。对一个 LARQ 优先级信道，PER=1e-2 须用做速率选择的 PER 参数。
- 3) 流信道 — 定义了通过 {源地址，目的地地址，流 ID} 确定的逻辑信道。作为速率选择输入的 BER/PER 在流参数中予以定义，流参数在流信令期间、在源与目的地之间进行协商和通告。有关流参数和流信令协议的更多信息，参见第 10.17 节。

逻辑信道标识符 TLV 扩展是可选的。不过，如果在 RRCF 帧中找到了扩展，那么对帧中的每个 RefAddr，都须存在一对参数 (RefChanType<n>, RefChanId<n>)。第一个条目须对应 RefAddr0，最后一个条目须对应 RefAddr<sub>NumAddr</sub> (参见表 10-7)。

表 10-7/G.9954—流ID/优先级扩展信息

字 段	长 度	含 义
SETag	1 个八比特组	= 3，可选的逻辑信道标识符
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度八比特组。 务必为 (NumAddr+1) × 2。最小为 4
RefChanType0	1 个八比特组	由 (DA, RefAddr0, RefId0) 定义的逻辑信道类型。信道类型用于定义 RefId 的语义，如下所示： 0 简单信道：RefId 未定义。 1 LARQ 优先级信道：RefId 解释为优先级。 2 流信道：RefId 解释为 FlowId。
RefId0	1 个八比特组	依据 RefChanType 定义的语义的 RefId
RefChanType1	1 个八比特组	由 (DA, RefAddr1, RefId1) 定义的逻辑信道类型。信道类型用于定义 RefId 的语义，如下所示： 0 简单信道：RefId 未定义。 1 LARQ 优先级信道：RefId 解释为优先级。 2 流信道：RefId 解释为 FlowId。
RefId1	1 个八比特组	依据语义，由 RefChanType1 定义的 RefId
...		[信道标识信息的附加实例，直至信道数量等于 NumAddr+1。信道标识表是可选的，如 TLV 扩展机制所示。如果 TLV 扩展不存在，那么所有的逻辑信道都被假设为简单信道。否则，对每个已定义的、来自 RefAddr0..RefAddr <sub>NumAddr</sub> 的 RefAddr，都务必存在一个明确的信道标识条目。

### 10.4.3 术语和定义

表 10-8/G.9954—术语和定义

术 语	定 义
频带规范	与某个特定频带相关的有效负载编码 (PE) 和等级。一个频带是波特、调制类型 (如 QAM 或 FDQAM) 和载波频率的一个组合。在本建议书中定义了 10 个频带。
逻辑信道、信道	从一个发射机发往单个网段上一个或多个接收者的帧流, 由所有的帧组成, 各帧按以下方式中的一种组合在一起: 1) DA 和 SA; 或者 2) DA、SA 和优先级; 或者 3) DA、SA 和流 ID。每种组合代表一种不同的信道类型, 分别指的是简单信道、LARQ 优先级信道和流信道。
接收机	接收在某个特殊信道上所发送帧的站。如果目的地为一个单向传送地址, 那么至多有一个接收机。如果目的地为一个组地址 (包括广播), 那么可以有多个接收机。
接收机 PE	在本信道上使用的优先 PE, 由接收机确定。
RRCF	速率请求控制帧。从接收机送往发射机, 以便改变 PE。
RefAddr0	RRCF 帧以太网报头中的 SA。这是 (信道的) 接收机的 DA, 信道发射机总将之作为第一个经过处理的 RefAddr。
RefAddr1..RefAddr<n>	其他地址, 包括广播和多播地址, 对这些地址, 接收机为发射机指明速率信息。信道接收机的站地址 (RefAddr0) 不得置于附加 RefAddrs 的清单中。 注 — 至少需要一个 RefAddr 字段来支持广播和多播地址的速率协商, 原因是在以太网报头中, 这些地址不能当做源地址使用。
发射机	信道的发送站, 通常为拥有源 MAC 地址的站。
发射机 PE	与信道相关的优先 PE, 由发射机指出。

#### 10.4.3.1 信道

速率协商通过单工逻辑信道进行定义。对每个以太网 1) DA、SA 或 2) DA、SA 与优先级或 3) DA、SA 与流 ID 的组合, 都定义了一个单独的信道。不同的组合形式代表了不同的信道类型, 分别指的是简单、LARQ 优先级和流信道。对简单和 LARQ 优先级信道, 不存在任何显性的信道建立程序。当从一个新的 SA 接收到一个分组, 或者将之发送到一个新的 DA 时, 将隐性地定义一个新的信道。流信道通过信道源设备与目的设备之间的流信令进行建立。有关流信令协议的更多信息, 参见第 10.17 节。

每个信道只有一个发射机, 但可以有多个接收机。各接收机独立工作。

#### 10.4.3.2 发送RRCF

速率控制帧 (所有 OpCodes) 应与一个对应链路层优先级 7 的优先级一起发送。RRCF 从不会与一个链路层优先级 6 一起发送。RRCF 可以与一个来自 [5, 4, 3, 0] 集的、更低的链路层优先级一起发送。不过, RRCF 的链路层优先级绝不得低于在最后两秒钟内从正在发送 RRCF 的站中收到的最高链路层优先级。当信道源为 G.9954 设备时, 速率修改请求 (OpCode = 0) 须始终与频谱掩码#2、2-Mbaud FDQAM、每个符号 2 位 (PE = 33) 编码一起发送。当信道源设备为工作于 G.9951/2 模式的 G.9954 设备时, 须使用频谱掩码#1、2-Mbaud FDQAM、每个符号 2 位 (PE = 1)。下面描述有关速率测试请求帧和速率测试答复帧的编码选择。

### 10.4.3.3 间隔计时器

各个站都应持有一个周期为 128 秒的计时器。各站间应不尝试同步该计时器。接收或传送任何帧不得修改该计时器。在确定哪些节点已活动地发送给多播和广播地址时（参见第 10.4.4.2 节）以及在发送有关多播和广播地址的提示器 RRCF 时（参见第 10.4.5.1 节），使用计时器时间间隔。

## 10.4.4 发射机操作

### 10.4.4.1 发射机 — 发送数据帧

访问逻辑信道状态信息，以确定用于传输的**发射机 PE**。如有必要，创建信道，如果目的地节点为 G.9954，那么缺省的**发射机 PE** 为 PE = 33（频谱掩码#2、2-Mbaud、每个符号 2 位），或者如果目的节点为 G.9951/2，缺省的**发射机 PE** 为 PE = 1（频谱掩码#1、每个符号 2 位、2-Mbaud FDQAM）。逻辑信道状态信息包括节点类型（如 G.9951/2、G.9954 或未知）以及规定了本信息的、各频带的发射机 PE 和接收机 PE。

至 G.9951/2 节点的传输须以频谱掩码#1 编码进行发送。

### 10.4.4.2 发射机 — 接收速率改变请求（RRCF 操作码0）

对 RRCF 中的各个 RefAddrs（开始于 RefAddr0，RRCF 帧的 SA），如果存在，那么访问逻辑信道状态信息，对应 RefAddr 和可选的 RefId（通过多元组（RefAddr, [RefId]）做进一步引用，此处，方括号表示一个可选的元素），并根据 RRCF 中的频带说明对发射机 PE 进行更新。如果不存在任何（RefAddr0, [RefId0]）的逻辑信道状态信息，那么站应创建一个新的逻辑信道状态条目，并根据 RRCF 中的频带说明对发射机 PE 进行初始化。如果不存在任何附加（RefAddrs, [RefIds]）的逻辑信道状态信息，那么站或者可以忽略这些地址，或者可以创建一个新的逻辑信道状态条目，并根据 RRCF 中的频带说明对发射机 PE 进行初始化。

对多播地址和广播地址，发射机应使用一个速率和频谱掩码，对活动地侦听该地址的所有节点而言，该频谱掩码都是可接收的。各发射机站可以执行一个最小 PE，用于向某个特定多播信道的传输，它基于 QoS 的应用级信息。希望用信道支持的最高速率来发送。因此，如果 RefAddr 是一个多播地址或广播地址，那么发射机应使用将获得最高原始比特率的 PE 值，但不得大于活动地侦听该地址的节点所提供的频带说明的比特率。活动的多播侦听者将被定义为在最后两个 128 秒时间间隔中任一时间间隔内的任何站：

- 1) 任何一个已向多播地址发送了某个帧；或者
- 2) 已用 RefAddr 列表中列举的多播地址向该站发送了一个 RRCF。

活动的广播侦听者须被定义为在最后两个 128 秒时间间隔中任一时间间隔内的任何站：

- 1) 任何一个已向广播地址发送了某个帧；或者
- 2) 已用 RefAddr 列表中列举的广播地址向该站发送了一个 RRCF。

在主机控制的网络中，发射机（即逻辑信道源处的站）须以流信道上商定的 PE 中的变动情况对主机进行更新。通过对 RRCF 消息中所确定的各个流发送一个带新 PE 值的流修改请求，来告知主机有关流 PE 参数中的变动情况。



本协议如图 10-2 所示：

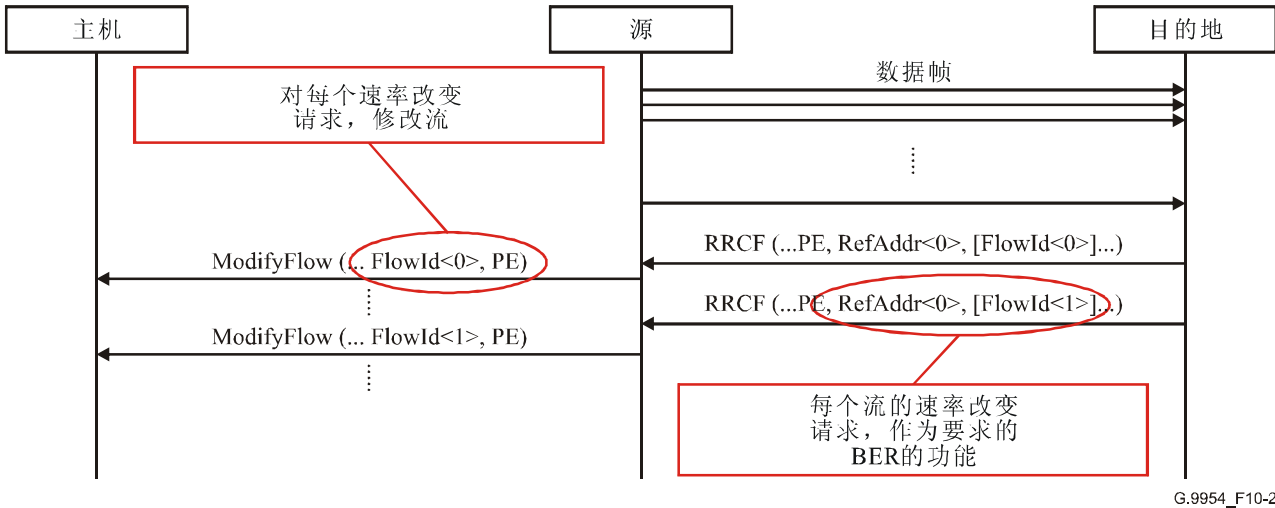


图 10-2/G.9954—速率协商协议

### 10.4.4.3 发射机 — 接收速率测试请求帧（RRCF OpCode 1）

对各个支持的频带编码，利用规定的有效负载编码，为请求者产生一个速率测试答复帧（RRCF OpCode 2）。RRCF 的内容为当前的逻辑信道状态信息。

只在所有 G.9954 站中要求支持速率测试请求帧。

### 10.4.4.4 发射机 — 激活的PNT节点

一个激活的 PNT 节点可以是任何站，从该站中，在最后两个 128 秒间隔中的一个间隔中收到一帧。

### 10.4.5 接收机操作

#### 10.4.5.1 接收机 — 接收一帧

应采用下列限制 RRCF 数量的基线算法。可选的实现方案不得产生比建议的实现方案更多的 RRCF。对接收某个特定多播地址或广播地址的帧感兴趣的节点须提供一种机制，以确保发送到该多播地址（或者合适的话为广播地址）的帧的所有源，至少每 128 秒提示一次该节点的愿望，即接收指向该地址的帧（参见第 10.4.4.2 节）。

对各个信道，维护一个 1-1024 之间的速率控制后退限度（RCBL）、一个速率控制后退帧计数（RCBFC）以及针对每个支持频带的接收机 PE（只有接收机 PE 按照支持频带的编号进行排列。RCBL 和 RCBFC 对应信道。）RCBL 初始化为 1，RCBFC 初始化为 0。频带 2 的接收机 PE 初始化为 0。对接收机 PE 的初始化没有任何其他限制。如果以 PE = 1 接收一个链路完整性帧，那么须不传送任何 RRCF（比较“链路完整性”，参见第 10.5 节）。

对各个收到的帧，计算各频带信道(new\_pe)新的、期望的 PE。有关频带期望 PE 的选择，参见第 10.4.5.1.1 节中的算法示例。对任何支持的频带，如果新的、期望的 PE 不同于之前的期望 PE 值，那么 RCBL 重新设为 1，RCBFC 重新设为 0。保存每个频带新的期望的 PE 值 (new\_pe)，作为 receiver\_pe。如果收到帧的 PE 不同于新的、期望的 PE，那么 RCBFC 递增 1。如果 RCBFC 现在大于或等于 RCBL，那么向帧源发送一个 RRCF，对频带 1，Band1\_PE 设为 receiver\_pe，对频带 2，Band2\_PE 设为 receiver\_pe，将 RCBFC 重新设为 0，倍增 RCBL，最大可至 1024。如果多播或广播信道是活动的（基于接收帧，而非最后两个 128 秒时间间隔内的 RRCF），自接收机向该多播或广播地址发送一个帧，已过去了 128 秒钟，用当前的接收机 PE 向任何已向该多播或广播地址发送过帧的节点传送一个 RRCF，RefAddr 设为所述的多播或广播地址。多个

多播地址可以聚合为一个单独的 RRCF，它送往活动于多个多播地址上的某个节点。不过，只应包括那些有意接收 RRCF 的、活动的地址。

在 RRCF 消息中，请求站应尝试规定最大的有效负载编码，为使网络的聚合吞吐量达到最大，它们相信存在一个可接受的差错率。

至少，总须在一个 RRCF 中对 2-MBaud 频带做出规定。

#### 10.4.5.1.1 样本有效负载编码选择算法

本节描述适于设备使用的示例算法，这些设备执行一个单独的、带附加白噪声和脉冲噪声的频带（频带 1）。其他算法也是可能的，它们可能更好地最优化基于测量的信道条件的、选定的有效负载编码。

对各实现方案，汇编一个平均片均方差错（ASMSE）表，这是各有效负载编码（PE=8 除外）要求的，以实现  $1e-3$  的分组差错率（PER）。将该表定义为 DOWN\_LARQ。汇编第二个表，目标为  $1e-6$  的 PER。将该表定义为 DOWN\_NOLARQ。将 UP\_LARQ 定义为 DOWN\_LARQ，所有 ASMSE 值减 2 dB，将 UP\_NOLARQ 定义为 DOWN\_NOLARQ，所有 ASMSE 值减 2 dB。

以下步骤描述了如何为某个特定信道选择要求的、新的有效负载编码（new\_pe），假设对该信道要求的、当前的有效负载编码为（curr\_pe），且在该信道上收到了一个新的帧：

- 1) 保持每个信道 16 个 G.9951/2 帧的历史窗口。对各个信道，在没有 CRC 差错的历史窗口中对所有的帧计算 ASMSE。
- 2) 如果在 V1M2 模式中，那么评估系统中是否存在足够的余量以允许逐个信道地、适当地进行帧兼容性检测。如果对任何特定信道，确定不存在此类余量，那么为该信道设置 new\_pe = 8。如果确定存在此类余量，且 curr\_pe = 8，那么设置 new\_pe = 1。如果确定存在此类余量，且 curr\_pe ≠ 8，那么设置 new\_pe = curr\_pe。如果该站不支持接收兼容性格式帧，那么设置 new\_pe = 8。如果 new\_pe = 8 或 curr\_pe = 8，那么退出。否则：
- 3) 如果历史窗口中的所有帧在接收时都带有一个 CRC 差错，那么设置 new\_pe = 1，并退出。否则：
- 4) 如果在信道上使用了 LARQ，那么在 UP\_LARQ 表中寻找最大的有效负载编码，其 ASMSE 大于或等于在步骤 1 中计算得到的 ASMSE。如果未使用 LARQ，那么使用 UP\_NOLARQ 表。将该有效负载编码定义为 new\_up\_pe。
- 5) 如果在信道上使用了 LARQ，那么在 DOWN\_LARQ 表中寻找最大的有效负载编码，其 ASMSE 大于或等于在步骤 1 中计算得到的 ASMSE。如果未使用 LARQ，那么使用 DOWN\_NOLARQ 表。将该有效负载编码定义为 new\_down\_pe。
- 6) 如果 new\_up\_pe > curr\_pe，那么设置 new\_pe = new\_up\_pe，并退出。否则：
- 7) 如果 new\_down\_pe < curr\_pe，那么设置 new\_pe = new\_down\_pe，并退出。否则：

8) 如果 6) 和 7) 都不满足, 那么设置  $new\_pe = curr\_pe$ 。

注 1 — 上速率选择表与下速率选择表之间的偏移量提供了带滞后的算法, 以便在 ASMSE 中存在最小变动的情况下, 为选择一个有效负载编码提供稳定性。由于该偏移量, 因此条件 6 和条件 7 无法同时满足。

注 2 — 16 帧历史窗口与选择滞后的组合防止了速率选择算法产生过量的速率变化, 同时保持对信道条件显著变化的响应。

注 3 — 步骤 2 中有关  $PE = 8$  值的选择算法还应包括滞后, 以便避免产生过量的速率变化, 同时保持对信道条件显著变化的响应。

#### 10.4.5.2 接收机 — 发送速率测试请求帧 (RRCF OpCode 1)

接收机可以周期性地但以一个不超过每 128 秒 1 次的速率 (下述情况除外) 向发射机发送一个帧速率测试请求帧, 以测试信道是否支持一个不同的频带。频带编码代表了以下编码, 即接收机希望发射机产生测试帧。在速率测试请求帧中, NumAddr 须设为 0。

对从接收机到发射机的信道, 应以当前商定的速率进行编码, 发送速率测试请求帧。

在所有的站中都要求支持速率测试请求帧。

#### 10.4.5.3 接收机 — 接收速率测试答复帧 (RRCF OpCode 2)

一旦收到速率测试答复帧, 接收机应使用该帧的解调统计结果, 并使用任何之前收到的、使用该编码的速率测试答复帧, 就信道支持测试频带编码的能力做出决定。如果决定为信道无法支持测试频带编码, 那么在至少 128 秒内, 接收机不得产生另一个速率测试请求帧。如果决定为信道能够支持测试频带编码, 那么接收机可以重复进行测试, 以收集更多的数据, 最大速率为每秒一个速率测试请求帧, 最多可以进行 16 次附加测试。此时, 接收机应为发射机产生一个速率变更请求, 规定新的频带编码。

只对执行频带 1 之外附加频带的各站要求支持速率测试答复帧。只执行频带 1 的各站可以默默地抛弃收到的速率测试答复帧。

### 10.5 链路完整性功能

链路完整性功能的目的是为硬件与/或软件提供一种方法, 以确定该站是否能够接收来自网络上至少一个其他站的帧。在没有其他通信流量的情况下, 一个站定期地向广播 MAC 地址传送一个链路完整性控制帧 (LICF), 此类传输之间的时间间隔通过下述方法进行监管。

所有的站都须执行以下功能, 以便最大可能地确保在任何一个 1 秒间隔内存在:

- 1) 至少一个从本站发送给广播 MAC 地址的 LICF; 或者
- 2) 至少一个发送给广播 MAC 地址的分组, 接收自至少两个其他站中的一个。

此外, 所有的站都须每隔 64 秒发送至少一个 LICF。

方法如下所述:

- 即使在非活动或休眠模式下，各站也应支持产生现有 LI 帧。在休眠模式或非活动模式下，不希望成为或无法唤醒的 PNT 站应不发送 LI 帧。
- 一个链路分组可以是任何与有效报头 FCS 一同收到的广播帧。只有 LICF 帧应视为链路分组。
- 各个站都持有一个自由运行的、周期为 1 秒的计时器。不得尝试在各站之间同步该计时器。不得通过任何链路状态的转换或接收任何帧来修改该计时器。该计时器是超时时限事件之源，用在表 10-9 链路完整性状态表中。
- 各个站都持有一个 6 位的 FORCE\_SEND 计数器，它初始化为 30-60 之间的一个随机值。在节点启动之时，可以选用一次该初始值，并用于 FORCE\_SEND 计数器的各个重新初始化过程中，或者可以为各个 FORCE\_SEND 计数器的重新初始化过程选择一个新的随机值。
- 各个站都拥有一个寄存器（SA1），它能够从一个收到的链路分组的 SA 中来设定。
- 在未管理网络中，LICF 应以对应链路层优先级 7 的优先级进行发送，作为管理网络中的流 0。
- 通过访问广播信道的 RRCF 逻辑信道信息来决定 LICF 的 PE。该准则的一个例外是，如果 LI 帧未以当前商定的广播 PE 值进行发送，那么它们须以 PE = 1 进行发送。例如，这允许处于休眠或非活动模式下的终端在网络上保持活动状态。接收一个 PE = 1 的 LI 帧不会引起任何 PNT 终端传送 RRCF。
- 在处于休眠或非活动模式时，终端应对所有接收分组执行链路完整性和唤醒处理。接收分组不必进行任何更进一步的处理。对 LARQ 和非 LARQ 数据帧须进行相关的电源管理处理，且理解为应抛弃非 WoLAN 帧。
- 根据表 10-9 中的状态表，各个站都须发送链路完整性控制帧（LICF），格式如表 10-10 所示。

图 10-3 以图形形式对状态转换进行了描述，它丢失了少量细节，包括省略了不会引起状态转换（且无相关行为）的事件以及将多个事件分解一个单个的转换，对该行动有更加复杂的描述。

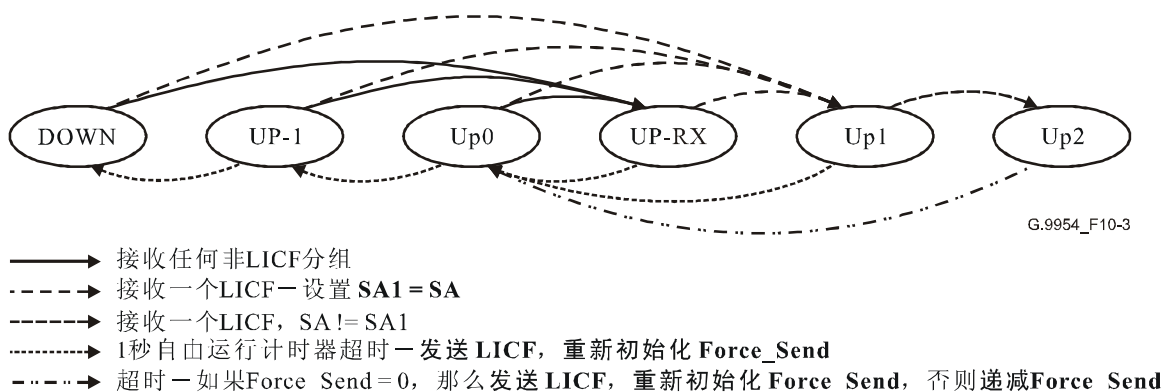


图 10-3/G.9954—链路完整性状态图

表 10-9 是一个完整的状态表，带相关的行为。超时事件指的是 1 秒自由运行计时器的定期到期。

初始状态：DOWN，Force\_Send 初始化为： $30 \leq \text{Force\_Send} \leq 63$ 。

表 10-9/G.9954—链路完整性有限状态机 (FSM)

	DOWN	UP-1	UP0	UP-RX	UP1	UP2
接收任何非 LICF	UP-RX (无)	UP-RX (无)	UP-RX (无)	UP-RX (无)	UP1 (无)	UP2 (无)
接收 LICF, SA == SA1	UP1 设置 SA1 ← SA	UP1 设置 SA1 ← SA	UP1 设置 SA1 ← SA	UP1 设置 SA1 ← SA	UP1 (无)	UP2 (无)
接收 LICF, SA != SA1	UP1 设置 SA1 ← SA	UP1 设置 SA1 ← SA	UP1 设置 SA1 ← SA	UP1 设置 SA1 ← SA	原本: UP2 兼容: UP1 (无)	UP2 (无)
超时, 且 Force_Send == 0	DOWN 发送 LICF <sup>a)</sup> , 重新初始化 Force_Send	DOWN 发送 LICF <sup>a)</sup> , 重新初始化 Force_Send	UP-1 发送 LICF <sup>a)</sup> , 重新初始化 Force_Send	UP0 发送 LICF, 重新初始化 Force_Send	UP0 发送 LICF, 重新初始化 Force_Send	UP0 发送 LICF, 重新初始化 Force_Send
超时, 且 Force_Send > 0	DOWN 发送 LICF <sup>a)</sup> , 重新初始化 Force_Send	DOWN 发送 LICF <sup>a)</sup> , 重新初始化 Force_Send	UP-1 发送 LICF <sup>a)</sup> , 重新初始化 Force_Send	UP0 发送 LICF, 重新初始化 Force_Send	UP0 发送 LICF, 重新初始化 Force_Send	UP0 递减 Force_Send

<sup>a)</sup> 能够使用多个 MAC 源地址 (如一个桥) 进行传送的设备应向广播地址发送一个 CSA 请求帧, 而不是对表中所示的情况发送一个 LICF。

除了 DOWN 之外, 当处于任何其他状态时, 须指出链路完整性状态。所有的站都应包括一个可视的链路状态指示器 (LSI) (如一个 LED), 用于指示链路完整性状态。

表 10-10/G.9954—链路完整性短帧

字段	长度	含义
DA	6 个八比特组	目的地地址 = FF:FF:FF:FF:FF:FF
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_LINK (2)
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量, 开始于 SSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。当 SSVersion 为 0 时, SSLength 的最小值为 4
SSVersion	1 个八比特组	= 0
LI_pad	1 个八比特组	接收时忽略
Next EtherType	2 个八比特组	= 0
填充	40 个八比特组	任何值的八比特组
FCS	4 个八比特组	
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

## 10.6 性能和状态通告

为在整个网络范围内进行协商、发现性能和通告状态, 定义了一种机制。它基于定期的广播通告, 它们被称为性能和状态通告 (CSA), 在 CSA 控制帧 (CSACF) 中予以发送。定义的状态标志允许确定一个站的 PNT 版本、可选的特性支持、链路层优先级的用法以及网络配置命令的通信。

协议的目的是为了向所有站分发网络上正在使用的、完整的状态标志集，以便各站基于这些标志做出操作决定，而无需进一步的交互。

如表 10-11 所述，各站须使用 CSA 控制帧以及表 10-12 中所示的 CSA 标志定义。

各站须每隔一分钟发送一个 CSA 控制帧，或者当站的当前状态发生变化，要求通告新的（或已删除的）标志时，每隔一分钟发送一次。

发送通告状态变更之 CSA 控制帧的站，在发送第一个拷贝的短时间间隔后，须发送最新 CSACF 的第二个拷贝，原因是由于信道中的临时变更、脉冲噪声等，总是存在丢帧的可能性。间隔应是随机选择的（而不是简单的固定的），在 1-1000 毫秒之间选择，包括 1 和 1000 毫秒。

CSA 控制帧以对应链路层优先级 7 的优先级进行发送。

CSA 控制帧总是发往广播地址（0xFFFFFFFFFFFF）。

CSA 控制帧的 PE 须通过访问广播信道的 RRCF 逻辑信道信息来确定。

定义一个请求操作码，以便允许站迅速收集有关所有站的完整信息。一旦收到一个带请求操作码的 CSA 控制帧，在一个短暂的时间间隔延迟后，站须传送一个当前 CSA 消息，传送时利用与延迟 CSA 通告第二个拷贝时相同的机制（和参数），如上所述。

### 10.6.1 CSA控制帧

表 10-11 定义了兼容性与状态通告控制帧的格式。以太网报头之外的最初 3 个字段由短格式控制帧的标准报头组成。

表 10-11/G.9954—性能和状态宣告帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址 = FF:FF:FF:FF:FF:FF
SA	6 个八比特组	源地址，不必对应 MAC 地址，帧内容适用于该 MAC 地址（见 CSA_SA）
Ethertype	2 个八比特组	0x886c（PNT 链路控制帧）
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_CSA（3）
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next Ethertype 字段的第二个（最后一个）八比特组。当 SSVersion 为 0 时，SSLength 的最小值为 32
SSVersion	1 个八比特组	= 0
CSA_ID_Space	1 个八比特组	确定 CSA_MFR_ID 的注册空间： 0 未规定 1 JEDEC 2 PCI
CSA_MFR_ID	2 个八比特组	HW 制造商 ID：用于确定 PHY 控制器芯片的制造商。本字段的目以及部分号码和修订是为了确定 PHY 规范的特定执行方案。这不是一个电路板或装配级的标识符。
CSA_Part_No	2 个八比特组	HW 制造商部分号码：PHY 控制器芯片部分号。

表 10-11/G.9954—性能和状态宣告帧

字 段	长 度	含 义
CSA_Rev	1 个八比特组	HW 修订
CSA Opcode	1 个八比特组	0 宣告 1 请求
CSA_MTU	2 个八比特组	本接收机收到的、最大的链路级 PDU，以八比特组数计。缺省值为 1526 个八比特组。1526 为最小值，须由 PNT 站予以宣告。
CSA_SA	6 个八比特组	性能和状态适用的站 MAC 地址。
CSA_device_id	1 个八比特组	在注册期间（由主机）指派的设备 ID。它报告给在 SA 字段中确定的、带 MAC 地址的 PNT 设备。NULL_ID 值指明主机未注册设备。 注 — 多个站（由 CSA_SA 确定）字段可以拥有相同的 CSA_device_id。
CSA_pad	1 个八比特组	为第 0 版保留。须作为 0 发送，接收时忽略之。创建字段，对齐 32 位的 WORD 边界。
CSA_CurrentTxSet	4 个八比特组	配置标志，加上本站所有当前在用的状态。标志定义在表 10-12 中进行规定。
CSA_OldestTxSet	4 个八比特组	本站“最老的”TX 标志的一个拷贝，来自至少结束于前一周期（分钟）的周期。标志定义在表 10-12 中进行规定。
CSA_CurrentRxSet	4 个八比特组	从其他站接收的、各最近标志的结合。标志定义在表 10-12 中进行规定。
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充		必要的话进行填充，使之达到 minFrameSize。
FCS	4 个八比特组	
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

### 10.6.2 状态、配置、选项和优先级标志

表 10-12 中的各标志用于性能和状态宣告控制帧中的 CSA\_CurrentTxSet、CSA\_OldestTxSet 和 CSA\_CurrentRxSet。

表 10-12/G.9954—CSA标志设置

八比特组	字 段	长度	描 述
Flags0	TxPriority7	1	站以 LL 优先级 7 来发送帧（常设）。
	TxPriority6	1	站以 LL 优先级 6 来发送帧。
	TxPriority5	1	站以 LL 优先级 5 来发送帧。
	TxPriority4	1	站以 LL 优先级 4 来发送帧。
	TxPriority3	1	站以 LL 优先级 3 来发送帧。
	TxPriority2	1	站以 LL 优先级 2 来发送帧。
	TxPriority1	1	站以 LL 优先级 1 来发送帧。
	TxPriority0	1	站以 LL 优先级 0 来发送帧（常设）。
Flags1	保留	2	须作为 0 发送，各站在接收时忽略之。
	支持的最高掩码#	2	发射机支持的最高掩码#。支持掩码 N 认为完全支持频谱掩码 N-1 的全部波特。 0 频谱掩码#1 1 频谱掩码#2 2 频谱掩码#3
	支持帧脉冲串	1	本站支持帧脉冲串。
	支持短控制信息	1	本站支持以站脉冲串（聚合）格式来接收短控制信息。
	保留	1	保留备用
	保留	1	保留备用
	Flags2	帧脉冲串 分组限制	3
帧脉冲串 大小限制		3	0 没有限制（实际上受限于最高 PE 中的最大链路级帧大小）。 1 本站支持高达 8K 字节的脉冲串。 2 本站支持高达 16K 字节的脉冲串。 3 本站支持高达 32K 字节的脉冲串。 4 本站支持高达 64K 字节的脉冲串。 5 本站支持高达 80K 字节的脉冲串。 出于限制脉冲串大小的目的，一个脉冲串包括所有的链路层帧（即所有的帧，不包括物理层引导词、帧控制、填充和 EOF）。有关帧脉冲串和聚合的更多信息，参见第 10.13 节。



表 10-12/G.9954—CSA标志设置

八比特组	字段	长度	描述
Flags2	同步模式	1	本站工作于同步 MAC 模式，当前同步于主机 MAC 周期。 0 站不工作于同步 MAC 模式。 1 站工作于同步 MAC 模式。
	保留	1	须作为 0 发送，各站在接收时忽略之。
Flags3	ConfigG.9951/2	1	强制使用 G.9951/2 模式
	ConfigV1M2	1	保留备用
	ConfigV1	1	保留备用
	ConfigG.9954	1	强制使用 G.9951/2 模式，服从 ConfigG.9951/2。
	保留	1	须作为 0 发送，各站在接收时忽略之。
	最高版本	3	本站支持的最高 PNT 版本： 0x000 保留 0x001 保留备用 0x010 G.9951/2 0x011 G.9954 0x0100-0x111 保留

为了通告状态与配置信息，须支持 32 个位标志。这些标志分为三个基本组：包括 PNT 版本信息的模式选择标志、支持的选项以及在用的 TX 链路层优先级通告。一旦予以通告，这些标志须加至全局状态中，当任何站不再通告时则移去，要么通过显性地删去，要么通过使之超时。在最后一帧确实以某个优先级发送后的 1 到 2 分钟内，须通告一个在用的 TX 链路层优先级，直至老化机制导致它从 CurrentTxSet 中被删去。

用于初始化 NewTxSet（如下定义）的状态标志缺省设置，定义为优先级 0 和优先级 7、站的 PNT 版本以及任何支持的选项。

### 10.6.3 术语和参数

#### 10.6.3.1 性能和状态周期（CS周期）

用于老化非持续状态信息的基本时间间隔须为 1 分钟。各站都有一个重复的计时器设为这一间隔。不同站中的计时器并不同步，一般而言，应避免同步。以下的描述指的是这一计时器到期与下一计时器到期之间的时间，称为“周期”。“当前”周期指的是自计时器最近一次到期的时间。

在每个时间间隔结束之时，须发送一个 CSA 帧。

#### 10.6.3.2 变量等

- DeleteSet: 用于检测最近被移除的状态信息的一个计算值。
- NewRxFlags, ReallyNewRxFlags: 用于检测新的状态标志的计算值。

#### 10.6.3.3 计时器

- CSP\_计时器: 周期为 60 秒的自由运行计时器。

- 重传计时器：一个时间片的计时器，在发送一个 CSA 后（当中的 CSA\_CurrentTxSet 和 CSA\_OldestTxSet 是不同的），或者在收到一个 CSA 时（CSA\_Opcode 设为 1（请求）），设为一个 1 ms-1000 ms 范围内的随机时间间隔，包括 1 ms 和 1000 ms。如果作为 CSP\_Timer 到期的结果而发送第二个 CSA，那么将取消该计时器。

#### 10.6.4 状态和优先级设置状态变量

各站都维持 5 个基本的状态和优先级信息集。此外，定义了三个以上的组合集，作为两个或多个基本集的并集（参见表 10-13）。

表 10-13/G.9954—设置状态变量

NewTxSet	在当前 CS 周期期间宣告的标志设置，当使用一个新的链路层优先级或设置一个新的可变状态时，立即予以更新。当 CSP_Timer 到期时，为 CurrentTxSet 赋予 NewTxSet 的值，并将 NewTxSet 重新设置为缺省设置。
PreviousTxSet	在前一个 CS 周期期间宣告的标志设置（NewTxSet 的最终值来自前一个 CS 周期）。
OldestTxSet	在前一个 CS 周期（来自前一个 CS 周期的 PreviousTxSet 值）结束之时，自 PreviousTxSet 重新进行标志设置。对整个 CS 周期而言，（发射机）不主动使用或检测出现在 OldestTxSet 中并从 PreviousTxSet 中丢失的标志，并将删除。本设置在 CSA 帧中作为 CSA_OldestTxSet 发送。
NewRxSet	在当前 CS 周期期间从其他站收到的 CSA 中的所有 CSA_CurrentTxSet 标志的结合。在 CSP_Timer 到期之时这重新注入 PreviousRxSet 中，而后重新设置为控设置（0）。 如果只有之前宣告该标志的站停止使用它，那么本设置中可变的标志（优先级标志之一）可以在之后被删除。从该站的 CurrentTxSet 中删除通过与其 OldestTxSet 之间的差别来显示。实际上，可以通过在该站的 CurrentRxSet 中不存在标志来显示它是惟一的发射机，指明它不是从任何其他站处接收标志。 如果从 NewRxSet 处删除，那么还得从 PreviousRxSet 处删除标志。
PreviousRxSet	在前一个 CS 周期期间收到的已宣告标志设置（NewRxSet 的最终值来自前一个 CS 周期）。可以从本设置中删去标志，如上面 NewRxSet 中所述。
CurrentTxSet	在前一个 CS 周期期间宣告的标志设置，加上当前 CS 周期期间使用的、任何新的状态和优先级标志（或经过修改的配置/选项标志），即 PreviousTxSet 和 NewTxSet 的结合。本设置在 CSA 帧中作为 CSA_CurrentTxSet 发送。
CurrentRxSet	NewRxSet 和 PreviousRxSet 的结合。本设置在 CSA 帧中作为 CSA_CurrentRxSet 发送。
CurrentInUseSet	CurrentTxSet 和 CurrentRxSet 的结合。本设置用于确定站的操作模式，并用于修改帧 LL 优先级与实际 PHY 优先级用法之间的映射。

#### 10.6.5 性能和状态宣告协议操作

##### 10.6.5.1 新的传送帧 — 优先级检测

CSA 协议并不直接处理传输帧。当正在使用 LARQ 协议时，CSA 着眼于帧的 LL 优先级，原因是通常它将发往驱动程序。

- 1) 如果 LL 优先级不在 NewTxSet 中，那么将其加入 NewTxSet 中。
- 2) 如果 LL 优先级不在 NewTxSet 中，也不在 PreviousTxSet 中，那么发送一个新的 CSA 控制帧，其 CSA\_Opcode 设为 0（通告），并启动重传计时器。如果计时器已经在运行，那么取消并重新启动它。为驱动程序更新当前的 PHY 优先级映射功能。

### 10.6.5.2 接收CSA控制帧

接收机可能希望保存一些或全部来自于各其他站的最新 CSA 的一份拷贝，作为跟踪其他站性能和状态的一种简单方法。

- 1) (可选地)记录来自 CSA\_CurrentTxSet 的状态和选项标志, CSA\_CurrentTxSet 位于一个按 CSA\_SA 地址索引的表格中。选项标志用于选用站对之间的可选功能, 这些站对执行相同的选项。
- 2) 如果帧中的 CSA\_Opcode 为 1 (请求), 那么启动重传计时器。如果计时器已经在运行, 那么应使其继续运行, 尽管这不是要求的, 并允许取消之后重启。
- 3) 如果 CSA\_CurrentTxSet 拥有一个不在 NewRxSet 中的标志, 那么将标志加入 NewRxSet 中, 并检查、确定该标志是否位于 PreviousRxSet 中。相应的布尔表达式如下所示:

$$\text{NewRxFlags} = (\text{CSA\_CurrentTxSet} \& \sim\text{NewRxSet})$$
$$\text{NewRxSet} \mid= \text{NewRxFlags}$$
$$\text{ReallyNewFlags} = \text{NewRxFlags} \& \sim (\text{PreviousRxSet} \mid \text{CurrentRxSet})$$

- 4) 将 CSA\_OldestTxSet 与 CSA\_CurrentTxSet 进行比较。如果标志已经删除, 并且如果该标志也从 CSA\_CurrentRxSet 中丢失了, 那么从 NewRxSet 和 PreviousRxSet 中删除标志。对应的布尔表达式如下所示:

$$\text{DeleteSet} = (\text{CSA\_OldestTxSet} \& \sim\text{CSA\_CurrentTxSet}) \& \sim\text{CSA\_CurrentRxSet}$$
$$\text{NewRxSet} = \text{NewRxSet} \& \sim\text{DeleteSet}$$
$$\text{PreviousRxSet} = \text{PreviousRxSet} \& \sim\text{DeleteSet}$$
$$\text{CurrentRxSet} = \text{NewRxSet} \mid \text{PreviousRxSet}$$

- 5) 如果 ReallyNewFlags 或 DeleteSet 都不为 0, 那么如果需要的话, 对网络模式和优先级映射进行更新。

### 10.6.5.3 CSP\_Timer超时

当出现 CSP\_Timer 超时, 开始一个新的 CS 周期。重新开始各种状态的设置, 重新计算组合设置, 并发送一个 CSA。如果需要的话, 设置 RetransmitTimer。

- 1) OldInUseSet = CurrentInUseSet。
- 2) 将 NewRxSet 移至 PreviousRxSet。
- 3) 将 NewRxSet 设为 0 (空设置)。
- 4) 将 PreviousTxSet 移至 OldestTxSet。
- 5) 将 NewTxSet 移至 PreviousTxSet。
- 6) 将 NewTxSet 设为缺省设置, 由本站支持的最高版本、当前配置标志 (如果有的话, 通常没有)、当前支持的选项和缺省的优先级设置 {0,7} 组成。
- 7) 更新 CurrentTxSet、CurrentRxSet 和 CurrentInUseSet (至少在逻辑上, 执行方案无需分别保留这些值的拷贝)。

$$\text{CurrentRxSet} = \text{NewRxSet} \mid \text{PreviousRxSet}。$$
$$\text{CurrentTxSet} = \text{NewTxSet} \mid \text{PreviousTxSet}。$$
$$\text{CurrentInUseSet} = \text{CurrentRxSet} \mid \text{CurrentTxSet}。$$

- 8) 发送一个 CSA 帧, CSA\_Opcode 设为 0 (宣告), 包括经过更新的标志。

- 9) 如果刚刚发送的 CSA 帧中的 CSA\_CurrentTxSet 和 CSA\_OldestTxSet 不同, 那么启动 RetransmitTimer。如果计时器之前正在运行, 那么取消之, 并予以重新启动。
- 10) 如果已经删除了一个或多个状态标志, 那么因改变了状态标志而重新对网络操作模式与/或优先级映射功能进行计算。如果 CurrentInUseSet 不等于 OldInUseSet, 那么应进行模式/映射重新计算。

#### 10.6.5.4 重传超时

如果 RetransmitTimer 到期, 那么为该站发送一个当前的 CSA 帧, CSA\_Opcode 设为 0 (宣告)。计时器不得重新启动。

#### 10.6.6 基于CurrentInUseSet的网络模式选择

CSA 协议 (configG.9951/2, configG.9954) 模式选择标志旨在由更高的层实体来使用, 更高的层实体做出模式转换决定, 如用户接口或测试程序控制功能。

#### 10.6.7 优先级

如果运用缺省的、链路层至 PHY 层优先级的映射方案, 那么在 PNT MAC 协议中, 需要消耗部分与较低 PHY 优先级相关的、比最大可获得带宽稍低的带宽。当网络上只承载有优先级较低的通信流量时, 这一“成本”将变得异常沉重。因此, 当网络上没有任何站在发送为那些更高优先级标记的通信流量时, CSA 协议包括那些用于重新将较低 LL 优先级映射至较高 PHY 层优先级的程序。

对某个特定的帧, 物理层 (PHY) 优先级的选择基于其指派的链路层 (LL) 优先级。第 10.6.7.3 节中规定了从 LL 优先级至 PHY 优先级的缺省映射。在发射机上, 帧的 LL 优先级务必传送给接收站, 以便接收机上的链路层协议能够适当恢复。这或者要求一个固定的、一对一的、LL 至 PHY 优先级的映射, 或者需要某种用于在各帧内传送 LL 优先级的机制。在第 10.7 节中定义的 LARQ 协议用于从一个发射站向一个接收站传送指派的 LL 优先级, 它提供了所需的机制, 并因此创造了将非缺省 LL 用于 PHY 优先级映射的机会, 反过来, 这一机会允许更高的最大可获得带宽。站可以可选地使用一个 802.1q 报头来传送 LL 优先级。不过, 由于对 802.1q 报头的支持是可选的, 因此运用此方法的站应尝试确定: 所有的帧接收机是否都支持使用 802.1q 报头。不支持 802.1q 报头的站不可能很好地接收包含 802.1q 报头的帧。

##### 10.6.7.1 传送帧 — 物理优先级的选择

当向帧指派一个物理层优先级时, 由于使用了一个新的优先级, 因此任何对 PHY 优先级重新映射功能的变更都应已经完成。驱动程序应使用重新映射的 PHY 优先级来传送帧 (包括在帧控制报头中放置该值), 除非帧没有 LARQ 报头, 在这种情况下, 须使用 LL 至 PHY 的缺省映射。

##### 10.6.7.2 收到帧的优先级

运用缺省的 LL 至 PHY 优先级映射, 须确定由驱动程序在协议栈上指示的接收帧的 LL 优先级 (在任何因 LARQ 或 802.1q 报头而重新进行的指派之前)。该机制保证了接收帧的正确的 LL 优先级为来自 LARQ (或可选地为 802.1q) 报头或来自流规范的 LL 优先级恢复值。在接收通路中已指派缺省的 LL 优先级后, 须对 LARQ 报头进行处理。如果能够将接收的帧映射至流信道, 那么须使用在相关流规范中的优先级信息来恢复 LL 优先级。

### 10.6.7.3 缺省的链路层到物理层的映射

当使用一个 8 级的优先级系统时，IEEE 802.1p 规范将缺省（未指派的/尽力服务）优先级置于优先级 1 和优先级 2 之上。因此，为了指派缺省的物理层优先级，链路层优先级 0 将在 LL1 与 LL2 之上进行映射。IEEE 802.1p 指定优先级 7 用于网络控制，并指定优先级 6 用于等待时间要求<10 ms 的通信流量（典型地描述为类语音通信流量）。不过，在 PNT 网络上，PHY 优先级 7 须保留给等待时间要求<10 ms 的通信流量使用，网络控制通信流量将重新置为 PNT PHY 优先级 6。链路层优先级 5 须保留给等待时间要求<100 ms 的通信流量使用。因此，LL 至 PHY 优先级的缺省映射包括优先级 6 与优先级 7 的切换。

对传输的帧，为了之后的 PHY 优先级集[2, 0, 1, 3, 4, 5, 7, 6]，缺省地，须对 LL 优先级集[0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7]进行映射。

对收到的帧，缺省地，须把 PHY 优先级[0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7]映射至 LL 优先级[1, 2, 0, 3, 4, 5, 7, 6]。

### 10.6.8 优先级映射和LARQ

在协议栈中，LARQ 之下，须执行 PHY 优先级重新映射，不得适用于 LARQ（或可选地，802.1q）报头中的优先级字段。不得对数据帧（不是链路控制帧的那些帧）执行 PHY 优先级重新映射，除非已用最初的 LL 优先级添加了 LARQ（或可选地，802.1q）报头。须对链路控制帧执行 PHY 优先级重新映射。

### 10.6.9 基于CurrentInUseSet的优先级重新映射

不用优先级映射，站将把最初的 LL 优先级传送给驱动程序，当中，值将用于从缺省的映射中选择相关的 PHY 优先级。利用优先级映射，将增加缺省指派的 PHY 优先级，以便利用更高的 PHY 优先级，否则，须不使用。重新映射功能是简单的。对各个对应在用 LL 优先级的 PHY 优先级 P，待用的新优先级 P'须为增加了未用更高优先级数的优先级。例如，如果正在使用[1, 3, 4, 7]，那么优先级 4 将增加 2，变为 6，原因是存在两个未用的更高优先级（5, 6）。图 10-5 包含了更多的示例，它应使这一解释变得更加清晰（包括缺省的 LL 至 PHY 转换）。图 10-4 和图 10-5 中的列代表了映射之前的 LL 优先级。左边的部分显示了一些在用的优先级集，右边的部分显示了在各种情况下驱动程序应使用的新的 PHY 优先级。

		TX LL 优先级													
		0	1	2	3	4	5	6	7						
当前在用的优先级（任意）		缺省的 TX PHY 优先级													
a	n	y	t	x	s	e	t	2	0	1	3	4	5	7	6

图 10-4/G.9954—缺省的LL 到 PHY TX 优先级映射

		TX LL 优先级													
		0	1	2	3	4	5	6	7						
当前在用的优先级（LL）		重新映射TX PHY优先级													
0							7	6	5	5	6	6	6	7	7
0						6	7	5	4	4	5	5	5	7	6
0	1			4			7	5	4	4	5	6	6	7	7
0			3		5	6	7	3	2	2	4	4	5	7	6

图 10-5/G.9954—直接的LL 到 PHY TX 优先级重新映射

图 10-5 中的阴影条目显示了任何发射机都不应使用的映射。不过，如果存在任何执行带过期映射之发送的可能性，或者发射一个未包括在映射中的优先级，那么它应始终使用下一个更低的有效映射的优先级。

此处是一个详细的例子。如果 CurrentInUse 为[0, 1, 4, 7]，那么在用 PHY 优先级对应的集为[2, 0, 4, 6]。然后，为各优先级增加缺少更高优先级的数：2→5，0→4，4→6 和 6→7。仅出于安全考虑，任何未使用的 PHY 优先级也将重新映射为下一个在用的更低优先级的新值，得到：1→4，3→5，5→6，7→7。

因此，在用 LL 优先级[0, 1, 4, 7]将产生传输 PHY 优先级[5, 4, 6, 7]。所有 LL 优先级的完全映射为对应未用 LL 优先级的缺省优先级增加了剩余的重新映射值：LL[0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7]，得到：PHY[5, 4, 4, 5, 6, 6, 7, 7]。

## 10.7 LARQ：有限的自动重复请求协议

有限的自动重复请求 (LARQ) 是这样—个协议，它在出现帧错误时用于降低有效差错率。它与类似的、基于序列号的协议主要区别在于，它不保证每一帧的可靠传输，而是通过帧的快速重传，在物理层内隐藏错误。这样做的目的是为了大大提高网络的可用性，至少偶尔地，网络上存在 1%或更多的帧错误率 (FER)。当 FER 足够高时，TCP 等协议的性能之差是广为人知的，同时，其他的应用，如流传输层上的多媒体，在高 FER 条件下也易受到差性能的影响。

协议为接收机提供一个否定确认 (NACK) 机制，以便请求重传那些丢失的帧或带有差错的接收帧。不存在任何肯定确认机制。没有任何明确的连接建立或拆卸机制。当帧与帧之间出现了相对较长的间隔 (在时间上) 时，提示器机制为接收机提供了检测丢失帧的第二次机会。

LARQ 功能是介于以太网链路层 (第 2 层) 和 IP 网络层 (第 3 层) 之间的一个改装层。它通常在设备驱动程序内执行。

各站依据“LARQ 信道”来执行 LARQ，其中的 LARQ 信道或者由多元组 {源地址，目的地地址，优先级} (称为 LARQ 优先级信道) 来确定，或者由多元组 {源地址，目的地地址，流 ID} (称为 LARQ 流信道) 来确定。

LARQ 优先级信道以一种执行相关的方式来定义 (和建立)。当相关流的 ACK 策略设为“LARQ”时 (在流规范内)，并与流的建立一起建立时，定义一个 LARQ 流信道。

基于有关网络帧差错率的信息，各站或许能够、或许不能处理 LARQ。不过，在任何时候，LARQ 都应保持能够处理的状态，原因是每个分组处理的开销是相当低的，并且与能够处理 LARQ 协议和不能处理 LARQ 协议相关的复杂性 (包括确定适当的参数) 可能超过了任何可能的性能获益。

各站应当执行 LARQ，如果它们执行了 LARQ，那么它们须使用规定的控制帧格式，并应使用以下定义的程序。

对不添加 LARQ (或可选地，802.1q) 报头的简单信道 (即由 SA、DA 定义的、无相关流规范的逻辑信道) 站，不得重新映射 PHY 优先级，并将视所有收到的通信流量为“尽力服务”，就是说，须为所有的通信流量指派链路层优先级 0。对流信道 (即由 SA、DA、流 ID 定义的逻辑信道)，运用流规范中的优先级信息来执行 PHY 优先级重新映射和 LL 优先级恢复。

在传输帧上（其 LARQ\_NoRtx 标志设为 1），站可以选择增加 LARQ 报头。该标志表示，该站不为该信道重传帧，但增加 LARQ 报头允许站使用 PHY 优先级重新映射，原因是成功接收的帧的 LL 优先级将从 LARQ 报头进行恢复。

所有的站都须能够从接收帧中删去 LARQ 报头（解除最初有效负载的封装）。此外，如果实现方案支持在其接收协议处理过程中的多个 LL 优先级，那么，若存在一个，则它须从 LARQ 报头恢复 LL 优先级。如果站不执行 LARQ，那么它须抛弃 LARQ 控制帧，并须抛弃那些在 LARQ 报头中标记为重传的帧。

### 10.7.1 帧格式 — 封装报头

在讨论 LARQ 报头时，以下正文将使用“插入”和“删除”等术语。LARQ 帧格式的正式定义提供了一个 Next Ethertype 字段，它包含最初帧的 Ethertype 值。实际上，它通常为以下情况：即通过在以太网报头源地址与最初帧 Ethertype 之间的最初帧中插入 8 个八比特组（开始于 Ethertype 0x886c），来创建 LARQ 帧。最初帧的 Ethertype 变为重新标记的 Ethertype，作为最后帧的 Next Ethertype 字段。

LARQ 报头用于在网络中传送 LIC 优先级。对此项功能，不要求使用 802.1q 报头，对传送优先级，不要求 PNT 驱动程序支持使用 802.1q 报头。

表 10-14/G.9954—LARQ提示器控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c（PNT 链路控制帧）
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_LARQ（4）
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next Ethertype 字段的第二个（最后一个）八比特组。当 SSVersion 为 0 时，SSLength 为 6。
SSVersion	1 个八比特组	= 0
LARQ_hdr 数据	3 个八比特组	LARQ 控制报头数据，LARQ_ctl bit = 1，LARQ_NACK = 0
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充	38 个八比特组	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

表 10-15/G.9954—LARQ NACK控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_LARQ (4)
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量, 开始于 SSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 SSVersion 为 0 的 Nack 帧, SSLength 为 12。
SSVersion	1 个八比特组	= 0
LARQ_hdr 数据	3 个八比特组	LARQ 控制报头数据, LARQ_ctl bit = 1, LARQ_NACK = 1..7
NACK_DA	6 个八比特组	最初的目的地地址
Next EtherType	2 个八比特组	= 0
填充	32 个八比特组	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

表 10-16/G.9954—LARQ封装帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址 (来自最初的以太网 PDU)
SA	6 个八比特组	源地址 (来自最初的以太网 PDU)
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_LARQ (4)
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量, 开始于 SSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。当 SSVersion 为 0 时, SSLength 为 6
SSVersion	1 个八比特组	= 0
LARQ_hdr 数据	3 个八比特组	LARQ 封装报头数据 (LARQ_ctl 位 = 0)
Next EtherType	2 个八比特组	来自最初的以太网 PDU
有效负载	最小 46 个八比特组	来自最初的以太网 PDU 有效负载
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列



表 10-17/G.9954—LARQ封装报头数据

八比特组	字段	长度	含义
Flags0	LARQ_Mult	1 位	多次重传标志。0 表示在数据帧的最初传输中。对重传的帧 (LARQ_Rtx = 1)，设为 NACK 帧中的 LARQ_Mult 值，引起重传。接收机可用本标志来度量与丢失/Nack/接收-rtx 处理有关的循环次数。
	LARQ_Rtx	1 位	0 表示帧的第一次传输，若重传帧，则为 1。如果本位为 1，那么不执行 LARQ 的站须抛弃任何数据帧。
	LARQ_NewSeq	1 位	如果已经重新设置了信道的序列号空间，那么为 1，并不得否认更老的序列号，否则为 0。
	LARQ_NoRtx	1 位	如果执行方案支持重传，那么为 0，如果只有优先级才有意义，那么为 1。可以逐个信道地使用。
	LARQ_Ctl	1 位	当以封装格式时，为“0”
	优先级	3 位	本帧的链路层优先级/流 ID
Flags1_Seq0	保留	2 位	保留供未来使用
	LARQ_seq_high	4 位	序列号的高 4 位
Seq1	LARQ_seq_low	8 位	序列号的低 8 位

LARQ\_Rtx、LARQ\_NewSeq 和 LARQ\_NoRtx 位的准确应用需要进一步解释，如表 10-18 所示：

表 10-18/G.9954—LARQ\_Rtx、LARQ\_NewSeq 和 LARQ\_NoRtx 位的解释

LARQ_Rtx	LARQ_NewSeq	LARQ_NoRtx	解 释
0	0	0	活动信道上的正常传输。 本组合用于活动 LARQ 信道上帧的第一次传输。 本帧的接收机应对以下早期序列号发送 NACK，这些序列号被确定在收到本帧时丢失了，或者对本帧而言，如果本帧存在一个 CRC 差错，但 LARQ 报头看起来处于信道的序列中。
0	0	1	用于帧的第一次传输，将不为响应 NACK 而重传该帧。 当不保存本帧，以响应接收一个 NACK 而进行重传时，发射机使用本组合。 如果接收机保存状态，那么当它收到带所有之前序列号的帧时，或者当它放弃尝试接收带所有之前序列号的帧时，它应往上发送本帧。

表 10-18/G.9954—LARQ\_Rtx、LARQ\_NewSeq 和 LARQ\_NoRtx 位的解释

LARQ_Rtx	LARQ_NewSeq	LARQ_NoRtx	解 释
0	1	0	<p>用于帧（带新的序列号空间）的第一次传输。</p> <p>除了本帧，当不存在信道的任何已保存帧时，发射机使用本组合。</p> <p>接收机应往上一层发送本信道的所有帧，原因是不再存在任何接收带之前序列号的帧的可能性。如果本帧存在一个 CRC 差错，但 LARQ 报头看起来处于信道的序列中，那么本帧的接收机应发送一个本帧的 NACK。</p>
0	1	1	<p>用于帧（带新的序列号空间）的第一次传输，将不为响应 NACK 而重传该帧。</p> <p>当不存在信道的任何已保存帧时，发射机使用本组合。</p> <p>接收机应往上一层发送本信道的所有帧，原因是不再存在任何接收带之前序列号的帧的可能性。</p>
1	0	0	<p>重传一个本信道的帧。</p> <p>发射机利用本组合来发送一帧，该帧在之前已发送过，并且对它，一个 NACK 将引起一次附加的重传。</p> <p>如果它不是一个副本，那么接收机务必接受本帧。如果接收机不保持信道的状态，那么务必抛弃本帧，原因是不可能确定帧的副本状态。如果本帧存在一个 CRC 差错，但 LARQ 报头看起来处于信道的序列中，那么本帧的接收机应发送一个本帧的 NACK。</p>
1	0	1	<p>重传一个本信道的帧。</p> <p>发射机利用本组合来发送一帧，该帧在之前已发送过，但未为响应接收一个 NACK 而进行的重传保存过。</p> <p>如果它不是一个副本，那么接收机务必接受本帧。如果接收机不保持信道的状态，那么务必抛弃本帧，原因是不可能确定帧的副本状态。</p>

表 10-18/G.9954—LARQ\_Rtx、LARQ\_NewSeq 和 LARQ\_NoRtx 位的解释

LARQ_Rtx	LARQ_NewSeq	LARQ_NoRtx	解 释
1	1	0	<p>重传一个本信道的帧。</p> <p>除了本帧，当不存在信道的任何更老的已保存帧时，发射机使用本组合。</p> <p>如果它不是一个副本，那么接收机必须接受本帧。如果接收机不保持信道的状态，那么务必抛弃本帧，原因是不可能确定帧的副本状态。接收机应往上一层发送本帧以及本信道的所有更老的帧，原因是不再存在任何接收带之前序列号的帧的可能性。如果本帧存在一个 CRC 差错，但 LARQ 报头看起来处于信道的序列中，那么本帧的接收机应发送一个本帧的 NACK。</p>
1	1	1	<p>重传一个本信道的帧。</p> <p>当不存在信道的任何更老的已保存帧时，发射机使用本组合。</p> <p>如果它不是一个副本，那么接收机必须接受本帧。如果接收机不保持信道的状态，那么必须抛弃本帧，原因是不可能确定帧的副本状态。接收机应往上一层发送本帧以及本信道的所有更老的帧，原因是不再存在任何接收带之前序列号的帧的可能性。</p>

表 10-19/G.9954—LARQ控制报头数据

八比特组	字 段	长 度	含 义
Flags0	LARQ_Mult	1 位	多个重传标志。为某个特定序列号发送的、在第一个 Nack 中的 0；在所有重传 Nack 中的 1。
	LARQ_NACK	3 位	NACK 计数 如果在 LARQ 控制帧中为 0，那么这是一个提示器。
	LARQ_Ctl	1 位	对 LARQ 控制报头数据格式设为 1
	优先级/FlowID	3 位	本帧的链路层优先级/流 ID

表 10-19/G.9954—LARQ控制报头数据

八比特组	字段	长度	含义
Flags1_Seq0	FlowID	1 位	如果 FSelector = 1, 那么为 FlowID 的高次位。
	FSelector	1 位	选择优先级/流 ID 字段的解释。 0 优先级解释 1 流 ID 解释
	保留	2 位	保留供未来使用
	LARQ_seq_high	4 位	序列号的高 4 位
Seq1	LARQ_seq_low	8 位	序列号的低 8 位

## 10.7.2 术语和定义

**10.7.2.1 control frame 控制帧:** 由 LARQ 协议模块产生的帧, 它只包含一个 LARQ 协议报头, 作为其有效负载。

**10.7.2.2 current sequence number 当前序列号:** 一个信道最近收到的新序列号。

**10.7.2.3 data frame 数据帧:** 任何来自于更高(与 LARQ 相比)协议层的标准以太网帧。在帧下传给驱动程序以供网络传输之前, 通过在源地址与帧剩余部分之间插入一个 LARQ 报头(带有 LARQ\_hdr 数据的简短形式控制报头), 具有 LARQ 功能的站对以太网帧的最初有效负载进行封装。

**10.7.2.4 forget timer 忘记计时器:** 一种与实现有关的机制, 允许接收机重设信道的序列号空间, 此时, 收到的序列号不是下一个预期的序列号(当前序列号+1)。建议的缺省值为 1 秒。

**10.7.2.5 hold timer, lost timer 保持计时器、丢失计时器:** 一种与实现有关的计时机制, 限制了接收机在等待一个准备重传的丢失帧时, 将持有接收帧的时间。概念上, 对每个丢失的序列号都有一个这样的计时器。计时器间隔为最大持有间隔。

**10.7.2.6 logical channel, channel 逻辑信道、信道:** 在一个单个网段中, 从一台发射机到一台或多台接收机的帧流, 由带目的地地址、源地址和链路层优先级或流 ID 单一组合的所有帧组成。

**10.7.2.7 NACK, Nack, nack:** 一个从接收机至发射机的指示, 请求重传一个或多个帧。此外, 也指提供该指示的行为。例如, “nack 一个序列号”意为发送一个 NACK 指示。

**10.7.2.8 NACK timer NACK 计时器:** 一种与实现有关的计时机制, 接收机用它来为丢失的序列号重传 NACK。概念上, 每个逻辑信道的每个丢失序列号都有一个这样的计时器。每次为一个序列号发送 NACK 时, 都将重设该计时器。计时器的时间间隔为 NACK 的重传间隔。

**10.7.2.9 new 新的:** 一个新的序列号指的是: 它有别于信道当前的序列号, 以序列号空间的大小为模, 并认为是一个带符号的整数, 大于 0。特别地, 为(当前+1)至(当前+2047)之间的数。

**10.7.2.10 old 旧的:** 一个旧的序列号指的是: 它有别于信道当前的序列号, 以序列号空间的大小为模, 并认为是一个带符号的整数, 小于或等于 0。特别地, 为(当前-2048)至(当前)之间的数。不过, 大多数旧的序列号也在序列之外。

**10.7.2.11 out of sequence 序列外:** 无论新旧, 逻辑信道当前序列号合理范围之外的任何序列号, 都被认为是序列外的。检验是否处于序列外时, 应将加上或减去两倍 MaximumSaveLimit (定义如下) 的值作为“合理的范围”。

**10.7.2.12 receiver 接收机:** 接收某个特别信道上发送帧的站。如果目的地地址是一个单播地址, 那么至多有一台接收机。如果目的地地址是一个组地址 (包括广播), 那么可以有許多台接收机。

**10.7.2.13 reminder 提示器:** 由信道发射机以最近使用的信道序列号发送的控制帧, 在其最近数据帧后, 对提示器间隔, 它一直处于非活动状态。

**10.7.2.14 reminder timer 提示器计时器:** 一种与实现有关的计时机制, 发射机用它来在信道非活动周期之后产生一个提示器帧。每次传输一个新的数据帧时, 重设计时器。概念上, 每个信道有一个这样的计时器。计时器间隔为提示器间隔。

**10.7.2.15 save timer 保存计时器:** 一种与实现有关的计时机制, 它限定发射机在等待重传请求时将保存 1 帧的时间。计时器间隔为最大保存间隔。

**10.7.2.16 sender 发射机:** 信道的发射站, 通常为拥有源 MAC 地址的站。

**10.7.2.17 sequence numbers 序列号:** 由发射机为各个逻辑信道分别保持的序列号。

### 10.7.3 信道

LARQ 为单工逻辑信道上的操作而定义。为各个以太网目的地地址、以太网源地址和链路层优先级或者以太网目的地地址、以太网源地址和流 ID 的组合, 定义一个单独的逻辑信道。没有任何明确的信道建立程序。当站选择为一个新的 DA、SA 和链路层优先级或流 ID 组合发送 LARQ 封装帧时, 隐性地定义一个新的信道。如果为流定义的 ACK 策略为 LARQ, 那么对流信道, 在流建立时, 可以隐性地建立一个相关的 LARQ 信道。

发送此类 LARQ 封装帧 (除了在如 SA 这样的桥接伪装情况下, 通常为 SA 的所有者) 的站为信道的**发射机**。各个信道都有一台单独的**发射机**。任何接收帧并处理 LARQ 报头的站, 都是一个**接收机**。可以有任意数量台**接收机**。**接收机**的操作是独立的。

### 10.7.4 发射机操作

#### 10.7.4.1 变量和参数

- 发送序列号: 最近传输的数据帧的序列号。
- 提示器计时器间隔: 固定的时间间隔。缺省值为 50 ms。较低的值将增加网络有效负载中提示器的开销, 同时, 较高的值将增加要求重传的序列结束帧的等待时间。基于 150 ms 的最大保存与持有时间, 实现方案应不使用范围 25-75 ms 之外的值。
- 最小重传间隔: 用于防止单个帧过于频繁重传的时间间隔。它对多播信道最为重要。缺省值为 10 ms。

- 最大保存限制： 将为一个单个逻辑信道保存的帧的最大数目。它与实现相关，并随着希望发射机支持的最大帧速率的变化而变化。对视频等高速应用，100 或更大的值是有用的。
- 最大保存间隔： 发射机在正常情况下为可能的重传保存一个帧的最大时间。缺省值为 150 ms。

#### 10.7.4.2 发射机 — 新的信道

必要的话，选择依赖于执行方案的参数。

为发送序列号选择一个初始值。

#### 10.7.4.3 发射机 — 传送新的数据帧

例如，在与实现相关的方式下，通过检查在更新 NDIS 实现方案中与分组一起传送的 802.1p 优先级，来确定帧的链路层优先级。

为帧的 DA、SA 和链路层优先级/流 ID 访问逻辑信道状态信息。

以 4096 为模，递增发送序列号（序列号空间的大小）。

用发送序列号的新值建立 LARQ 报头，并将多个重传标志设为 0。在 LARQ 报头中的优先级字段须设为为帧规定的链路层优先级值。如果没有规定任何优先级，那么优先级须设为 0。规定优先级的方法和值的选择都与实现有关，超出了本建议书有关 LARQ 优先级信道的讨论范围。对 LARQ 流信道，须使用流规范中规定的优先级来设置 LL 优先级。

在最初帧的 SA 与 Ethertype/长度字段之间插入一个 LARQ 报头(带 LARQ\_hdr 数据的简短格式控制帧)。新的帧比最初的帧长八个字节。

保存帧的一个拷贝。

发送帧。

重新启动信道的提示器计时器。

启动序列号的保存计时器。当未使用任何其他资源限制时，发送站通常应保存一个有关最大保存间隔的帧，它对应 LARQ 接收机所用的最大保持间隔。

#### 10.7.4.4 发射机 — 处理 NACK 控制帧

优先级/流 ID 和最初的目的地地址 (NACK\_DA) 都从 LARQ NACK 报头中读取。

为发射机信道访问逻辑信道状态信息，其中，信道的 DA 为 NACK\_DA，信道的 SA 为来自 Nack 控制帧的以太网 DA。

LARQ 报头中的 NACK 计数指明为重传而请求的序列号数。第一个指明的序列号为 NACK 报头中的序列号值，随后是下一个 (NACK 计数-1) 序列号。对各个指明的序列号，首先启动：

- 如果最初帧的拷贝不再可用，那么转入下一个序列号。

- 如果最近的帧重传在当前时间的最大重传时间间隔内，那么转入下一个序列号。
- 为重传准备一份带其最初 LARQ 报头的最初帧拷贝。
- 从 NACK 报头中拷贝多个重传标志值至将要重传的帧的 LARQ 报头中。
- 将 LARQ\_Rtx 标志设为 1。
- 发送重传的帧。

如果收到的 Nack 控制帧中存在错误，那么不发送重传。

#### 10.7.4.5 发射机 — 提示器计时器到期

如果提示器计时器到期，那么创建一个提示器控制帧，其序列号设为信道发送序列号的当前值。提示器控制帧的优先级须与信道的优先级相同。

发送帧。

不重启信道的提示器计时器。

#### 10.7.4.6 发射机 — 保存计时器到期

保存计时器与实现有关。它的目的是为可能的重传设置一个有关发射机保存多长帧的上限。如果设置得太长，那么保存那些永远不会重传的帧可能会浪费主机的资源。

概念上，根据序列号来执行该计时器。释放所有与保存的帧相关的资源。

#### 10.7.4.7 发射机 — 资源管理

一个 LARQ 实现方案需要慎重考虑资源管理。资源包括用于保存重传数据拷贝的缓冲器（用于管理帧重新排序的缓冲器及其他资源，以便合并重传）以及各种用于管理适当行为和有效协议工作的计时器。资源管理与实现有关。不过，应遵守下列指导原则。

尽管还有其他方面的考虑，但应当为最大保持时间间隔（缺省值为 150 ms）保持帧的保存拷贝。

最大保存限制，即任何信道保存帧的最大数目，应是最大速率的一个函数，可以产生新的帧。非常慢的设备可能只为重传保存一部分帧。服务于视频流的高速设备可能为一个单个信道保存 100 个或更多个帧。

保存相对较少帧的发射机，更有可能为不能再重传的序列号接收 NACK 控制帧。此类行为是低效的，但不会造成任何其他问题。

### 10.7.5 接收机操作

#### 10.7.5.1 信道变量和参数

以下对正确协议操作的描述使用了下列变量。只要该行为保持不变，那么实际的执行可以发生变化。

- 当前序列号： 在信道的 LARQ 报头中收到的最新序列号，无论是在数据帧中还是在提示器控制帧中。

- 最老的丢失序列号： 对一个尚未收到的帧而言为最老的序列号，它尚未宣告丢失。
- 最大保持间隔： 帧将保持等待较早前丢失帧的最长时间间隔。缺省值将使用与最大保存时间间隔相同的值，其缺省值为 150 ms。
- 最大接收限制： 在等待较早前丢失帧的同时，接收机将缓冲的帧最大数目。缺省值通常等同于最大保存限制。
- NACK 重传间隔： 一个时间间隔，在其之后，接收机将为丢失的序列号重传一个 Nack 控制帧，期望较早前的 Nack 控制帧或数据帧重传已丢失。固定执行的缺省值为 20 ms。

### 10.7.5.2 接收机 — 新的信道

当接收到一个带 LARQ 报头的数据帧或一个 LARQ 提示器控制帧时，利用 LARQ 帧中的信息（即帧控制和 LARQ 封装报头），接收机须确定 LARQ 信道的身份（即为 {DA, SA, 优先级} 或为 {DA, SA, 流 id}），并确定它是否是一个新的信道。如果 LARQ 信道是新的，那么接收机须为新的信道初始化状态信息。对流信道，如果建立流具备 ACK 策略 = LARQ，那么可以在流建立期间建立相关的 LARQ 信道。

对信道而言，主要的状态信道为当前序列号。当前序列号须初始化为在接收帧 LARQ 报头中找到的序列号之前相邻的序列号。这一指派将发生于处理接收帧之前，并须导致帧要么看起来是下一个期望的数据帧，要么是下一个期望的数据帧的提示器。

### 10.7.5.3 接收机 — LARQ 数据或提示器帧

基于收到帧中的以太网 DA 和 SA，加上来自 LARQ 报头的链路层优先级/流 ID，查找信道状态信息。（如有必要，建立一个新的信道）。

如果收到帧的收到序列号在序列外，那么可重设信道状态。如果序列号（在重设之前）是旧的，且忘记计时器已到期，那么可将序列空间设为收到帧的序列号值。

如果收到的序列号较当前序列号（在任何序列号空间重设后）新，那么执行以下新的序列号处理步骤；否则，执行旧的序列号处理步骤。

### 10.7.5.4 接收机 — 带 CRC 或其他差错的 LARQ 帧

为获得最佳性能，实现方案应允许 LARQ 协议模块能够处理错误的帧，如那些带有效负载 CRC 错误的帧。在许多情况下，这将允许更迅速地发送 Nack 指令，原因是接收机将不必等待下一个帧来检测丢失。与此同时，它在序列结尾提供了检测丢失帧的第二次机会，那时，将只保护更新的提示器。

如果使用错误的帧，那么它们须仅用于为一个现有的信道（更适合一个丢失的帧）检测一个非常小的丢失序列号集。特别地，如果错误的帧看起来拥有一个有效的 LARQ 报头以及与现有逻辑信道相匹配的帧的源 MAC 地址、目的地 MAC 地址和 LARQ 报头优先级/流 ID，如果序列号为（当前序列号 + 1），那么将该帧视为一个用于处理目的的提示器控制帧。在处理后，总是抛弃提示器控制帧。



在所有其他情况下，抛弃未进行更多处理的错误帧。如果帧存在错误，那么不建立新的信道。如果 Nack 控制帧存在错误，那么不发送一个重传。不为错误的帧重设信道（出于序列排号的目的）。

#### 10.7.5.5 接收机 — 新的序列号

如果帧存在由更低层驱动器指出的错误，如 CRC 错误，且帧的序列号不为（当前序列号 + 1），那么抛弃未进行更多处理的帧。否则，将帧作为一个提示器控制帧来处理。

如果收到帧的新序列号与最旧的丢失序列号之间的差别大于（最大接收限制-1），那么在到达可接受的界限之前，重复下列步骤。

取消最旧丢失序列号的 Nack 重传计时器和丢失帧计时器。

如果存在为下一个序列号而保存的帧，那么发送依次排列的帧给下一个上面的层，直至到达带丢帧的下一个序列号（可以是下一个期望的信道序列号（当前序列号 + 1））。来自各个帧 LARQ 报头的优先级/流 ID 字段值，将与各个相关帧一起发送给下一层。为下一层规定优先级/流 ID 的方法与实现相关，超出了本建议书的讨论范围。

如果序列号是下一个期望的序列号（当前序列号 + 1），且帧是一个完好的数据帧，且没有比其更老的丢失序列号，那么将帧发送给下一层。

如果序列号比（当前序列号 + 1）新，或者是一个（当前序列号 + 1）的提示器，那么发送请求重传丢失帧的一个或多个 Nack 控制帧。

Nack 的目的地地址将是收到帧的源地址。源地址将是该站的 MAC 地址。将把收到帧的目的地地址置于 LARQ Nack 控制帧报头中的最初目的地地址字段（NACK\_DA）中。多个重传标志将设为 0。[第一个]丢失序列号须被置于序列号字段中。NACK 控制帧的优先级将等同于信道的优先级。

如果发送多个 Nack 控制帧，那么须首先发送最早的序列号。

对各个丢失的序列号，须启动一个 Nack 重传计时器，设定它在当前时间加上 Nack 重传时间间隔之时到期。

对各个丢失的序列号，须启动一个丢失帧计时器，设定它在当前时间加上最大持有时间间隔之时到期。

如果帧是一个完好的数据帧，且未传送给下一层，那么保存它。

如果帧是一个提示器帧（或是一个错误的帧），那么抛弃它。

将当前序列号置于收到帧序列号之前。

#### 10.7.5.6 接收机 — 旧的序列号

如果序列号等于当前序列号或比当前序列号旧，那么它不得产生控制帧，尽管它可以自行抛弃、持有或上传给下一个更高的层，这可能导致其他持有的帧也被上传。它可能导致取消 Nack 重传计时器或与该序列号相关的丢失帧计时器。

如果帧不是一个完好（如坏的 CRC）的数据帧，或者其序列号比最旧丢失帧的序列号还旧，或者它已被接收（这是一种复制的重传），或者它是一个提示器帧，那么抛弃该帧，并跳过对该帧的更多处理。

取消序列号的 Nack 重传计时器和丢失帧计时器。

如果序列不是最旧的丢失序列号，那么保存该帧。

如果序列号是最旧的丢失序列号，那么将该帧上传给下一个更高的层。如果存在下一个序列号的保存帧，那么将依次排列的帧传送给上面的层，直至到达带丢失帧的下一个序列号（可以是下一个期望的信道序列号）。来自各个帧 LARQ 报头的优先级/流 ID 字段值，须与各个相关帧一起发送给下一层。为下一层规定优先级/流 ID 的方法与实现相关，超出了本建议书的讨论范围。

#### **10.7.5.7 接收机 — Nack重传计时器到期**

如果 Nack 重传计时器到期，那么发送相关序列号的另一个 Nack 控制帧。NACK 控制帧的优先级须等同于信道的优先级。如果其计时器在类似的时间到期，那么可以同时 nack 多个序列号。

对因重传计时器到期而发送的 Nack 控制帧，须多个重传标志设为 1。

当对为某个特殊序列号而发送的 Nack 控制帧数量没有明确限制时，如果将要收到帧或将要宣告序列号丢失，那么取消 Nack 计时器。

#### **10.7.5.8 接收机 — 丢失的帧计时器到期**

丢失帧计时器与实现相关。它的目的是，当帧确实丢失时，在发送它们之前，发送一个有关帧将保持多长时间的上限值。如果设得太长，那么网络资源可能浪费在为帧发送的 NACK 控制帧上，对这些帧，信道上的发射机从不会重传。此外，也可能涉及更高层的传输计时器。强烈建议将 150 ms 的缺省值作为上限值。

一旦到期，那么须宣布序列号丢失，导致取消序列号的 Nack 重传计时器和丢失帧计时器。如果存在下一各序列号的保存帧，那么依次发送帧，直至达到带丢失帧的下一个序列号（可以是下一个期望的信道序列号）。

如果多个序列号的丢失帧计时器同时到期，那么将按照从最旧到最新的顺序来处理各计时器。

#### **10.7.5.9 接收机 — 忘记计时器**

忘记计时器是一种与实现有关的机制，当收到的序列号不是下一个期望的序列号（当前序列号 + 1）时，并且自信道收到最后一帧，相对较长的时间间隔已经到期，忘记计时器允许接收机重设信道的序列号空间。一旦到期，考虑到其他站的未检测到重设、断开与网络的连接等，接收机应接受任何不同寻常的序列号，并将之作为下一个期望的序列号。“不同寻常的序列号”的定义与实现有关，但通常指的是任何旧的序列号或任何不接近当前序列号的新序列号，其中“接近”指的是 1 或一些其他小整数。建议缺省值为 1 秒。

### 10.7.5.10 接收机 — 资源管理

一般而言，接收机应设置每个信道的持有帧数目以及各信道上持有帧数目的上限值。基于信道的优先级/流 ID，该上限值可能发生变化。

基于如信息优先级/流 ID，或测量的、成功重传的时间间隔等因素，计时器间隔可能发生变化。

以上描述建议针对的是序列号计时器。它仅出于描述目的，并不暗示任何实现机制。

## 10.8 供货商特定的格式

下列两种类型（见表 10-20 和表 10-21）允许供货商特定的扩展，这些扩展可通过实现方案进行相应的处理，否则不支持它们。供货商特定格式的短格式允许短的控制消息和封装报头，而长的格式子类型允许需要更长消息的其他扩展。

表 10-20/G.9954—供货商特定的短帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_VENDOR_SHORT (5)
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next EtherType 字段的第二个(最后一个)八比特组。当 SSVersion 为 0, SSLength 须 ≥ 6。
SSVersion	1 个八比特组	= 0
供货商 OUI	3 个八比特组	IEEE 指派的、组织机构唯一的标识符
控制数据	0-249 个八比特组	供货商特定的控制数据
Next EtherType	2 个八比特组	如果为封装格式，那么为下一个 EtherType，或者如果为非封装帧，那么为 0
填充	0-38 个八比特组	任何值的八比特组
FCS	4 个八比特组	
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

表 10-21/G.9954—供货商特定的长帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_VENDOR_LONG (32769)
LSLength	2 个八比特组	附加八比特组的数量，开始于 LSVersion 字段，结束于 Next EtherType 字段的第二个(最后一个)八比特组。当 LSVersion 为 0, LSLength 须 > 6。

表 10-21/G.9954—供货商特定的长帧

字 段	长 度	含 义
LSVersion	1 个八比特组	= 0
供货商 OUI	3 个八比特组	IEEE 指派的、组织机构上唯一的标识符
控制数据	1-65531 个八比特组	供货商特定的数据
Next Ethertype	2 个八比特组	如果为封装格式，那么为下一个 Ethertype，或者如果为非封装帧，那么为 0
填充	40-0 个八比特组	如果需要，那么生成最小的帧。应为 0
FCS	4 个八比特组	
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

## 10.9 PNT认证和诊断协议

### 10.9.1 范围

为进行认证测试，对提交的、符合 G.9954 要求的各节点，要求使用本协议。要求 G.9954 节点使用本协议。

为 PNT 认证测试而提交的设备，只需执行协议的服务器部分。相同的驱动程序执行应用于认证测试和生产设备。不过，对那些有严格资源限制的设备而言，认证和诊断协议可以在一个特殊的驱动程序内执行，仅用于认证测试。

### 10.9.2 概述

PNT 认证和诊断协议的设计目的是为提供 PNT 接口的系统测试提供所需的框架。特别地，其目的是提供认证测试所需的一组通用功能（等同于 cert\_tool.exe 和 epi\_tcp 的 UDP 功能），并尽可能减小对系统设计的影响。本协议是以下解决方案的组成部分，即提供控制和测试接口的解决方案，不管 DUT 实现方案是什么，它都能够实施和报告一个完整的认证测试案例组。

本建议书规定了协议本身，它不涉及将该协议用于某项特定测试或诊断功能的细节。此类细节取决于要执行的特定测试（如相对网络诊断的 PNT 认证测试），这超出了本建议书的讨论范围。

本协议的设计独立于操作系统和平台，旨在支持认证测试，使用可能的扩展来支持整个网络范围内的诊断、系统开发、制造和 QA 测试。

为简便起见，我们将使用术语“认证”来表示 G.9954 认证和诊断协议。

所有的认证活动（控制和数据帧），在测试中受限于物理段。不支持通过其他节点来执行。在某个接口上收到的所有控制帧，都只与该接口有关。

### 10.9.3 控制

网络上的某个节点为协议的控制节点，被称为“客户机”。客户机发起并协调所有的认证与诊断活动。任何时候，协议的客户机部分只能在网络中的一个节点上发挥作用。

网络上的任何其他都为“服务器”。通过在客户机指导下对其配置进行调整，或者通过在客户机请求下发送和接收数据帧，服务器为客户机提出的请求提供服务。客户机节点还应提供服务器的所有功能。一般而言，服务器将在 PNT 节点的设备驱动程序内进行执行，但假如 PNT 链路控制帧能经过服务器去往或来自设备驱动程序，那么可以在任何网络设备之上的更高层上执行它。为了尽可能减小对系统资源的影响，有意使认证协议的服务器功能尽可能小和直接。认证帧分为两类：控制与数据帧。控制帧用于配置节点和收集来自各节点的信息。数据帧用于测试节点的传输与接收性能。控制请求帧只由客户机来产生。服务器产生对控制请求的答复，并在客户机指导下产生数据帧。

服务器须在 5 秒钟内答复控制请求。在收到控制请求后的 5 秒内，服务器须完成由控制请求发起的任何配置变更（如 PNT 模式变更）。

利用本协议，为 PNT 认证测试而提交的设备须执行协议的服务器部分。不要求执行协议的客户机部分。认证帧不得由任何节点进行桥接。

控制帧应以链路层（LL）优先级 7 进行发送。当开始数据传输时，数据帧须以客户机规定的 LL 优先级/流 ID 进行发送。如果在节点上能够执行任何封装协议（如 LARQ），那么数据帧须与能够执行的封装一同发送，以推动对协议实施情况的测试。可以对控制帧进行封装。认证客户机与服务器能够解除对认证控制帧的封装，与要求它们解除数据帧封装的程度一样。PNT 节点能够从认证控制帧中移去一个封装的短格式链路控制帧报头。

#### 10.9.4 帧格式

认证帧使用在“PNT 技术链路层协议的接口规范”中定义的基本 PNT 链路层控制帧（LCF）格式。以一个与所有认证帧和可变数量的命令或数据段一起使用的公共报头结构来定义一个单独的长子类型帧格式（见表 10-22）：

表 10-22/G.9954—认证和诊断帧格式

字段	长度	含义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c（PNT 链路控制帧）
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_CERT（32770）
LSLength	2 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量，开始于 LSVersion 字段，结束于 Next EtherType 字段的第二个（最后一个）八比特组。当 LSVersion 为 0，最小为 6
LSVersion	1 个八比特组	= 0
OpCode	1 个八比特组	在本帧中使用的指令段集
保留	4 个八比特组	
Cert_Seq	2 个八比特组	帧序列号
CommandData	0-1486 个八比特组	指令数据，可以为空，或者包含一个或多个指令段，或一个数据段

表 10-22/G.9954—认证和诊断帧格式

字段	长度	含义
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充	40-0 个八比特组	应为 0
FCS	4 个八比特组	
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

指令段使用如表 10-23 所示的格式：

表 10-23/G.9954—指令段格式

字段	长度	含义
CSType	2 个八比特组	指令段的类型
CSLength	2 个八比特组	CSPayload 字段中的八比特组数。名义上，有效值为 0-1482。不过，对某些 CSType 值，CSLength 字段是固定的。 在第 0 版中高 3 位保留；它们须作为 0 发送，接收时予以忽略。
CSPayload	0-1482 个八比特组	指令特定的信息。可以为空
CSPad	0-3 个八比特组	如果出现，那么作为 0 发送，接收时予以忽略。在 32 位边界处对后续指令段进行调节。如果 CSLength 不为 4 的倍数，那么须出现

数据段使用如表 10-24 所示的格式：

表 10-24/G.9954—数据段格式

字段	长度	含义
DSType	2 个八比特组	数据段的类型
DSLength	2 个八比特组	DSPayload 字段中的八比特组数。名义上，有效值为 1-1482。 在第 0 版中高 3 位保留；它们须作为 0 发送，接收时予以忽略。
DSPayload	1-1482 个八比特组	数据

来自服务器的答复能够跨越多个帧，但单个的指令段不得跨越帧边界。

当一个帧中存在多个指令段时，须按标签值的升序发送它们。

所有的指令段都须在 4 字节的边界上进行排列。所有的指令段都须填补到多个 4 字节中。数据段不会被填补，并不得与指令段相结合。

## 10.9.5 操作码

服务器节点产生如表 10-26 所示的操作码：

表 10-25/G.9954—服务器节点操作码

助 记 码	操 作 码
OK	0x00
ERROR	0x01
TESTDATA	0x02
SAMPLEDATA	0x03

客户机节点产生如表 10-26 所示的操作码：

表 10-26/G.9954—客户机节点操作码

助 记 码	操 作 码
ENABLECERT	0x08
DISABLECERT	0x09
CONFIGNODE	0x10
CONFIGSEND	0x11
STARTSEND	0x12
STOPSEND	0x13
ECHOREQUEST	0x14
CONFIGRECV	0x15
STOPRECV	0x16
REPORTSTATS	0x17
REPORTCONFIG	0x18
RESETSTATS	0x19
REPORTNODE	0x20
STARTSAMPLE	0x30
VENDOR	0x40

## 10.9.6 指令段

按组列出指令段（见表 10-27）以及使用它们的操作码，置于每个组的前面。

表 10-27/G.9954—指令段组

助 记 码	CSType	CSLen	CSPayload值	描 述
操作码: ERROR				
ERRORCODE	0x0001	1	1-8	用于指示来自清单差错的索引: 1 UNK 2 UNSUP_OP 3 INVALID_PARAM 4 UNSUP_CMDSEG 5 UNSUP_DGEN 6 INVALID_SEQ 7 INVALID_FRAME 8 INVALID_OP
操作码: OK(REPORTCONFIG) OK(REPORTSTATS) OK(REPORTNODE)				
INFOREPLY	0x0002	2	两个 8 位值	答复帧的数量-1, 加上当前帧的索引(从 0 开始)。
操作码: STARTSEND STOPSEND STOPRECV				
REFSEQ	0x0005	2	任意	REFSEQ 值包含来自前一个指令的 Cert_Seq 值。
操作码: VENDOR				
OUI	0x0023	3	IEEE OUI	发送供货商指令, 首先发送本指令段。
操作码: CONFIG_NODE OK(用于响应 REPORTCONFIG)				
TXPE	0x0010	1	1-7 9-15 (可选的) 255 (缺省的)	固定的 PE, 不能进行速率协商 固定的 PE, 不能进行速率协商 能够进行速率协商
TXPRI	0x0011	1	0-7 255 (缺省的)	固定的传送 PHY 优先级 使用 LL 优先级, 通过 CSA 来协商优先级映射。
LINKINT	0x0012	1	0 1 (缺省的)	不允许链路完整性 允许链路完整性



表 10-27/G.9954—指令段组

助 记 码	CSType	CSLen	CSPayload值	描 述
TXMODE	0x0013	1	0 1 (缺省的) 2	不能进行所有传输 能够进行所有传输 只能进行 PNT 链路控制帧传输
HPNAMODE	0x0016	1	0 (缺省的) 1 2 3 (可选的) 4 5 (可选的) 6 7	模式间自动转换 保留备用 强制使用 G.9951/2 模式 (频谱掩码#1) 保留备用 保留备用 保留备用 强制使用频谱掩码#2 模式 强制使用频谱掩码#3 模式
LARQ (可选的)	0x0020	1	0 1	不能进行 LARQ (但剥离报头) 能够进行 LARQ
CSA (可选的)	0x0021	1	0 1	不能进行 CSA 能够进行 CSA
CSAHPNAMODE (可选的)	0x0022	1	0 (缺省的) 1 2 3	不在 CSA 消息中设置任何模式配置标志 保留备用 在 CSA 消息中设置配置 G.9951/2 标志 保留备用
操作码: STARTSAMPLE				
SAMPLE	0x0030	14	MAC 地址	八比特组 0-5: 信道的 SA
			MAC 地址	八比特组 6-11: 信道的 DA
			0 = 无 1 = 间隔 2 = 引导词	八比特组 12: 测试类型
			0	八比特组 13: 保留 — 须由发射机设为 0, 接收机忽略之。
操作码: CONFIGSEND CONFIGRECV				
DGEN_TYPE	0x0084	1	1, 2	数据生成器, 用于帧的数据段。参见第 10.9.17 节。
DGEN_DATA	0x0085	4	任意	数据生成器的初始化值。参见第 10.9.17 节。
LENGTH	0x0086	2	1-1482	待发送帧的数据段长度。

表 10-27/G.9954—指令段组

助 记 码	CSType	CSLen	CSPayload值	描 述
SA	0x0081	6	单向传播MAC地址	节点的 MAC 地址，将为数据帧之源（通常为 CONFIGSEND 请求接收者的 MAC 地址）。
DA	0x0083	6	任何 MAC 地址	节点的 MAC 地址，将为数据帧的接收者。可以出现总共十个数据帧，务必得到支持。
操作码：CONFIGSEND				
NPKTS	0x0087	4	任意 (缺省值=0)	发送的分组总数。0 意味着连续不断地发送帧，直至收到一个 STOPSEND 请求
BURST_INT	0x0088	2	任意 (缺省值=0)	以 ms 计的脉冲串开始之间的间隔。0 意味着不带任何步调地发送帧
BURST_NPKTS	0x0089	2	!=0 (缺省值=1)	每个脉冲串发送的分组数
NUMACKS	0x008a	1	!=0 (缺省值=1)	发送的 ACK 和 EOT 帧数。(参见第 10.9.10.2 节。)
TXPE_TEST	0x008b	1	1-7 9-15 (可选的) 255 (缺省的)	固定的 PE，不能进行速率协商 固定的 PE，不能进行速率协商 能够进行速率协商 只适用于服务器产生的测试帧
TXPRI_TEST	0x008c	1	0-7 255 (缺省的)	固定的传送 PHY 优先级 使用 LL 优先级，通过 CSA 来协商优先级映射 只适用于服务器产生的测试帧
操作码： OK (用于响应 REPORT_STATS)				
RECV_NPKTS	0x0105	4	任意	接收到的、没有差错的数据帧总数，不包括 EOT 帧
RECV_NBYTES	0x0106	4	任意	接收到的、没有差错的数据字节总数
RECV_SEQ_MISS	0x0107	4	任意	通过序列号中的间隔检测到的、丢失的数据帧数
RECV_SEQ_ERR	0x0108	4	任意	接收到的、带非期望序列号的数据帧数

表 10-27/G.9954—指令段组

助 记 码	CSType	CSLen	CSPayload值	描 述
RECV_DATA_ERR	0x0109	4	任意	接收到的、检测到数据有损坏的数据帧数
RECV_FCS_ERR	0x010c	4	任意	接收到的、带 FCS 错误的帧数
RECV_HDR_ERR		4	任意	接收到的、检测到报头有错误的帧数
RECV_ERR	0x010a	4	任意	带其他接收错误的帧数
RECV_ELAPSED_TIME	0x010b	4	任意	以 ms 计的接收测试消耗时间
XMT_NPKTS	0x0101	4	任意	发送的、较低层未报告错误的帧总数（例如，过多的冲突），不包括 EOT 帧
XMT_NBYTES	0x0102	4	任意	发送的、不带错误的帧字节总数
XMT_NERRS	0x0103	4	任意	较低层报告的传送错误数，导致帧丢失（例如，过多的冲突）
XMT_ELAPSED_TIME	0x0104	4	任意	以 ms 计的传送消耗时间
操作码： OK（用于响应 REPORTNODE）				
PRIMARY_ID	0x8301	4	任意	主要的供货商/设备 ID
SUBSYSTEM_ID	0x8302	4	任意	子系统供货商/设备 ID
MAC_ADDRESS	0x8303	6	任意	IEEE 48 位 MAC 地址
SERIAL_NUM	0x8304	≤16	ASCII	

表 10-27/G.9954—指令段组

助 记 码	CSType	CSLen	CSPayload值	描 述
DEVICE_TYPE	0x8305	1	0-24	用于指明设备类型的一个索引： 0 其他 1 PCI NIC（包括 miniPCI， Cardbus） 2 USB NIC 3 电缆调制解调器桥 4 DSL 调制解调器桥 5 宽带无线桥 6 V90 桥 7 独立的桥 8 电缆调制解调器路由器 9 DSL 调制解调器路由器 10 宽带无线路由器 11 V90 路由器 12 独立的路由器 13 音频设备 14 视频设备 15 磁盘设备 16 CD/DVD 设备 17 备份设备 18 数字电缆机顶盒 19 数字卫星机顶盒 20 打印机 21 打印服务器 22 扫描仪 23 传真 24 电话
VEND_NAME	0x8306	≤32	ASCII	
VEND_DRIVER	0x8307	≤16	ASCII	
VEND_DATE	0x8308	4	TBD	
MANUF_DATE	0x8309	4	TBD	
TIMER_GRAN	0x830a	2	1-1000	计时器分辨率为 ms

### 10.9.7 数据段

按组列出数据段（见表 10-28）以及使用它们的操作码，置于每个组的前面。

表 10-28/G.9954—数据段组

助 记 码	CSType	CSLen	CSPayload值	描 述
操作码： TESTDATA ECHOREQUEST OK（用于响应 ECHOREQUEST）				
DATA	0x8108	1-1482	任意	数据
操作码：TESTDATA				
EOT	0x8109	0	N/A	传输结束：标记服务器数据传输结束
操作码：SAMPLEDATA				
SAMPLES	0x8133	1-1482	MAC 地址	八比特组 0-5：信道的源地址
			0-65535	八比特组 6-7：测试中的采样点总数
			0-65535	八比特组 8-9：本段中第一个采样点的索引
			0 无 1 间隔 2 引导词	八比特组 10：测试类型（来自指令段的 CSPayload）
			0	保留 11：保留，供未来使用。由发射机设为 0，接收机忽略之。
采样点...	八比特组 12 至（DSLlength-13）：标记的 16 位采样点			

## 10.9.8 服务器操作码用法

### 10.9.8.1 OK

为了响应成功完成的控制请求，产生操作码 OK 消息。取决于控制请求，操作码 OK 消息包含可变数量的指令段。带 0 指令段的操作码 OK 消息指的是“空 OK”消息。

在 OK 消息中的 Cert\_Seq 字段须设为来自控制请求中的 Cert\_Seq 字段值。

如果为了响应一个单个的指令请求而产生多个 OK 消息，那么 INFOREPLY 指令段须是各答复帧中的第一个段。在产生一个单个的 OK 消息时，须包括一个 INFOREPLY 指令段，作为第一个指令段。

### 10.9.8.2 OK ERROR

为了响应那些畸形的、无法理解的或不能成功完成的控制请求，产生操作码 ERROR 消息。在 ERROR 消息中的 Cert\_Seq 字段须设为来自控制请求的 Cert\_Seq 字段值。操作码 ERROR 消息须包含一个或两个指令段。第一个指令段须具备 CSType = ERRORCODE。如果存在，那么第二个指令段须是一个带 CSPayload 的 ERRORPOINTER 指令段，如果能够确定，那么它包含来自产生问题的第一个指令段的最初 4 个八比特组（CSType 和 CSLength）。

### 10.9.8.3 TESTDATA

操作码 TESTDATA 帧用于测量待测试节点的性能（如帧错误率）或执行（如按序传送 LARQ 封装帧）特性，并且典型地在两个服务器之间进行发送。典型地，对各项测试，在 TESTDATA 消息中的 Cert\_Seq 字段开始于 0，并为随后的、作为本测试一部分进行发送的各个 TESTDATA 帧增加 1。

操作码 TESTDATA 消息须包含一个单个的数据段（其 DStype = DATA）或者指令段（其 CStype = EOT）。

### 10.9.8.4 SAMPLEDATA

操作码 SAMPLEDATA 帧用于支持 PNT 信道的频谱分析，从服务器 B 来看，该信道是从服务器 A 通向服务器 B 的。一旦收到 STARTSAMPLE 指令，那么测试信道的源将向信道目的地发送一个链路层链路完整性消息。使用其原始采样速率，信道目的地将向服务器发送 SAMPLES 数据段，它包含 32 个值得采样的符号。如果采样跨度超过一个数据段，那么应以采样指数的升序来发送这些段。

当测试类型为 PREAMBLE 时，对从信道源接收的帧，采样须代表引导词的 25-56 符号。

当测试类型为 GAP 时，采样须代表帧间时间间隔的一个周期，它开始于收到帧后的 8 微秒。

## 10.9.9 客户机操作码用法

### 10.9.9.1 ENABLECERT

在启动时，或者在收到一个 DISABLECERT 请求后，服务器须处于“认证失效”模式。当处于“认证失效”模式时，除了 DISABLECERT 和 ENABLECERT 请求，节点须默默地忽略所有接收的认证帧，直至收到一个无错误的 ENABLECERT 请求。收到一个 ENABLECERT 请求后，节点须检查收到帧的格式。如果未检测到任何错误，那么节点须切换至（或保持在）“认证使能”模式，并以一个空 OK 消息进行答复。如果检测到一个帧格式错误，那么节点须以一个 ERROR 消息进行答复，并且不得对模式进行切换。

### 10.9.9.2 DISABLECERT

在收到一个 DISABLECERT 请求后，服务器须检查收到帧的格式。如果未检测到任何错误，那么节点须以一个空 OK 消息进行答复，并切换至（或保持在）“认证无效”模式，然后，默默地忽略所有之后收到的认证帧，DISABLECERT 和 ENABLECERT 请求除外。如果检测到一个帧格式错误，那么节点须以一个 ERROR 消息进行答复，并且不得对模式进行切换。

### 10.9.9.3 CONFIGNODE

操作码 CONFIGNODE 消息可以确切地包含以下指令段中的一个：

- TXPE;
- TXPRI;
- LINKINT;
- TXMODE;
- HPNAMODE;
- LARQ;

- CSA;
- CSAHPNAMODE。

所有服务器都须支持 TXPRI、LINKINT 和 TXMODE 指令段。所有服务器都须支持设置值为 1-7 和 255 的 TXPE。当且仅当它们能够传输 4 Mbaud 的有效负载时，服务器才支持设置值为 9-15 的 TXPE。所有服务器都须支持设置值为 0、2、6 和 7 的 HPNAMODE。当且仅当它们执行 LARQ 协议时，服务器才支持 LARQ 指令段。当且仅当它们执行 CSA 协议时，服务器才支持 CSA 和 CSAHPNAMODE 指令段。

如果服务器收到一个带不支持或无效指令段的 CONFIGNODE 请求，那么它须以一个 ERROR 消息进行答复。否则，它须以一个空 OK 消息进行答复。

#### 10.9.9.4 CONFIGSEND

这些指令段须在 CONFIGSEND 请求中提供，次序如下所示：

- DGEN\_TYPE;
- DGEN\_DATA;
- LENGTH;
- SA;
- DA。

在 CONFIGSEND 请求中，DA 是唯一可以重复的 CStype，如果重复，那么所有的 DA 段都须是相邻的。在 CONFIGSEND 请求中，实现方案须支持至少 10 个 DA 指令段。CONFIGSEND 指令段须只能发送给单播地址。

通信流量生成器负责产生帧内数据、帧大小，在多个 DA 情况下负责帧的分发。最常用的生成器是固定的数据、固定的帧长度、轮询分发给所有的 DA。

以下指令段在 CONFIGSEND 请求中可选的，但如果出现，那么所有指令段都须按以下所示的次序进行发送：

- NPKTS;
- BURST\_INT;
- BURST\_NPKTS;
- NUMACKS;
- TXPE\_TEST;
- TXPRI\_TEST。

如果服务器不能提供由 BURST\_INT 暗指的分辨率，那么值须四舍五入为服务器能提供的最接近值。

如果未规定 BURST\_INT 或它为 0，那么数据发送节点须尽快产生帧，而不在传输侧抛弃帧。

如果未规定 NPKTS 或它为 0，那么在收到一个 STOPSSEND 请求之前，数据发送节点须产生数据帧。

如果在 CONFIGSEND 请求中包含了任何不支持的参数（或支持参数的不支持值），如果接收节点已经处于发送来自之前 CONFIGSEND/STARTSEND 请求组的认证数据帧的进程中，如果在收到一个 STARTSEND 请求前已收到多个 CONFIGSEND，或者如果 CONFIGSEND 请求中的 SA 不接收节点的 MAC 地址，那么接收节点须以一个 ERROR 消息进行答复。否则，接收节点须重新设置在第 10.9.11 节中所列的传送计数器，须未包括在 CONFIGSEND 请求中的任何可选参数设为其缺省值，并且以一个空 OK 消息进行答复。

### 10.9.9.5 STARTSEND

STARTSEND 请求包括一个或多个 CStype = REFSEQ 的指令段。各个 REFSEQ 值都匹配于之前发布的 CONFIGSEND 请求的 Cert\_Seq 值。接收节点须遵循第 10.9.10.2 节中定义的协议。

### 10.9.9.6 STOPSEND

STOPSEND 请求包括一个或多个 CStype = REFSEQ 的指令段。各个 REFSEQ 值都匹配于创建数据流的 CONFIGSEND 请求的 Cert\_Seq 值。当服务器接收一个 STOPSEND 请求，它将请求中的 Cert\_Seq 值与它收到的最后一个 CONFIGSEND 请求中的 Cert\_Seq 值进行比较。如果匹配，那么服务器须以一个单独的 OK 消息进行答复，它包含一个带匹配 Cert\_Seq 值的、CStype = REFSEQ 的指令段。如果在发送数据帧时收到一个 STOPSEND 请求，那么传输节点须停止发送数据帧。如果不匹配，或者如果节点没有收到任何 CONFIGSEND 请求，那么它须默默地忽略请求。

### 10.9.9.7 ECHOREQUEST

ECHOREQUEST 帧包含一个单独的 DSType = DATA 的数据段。客户机用它希望得到回应的数据来填充 DSPayload 字段（从 1 至 1482 字节），并对 DSLength 字段进行适当设置。接收机须以一个 OK 消息进行答复，它包含来自于 ECHOREQUEST 指令的数据段的一份拷贝。

### 10.9.9.8 CONFIGRECV

这些指令段须在 CONFIGRECV 请求中提供，次序如下所示：

- DGEN\_TYPE;
- DGEN\_DATA;
- LENGTH;
- SA;
- DA。

在 CONFIGRECV 请求中，DA 是唯一可以重复的 CStype，如果重复，那么所有的 DA 段都须是相邻的。CONFIGRECV 指令段须只能发送给单播地址。

如果在 CONFIGRECV 请求中包含了任何不支持的参数（或支持参数的不支持值），或者如果它的 MAC 地址未出现在任何 DA 指令段中，那么接收节点须以一个单独的 ERROR 消息进行答复。否则，接收节点须重新设置在第 10.9.11 节中所列的接收计数器，将未包括在 CONFIGRECV 请求中的任何可选参数设为其缺省值，并且以一个空 OK 消息进行答复。

### 10.9.9.9 STOPRECV

STOPRECV 请求包括一个或多个 CStype = REFSEQ 的指令段。各个 REFSEQ 值都匹配于创建数据流的 STOPRECV 请求的 Cert\_Seq 值。当服务器接收一个 STOPRECV 请求，它将请求中的 Cert\_Seq 值与它收到的最后一个 STOPRECV 请求中的 Cert\_Seq 值进行比较。如果匹配，那么服务器须立即对消耗的时间（自测试开始）进行计算，或者如果未收到数据帧，那么将消耗的时间设为 0，并以一个单独的 OK 消息进行答复，它包含一个带匹配 Cert\_Seq 值的、CStype = REFSEQ 的指令段。须忽略任何后续收到的数据帧。如果不匹配，或者如果节点未收到任何 CONFIGRECV 请求，那么它须默默地忽略请求。



### 10.9.9.10 REPORTSTATS

接收机须以该节中所列的、以一个 OK 消息（包含在第 10.9.11 节中所列的计数器）进行答复。如果答复丢失，并且客户机需要重复 REPORTSTATS 指令，那么不得在报告后对计数器进行重新设置。答复消息须开始于一个 INFOREPLY 指令段，随后是有关各个要求计数器的指令段。

### 10.9.9.11 REPORTCONFIG

接收机须以一个 OK 消息进行答复，它包含有关第 10.9.9.3 节中所列配置参数的当前设置值。答复消息须开始于一个 INFOREPLY 指令段，随后是有关各个要求参数的指令段。指令段须按第 10.9.9.3 节中所列的次序进行发送。须报告最初的 5 个配置参数，只有在支持的情况下，才报告最后三个参数，即 LARQ、CSA 和 CSAHPNAMODE。

### 10.9.9.12 RESETSTATS

接收机须重新设置第 10.9.11 节中所示的所有计数器，并用一个空的 OK 消息进行答复。

### 10.9.9.13 REPORTNODE

接收机须用一个 OK 消息进行答复，OK 消息包含节点相关的固定信息，如标识符、软件/硬件版本等。各答复帧将开始于一个 INFOREPLY 指令段，随后是来自以下列表的指令段，它们按以下次序进行发送：

- PRIMARY\_ID;
- SUBSYSTEM\_ID;
- MAC\_ADDRESS;
- SERIAL\_NUM;
- DEVICE\_TYPE;
- VEND\_NAME;
- VEND\_DRIVER;
- VEND\_DATE;
- MANUF\_DATE;
- TIMER\_GRAN。

### 10.9.9.14 STARTSAMPLE

通过发送一个 SAMPLE 指令段，客户机须开始信道采样。认证和诊断帧的 DA 为 BROADCAST。然后，客户机等待所有的“SAMPLE”数据段到达。如果服务器不答复，那么应用程序应使用一个适当的超时时限。

### 10.9.9.15 VENDOR

本操作码允许供货商执行一个专用的功能组。第一个指令段为 CStype = OUI，其 CSPayload 设为供货商的 OUI。接收供货商特定指令请求（带一个与其了解之 OUI 不匹配的 OUI）的节点须返回一个 INVALID\_PARAM 错误消息。接收供货商特定指令请求（带一个匹配 OUI）的节点的行为由供货商自行决定，超出了本建议书的讨论范围。

## 10.9.10 控制请求协议

### 10.9.10.1 一般控制请求

除了 STARTSEND 和 VENDOR，所有的控制请求都遵循一个普通的协议：客户机发送一个单独的帧请求，服务器以一个或多个帧进行答复 — 在 STARTSAMPLE 的情况下，所有由客户机发送的控制帧，要么以 OK，要么以 ERROR，要么以 SAMPLEDATA 进行明确“确认”。在大多数情况下，产生一个单独的帧。客户机产生的各个控制帧将与 Cert\_Seq 的一个单调增加（忽略翻转）的值一起发送。来自服务器节点的确认帧中的 Cert\_Seq 字段，使用来自控制请求的 Cert\_Seq 值，来确保客户机能够正确地确定哪个请求将被“确认”。客户机将负责处理未被确认的请求，例如，通过在一定的超时时限后重新发送请求，用各尝试间可能的延时来处理。未能收到一个确认可能意味着，或者最初的请求帧已经丢失，或者确认已经丢失。除了 STARTSEND，对所有当前定义请求，对重新发送请求不会产生任何负面影响。客户机使用的超时时限值取决于要发布的特殊请求。对配置指令，应使用 50 ms 的超时时限。如果重复遇到故障，那么客户机的行为取决于客户机的目标（相对网络诊断的认证测试），不在此处进行规定。

在 REPORTSTATS 或 REPORTCONFIG 请求的情况下，服务器将产生一些数目（ $\geq 1$ ）的答复帧。为响应 REPORTSTATS、REPORTCONFIG 和 REPORTNODE 请求而发送的所有答复帧的第一个指令段，须是一个 INFOREPLY 指令段，用于指明待发送帧的总数以及当前帧的相对数目。

后续的指令段包含将由服务器返回的数据。

所有的答复帧将与 Cert\_Seq 值（设为客户机请求中的 Cert\_Seq）一起发送。客户机将负责确保已收到所有帧，并且如果丢失了任何帧，那么重新发出请求。

### 10.9.10.2 有关 STARTSEND 控制请求的协议

为了在测试期间提供不中断的数据帧流，对 STARTSEND 请求，须使用一个存在某些不同的协议。在发出适当的 CONFIGRECV 和 CONFIGSEND 请求以对所有节点进行配置后，客户机发出一个 STARTSEND 请求，它带一份 REFSEQ 类型的控制段清单，每个包含了之前 CONFIGSEND 请求的 Cert\_Seq。收到了 STARTSEND 请求、期待 STARTSEND 请求的任何节点（即已经收到 CONFIGSEND 请求但尚未收到 STARTSEND 请求的节点）将检查 STARTSEND 请求中有关 Cert\_Seq 值（匹配于 CONFIGSEND 请求中的序列号）的 REFSEQ 控制段清单。如果未找到任何匹配，那么服务器将默默地忽略 STARTSEND 请求。如果找到了匹配，那么节点将向客户机用一个包含 CONFIGSEND 请求 Cert\_Seq 值的 REFSEQ 控制段，来发送 NUMACKS OK 控制答复。然后，服务器向目的地地址发送所请求的数据帧。数据帧中的 Cert\_Seq 字段以 0 开始，对每个发送的数据帧增加 1（以  $2^{16}$  为模）。在所有的数据帧发送完毕后，服务器将向各个目的地地址发送带 EOT 类型指令段的 NUMACKS 数据帧，其 CSValue 设为 CONFIGSEND 请求的序列号。一旦收到 EOT 帧，目的地节点将对数据发送消耗的时间进行度量，并抛弃在 EOT 后收到的任何数据帧。EOT 帧不计入接收统计结果内。图 10-6 中显示了一种典型数据测试的时间线。

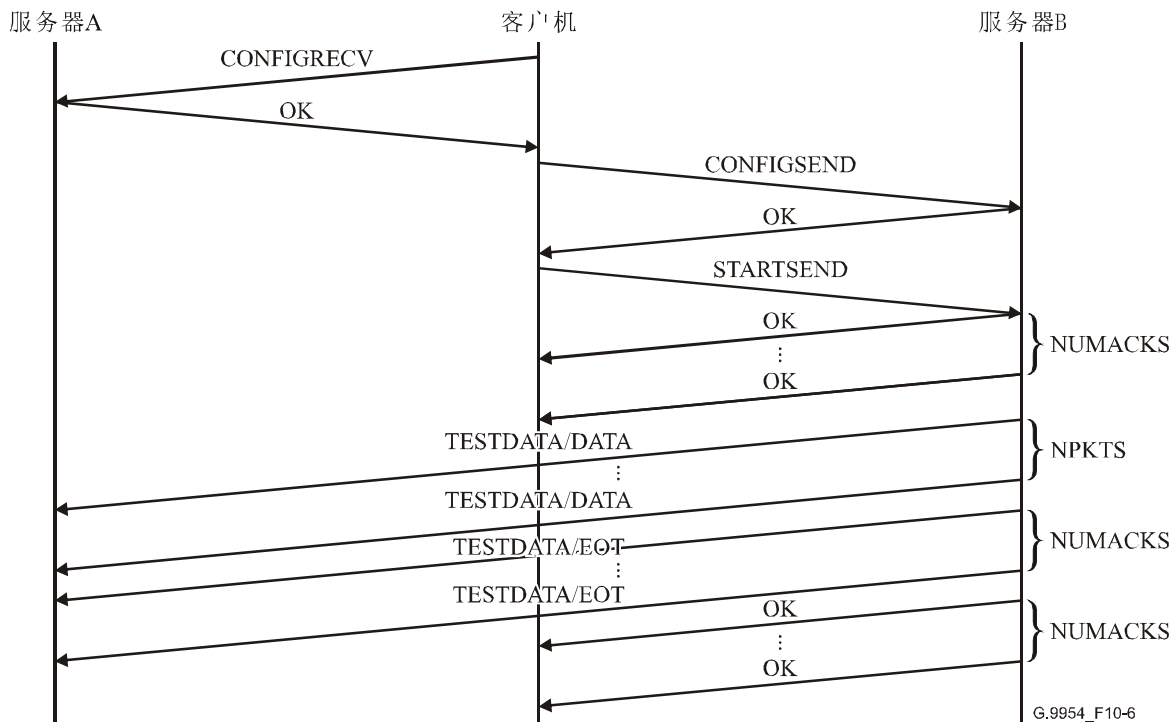


图 10-6/G.9954—有关数据测试的协议时间线

然后，服务器向客户机发送带 EOT 类型指令段的 NUMACKS OK 控制答复帧，其 CSValue 设为 CONFIGSEND 请求的序列号。

如果未配置任何传输优先级，那么数据帧将以缺省的 LL 优先级 0 进行发送，而至客户机的控制答复帧将以 LL 优先级 7 进行发送。服务器应确保在控制答复帧发送给客户机之前，所有的数据帧（包括 EOT 帧）都已经在线路上予以发送。

如果服务器为某个特定的 CONFIGSEND 请求接收一个复制的 STARTSEND 请求（指明客户机未收到任何最初的 NUMACKS OK 控制答复），那么服务器须向客户机返回一个 ERROR 帧。客户机须负责发出任何必要的 STOPSEND 请求，根据需要对节点进行重新配置，并重新启动测试。

对 STARTSEND 请求，客户机在寻找最初确认时应使用的超时时限为 50 ms。基于要传输数据的数量和测试的最差吞吐量，需要计算最终确认（那些在包含 EOT 段的数据帧发送完毕后返回给客户机的确认）的超时时限。

### 10.9.10.3 有关VENDOR控制请求的协议

有关 VENDOR 控制请求的协议由供货商自行决定，在本建议书讨论范围之外。

## 10.9.11 状态

### 10.9.11.1 接收计数器

以下计数器须由服务器接收数据帧负责维护，并报告，以响应 REPORTSTATS 指令。

- RECV\_NPKTS;
- RECV\_NBYTES;
- RECV\_SEQ\_MISS;

- RECV\_SEQ\_ERR;
- RECV\_DATA\_ERR;
- RECV\_FCS\_ERR;
- RECV\_HDR\_ERR;
- RECV\_ERR;
- RECV\_ELAPSED\_TIME。

### 10.9.11.2 发送计数器

以下计数器须由服务器发送数据帧负责维护，并报告，以响应 REPORTSTATS 指令。

- XMT\_NPKTS;
- XMT\_NBYTES;
- XMT\_NERRS;
- XMT\_ELAPSED\_TIME。

所有计数器须维护和报告为 32 位。

对所用时间的度量从发送或接收第一个数据帧开始，到发送或接收第一个 EOT 帧结束。

### 10.9.12 接收机对控制帧的处理

认证不使用带 HCS、FCS 或 CRC-16 错误的帧。由于某些实现方案可能作为一个单独的、设备驱动程序之上的层而存在，因此在各实现方案中都不保证带这些错误的帧能到达认证层。因而，为保证一致性，所有的认证实现方案都须忽略任何收到的、带任何这些错误的帧。

### 10.9.13 接收机对数据帧的处理

对每个收到的数据帧：

- 如果在 CONFIGRECV 请求中规定了 DGEN\_TYPE 和 DGEN\_DATA，那么利用数据生成器，接收机将生成分组的一份本地拷贝，并将之与收到的分组数据进行比较。如果数据不匹配，那么接收机递增 `recv_data_err`。如果没有检测到任何错误，那么接收机递增 `recv_npkts`。
- 接收机跟踪收到帧的序列号，对任何已丢失的帧递增 `RECV_SEQ_MISS`（由序列号中的间隔来指明），并为序列外收到的任何帧递增 `RECV_SEQ_ERR`。

须用以下逻辑来递增 `recv_seq_miss` 和 `recv_seq_err`：

```
if ((received_seq - expected_seq) & 2^15) != 0) recv_seq_err++;
else {
    recv_npkts++;
    if (received_seq == expected_seq) expected_seq = (expected_seq + 1) % 2^16;
    else {
        if (received_seq > expected_seq) recv_seq_miss += (received_seq -
            expected_seq);
        else recv_seq_miss += (2^16 + received_seq - expected_seq);
        expected_seq = (received_seq + 1) % 2^16;
    }
}
```

各副本帧也将递增 `recv_seq_err`。

## 10.9.14 一般要求

服务器节点应该能够同时发送和接收数据帧，但并不要求这么做。在发送数据帧的同时，服务器须能够处置接收和处理控制帧。协议的这一版本并不规定需要同时支持产生多个数据流或同时接收和验证多个数据流。

## 10.9.15 时序

所有时序的解决方案（时戳和发送时间间隔）都应为 10 ms，而且它不得超过 50 ms。提供的解决方案的抖动要求为±10%。

## 10.9.16 错误码

已定义了表 10-29 中的各错误码：

表 10-29/G.9954—错误码

助 记 码	值
UNK	1
UNSUP_OP	2
INVALID_PARAM	3
UNSUP_CMDSEG	4
UNSUP_DGEN	5
INVALID_SEQ	6
INVALID_FRAME	7
INVALID_OP	8

## 10.9.17 数据生成器

### 10.9.17.1 DGEN\_TYPE = 1

在 CONFIGSEND 请求中规定的 DGEN\_DATA 的 4 个字节将作为一个组加以复制，以填充有效负载长度。如果有效负载长度不是 4 的倍数，那么将以适当的 DGEN\_DATA 部分来填充剩余的字节。例如，如果 DGEN\_DATA = 0x01020304，且有效负载长度为 11，那么有效负载将用 0x0102030401020304010203 来填充。

如果目的地地址数大于 1，那么产生的帧将分多路传输给目的地节点，以帧在 CONFIGSEND 请求中所列的次序进行传输。

### 10.9.17.2 DGEN\_TYPE = 2

须利用最不重要的 DGEN\_DATA 字节来初始化 8 位计数器。随后，须用计数器的值来填充有效负载字节，对每个有效负载字节计数器递增 1。例如，如果 DGEN\_DATA = 0xf9，且有效负载长度为 11，那么须用 0xf9fafbfcfdfeff00010203 来填充有效负载。如果目的地地址数大于 1，那么产生的帧将分多路传输给目的地节点，以帧在 CONFIGSEND 请求中所列的次序进行传输。三个最高有效字节须作为 0 而发送，并在接收时予以忽略。

## 10.10 链路层组帧扩展

链路层规范的这一节描述了如何实现帧格式的扩展。

此外，还定义了 CSA 控制帧的两个扩展，用于支持兼容站之间可选与/或扩展特征的使用。第一个扩展是实现方案支持的可选 LCP 帧子类型清单（超出了 4 个基本的 PNT 类型版本）。新的帧类型，如 Reed-Solomon 编码帧的类型，将由执行它们的站进行通告，允许简单地、成对“商定”支持可选的类型。第二个扩展是用于通告与扩展特征相关的参数的标准格式。

最后，本节增加了用于管理新的/修订的 LCP 协议设计与使用的一些附加规则，包括更多的、关于 LCP 报头长度和队列限制的、具体的指导原则。

## 10.10.1 定义

**10.10.1.1 embed 嵌入：**将数据（典型地为一个以太网/802.3 帧有效负载）置于为 LCP 子类型报头而定义的结构中，可能以一种需要了解结构以提取最初有效负载（即最初有效负载变成为 LCP 报头的一部分）的方式进行编码。

**10.10.1.2 embedded payload 嵌入的有效负载：**在一个嵌入报头内进行编码的数据，典型地为一个以太网/802.3 帧的有效负载，开始于类型/长度字段。

**10.10.1.3 embedding header 嵌入报头：**包含一个嵌入有效负载的报头，对该有效负载，必须了解报头的功能，以便利用装入的数据。

**10.10.1.4 encapsulating header 封装报头：**能够在不用进行更多处理的情况下得以移除的报头（如一个 LARQ 报头），留下某些有用的内容，典型地为一个以太网/802.3 帧有效负载。封装报头有一个非 0 的 Next Ethertype 字段。

**10.10.1.5 Encapsulate 封装：**在最初类型/长度字段之前，在无需修改帧其余部分的情况下，将一个 LCP 报头插入帧中。移除该报头将恢复帧的最初状态（即跟在 LCP 报头后面的最初有效负载）。

**10.10.1.6 Tag Length Value (TLV) 标记长度值 (TLV)：**一种结构类型，它由指派的标识符、标记组成，后跟用于规定后跟数据大小的长度字段，之后是值（数据）本身。

## 10.10.2 扩展机制

须用标记长度值 (TLV) 编码，以 PNT 指派的标记，来增加现有帧格式的扩展。TLV 格式有短和长两种版本。短格式拥有一个 8 位的标记和一个 8 位的长度字段，而长格式拥有一个 16 位的标记和一个 16 位的长度字段。短格式使用 1-127 的标记值，长格式使用 32768-65535 的标记值，用标记字段中最高有效八比特组的最高有效位来区分这两种格式。

对来自值整个范围（即重叠的各范围）的各个 LCP SStype 或 LSType，独立地指派标记值。标记值 0x00 作为填充值予以明确保留，对它的使用描述如下。

当增加了 TLV 块时，它们须位于 Next Ethertype 字段之前，并跟在所有其他的非 TLV 编码字段之后。某个特殊子类型新 TLV 扩展的定义并不自动强制指派新版本的 SSVersion（或 LSVersion）。所有的实现方案都须忽略未知的 TLV 块。一旦为某个特殊子类型定义了第一个 TLV 扩展，那么未来该子类型的所有扩展都将要求 TLV 编码，包括任何对未来版本所做的永久添加。

当永久扩展是为 LCP 子类型的所有未来版本而定义时，或者当子类型永久部分中之前保留的字段是为协议未来使用而定义时，SSVersion 或 LSVersion 字段将递增。对可选扩展，不应递增版本字段。

### 10.10.3 报头大小限制和LCP填充

所有封装的 G.9954 LCP 报头，无论是短格式的或是长格式的，其长度须为 4 个八比特组（32 位）的倍数。在 LCP 报头的 TLV 部分内，保留的标记值 0x00 须用做填充内容，以确保要求的字段排列（见下一段），并确保 LCP 报头的总长度为 4 个八比特组的倍数。这一要求将使移除报头时更高层协议处理帧的费用尽可能低。

进一步的要求是，所有的发射机都须确保 16 位和 32 位值的自然排列，从 SSType 或 LSType 字段起始开始度量。每次当要求填充排列一个后跟字段时，都须使用一个、二个或三个八比特组的填充（值为 0）。

### 10.10.4 要求的支持

#### 10.10.4.1 对可选LCP扩展的支持

支持 G.9954 的各站须使用支持的子类型 CSA 扩展，来通告对可选 LCP 子类型的支持，包括嵌入的报头子类型、新的控制报头子类型以及 LARQ 之外的封装子类型。

对所有收到的子类型，当未知的扩展存在时，站须忽略它们，并须处理所有已知的扩展，通常仿佛不存在任何未知的扩展。

#### 10.10.4.2 封装报头的用途

站须能够移除未知的封装报头，并处理剩余的帧，仿佛不存在未知的报头。不过，除非所有帧的接收方都是已知的，以支持足以容纳当存在封装报头时而产生的、扩展的消息帧长度，否则，站不会增加任何封装报头，标准的 8 个八比特组的 LARQ 报头除外。另外，除了 LARQ 报头，封装报头应当只有在一种情况下才能进行发送，即所有活动的 DA 侦听者都是已知的，以支持该类型。活动的侦听者在 G.9954 链路层协议规范中进行定义。

只有在 CSA 消息指明在最后两分钟内自站收到了状态时，站才被认为是支持 G.9954 或更高版本协议。进入休眠状态的站典型地不会产生 CSA 消息，并将因此从“已知的 G.9954 或更高版本协议”队列中予以抛弃，为了确保合理的唤醒行为，要求以 G.9954 缺省的性能限制（为接收节点而假定）（例如，缺省的 MTU 大小）传送更多的通信流量。

这意味着，除了 8 个八比特组的 LARQ 报头，封装报头不得用做广播或多播通信流量，除非来自广播或多播组的每个活动侦听者的 CSA 消息显示支持足够长的 MTU 长度，以适应当存在封装报头时的扩展消息尺寸。一个“线路上的站”是一个 PNT 站，它发送链路完整性帧。在链路完整性帧中使用的源 MAC 地址用于确定站。如果最近未收到任何具有相同源 MAC 地址的 CSA 消息（在最近的两分钟内），那么该站处于休眠状态，并必须被视为 G.9954（参见第 10.6.5 节）。

如果帧的任何活动侦听者支持的 MTU 长度不足以适应当存在封装报头时的扩展消息尺寸，那么各站不得增加 LCP 封装报头，8 个八比特组的 LARQ 报头除外。除非知道至少有一个活动的侦听者通过支持的子类型 CSA 扩展来支持子类型，否则当所有活动的侦听者都通告具有足够的 MTU 尺寸时，站不得增加 LCP 封装报头子类型，LARQ 除外。

站不得向未知的站发送 LCP 控制帧，以支持子类型。如果 MAC 目的地地址是一个多播/广播组地址，那么至少一个活动的侦听者应是已知的，它了解子类型。

### 10.10.4.3 嵌入报头的用途

除非所有活动的侦听者都是已知的，了解子类型（通过自所有接收机接收新的、支持的子类型扩展，至带嵌入子类型的 CSA 控制帧），否则站不得发送带嵌入有效负载的 LCP 帧。

### 10.10.5 TLV扩展格式

表 10-30/G.9954—TLV扩展的短格式

字 段	长 度	含 义
SETag	1 个八比特组	1-127。指派给扩展的标记值
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 最小为 0；最大为 255
SEData	0-255 个八比特组 <sup>a)</sup>	扩展的附加数据
<sup>a)</sup> 受限于物理或链路层帧格式中的可用空间。		

SELength 不得用做出现于 TLV SEData 部分中信息版本的指示符。

表 10-31/G.9954—TLV扩展的长格式

字 段	长 度	含 义
LETag	2 个八比特组	32768-65535。指派给扩展的标记值
LELength	2 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 最小为 0；最大为 65526
LEData	0-65526 个八比特组 <sup>a)</sup>	扩展的附加数据
<sup>a)</sup> 受限于物理或链路层帧格式中的可用空间。		

LELength 不得用做出现于 TLV LEData 部分中信息版本的指示符。

表 10-32/G.9954—填充，可以与所有TLV扩展一起使用

字 段	长 度	含 义
LCP_Ext_Pad	1 个八比特组	= 0 (LCP_EXT_PAD)。最多可以连续重复三次



表 10-33/G.9954—例子：带TLV扩展的短格式帧

字段	长度	含义
DA	6个八比特组	目的地地址
SA	6个八比特组	源地址
Ethertype	2个八比特组	0x886c
SSType	1个八比特组	= x
SSLength	1个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next Ethertype 字段的第二个（最后一个）八比特组。从 SSType 到 Next Ethertype 的总长度必须为 2 的倍数（Next Ethertype 的自然调节），且 SSLength 为一个偶数，或者为 4 的倍数（封装报头），且 SSLength 模 4 等于 2。
SSVersion	1个八比特组	= x
SSVersion 固定的/ 已知的数据		
SETag	1个八比特组	指派给扩展的标记值
SELength	1个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 最小为 0；最大为 255
SEData	0-255 <sup>a)</sup> 个八比特组	扩展的附加数据
[附加的 TLV 扩展]		
[如果需要的话填充]	0-3 个八比特组	务必为 0
Next Ethertype	2个八比特组	
a) 受限于物理或链路层帧格式中的可用空间。		

## 10.10.6 CSA扩展

### 10.10.6.1 支持的可选子类型的CSA扩展

为 CSA 帧定义了下列扩展（如表 10-34 中所示），以便允许实现方案通告对各可选子类型的支持。可选子类型定义为那些由 PNT 规范某个版本定义的、但不要求的子类型。最初，这将包括任何新的 G.9954 子类型，在 G.9954 设备中并不要求支持这些新的子类型。所有的帧类型都被视为 16 位的整数，并首先发送最高有效的八比特组，而不尝试保留一小块空间。

表 10-34/G.9954—CSA的支持的子类型TLV扩展

字段	长度	含义
SETag	1个八比特组	= CSA_SUBTYPES_TAG
SELength	1个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 2 × 宣告的子类型数量 (n)
Subtype1	2个八比特组	第一个支持的可选子类型，是一个 16 位整数（可以为短的或长的子类型）
[Subtype2,...,n]	2 × (n - 1) 个八比特组	执行方案支持的、附加的可选子类型

### 10.10.6.2 子类型参数的CSA扩展

为 CSA 帧定义了下列扩展（如表 10-35 中所示），以便允许实现方案为单个 LCP 子类型通告实现方案特定的参数。不是所有的 LCP 帧都要求附加的参数。参数的定义取决于子类型，超出了本建议书的讨论范围。

表 10-35/G.9954—CSA的子类型参数TLV扩展

字 段	长 度	含 义
SETag	1 个八比特组	= CSA_PARAMS_TAG
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 最小为 3；最大为 255
子类型	2 个八比特组	正在规定其附加参数的子类型
参数数据	1+个八比特组	执行方案特定的数据

### 10.10.6.3 供货商特定的扩展，短格式

为所有可扩展的子类型定义了以下扩展（在表 10-36 中）。

表 10-36/G.9954—供货商特定的短格式TLV扩展

字 段	长 度	值/含义
SETag	1 个八比特组	VENDOR_SHORT_TAG
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 最小为 4；最大为 255
SVsOUI	3 个八比特组	IEEE 指派的、组织机构上唯一的标识符
SVsData	0-251 个八比特组 <sup>a)</sup>	供货商特定的数据
<sup>a)</sup> 受限于物理或链路层帧格式中的可用空间。		

### 10.10.6.4 供货商特定的扩展，长格式

为所有可扩展的子类型定义了以下扩展（在表 10-37 中）。

表 10-37/G.9954—供货商特定的长格式TLV扩展

字 段	长 度	值/含义
LETag	2 个八比特组	VENDOR_LONG_TAG
LELength	2 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 最小为 4；最大为 65526
LVsOUI	3 个八比特组	IEEE 指派的、组织机构上唯一的标识符
LVsData	0-65522 个八比特组 <sup>a)</sup>	供货商特定的数据
<sup>a)</sup> 受限于物理或链路层帧格式中的可用空间。		

### 10.10.7 子类型和标记指派

表 10-38 和表 10-39 列出了当前的（和计划的）LCP 子类型指派以及 LCP 扩展的标记值。

表 10-38/G.9954—子类型指派

子类型名称	值	用途
保留	0	保留
SUBTYPE_RATE	1	速率请求协议
SUBTYPE_LINK	2	链路完整性协议
SUBTYPE_CSA	3	性能和状态宣告协议
SUBTYPE_LARQ	4	有限的自动重复请求协议
SUBTYPE_VENDOR_SHORT	5	供货商特定的短格式报头
SUBTYPE_FRAME_BURSTING	6	帧脉冲串协议
SUBTYPE_master_SELECTION	7	动态主机选择协议
SUBTYPE_TIMESTAMP_REPORT	8	时戳报告指示
保留	9-127	保留/未指派
保留	128-255	为长消息类型而保留
保留	32768	保留
SUBTYPE_VENDOR_LONG	32769	供货商特定的长格式报头
SUBTYPE_CERT	32770	认证协议
SUBTYPE_RS	32771	Reed-Solomon 报头
SUBTYPE_MAP	32772	MAP 同步协议
SUBTYPE_REGISTRATION	32773	网络准许进入控制（注册）协议
SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING	32774	流信令协议
保留	32775-65535	保留/未指派

表 10-39/G.9954—标记指派

标记名称	值	用途
LCP_EXT_PAD	0	1 个八比特组（无长度字段），为调节而填充，适用于所有子类型
VS_SHORT_TAG	1	供货商特定的扩展，短格式，适用于所有子类型
CSA_SUBTYPES_TAG	2	支持的可选子类型清单，只适用于 CSA
CSA_PARAMS_TAG	3	子类型参数，只适用于 CSA
CSS_TAG	4	冲突信令序列（见第 10.12 节），只适用于 CSA
RRCF_RS_TAG	2	Reed-Solomon 扩展（见第 10.11.7 节），只适用于速率协商
RRCF_CID_TAG	3	逻辑信道 ID 扩展（见第 10.4.2 节），只适用于速率协商
FS_PARAMS_TAG	2	流参数（见第 10.17.1.1 节），只适用于流信令
FS_CLASSIFIER_TAG	3	流分类过滤程序（见第 10.17.1.2 节），只适用于流信令
VS_LONG_TAG	32769	供货商特定的扩展，长格式，适用于所有子类型

### 10.10.8 为试验性用途而保留的LCP子类型和TLV标记

为试验性用途，应保留有关 LCP 子类型和 TLV 扩展标记的短格式和长格式值的小范围。短格式值的建议范围为 124-126（3 个值），包括 124 和 126。长格式值的建议范围为 65280-65534（255 个值）。这些范围适用于子类型和标记。这些值专为开发目的而保留，并不得作为符合 PNT 要求的实现方案的一部分而包括在内。

## 10.11 帧内交织的Reed-Solomon编码（可选的）

本节描述可选的 Reed-Solomon 编码的用法以及帧内的字节交织。

### 10.11.1 嵌入的Reed-Solomon码字

Reed-Solomon 码字校验字节须与一个标记长度值（TLV）封装报头一起嵌入于 PNT 分组中；最初有效负载是不变的，并须遵循校验字节。这维持了向后兼容于 G.9951/2 节点；不执行 RS 解码的 PNT 节点可以忽略该封装报头，并恢复最初的有效负载（假定不出现任何传输错误）。

只要接收机硬件出于可能的纠错目的，仍向驱动程序中的逻辑层发送那些未能成功通过 FCS 和 CRC-16 校验的分组，那么 TLV 扩展就允许在设备驱动程序中执行 Reed-Solomon 编码和解码。

如果在 PNT 解调器之上的设备驱动程序中执行 RS 解码，那么解调器还应（我们指的是“应该”，而不是“须”）将 FCS 和 CRC-16 的值传送给 RS 解码器，以便验证是否得以成功纠错。如果通过 RS 纠正了有效负载之后，重新计算的 FCS 和 CRC-16 依然出错，那么接收机可以希望将该分组标记为未纠正的，并请求重新进行传送。

### 10.11.2 Reed-Solomon符号大小

符号大小为 8 位，其结果是一个基于 GF(256) 的代码。这限制了码字大小最大为 255；一个 PNT 分组可以包含若干个码字。原语多项式和生成器多项式等同于那些用于 ITU-T G.992.1 建议书的多项式。

在 Galois 字段 GF(256) 中进行计算，其中， $\alpha$  是一个满足原语二进制多项式  $x^8 + x^4 + x^3 + x^2 + 1$  的原语元素。数据字节  $(d_7, d_6, \dots, d_1, d_0)$  通过 Galois 字段元素  $d_7\alpha^7 + d_6\alpha^6 \dots + d_1\alpha + d_0$  来确定。

### 10.11.3 生成器多项式

$G(X) = \prod (X + \alpha^i)$  为 Reed-Solomon 代码的生成器多项式，其中，乘积的指数从  $i = 0$  运行至  $R - 1$ 。X 为一个单位字节延时，R 为每个码字的校验字节数。

### 10.11.4 每个码字的校验字节数：值的范围

R 可以是 0、2、4、6、8、10、12、14、16、18 或 20 中的一个值。实现方案不需要对所有这些 R 允许值进行编码或解码；当站通告能够执行 RS 编码和解码时，它们也须通告其支持编码和解码的 R 值集。

### 10.11.5 交织

由于 PNT 分组的长度可以在 64-1522 的范围内，并可以超出该范围，因此分组可以包含若干个码字。这些码字随后可以在一个单个的分组中予以传输，但是，假如增加了防止脉冲串错误的保护，那么可以有一个更好的解决方案，来在分组内对码字进行交织。

只能在一个单个的分组内应用交织，而不是跨越多个分组。在各个分组开始之时重新设置交织程序。

交织深度 D 的范围为 1、2、4、8、16、32 和 64；交织程序深度以 2 为因子进行变化。交织深度 64 允许一个分组的长度稍稍超过 16 000 字节，尽管规范限定分组的长度为  $1024 \times N$  个八比特组，其中，N 为每个符号的位数（对 2-Mbaud 调制而言）。

交织方法是一种简单的按列书写、按行编码的块交织法。最初有效负载字节的传输次序不受影响；概念上，交织用于计算冗余的字节。

交织的例子

在下面的几个段落中显示了一个交织的例子，它使用一个 15 字节的分组有效负载， $R = 2$ ， $D = 4$ 。

下面为最初的有效负载，保护 15 个字节，从  $S_1$  到  $S_{15}$ 。

$S_1$	$S_2$	$S_3$	$S_4$	$S_5$	$S_6$	$S_7$	$S_8$	$S_9$	$S_{10}$	$S_{11}$	$S_{12}$	$S_{13}$	$S_{14}$	$S_{15}$
-------	-------	-------	-------	-------	-------	-------	-------	-------	----------	----------	----------	----------	----------	----------

下面将有效负载表示为一个二维数组；行数等于交织深度  $D$ 。

$S_1$	$S_5$	$S_9$	$S_{13}$
$S_2$	$S_6$	$S_{10}$	$S_{14}$
$S_3$	$S_7$	$S_{11}$	$S_{15}$
$S_4$	$S_8$	$S_{12}$	

现在有 4 个 ( $= D$ ) 码字。现在各个 RS 码字都跨行读取；第一个码字由字节  $S_1$ 、 $S_5$ 、 $S_9$  和  $S_{13}$  组成。各个码字都至多有 4 个字节，等于  $\text{ceil}(15/4)$  或  $\text{ceil}(K/D)$ ，此处， $K$  等于有效负载长度， $\text{ceil}(x)$  为大于  $x$  的最小整数；最后的有效负载有 3 个字节，原因是  $K$  不是  $D$  的一个完整的数。

下面为附加于每个码字的 Reed-Solomon 校验字节。这些校验字节标记为  $C_{\text{codeword-index,checkbyte-index}}$ 。

$S_1$	$S_5$	$S_9$	$S_{13}$	$C_{1,1}$	$C_{1,2}$
$S_2$	$S_6$	$S_{10}$	$S_{14}$	$C_{2,1}$	$C_{2,2}$
$S_3$	$S_7$	$S_{11}$	$S_{15}$	$C_{3,1}$	$C_{3,2}$
$S_4$	$S_8$	$S_{12}$	$C_{4,1}$	$C_{4,2}$	

计算得到校验字节后，可以对分组进行传输。如之前所述，校验字节须在一个封装报头中单独进行传输，这将在后面予以详细阐述。注意：有效负载按其最初的字节排序进行传输。

本例的有效负载传输次序：

$S_1$	$S_2$	$S_3$	$S_4$	$S_5$	$S_6$	$S_7$	$S_8$	$S_9$	$S_{10}$	$S_{11}$	$S_{12}$	$S_{13}$	$S_{14}$	$S_{15}$
-------	-------	-------	-------	-------	-------	-------	-------	-------	----------	----------	----------	----------	----------	----------

本例的校验字节传输次序：

$C_{1,1}$	$C_{2,1}$	$C_{3,1}$	$C_{4,1}$	$C_{1,2}$	$C_{2,2}$	$C_{3,2}$	$C_{4,2}$
-----------	-----------	-----------	-----------	-----------	-----------	-----------	-----------

校验字节传输次序：

通常，将按以下次序来传输校验字节： $C_{ij}$ ，其中， $i$  为码字指数， $j$  为校验字节指数，指数  $i$  (码字) 变化最快。如果校验字节数 ( $= R \times D$ ) 不是 4 的倍数，那么两个 0 字节须添加于校验字节上，以便有效负载或下一个 TLV 扩展开始于一个 4 字节的边界。

### 10.11.6 指示冗余参数 $R$ 和 $D$

分组的长度可以逐个发生变化， $D$  值也可以发生变化，以便确保任何单个码字不超过 255 个符号的限制。此外，在确定需要提供的冗余数量时，也希望给执行程序赋予大范围的灵活性。以上两方面的考虑促使形成了一种允许发射机逐个分组地改变  $R$  和  $D$  的机制；通常，发射机可以改变  $R$  和  $D$ ，选择  $D$  来限制码字的长度，选择  $R$  来提供期望的冗余。

由于  $R$  或  $D$  中的任何错误都将使整个分组变得无法纠正，因此该机制务必须以一种稳健的方式来传输  $R$  和  $D$  参数。由于提高了 RS 编码的 SNR，因此  $R$  和  $D$  参数通常将以一个更高的有效负载速率来传输，这一事实使得对稳健性的要求变得复杂；因此， $R$  和  $D$  参数本身将会冗余地进行传输。为了避免强制所有收发器中的 RS 解码性能都处于最小值，这些参数以及标记、长度和有效负载长度值，都应简单地重复 3 次；接收机可以在收到的三个组中进行表决选取。

*Reed-Solomon* 协议报头的格式

封装报头的长度必须是 4 个八比特组的倍数，从 SStype 字段到 Next Ethertype 字段（包括）度量得到。报头由 SStype 的三份拷贝、SSLength、SSVersion 和 SSParams 组成，依次跟随其后的是一组校验字节，再其后是一个 Next Ethertype 字段。如果需要的话，该校验字节组将用 0 填充，以确保报头的长度为 4 个字节的倍数。

SSVersion 拥有两个字段。其中的一个字段须为正在使用的 RS 编码器版本（在该版本的 G.9954 之时为 0），另一个字段须为分组模 16 的长度。此处编码的长度为开始于 Reed-Solomon SStype、结束于 Reed Solomon 编码涵盖之有效负载末尾的所有字节的和，它将是一个完整的 G.9954 分组，不包括 FCS 和 CRC-16。

*RSPParams*

表 10-40 示出 RSPParams 八比特组的格式。

**表 10-40/G.9954—RSPParams 八比特组格式**

位 7 (MSB)	位 4	位 3	位 0 (LSB)
R 字段		D 字段	

表 10-41 示出 R 字段的编码。

**表 10-41/G.9954—R 字段编码**

字段值 (位7..位4)	R
0000	0
0001	2
0010	4
0011	6
0100	8
0101	10
0110	12
0111	14
1000	16
1001	18
1010	20

表 10-42 示出 D 字段的编码。

表 10-42/G.9954—D 字段编码

字段值 (位3..位0)	D
0000	1
0001	2
0010	4
0011	8
0100	16
0101	32
0110	64

表 10-43/G.9954—TLV 报头的格式，长格式

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址 (来自最初的以太网 PDU)
SA	6 个八比特组	源地址 (来自最初的以太网 PDU)
Ethertype	2 个八比特组	0x886c
LSType	2 个八比特组	SUBTYPE_RS = 32771。Reed-Solomon 封装报头类型 (临时的)
LSLength	2 个八比特组	RS 报头中附加八比特组的数量, 开始于 SSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组
RSVersion	1 个八比特组	= 0-15, 过载版本, 以便对以 16 为模的有效负载长度进行编码
RSPParams	1 个八比特组	RS 冗余参数 (如所提议的那样, 对每个 D、R 为 4 位)。本字段有 2 个副本字节
LSType2	2 个八比特组	LSType 的副本
LSLength2	2 个八比特组	LSLength 的副本
RSVersion2	1 个八比特组	RSVersion 的副本
RSPParams2	1 个八比特组	RSPParams 的副本
LSType3	2 个八比特组	LSType 的副本
LSLength3	2 个八比特组	LSLength 的副本
SSVersion3	1 个八比特组	RSVersion 的副本
RSPParams3	1 个八比特组	RSPParams 的副本
RSCheckBytes	D*R 个八比特组 (可能填充至一个 4 的倍数)	经过计算的校验字节数组。 传输次序: (C <sub>1,1</sub> , C <sub>2,1</sub> .. C <sub>D,1</sub> , C <sub>1,2</sub> , C <sub>2,2</sub> .. C <sub>D,2</sub> , ... C <sub>1,R</sub> .. C <sub>D,R</sub> ) 可以后跟两个附加的 0 字节, 用于填充, 以便为 4 字节的倍数。 RS 有效负载编码开始于下一个字节, 典型地为 “Next_EtherType”。
Next EtherType	2 个八比特组	来自 “最初的” 以太网 PDU (可以为 886c, 带一个 LARQ 报头)
有效负载	Min.TBD 个 八比特组	来自最初的以太网 PDU 有效负载
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

### 10.11.7 期望编码的接收机指示。LCP SUBTYPE\_RATE子类型的TLV扩展

接收机负责监控分组错误率，因此它最有资格来指导如何选择 Reed-Solomon 冗余。以下描述了一种机制，它令接收机向一台远程的发射机指明期望的冗余。它是当前速率请求控制帧的一个 TLV 扩展。

各个频带都包含三个附加的参数：一个为增强的有效负载率 (Bandn\_EPR)，另两个参数用于指明一个最小的冗余，它将允许以增强的有效负载速率进行传输。Bandn\_EPR 格式同那些非 RS 编码的 Bandn\_PE。

用两个八比特组来规定最小冗余。第一个八比特组用于规定每个 RS 码字期望的冗余字节数；远程的发射机应使用该冗余字节数来为所有的有效负载进行编码。由于冗余字节数为 2 的倍数，因此该字段将被编码为 R/2。

第二个八比特组用于规定期望的冗余，它是每个码字的最大有效负载尺寸。如果需要的话，通过增加 D，远程的发射机应对有效负载进行限制，使之绝不超过这一长度。

注意：SSVersion 为 1，用于指明存在一个与当前 RRCF 格式不同的格式（见表 10-44）。只有当性能交换显示支持 RS 编码时，才能发送它。

表 10-44/G.9954—带Reed-Solomon扩展的速率请求控制帧定义

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c
SSType	1 个八比特组	= 1
SSLength	1 个八比特组	控制报头中附加八比特组的数量，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next Ethertype 字段的第二个(最后一个)八比特组。当 SSVersion 为 0 时，SSLength 的最小值为 8
SSVersion	1 个八比特组	= 0 [1?]
操作码	1 个八比特组	本控制消息的操作码。有关定义参见表 10-6
NumBands	1 个八比特组	在本控制中规定的频带数。 [...]
NumAddr	1 个八比特组	在本控制消息的有效负载中规定的地址数。NumAddr 可以为 0。 [...]
Band1_PE	1 个八比特组	2-MBaud, 7-MHz 载波：当选择 2-MBaud 频带时，应用于发送数据的 PE 值。 [...]
Band1_rank	1 个八比特组	本频带的 ReqDAs'优先级等级次序。 [...]
Band2_PE	1 个八比特组	可选的：只有当 NumBands ≥ 2 时才出现。 [...]
Band2_rank	1 个八比特组	可选的：只有当 NumBands ≥ 2 时才出现。 [...]
RefAddr1	6 个八比特组	可选的：当 NumAddr ≥ 1 时出现。 [...]
RefAddr2	6 个八比特组	可选的：当 NumAddr ≥ 2 时出现。 [...]



表 10-44/G.9954—带Reed-Solomon扩展的速率请求控制帧定义

字段	长度	含义
...		[RefAddr 的附加实例，直至 RefAddr 字段的数量等于 NumAddr]
SETag	1 个八比特组	= 2。速率协商的可选 RS 值
SELength	1 个八比特组	选项的总长度（不包括标记和长度八比特组）以及填充。 必须为： $2 + 4 \times \text{Numbands}$ ；最小为 6
Band1_EPR	1 个八比特组	当在下一个字段中规定的目标冗余上使用 Reed-Solomon 编码时，所用的增强型有效负载速率
Band1_RSR	1 个八比特组	当使用 Reed-Solomon 编码时，每个码字的冗余字节数量
Band1_Kmax	1 个八比特组	每个码字的最大有效负载大小
Band1_Pad [建议为 Band1_Rdesired]	1 个八比特组	对调节和可能的扩展。如果未使用，则= 0。 [总的冗余字节总数的、期望的上限，对更长的帧，允许缩短每个码字的冗余。]
...		[RS 编码参数的附件实例，若 Numbands $\geq$ 2]
填充	2 个八比特组	填充，以便封装报头为 4 个八比特组的倍数
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充		如果需要，达到 minFrameSize。
FCS	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2 个八比特组	PNT 帧校验序列

### 10.11.8 性能宣告

有关站编码和解码分组的能力须在 CSA\_SUBTYPES 标记扩展中通过成员字段传送给 CSA 帧。有关本扩展的一个例子如表 10-45 所示。

表 10-45/G.9954—CSA 的 TLV 扩展例子，用于宣告 RS 性能

字段	长度	含义
SETag	1 个八比特组	= CSA_SUBTYPES_TAG
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组 $2 \times$ 宣告的子类型数量 (n)。
子类型	2 个八比特组	SUBTYPE_RS_LONG (32771)
附加的子类型	$2 \times (n - 2)$ 个八比特组	执行方案支持的、附加的可选子类型

除了宣布支持 Reed-Solomon 子类型外，还在 CSA 参数扩展中发送有关宣告 RS 性能的站的确切性能。这在子类型参数的 CSA 扩展中指明。本扩展的格式如表 10-46 所示。

表 10-46/G.9954—CSA的RS子类型参数TLV扩展

字 段	长 度	含 义
SETag	1 个八比特组	= CSA_PARAMS_TAG
SELength	1 个八比特组	= 6
子类型	2 个八比特组	SUBTYPE_RS (32771)
支持的编码 R 值位掩码	2 个八比特组	第一个八比特组 位 R 0 2 1 4 2 6 3 8 4 10 5 12 6 14 7 16 第二个八比特组 位 R 0 18 1 20 2-7, 保留
支持的解码 R 值位掩码	2 个八比特组	第一个八比特组 位 R 0 2 1 4 2 6 3 8 4 10 5 12 6 14 7 16 第二个八比特组 位 R 0 18 1 20 2-7, 保留
参数数据	1 个八比特组	执行方案特定的数据

## 10.12 冲突管理协议

冲突管理协议定义了一种机制，用于动态地向站指派惟一的、固定的冲突信号片值序列，以便控制非常低等待时间通信流量、使用 PHY 优先级 7（如话音）设备的访问等待时间。

## 10.12.1 术语和缩写词

**10.12.1.1 active CSS client 活动的 CSS 客户机：**一个 CSS 客户机，它拥有 CSS 指派，并对帧传输使用 CSS。

**10.12.1.2 channel 信道：**一个逻辑流，来自某个应用单个实例的已发送系列帧，如包含一个单一数字化语音流的帧。

**10.12.1.3 Collision Signalling Sequence (CSS) 冲突信令序列 (CSS)：**一组 DFPQ 信号片指派，对它的管理可以为最高优先级帧提供等待时间边界。

**10.12.1.4 CSS client CSS 客户机：**任何参与 CSS 序列（使用 CSS TLV 扩展）指派的站。CSS 客户机选择其自身的 CSS。

**10.12.1.5 CSS extension CSS 扩展：**加于 CSA 消息的 TLV 结构，包含用于支持向站分布式指派 CSS 值的信息。

**10.12.1.6 CSS protocol CSS 协议：**经 CSA 扩展向站分发 CSS 值的协议。

**10.12.1.7 multichannel client 多信道客户机：**以 PHY 优先级 7 发送多个独立帧流的 CSS 客户机。例如，支持多个独立（非聚合）流的网关设备。某些 CSS 值可以为多信道客户机提供更好的业务。

**10.12.1.8 single-channel client 单信道客户机：**以 PHY 优先级 7 发送单个帧流的 CSS 客户机。单线 PNT 电话就是一个典型的单信道设备的例子。

## 10.12.2 冲突信令序列

冲突信令序列 (CSS) 是一组按序排列的 2 位值 $[s_1, s_2, \dots, s_N]$ ，用于控制冲突之后 PNT DFPQ MAC 的行为。有关  $s_{<x>}$  的、范围 $[0, 2]$ 内的一个值用于指明一个特定的信令片，供第 $<x>$ 次冲突之后使用，而值 3 用于指明冲突之时站所选择的随机数的使用。每个帧至多使用一次序列中的某个信号片值。如果站遇到的冲突次数比序列中所列的值大，那么选择恢复为一个随机片选择，直至帧被传送或被抛弃（彷彿序列有一系列踪迹  $3s$ ）。

支持的活动 CSS 客户机数为 27，只使用最初的 3 个冲突信号片，第 4 个及之后的信号片规定为 3，指明为随机指派。已指派 CSS 值的惟一部分将涵盖三个冲突信号片，这样，一个标准的 CSS 值须拥有  $s_1$ - $s_3$ ，范围为 0-2， $s_4$ - $s_8$  设为 3。

列举 CSS 值集合，基于站（拥有惟一的 CSS 指派）之间发生的冲突之后的帧传输次序，为每个序列提供一个显性等级。指派 CSS 值，以便尽可能减少冲突次数。最初 27 个序列的次序如表 10-47 所示。CSS 客户机须使用该次序来选择下一个将从未用值集合中指派的 CSS。可以为最初的多信道站指派最初的三个序列，以便尽可能减少每个流的重复冲突。

表 10-47/G.9954—按指派次序的 CSS 值

CSS 序列号 (按指派次序)	序列 $s_1, s_2, s_3, s_4, s_5, s_6, s_7, s_8$	发送等级
1 <sup>a)</sup>	0, 0, 0, 3, 3, 3, 3, 3	1
2 <sup>a)</sup>	1, 0, 0, 3, 3, 3, 3, 3	10
3 <sup>a)</sup>	2, 0, 0, 3, 3, 3, 3, 3	19
4	0, 1, 0, 3, 3, 3, 3, 3	4
5	0, 2, 0, 3, 3, 3, 3, 3	7

表 10-47/G.9954—按指派次序的CSS值

CSS序列号 (按指派次序)	序列s1, s2, s3, s4, s5, s6, s7, s8	发送等级
6	1, 1, 0, 3, 3, 3, 3, 3	13
7	1, 2, 0, 3, 3, 3, 3, 3	16
8	2, 1, 0, 3, 3, 3, 3, 3	22
9	2, 2, 0, 3, 3, 3, 3, 3	25
10	0, 0, 1, 3, 3, 3, 3, 3	2
11	0, 0, 2, 3, 3, 3, 3, 3	3
12	0, 1, 1, 3, 3, 3, 3, 3	5
13	0, 1, 2, 3, 3, 3, 3, 3	6
14	0, 2, 1, 3, 3, 3, 3, 3	8
15	0, 2, 2, 3, 3, 3, 3, 3	9
16	1, 0, 1, 3, 3, 3, 3, 3	11
17	1, 0, 2, 3, 3, 3, 3, 3	12
18	1, 1, 1, 3, 3, 3, 3, 3	14
19	1, 1, 2, 3, 3, 3, 3, 3	15
20	1, 2, 1, 3, 3, 3, 3, 3	17
21	1, 2, 2, 3, 3, 3, 3, 3	18
22	2, 0, 1, 3, 3, 3, 3, 3	20
23	2, 0, 2, 3, 3, 3, 3, 3	21
24	2, 1, 1, 3, 3, 3, 3, 3	23
25	2, 1, 2, 3, 3, 3, 3, 3	24
26	2, 2, 1, 3, 3, 3, 3, 3	26
27	2, 2, 2, 3, 3, 3, 3, 3	27
a) 如果有多个多信道站可用, 那么它们应使用这些值。		

### 10.12.3 支持CSS指派的CSA扩展

CSS 指派协议使用带基于 TLV 的扩展的 CSA 协议。要求 CSS 指派的所有站都须执行 CSA 协议, 并须支持 CSA 优先级映射功能。

#### 10.12.3.1 CSS标志指派

在邻近位字段中, 为每个 CSS 值指派一个位标志, 当把字段看做是网络字节次序中一个无符号的整数时 (参见表 10-48), 为第一个 CSS 值指派最低有效位。

表 10-48/G.9954—CSS标志集, 显示对CSS序列值的位指派

八比特组	字段	长度[位]	描述
CSSFlags0	保留	5	对第 0 版 CSS 扩展, 发送 0, 接收时忽略。
	CSS_Seq27	1	站使用 CSS 序列号 27。
	CSS_Seq26	1	站使用 CSS 序列号 26。
	CSS_Seq25	1	站使用 CSS 序列号 25。

表 10-48/G.9954—CSS标志集，显示对CSS序列值的位指派

八比特组	字段	长度[位]	描述
CSSFlags1	CSS_Seq24	1	站使用 CSS 序列号 24。
	CSS_Seq23	1	站使用 CSS 序列号 23。
	CSS_Seq22	1	站使用 CSS 序列号 22。
	CSS_Seq21	1	站使用 CSS 序列号 21。
	CSS_Seq20	1	站使用 CSS 序列号 20。
	CSS_Seq19	1	站使用 CSS 序列号 19。
	CSS_Seq18	1	站使用 CSS 序列号 18。
	CSS_Seq17	1	站使用 CSS 序列号 17。
CSSFlags2	CSS_Seq16	1	站使用 CSS 序列号 16。
	CSS_Seq15	1	站使用 CSS 序列号 15。
	CSS_Seq14	1	站使用 CSS 序列号 14。
	CSS_Seq13	1	站使用 CSS 序列号 13。
	CSS_Seq12	1	站使用 CSS 序列号 12。
	CSS_Seq11	1	站使用 CSS 序列号 11。
	CSS_Seq10	1	站使用 CSS 序列号 10。
	CSS_Seq9	1	站使用 CSS 序列号 9。
CSSFlags3	CSS_Seq8	1	站使用 CSS 序列号 8。
	CSS_Seq7	1	站使用 CSS 序列号 7。
	CSS_Seq6	1	站使用 CSS 序列号 6。
	CSS_Seq5	1	站使用 CSS 序列号 5。
	CSS_Seq4	1	站使用 CSS 序列号 4。
	CSS_Seq3	1	站使用 CSS 序列号 3。
	CSS_Seq2	1	站使用 CSS 序列号 2。
	CSS_Seq1	1	站使用 CSS 序列号 1。

### 10.12.3.2 CSA的冲突信令序列扩展

所有的冲突信令序列协议交换使用包含 CSS 扩展的 CSA 消息。

为 CSA 协议定义了被称为“CSS 扩展”的标记长度值 (TLV) 扩展，将插在为 PNT 定义的固定字段之后。CSS 扩展用于宣告各站中的 CSS 值。

CSS 扩展须加在 CSA 帧 (CSA\_CurrentRxSet) 最后一个固定字段与 CSA 帧 Next Ethertype 字段之间的 CSA 消息中。对相对其他 CSA 扩展的 CSS 扩展，没有任何次序要求，但 CSS 扩展须置于具有相同位置的 CSA 消息开始之处的一个偏移量上，如果它是 CSA\_CurrentRxSet 之后的第一个扩展，那么它得以 4 为模。位置要求起源于其结构中的 32 位无符号整数字段。

表 10-49 示出 CSA 的 CSS 扩展的格式。

表 10-49/G.9954—CSA 的 CSS 扩展

字 段	长 度	含 义
SETag	1 个八比特组	CSS_TAG 用于指示一个 CSS 扩展
SELength	1 个八比特组	14 = 本扩展中的附加八比特组数。对第 0 版 CSS 扩展，SELength 总为 14。
CSS_Version	1 个八比特组	0
CSS_NumChannels	1 个八比特组	设备的活动 Tx 信道数
CSS_CurrentTxSet	4 个八比特组	如果有的话，指出本站所用的当前 CSS 值。如果本站未使用任何 CSS 值，那么设为全 0。在通常 CSA 情况下不会老化，除非在每个 CSA 周期结束时其值拷贝至 CSS_OldestTxSet。标志值在第 10.12.3.1 节中规定。
CSS_OldestTxSet	4 个八比特组	CSS_CurrentTxSet 的一个拷贝，如果未发生任何变化，那么在当前 CSA 周期开始之时进行拷贝，或者当 CSS_CurrentRxSet 值发生变化时进行拷贝（保存之前的值）。标志值在第 10.12.3.1 节中规定。
CSS_CurrentRxSet	4 个八比特组	当前 CSA 周期期间从其他站收到的 CSS 标志（CSS_NewRxSet）与之前周期期间收到的标志（CSS_PrevRxSet）的并集。在第 10.12.3.1 节中规定。

#### 10.12.4 CSS 指派程序

CSS 指派协议是对基本 CSA 协议的直接补充。实施 CSS 指派的各站须在其发送的 CSA 消息中包括 CSS TLV，除非 CSS\_CurrentTxSet 和 CSS\_OldestTxSet 都为全 0 的值。CSS\_CurrentTxSet 值的变化认为是已公告 CSA 状态信息中的变化，因此第一个以修改过的 CSS\_CurrentTxSet 值发送的 CSA 消息须依据标准的 CSA 协议操作重新进行发送。

各站利用类似于标准 CSA 标志所用的逻辑来维护一组 CSS 标志。CSS\_CurrentInUse 定义为 CSS\_CurrentTxSet 和 CSS\_CurrentRxSet 的并集，指明网络中当前在用的 CSS 值集。

CSS\_CurrentTxSet 包含发送站当前使用的 CSS 值标志，或者如果没有任何标志在用，那么为 0。

自当前 CSA 周期开始，CSS\_OldestTxSet 包含一个 CSS\_CurrentTxSet 的拷贝（即每分钟拷贝一次），或者如果站放弃其 CSS 值或为自己重新指派一个新的值，那么 CSS\_OldestTxSet 包含 CSS\_CurrentTxSet 的前一个值。

CSS\_CurrentRxSet 为当前 CSA 周期期间从其他站收到的 CSS 标志（CSS\_NewRxSet）和前一个周期期间收到的标志（CSS\_PrevRxSet）的并集。

##### 10.12.4.1 使用 CSS 扩展

实施 CSS 指派协议的各站通常在其每个流出的 CSA 消息中都包括 CSS 扩展。如果 CSS\_CurrentTxSet 和 CSS\_OldestTxSet 在流出的消息中都为 0，那么可以从已发送的 CSA 消息中将 CSS 扩展排除。不过，基于收到的 CSS 扩展（或其中缺少）须继续维护 CSS 状态信息，而不管是否正在传送 CSS 扩展。

#### 10.12.4.2 指派新的CSS值

当前未指派一个 CSS 值的站选择最小序号（即最小的指派次序号）的 CSS 值，它未设置其标志，它在其流出消息中设置标志。由于这是对站公告状态信息所做的一个修改，因此带新的指派的第一个 CSA 消息将依据 CSA 传输规则重新进行发送。

#### 10.12.4.3 放弃一个在用的CSS值

当站放弃一个 CSS 值时，它须发送一个新的 CSA 消息（重新发送一次），CSS 扩展将 CSS\_OldestTxSet 设为前一个 CSS\_CurrentTxSet 的值（指明值已放弃），并且将 CSS\_CurrentTxSet 设为它的新值，如果站不再拥有一个 CSS 值，那么为 0，或者在重新指派情况下，包含最近选择值的标志。本信息的接收机可以告知，CSS 值的前一个所有者正在释放该值。

#### 10.12.4.4 CSS指派冲突

两个（或更多个）站可能因巧合或因执行下面的第 10.12.4.6 节而在几乎相同的时间上选择相同的 CSS 值，这样，多个站须以公告相同的标志来结束。如果站收到一个带 CSS\_CurrentTxSet 中标志的 CSS 扩展，指明了一个完全相同的指派，并且在收到的扩展中的信道数（CSS\_NumChannels）大于或等于接收机公告的信道数，那么接收站须为自己重新指派一个新的 CSS 值。如果在收到的 CSS 扩展中的信道数大于接收机公告的信道数，那么接收机须选择下一个可用的 CSS 值。否则，它须从未用的 CSS 值集中随机选择新值。

#### 10.12.4.5 使用最佳的CSS值：逐步减少规则

当放弃一个 CSS 值时，其他各站将至多在两分钟内通知它自由了。当带下一个更高编号的 CSS 值的站通知前一个 CSS 值自由了时，在一个短暂的、随机的、不超过两秒钟的延迟间隔后，它须为自己指派新的、较低编号的 CSS 值。延迟的目的是为了防止对在用 CSS 值集产生误解，误解有可能在解决两个站之间的冲突期间出现。

作为优化，如果新的 CSS 值为自由值连续编号块之一，那么站可以为重新指派选择最小编号的 CSS 值，而不是执行一系列连续的重新指派。通常只有当站在冲突之后随机选择一个自由 CSS 值时，才会发生这种情况。

#### 10.12.4.6 多信道客户机的最优化

即使全部在用，一个多信道站也可以选择最初三个 CSS 值中的一个，来强制当前所有者为其自身重新指派一个新的 CSS 值，但这只能在当前所有者拥有较少的在用信道的情况下才能实施。

### 10.13 帧脉冲串协议

需要帧脉冲串协议。协议的目的是通过连接各帧，以相同或更高的优先级来共用相同的 DA/SA，以减少物理层帧格式相关的开销。

帧格式如表 10-50 所示：

表 10-50/G.9954—帧脉冲串格式

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_FRAMEBURST (6)
SSLength	1 个八比特组	6
SSVersion	1 个八比特组	= 0
FLH Pad	1 个八比特组	保留；务必作为 0 发送，接收机务必忽略之。
分组长度	2 个八比特组	第一个分组以八比特组计的长度，从分组长度字段之后的第一个八比特组到 FCS 之前的最后一个数据八比特组。
Next EtherType	2 个八比特组	正在传送的第一个分组的预封装 etherType 类型
Data#1	可变的	来自正在传送的帧#1 的预封装有效负载数据
FCS#1	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16#1	2 个八比特组	附加的帧校验序列 (包括 LLC 报头)
Control Info#2	4 或 24 个八比特组	依据表 10-51 或表 10-52，有关第二个分组的控制信息
Next EtherType#2	2 个八比特组	正在传送的第二个分组的预封装 etherType 类型
Data#2	可变的	正在传送的第二个分组的预封装有效负载数据
FCS#2	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16#2	2 个八比特组	从之前 CRC-16 末尾开始的附加帧校验序列
...		更多的传送分组
Control Info#N	4-24 个八比特组	依据表 10-51 或表 10-52，有关第 N 个分组的控制信息
Next EtherType#N	2 个八比特组	来自正在传送的帧#N 的预封装 etherType 类型
Data#N	可变的	来自正在传送的帧#N 的预封装有效负载数据
FCS#N	4 个八比特组	帧校验序列
CRC-16#N	2 个八比特组	附加的帧校验序列
脉冲串终结报尾	4 个八比特组	0xFFFF。脉冲串终结报尾，用于指出脉冲串的末尾
填充		如果需要，可以达到 minFrameSize

表 10-51/G.9954—短的控制信息

字 段	长 度	含 义
FT	1 个八比特组	正在传送的最初分组的 FT
SMAC	1 位	同步 MAC 指示符
FS	3 位	正在传送的最初分组的帧子类型
短	1 位	= 1



表 10-51/G.9954—短的控制信息

字 段	长 度	含 义
Rsvd	3 位	保留；务必作为 0 发送，接收机务必忽略之
优先级/流 ID	4 位	正在传送的最初分组的优先级/流 ID
备用	4 位	备用位，保留供未来使用。务必作为 0 发送，接收机务必忽略之
分组长度	2 个八比特组	正在传送的最初分组的长度

在表 10-52 中，用斜的阴影来显示将字段（FT）分解为位字段。

表 10-52/G.9954—长的控制信息

字 段	长 度	含 义
FT	8 位	正在传送的最初分组的 FT。FT 的编码紧接着在下面定义：
SMAC	1 位	同步 MAC 指示符
FS	3 位	正在传送的最初分组的帧子类型
短	1 位	= 0
Rsvd	3 位	保留；务必作为 0 发送，接收机务必忽略之
优先级/流 ID	4 位	正在传送的最初分组的优先级/流 ID
SI	4 位	正在传送的最初分组的扰码器索引
PE	8 位	正在传送的最初分组的有效负载编码
HCS	8 位	正在传送的最初分组的报头检验序列
DA	6 个八比特组	正在传送的最初分组的目的地地址
SA	6 个八比特组	正在传送的最初分组的源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c（PNT 链路控制帧）
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_FRAMEBURST（6）
SSLength	1 个八比特组	6
SSVersion	1 个八比特组	= 0
FLH 填充	1 个八比特组	保留；务必作为 0 发送，接收机务必忽略之
分组长度	2 个八比特组	正在传送的最初分组的长度

第一个分组实际上总拥有控制信息的长格式。

最大长度不得超过线路允许的最大时间。在 CSA 消息中协商脉冲串帧的最大尺寸，如第 10.10.6 节所述。脉冲串中的所有帧都拥有相同的 DA/SA 值。当发射机构建一个脉冲串帧时，在未受管网络中，每个脉冲串子帧的优先级都务必等于或大于第一个帧的优先级。如果帧的优先级小于脉冲串帧第一个子帧的优先级，那么它不得连入脉冲串帧中，它须启动一个新的物理层帧。在被管网络中，对相同 DA/SA 值之间的脉冲串流没有任何限制。

脉冲串终结报尾用于指明脉冲串的末尾。

## 10.14 MAC周期同步

SMAC 模式中的 MAC 周期同步须利用主机产生的媒体访问计划 (MAP) 来实现。MAP 指明 MAC 周期的开始, 并包含之后 MAC 周期的媒体访问计划。

所有的 G.9954 站都执行 MAC 周期同步功能, 以便在主机控制的网络中实现同步的 MAC 行为。

### 10.14.1 MAP控制帧

在表 10-53 中, 用斜的阴影来显示将字段 (TXOP) 分解为分子段。分子段 (TXOPID) 分解为位字段通过从 (斜的) 阴影到清晰 (无阴影) 字段的转换来显示。

表 10-53/G.9954—Map控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址 = 0xFF:FF:FF:FF:FF:FF
SA	6 个八比特组	主机设备的源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_MAP (32772)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 LSVersion 0, 最小 LSLength 为 22
LSVersion	1 个八比特组	= 0
LSPad	1 个八比特组	接收时忽略之
MAPHeader	12 个八比特组	MAP 报头, 如表 10-54 所述
TXOP[1]	4/6 个八比特组	由下面紧接着的子字段所描述的传输机会。TXOP 的长度可以为 4 或 6 个八比特组, 这取决于下面 TXOPCtl 子字段的值。
TXOPCtl	2 位	0 当隐性地定义 TXOP 起始时间时 1 当显性地规定 TXOP 起始时间时 (见下面的 TXOPStart 子字段) 2-3 保留供未来使用
TXOPLength	14 位	TXOP 的长度, 单位为 1- $\mu$ s。
TXOPID	16 位	TXOP 标识符 由下面紧接着的各子字段组成:
SrcDeviceID	6 位	流源处设备的设备 ID
UniqueFlowID	10 位	开始于 SrcDeviceID 所确定之设备的、流的惟一标识符
TXOPStart	16 位	TXOP 开始时间, 从 MAC 周期之初开始测量, 单位为 1- $\mu$ s。本字段是可选的, 只有当 TXOPCtl 不为 0 时才定义
...		附加的 TXOP
TXOP[N]	4 个八比特组	

表 10-53/G.9954—Map控制帧

字段	长度	含义
Next Ethertype	2个八比特组	= 0
填充		如果需要, 进行填充, 以便达到 minFrameSize。
FCS	4个八比特组	帧校验序列
CRC-16	2个八比特组	PNT 帧校验序列

在表 10-54 中, 用斜的阴影来显示将控制字段分解为位字段。

表 10-54/G.9954—MAP控制报头

字段名称	字段大小 [位数]	描述
控制字段	32	控制字段的设置用于控制端节点的行为。有关该字段的编码紧接着在下面描述:
经过修改	1	指出在本 MAP 中定义的 TXOP 表不同于在“之前”MAP 中定义的 TXOP 表, 其中“之前”MAP 定义为在“之前”MAC 周期中发送的 MAP, 其序列号比“当前”序列号小 1 (考虑到模运算)。 0 MAP 同“之前”周期的 MAP 1 自“之前”周期后, MAP 发生了变化 端点可用该标志来在本地进行最优化。
周期等待时间修补方法	2	在相比预定的到达时间、MAC 周期的开始 (由 MAP 的到达时间指明) 受到延误时端点所用的周期等待时间修补方法。更多细节参见第 7.3.3 节。 0 无 — 在周期之初不使用等待时间修补技术。 1 调整时钟 — 通过延迟偏差, 在周期之初, 对用于计时 SMAC 传输的时钟进行调整。 2-3 保留供未来使用
冲突解决方法	2	用于解决 TXOP (定义为竞争周期) 期间冲突的冲突解决 (CR) 方法。更多细节参见第 7.3.7 节。 0 DFPQ (G.9951/2 类型的 CR) 1 受限的 DFPQ 2 保留供未来使用
SMAC_EXIT	1	从同步 MAC 模式中退出。主机随后须停止发送 MAP。该标志用做 G.9954 设备进入 AMAC 模式的一个指示。 0 保持 SMAC 模式 1 退出 SMAC 模式

表 10-54/G.9954—MAP控制报头

字段名称	字段大小 [位数]	描 述
AMAC_DETECTED	1	主机检测到存在一个工作于 AMAC 模式的设备。主机用于检测 AMAC 节点的方法依赖于具体的实现方案。 0 未检测到工作于 AMAC 模式的设备 1 检测到工作于 AMAC 模式的设备
CP 优先级限制	3	在竞争周期 (CTXOP) 中用于传输的最高优先级。可以对它进行控制, 以便在以下环境 (如混合了 G.9951/2 和 G.9954 的网络) 中为 CF TX 赋予优先级, 即环境中的 CF 和 CP TX 可能发生冲突。定义的值为: 0..7 优先级级别
MAP_IFG_INCR	6	递增地加入 CS_IFG 中(29 μs), 以便主机确定 TXOP 之间的、计划的 MAP_IFG (帧间间隔) 大小。通过以下关系式来定义 MAP_IFG: $MAP\_IFG = CS\_IFG + MAP\_IFG\_INCR$ MAP_IFG 静默须在其 TXOP 末尾处通过各个端点来保证。对 MAP_IFG_OFFSET 进行度量, 单位为 500 ns。
保留	16	保留供未来使用。须作为 0 进行发送, 接收机须忽略之
保留	32	保留供未来使用。须作为 0 进行发送, 接收机须忽略之
序列号	16	MAP 序列号。每个 MAC 周期递增的模计数器
NumTXOPs	16	分配图中的入口数。一个 MAP 中的最小入口数通常为 2 (一个入口用于 MAP, 另一个入口用于 UNALLOCATED TXOP)。当设置了 SMAC_EXIT 标志时, MAP 中的入口数可以为 0。 最大入口数通过 MAP 控制帧的最大尺寸来限制, 如上所述。

## 10.14.2 术语和参数

### 10.14.2.1 计时器

SYNC\_Timer: 一个自由运行的计时器, 周期为 150 ms。

本计时器用于检测是否与主机产生的 MAC 周期失去同步。计时器在进入 SMAC 模式时激活, 在离开 SMAC 模式时取消。

## 10.14.3 MAC周期同步协议

### 10.14.3.1 接收MAP控制帧

如果 G.9954 设备当前处于 AMAC 模式下, 那么应提供定期的 SYNC\_Timer, 并将系统状态变为 SMAC 模式。

如果 G.9954 设备已经处于 SMAC 模式下, 那么应重新提供 SYNC\_Timer, 以便对新的 SYNC 超时周期进行计数。

在 MAP 中进行传送的控制信息应用来更新 MAC 处理器使用的系统状态变量。

### 10.14.3.2 SYNC\_Timer 超时

当 SYNC\_Timer 发生超时时，表明在 SYNC\_Timer 周期中未收到 MAP，发生了 SYNC\_LOSS。

当前的 MAC 模式应变为 AMAC 模式，并更新系统状态变量。

## 10.15 网络准许进入控制（注册）协议

在主机受控的网络中，需要 G.9954 设备（支持带 QoS 合同的流）来执行以下程序，以便进入网络：

- 同步 — 等待来自主机的定期 MAP 传输。
- 注册 — 为注册协议消息的传输确定 MAP 中的传输机会，并用主机进行注册。

同步程序涉及等待从当前指派的主机接收一个定期的 MAP 传输。一旦收到 MAP，那么希望加入网络的 G.9954 设备就能够确定可用的传输机会，并继续进行注册程序。

注册程序由主机与注册设备之间有关事务处理的请求 — 响应序列组成。注册程序用于认证设备，以便进入网络，指派给它一个唯一的设备标识符，并下载网络配置信息。

### 10.15.1 注册机会

一旦设备与 MAC 周期同步，那么要求设备确定传输计划，这将允许它引导注册进程。通过未分配的（备用的）带宽或显性的 REGISTRATION 计划，在 MAP 中确定此类传输计划。有关 REGISTRATION TXOP 身份的更多信息，参见第 7.3.3.4.2 节。

主机保证提供足够的备用带宽，或为每个 REG\_PERIOD 至少分配一次 REGISTRATION TXOP。REGISTRATION 传输机会用于公告注册意图。该意图通过向主机发送一个 REG\_REQUEST 消息来表达。

设备间展开竞争，以便获得 REGISTRATION 传输机会。

### 10.15.2 注册和授权控制

执行注册进程是为了允许 G.9954 设备能够请求带宽保留。只有向主机注册了设备之后，设备才能通过向主机显性请求流建立来保留带宽。

注册程序涉及请求 — 响应序列，利用它，通过发送一个包含设备 MAC 地址和其他鉴别特性（如认证密钥和一组性能参数）的 REG\_REQUEST 消息，G.9954 设备请求注册主机。一旦收到 REG\_REQUEST 消息，那么主机负责授权请求设备进入，如果授权成功，那么为已注册设备分配资源。

通过以下方式执行认证，即检查设备，通过其 MAC 地址和其他可能的鉴别信息（如认证密钥）确定设备是合法的，有权加入主机控制的主网络。授权程序的详细内容依赖于具体的实现方案。

一旦准许一个设备进入网络，那么为它指派一个唯一的设备 ID。该设备 ID 随后用做寻址方案的一部分，用于为媒体访问计划中的设备和流分配传输机会。

主机用 REG\_RESPONSE 来响应 REG\_REQUEST。响应包含一个状态标志，指明注册程序是成功还是失败。如果程序成功，那么主机将网络配置数据下载给注册设备。

如果未在 REG\_TIMEOUT (T0) 周期时间间隔内从主机收到一个 REGISTRATION\_RESPONSE 消息，那么注册设备应利用 RetransmitTimer (参见第 10.15.6 节)，在后退一个随机时间量后重新进行尝试。如果注册设备在 MAX\_RETRIES 后未能收到一个响应，那么应重新初始化设备和重新开始序列。

网络准许进入协议在图 10-7 所示的顺序图中进行描述。

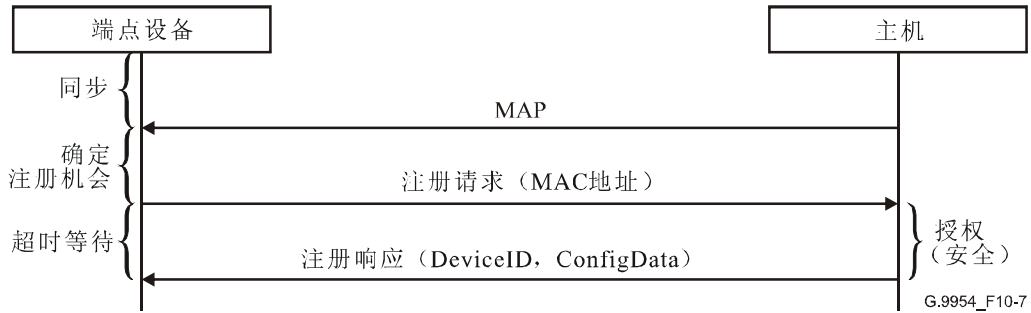


图 10-7/G.9954—网络准许进入协议顺序图

### 10.15.3 注册状态机

下面的状态图（图 10-8）自端点设备的观点、以图形形式对注册进程中的状态转换进行了描述。

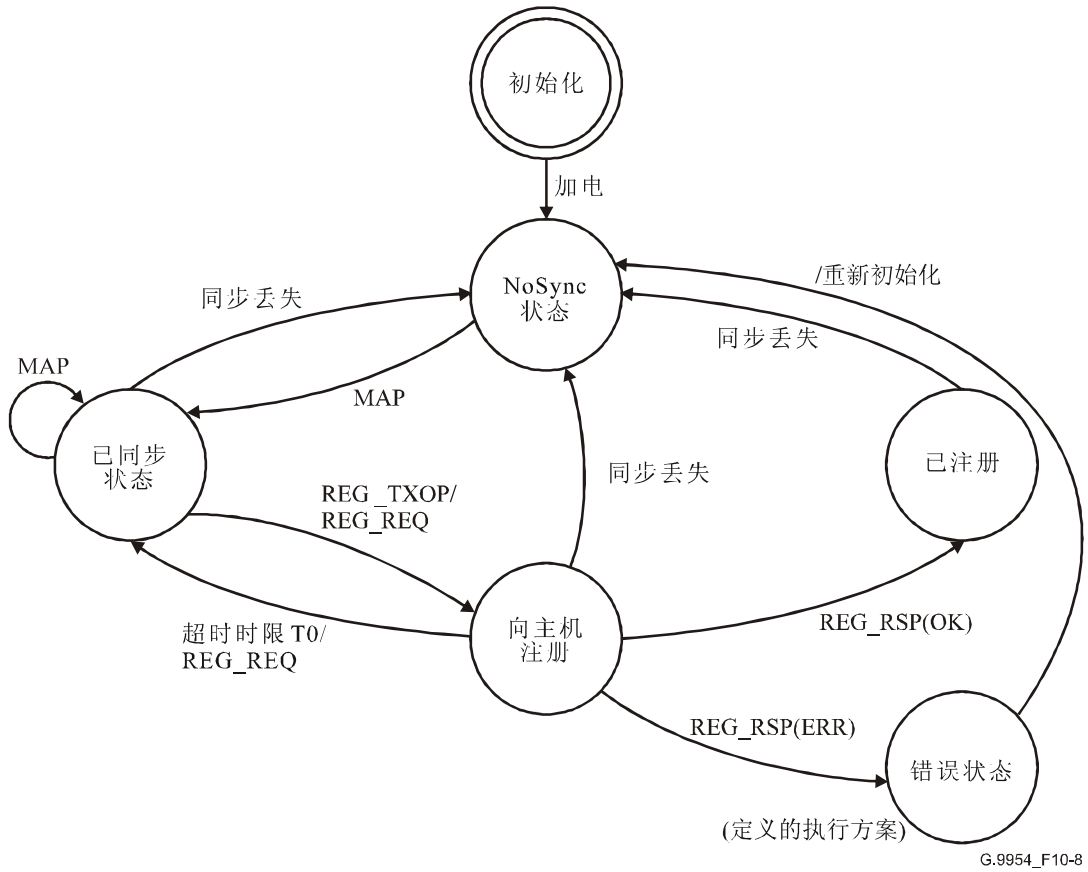
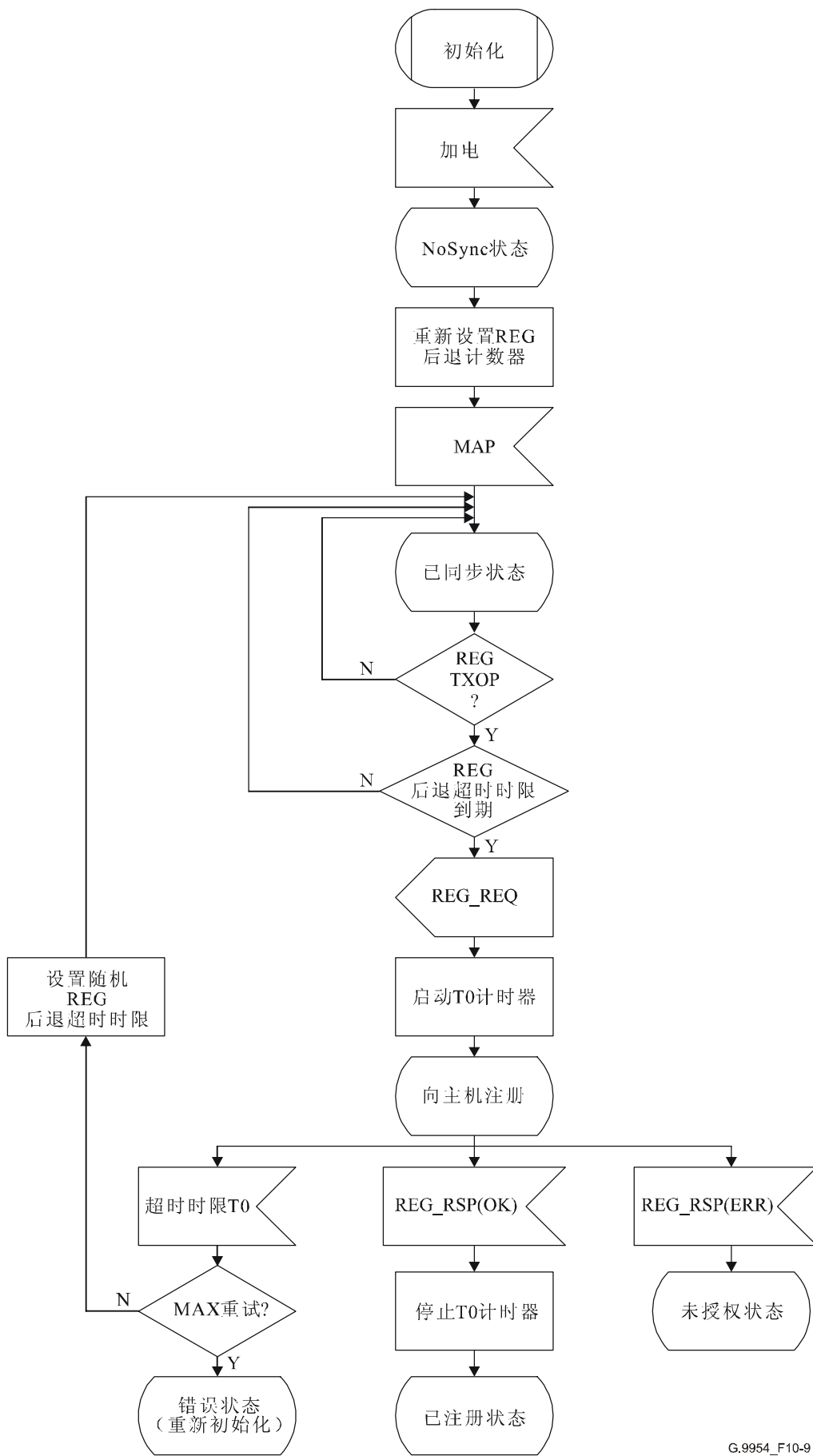


图 10-8/G.9954—端点设备上的注册

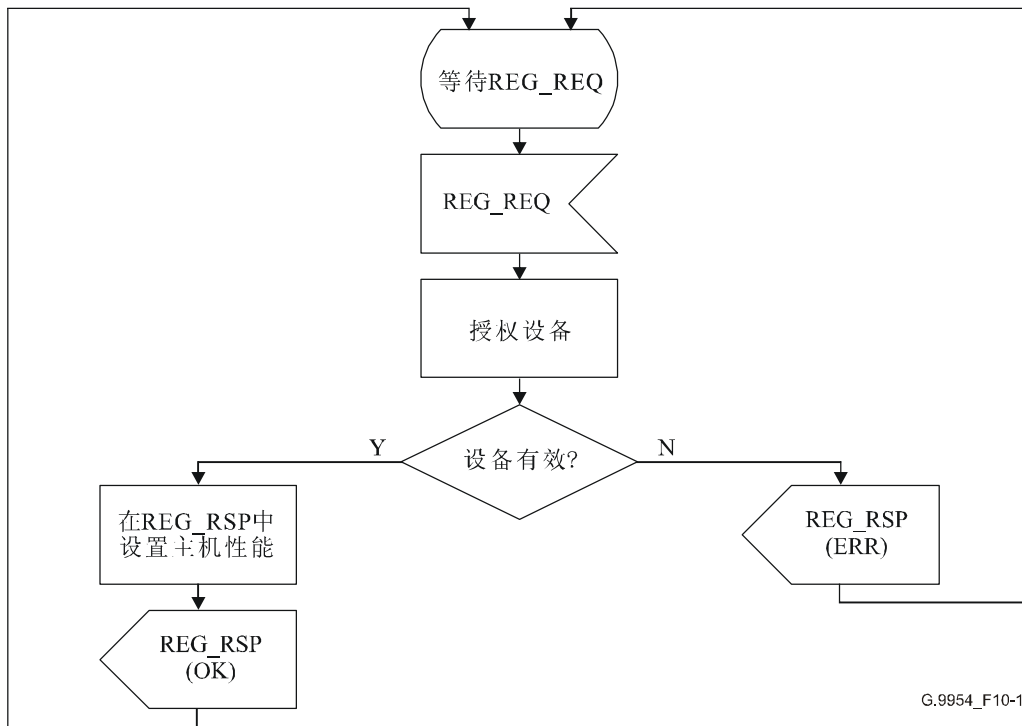
下面的 SDL 图（图 10-9 和图 10-10）全面描述了注册协议期间端点和主机设备的行为。



G.9954\_F10-9

图 10-9/G.9954—端点注册序列





G.9954\_F10-10

图 10-10/G.9954—注册注册序列

#### 10.15.4 老化已注册设备

主机须对 AgeingTimer 进行维护，并在每个 AgeingTimer 周期结束时进行检查，看是否收到了每个已注册设备的 CSA 帧。如果在 AgeingTimer 周期内未收到某个已注册设备的 CSA 帧，那么注销该设备，并移去任何相关的资源。

有关 AgeingTimer 的定义参见第 10.15.6.1 节。

#### 10.15.5 帧格式

应利用频谱掩码#2、2 Mbaud、每个符号 2 位（PE = 33）来发送注册控制帧。注册控制帧的格式在表 10-55 和表 10-57 中进行描述。

表 10-55/G.9954—注册请求消息

字段	长度	含义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	请求注册设备的源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_REGISTRATION (32773)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数，开始于 LSVersion 字段，结束于 Next EtherType 字段的第二个（最后一个）八比特组。对 LSVersion 0，最小 LSLength 为 4。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	注册请求 (0) 的消息类型

表 10-55/G.9954—注册请求消息

字段	长度	含义
注册数据	0-65531 个八比特组	由设备发送给主机的注册信息。包括设备性能、鉴别信息等。注册数据是可选的，用 TLV 编码。
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充		如果需要，进行填充，以便达到 minFrameSize
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

产生注册消息的设备可以在注册数据中包括以下参数。

表 10-56/G.9954—注册参数

字段	长度	含义
SETag	1 个八比特组	= 2, 设备标识
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组（84 个八比特组）。
Primary_ID	4 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
Subsystem_ID	4 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
Vend_Date	4 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
Manuf_Date	4 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
Serial_Num	16 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
Vend_Name	32 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
Vend_Driver	16 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
OUI	3 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
Device_Type	1 个八比特组	参见第 10.9.6 节表 10-27 中的 CERT 和 DIAG
供货商特定的	1 个八比特组	供货商特定的、TLV 编码的扩展
SETag	1 个八比特组	= 3, 设备性能
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长度，不包括标记和长度对应的八比特组（3 个八比特组）。
Max_Flows	1 个八比特组	端点设备支持的最大流数
最大分类符	1 个八比特组	可同时安装于会聚层中最大分类符数
Master_Capability	1 个八比特组	T = 设备能够变成为主机
主机优先级	1 个八比特组	为主机设计的优先级，若设备具有主机性能
供货商特定的	1 个八比特组	供货商特定的、TLV 编码的扩展

注册响应消息（表 10-57）须由主机发送给某个设备，以响应注册请求。

表 10-57/G.9954—注册响应消息

字段	长度	含义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_REGISTRATION (32772)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数，开始于 LSVersion 字段，结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 LSVersion 0，最小 LSLength 为 6。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	注册响应 (1) 的消息类型
DeviceID	1 个八比特组	由主机指派给设备的设备 ID
状态	1 个八比特组	注册请求状态 0 OK。设备已注册 1 错误
配置数据	0-65530 个八比特组	设备成功注册时由主机返回的网络配置信息。该信息是可选的，用 TLV 进行编码。
Next EtherType	2 个八比特组	= 0
填充		如果需要，进行填充，以便达到 minFrameSize
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

主机用注册响应来对注册请求进行响应。须在注册响应中返回以下信息：

### 状态

指明注册请求是成功还是失败的状态返回码。

### 设备ID

主机指派给设备 (带规定的 MAC 地址) 的设备标识符。

### 配置数据

网络配置数据是可选的，可以是供货商特定的。它可以用于传送：

- 网络范围内的配置参数；
- 主机性能；
- 安全信息；
- 业务提供信息。

表 10-58 描述了可以出现在注册控制帧 MsgType 条目中的值。

表 10-58/G.9954—MsgType值

MsgType	含义
0	注册请求
1	注册响应
2-255	保留

## 10.15.6 术语和参数

- REG\_PERIOD — 可用于发送注册请求的、TXOP 之间的最大时间量。REG\_PERIOD 的值为 50 毫秒。
- MAX\_RETRIES — 在重新初始化设备之前，端点应重新尝试注册主机的次数。MAX\_RETRIES 的值为 5。

### 10.15.6.1 计时器

- T0 — 一个只用一次的计时器，在传输 REG\_REQUEST 消息后设置。在重新尝试请求之前，用于对预期的主机 REG\_RESPONSE 进行计时。如果收到 REG\_RESPONSE，那么取消该计时器。
- RetransmitTimer — 一个只用一次的计时器，设为 1-1000 ms（包括）之间的某个随机间隔。在 REGISTRATION TXOP 内，在传输期间发生冲突的情况下，在重新发送 REG\_REQUEST 之前，用于设置后退时间。UTXOP 内的冲突可以利用 SMAC 冲突解决方法来解决。
- AgeingTimer — 定期的计时器，周期为 180 秒，用于确定哪个已注册设备正处于活动状态，正在发送 CSA 帧。

## 10.16 主机选择协议

G.9954 网络要求存在一个能起主机作用的网络节点，以便协调和安排媒体传输。虽然对工作于 SMAC 模式的网络要求有一个主机，但并不是所有的网络节点都需要拥有能使之变成为主机的功能。在确实拥有要求的性能的那些网络节点中，它们中的任何一个都可潜在地变成为主机。

包含多个能成为主机的网络节点的住宅网络，允许从主机故障快速恢复，本质上能更加容忍失效/故障。在存在多个潜在主机的情况下，须使用主机选择协议来动态地选择一个单个的主机。

发现和选择一个单个主机的协议被称为主机选择协议，在下面章节中进行描述。

### 10.16.1 检测受管网络

加电后，通过侦听 MAP 控制帧并同步于 MAC 周期，G.9954 设备（配置为 G.9954 模式）首先尝试检测它是否工作于主机控制的网络中。如果在 master\_DETECTION\_TIMEOUT (T0) 时间间隔后未检测到任何 MAP 帧，那么设备可得出结论：当前网络中没有任何主机。如果设备具有主机功能，并希望变成为主机，那么它可以使自己成为网络主机的候选者。如果收到一个 MAP 控制帧，那么设备须同步于公告的 MAC 周期，并当做一个正常的端点设备进行处理。

### 10.16.2 主机选择程序

如果认定网络是非管理的，设备能够并希望变成为主机，那么它可以通过广播 master\_SELECTION 控制帧、使用 G.9954 的非同步传输模式，使自己成为主机的候选者。由于在同一时间网络中可以有几个具有主机功能的设备处于活动状态，因此主机选择程序包括以下机制，即允许其他潜在的、具有主机功能的设备竞选成为网络主机。

须依据相对的主机优先级来执行主机选择。须利用配置或管理参数为每个具有主机功能的设备指派一个优先级。该优先级须与设备 MAC 地址一起在 master\_SELECTION 控制帧中予以公告。一旦收到 master\_SELECTION 控制帧，那么能够将其自身变成为主机的 G.9954 节点可以对潜在主机候选者的优先级与指派给它自己的优先级进行比较，以便确定它是否是“更好的”候选者。如果它是“更好的”候选者并希望竞争主机角色，那么它必须在 master\_SELECTION\_TIMEOUT(T1) 时间间隔内广播 master\_SELECTION 控制帧。

如果在 master\_SELECTION\_TIMEOUT (T1) 时间间隔内未提供一个可供选择的、“更好的”候选者，那么主机候选者担当主机角色，并可以开始传输 MAP 控制帧。如果提供了一个可供替换的候选者，那么具有最高优先级的主机将担当主机。如果存在几个具有相同优先级的候选者，那么具有最低 MAC 地址的设备将被选中担当主机。

所有放弃成为主机机会的站应保持静默，直至收到所选主机的 MAP 控制帧。

### 10.16.3 主机故障检测和恢复

如果失去与主机的同步，那么认定主机发生“故障”。当在最后一个 MAP 控制帧后的 master\_DETECTION\_TIMEOUT (T0) 时间间隔内未收到 MAP 控制帧时，失去同步。一旦检测到主机故障，那么主机可以通过引入一个主机选择进程、通过发送一个带宣告的优先级 0 的 master\_SELECTION 控制帧，来顺序执行关机。

### 10.16.4 主机选择状态机

图 10-11 以图形形式对状态转换进行了描述，去除了一些小的细节，包括省略了不会引起状态转换的事件（并且没有任何相关的行为）、状态内的决策逻辑（导致引起某个事件）、复杂条件的表示（如高级“逻辑”事件）。

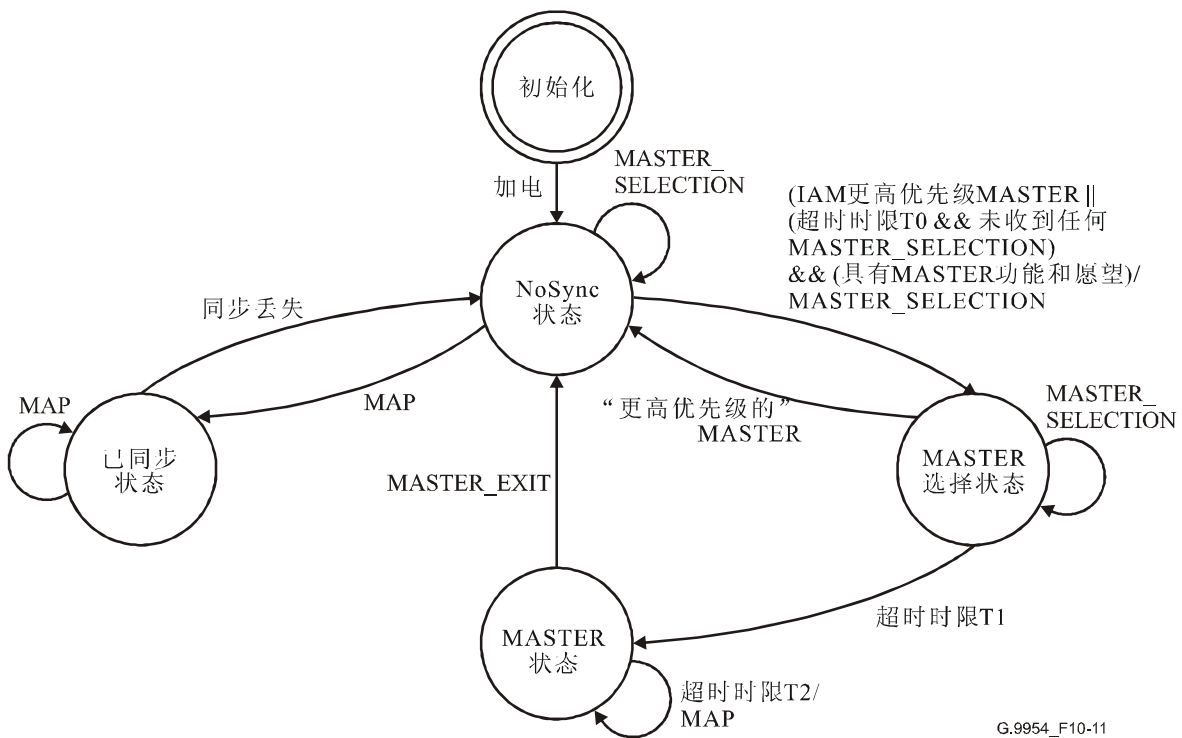
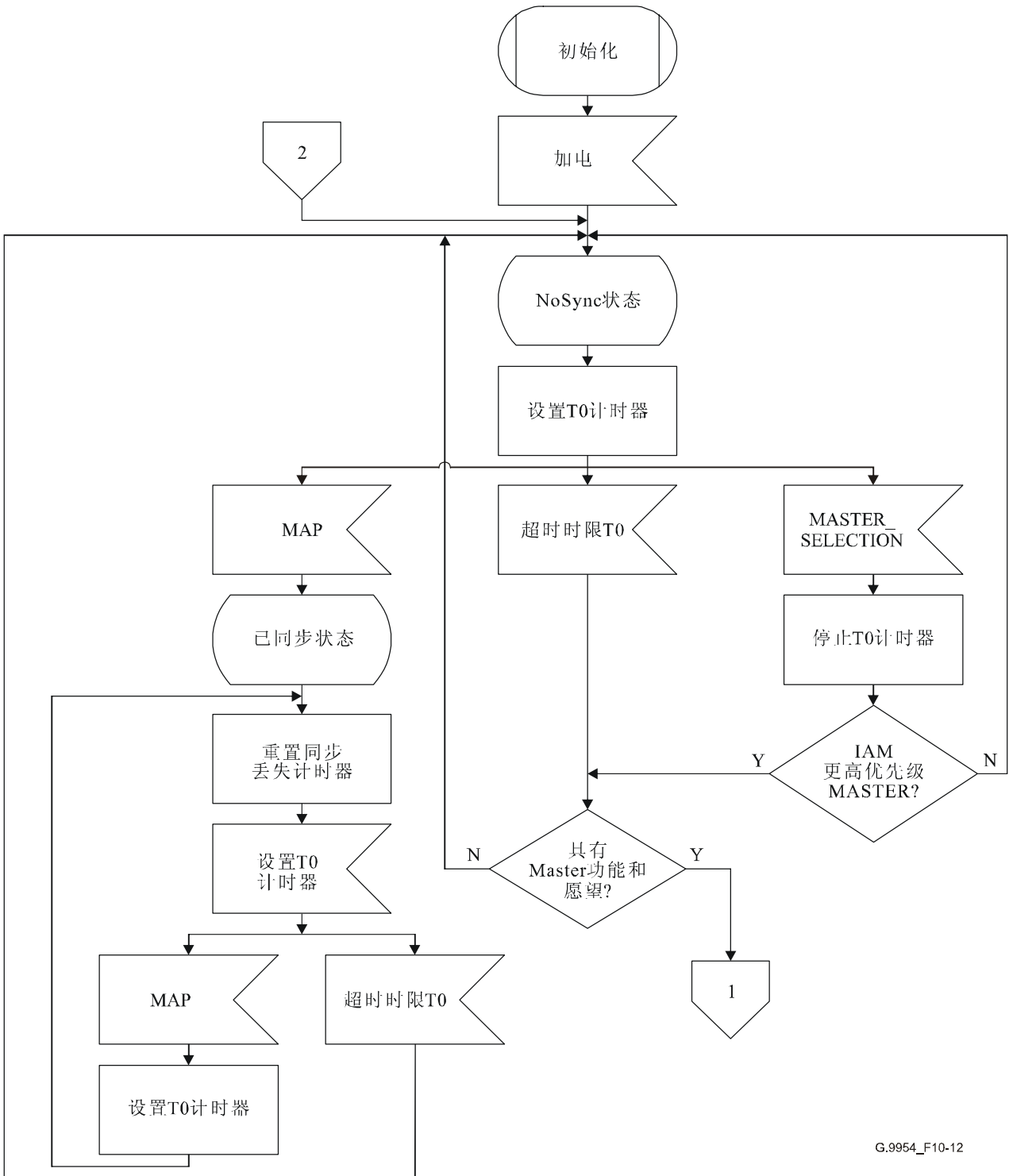


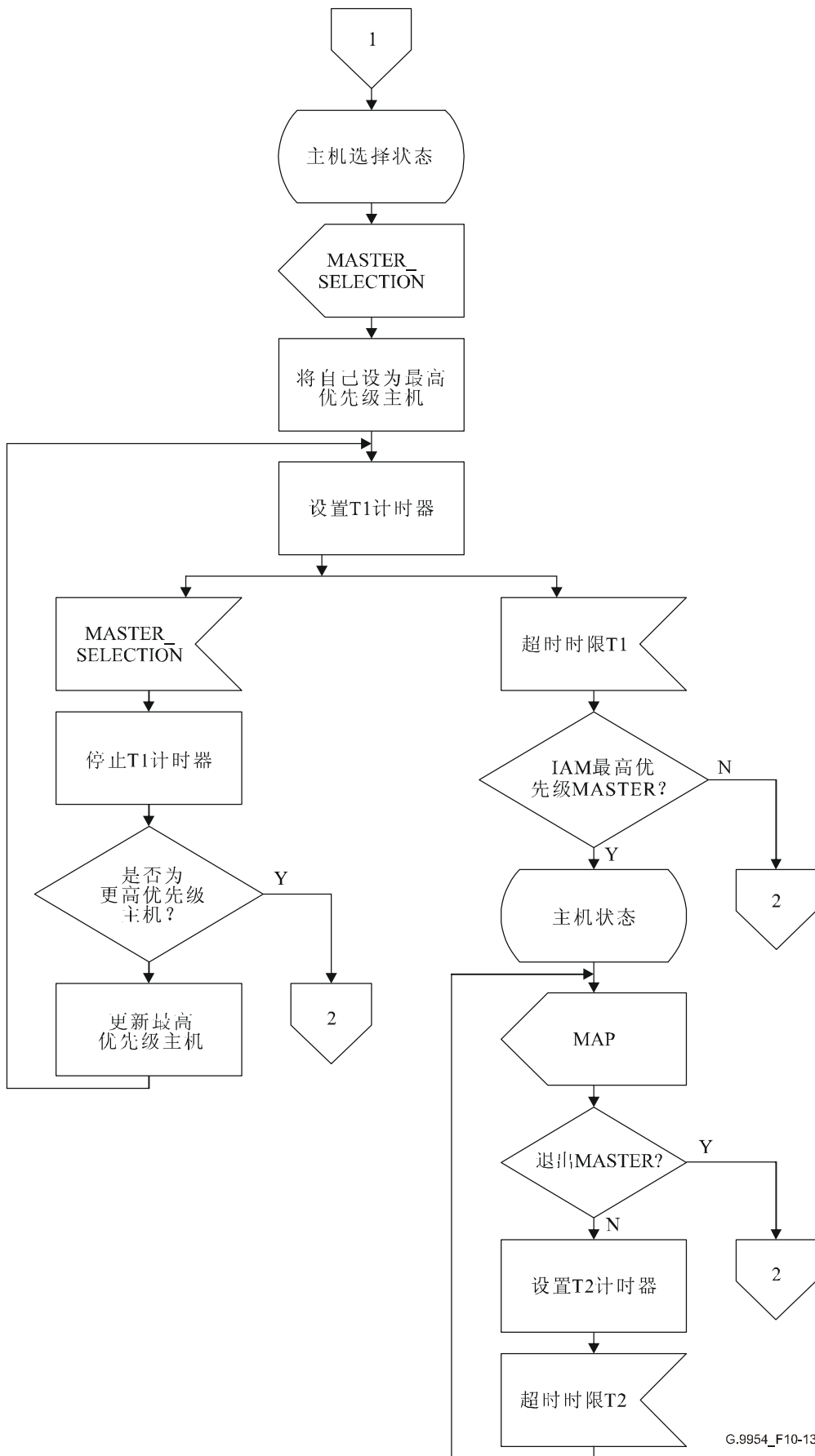
图 10-11/G.9954—主机选择状态图

图 10-12 和图 10-13 全面描述了主机选择协议。



G.9954\_F10-12

图 10-12/G.9954—主机选择协议的SDL



G.9954\_F10-13

图 10-13/G.9954—主机选择协议的SDL (续)

## 10.16.5 主机选择协议消息

表 10-59/G.9954—主机选择控制帧

字段	长度	含义
DA	6 个八比特组	目的地地址（广播或多播地址）
SA	6 个八比特组	请求变成为主机的设备的源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c（PNT 链路控制帧）
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_master_SELECTION（8）
SSLength	1 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next EtherType 字段的第二个（最后一个）八比特组。对 SSVersion 0，SSLength 为 4
SSVersion	1 个八比特组	= 0
优先级	1 个八比特组	指派的主机优先级。用于排列各潜在 MASTER 的次序，以便支持优先级选择。优先级的值为 0-255，大的数表示高的优先级。保留优先级 0，主机可用之来广播希望放弃主机控制。
Next EtherType	2 个八比特组	= 0
填充	40 个八比特组	
FCS	4 个八比特组	

## 10.16.6 术语和参数

### 10.16.6.1 计时器

- T0 — 一个只用一次的计时器，设为值 150 ms，用于检测在网络上是否不存在主机。计时器由具有主机功能的设备在进入非同步状态时设置。当设备第一次唤醒以及 MAC 周期 SYNC\_LOSS 后，它处于非同步状态。MAP 控制帧到达后取消计时器。（参见第 10.14 节）。如果计时器 T0 到期，那么具有主机功能的设备可以通告其变为主机的意图。
- T1 — 一个只用一次的计时器，在传送或接收主机 SELECTION 协议消息后设置。用该计时器来为具有主机功能、起主机作用的设备之间协商开启一个时间周期。T1 计时器到期后，具有主机功能的设备可根据其优先级和 MAC 地址来确定它是否为选定的主机。主机选择控制帧到达后重新提供计时器 T1。T1 计时器的值为 50 ms。
- T2 — 一个只用一次的计时器，由主机设置，用于度量 MAC 周期的长度。T2 的值是可变的，依赖于调度程度。当 T2 计时器到期时，发送下一个 MAC 周期的 MAP。

## 10.17 流信令协议

流信令协议用于动态地建立和管理带 QoS 参数和通信流量分类过滤器（由上层协议定义）的业务流。更特别地，流信令协议用于执行以下流相关的功能：

- 建立流和通信流量分类过滤器；
- 修改流参数以及增加或删除分类过滤器；
- 拆卸流；



- 查询流或业务类别的 QoS 参数。

须在流源处的 G.9954 设备与流目的地处的 G.9954 设备之间执行流信令协议，并将用于建立流的 QoS 参数。在主机控制的网络中，如果需要保留的带宽，那么还须在流源处的 G.9954 设备与主机源处的 G.9954 设备之间执行流信令。流信令协议可以由单播流中所涉及的源设备或目的设备来启动，或者由广播/多播流中的源设备来启动，或者由主机来启动。

流信令协议通常涉及三路握手。握手允许在流源设备与目的设备之间以及流源设备与主机设备之间协商流参数。

带主机的流信令用于为流保留媒体带宽，以便签订 QoS 吞吐量、等待时间/抖动和 BER 参数合同。主机须负责对流建立请求实施准许进入控制，以便确认存在足够的媒体资源，并可满足流参数所规定的 QoS 要求。如果主机准许流进入，那么须在媒体访问计划中分配媒体传输机会 (TXOP)，以便单独使用流。

在无主机的网络中，流信令同样可用于在源设备与目的设备之间沟通和协商流参数。它为具有不同 BER/PER 要求的流提供流级的、精细的速率协商支持。它还还为帧脉冲串聚合方案（考虑流的等待时间要求以及源设备和目的设备的存储器限制）提供支持。

流的目的地可以是一个单个设备（由单播目的地地址确定），或者是一组设备（由广播或多播地址确定）。针对一组设备的流信令协议不需要同单播流建立的三路握手。相反，向组广播流参数，且不要求任何响应。组成员总能启动一个显性的流参数请求（自流源处），流指的是它们正在积极侦听的流，或者独立启动拆卸一个非活动流的流。

本节的其余部分描述了流信令协议和流信令控制帧格式的详细内容。

### 10.17.1 流信令控制帧

SETUP/MODIFY\_FLOW\_REQUEST 控制帧（参见表 10-60）用于请求建立或修改一个流。利用 { FS\_SA, FS\_DA, FS\_FlowID } 多元组来确定正在建立或修改的流。流建立请求用于建立一个带已定义 QoS 流参数的流。流修改请求用于修改当前流的一个 QoS 流参数。在两种情况下，对 Setup 和 Modify 请求，流参数总是确定的，以第 10.17.1.1 节所述的两种形式中的一种来显示。可选地，可以利用 *FlowClassifier* TLV 结构来在流源处安装流分类器（参见第 10.17.1.2 节）。

表 10-60/G.9954—建立/修改流请求控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址。FS_DA 或主机地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING (32774)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 SSVersion 0, 最小 LSLength 为 58。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	SETUP/MODIFY_FLOW_REQUEST (0,3) 的消息类型, 如表 10-66 中所定义
Request_Key	2 个八比特组	用于关联响应/确认协议消息的、唯一的请求密钥
FS_SA	6 个八比特组	流源处站的 MAC 地址。不必对应 SA
FS_DA	6 个八比特组	流目的地处站的 MAC 地址。不必对应 DA
FS_FlowID	1 个八比特组	流源 (FS_SA) 与流目的地 (FS_DA) 之间的流的唯一标识符。流标识符由流源处的设备在本地指派。如果流建立请求不是由流源启动, 那么流标识符规定为 NULL
FS_DeviceID	1 个八比特组	确定设备、请求流建立或修改的设备 ID。设备 ID 在注册进程期间由主机指派。
FlowParameters	50 个八比特组	待建立的流 QoS 属性。流属性通过一个 TLV 编码的结构进行描述, 如表 10-67 中所定义。
FlowClassifiers	N 个八比特组	用于确定流所属分组的流分类器的规范。流分类器是可选的, 通过一个 TLV 编码的结构进行描述, 如表 10-67 中所定义。可以定义多个流分类器。
Next EtherType	2 个八比特组	= 0
填充	可变的	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

须返回 SETUP/MODIFY\_FLOW\_RESPONSE 控制帧 (参见表 10-61), 以响应 SETUP/MODIFY\_FLOW\_REQUEST。利用请求者指派的、唯一的请求密钥, 实现响应与对应请求的关联。响应包含一个用于指明请求是否成功的状态, 在所请求流参数需要协商或修改的情况下, 在流参数 TLV 结构中返回经过修改的参数。

表 10-61/G.9954—建立/修改流响应控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING (32774)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next Ethertype 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 SSVersion 0, 最小 LSLength 为 60。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	SETUP/MODIFY_FLOW_RESPONSE (1, 4) 的消息类型, 如表 10-66 中所定义
Request_Key	2 个八比特组	用于确定响应相关之请求的密钥
FS_SA	6 个八比特组	流源处站的 MAC 地址。不必对应 SA
FS_DA	6 个八比特组	流目的地处站的 MAC 地址。不必对应 DA
FS_FlowID	1 个八比特组	流源 (FS_SA) 与流目的地 (FS_DA) 之间的流的惟一标识符。如果流建立请求不是由流源启动, 那么在流建立响应中返回流标识符。
状态	1 个八比特组	流建立请求的状态
FS_TXOPID	2 个八比特组	用于确定 TXOP 的标识符由流传输的主机保留 (分配)。本字段只在响应流建立请求时由主机指派。
FlowParameters	N 个八比特组	在响应中返回流参数。返回的流参数为那些不同于对应请求参数的参数。流参数如表 10-69 中所定义。
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充	可变的	如果需要, 进行填充, 以便达到 minFrameSize
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

使用 SETUP/MODIFY\_FLOW\_CONFIRM 控制帧 (参见表 10-62) 来完成流建立/修改协议。流建立/修改序列由相同的、协议请求阶段期间指派的请求密钥来确定。确认字段用于指明接受或拒绝流信令事务处理。

表 10-62/G.9954—建立/修改流确认控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING (32774)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next Ethertype 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 SSVersion 0, LSLength 为 8。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	SETUP/MODIFY_FLOW_CONFIRM (2,5) 的消息类型, 如表 10-66 中所定义
Request_Key	2 个八比特组	用于确定确认 (带请求 — 响应序列) 的密钥
FS_SA	6 个八比特组	流源处站的 MAC 地址。不必对应 SA
FS_DA	6 个八比特组	流目的地处站的 MAC 地址。不必对应 DA
FS_FlowID	1 个八比特组	流标识符由流源指派。如果流建立请求不是由流源启动, 那么在流建立响应中返回流标识符。
确认	1 个八比特组	建立流协议序列的确认代码
FS_TXOPID	2 个八比特组	用于确定 TXOP 的标识符由流传输的主机保留 (分配)。本字段只在响应流建立请求时由主机指派。
FlowParameters	N 个八比特组	在建立/修改流响应中发现并要求重新进行协商的流参数。流参数结构是可选的, 且是 TLV 编码的, 如表 10-69 所述。
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充	可变的	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

须使用 FLOW\_TEARDOWN\_REQUEST 控制帧来请求拆卸某个帧。流由 { FS\_SA, FS\_DA, FS\_FlowID } 多元组来确定。收到 FLOW\_TEARDOWN\_RESPONSE 控制帧后流拆卸事务处理将终止 (参见表 10-63 和表 10-64)。

表 10-63/G.9954—拆卸流请求控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING (32774)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next Ethertype 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 LSVersion 0, LSLength 为 20。

表 10-63/G.9954—拆卸流请求控制帧

字段	长度	含义
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	TEARDOWN_FLOW_REQUEST (6) 的消息类型, 如表 10-66 中所定义的。
Request_Key	2 个八比特组	用于确定拆卸请求的密钥
FS_SA	6 个八比特组	流源处的站的 MAC 地址
FS_DA	6 个八比特组	流目的地处的站的 MAC 地址
FS_FlowID	1 个八比特组	待拆卸流的 ID
FS_Pad	1 个八比特组	接收时忽略
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充	24 个八比特组	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

表 10-64/G.9954—拆卸流响应控制帧

字段	长度	含义
DA	6 个八比特组	目的地地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING (32774)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next Ethertype 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 LSVersion 0, LSLength 为 8。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	TEARDOWN_FLOW_RESPONSE (7) 的消息类型, 如表 10-66 中所定义。
Request_Key	2 个八比特组	用于确定拆卸请求的密钥
FS_SA	6 个八比特组	流源处的站的 MAC 地址
FS_DA	6 个八比特组	流目的地处的站的 MAC 地址
FS_FlowID	1 个八比特组	待拆卸流的 ID
状态	1 个八比特组	拆卸请求的状态
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充	36 个八比特组	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

须使用 GET\_FLOW\_PARAMS\_REQUEST 控制帧来为由 { FS\_SA, FS\_DA, FS\_FlowID } 确定的特定流请求流参数。在 GET\_FLOW\_PARAMS\_RESPONSE 控制帧中返回流参数 (参见表 10-65 和表 10-65a)。

表 10-65/G.9954—获取流参数请求控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址。FS_SA 或主机的地址。
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING (32774)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 LSVersion 0, 最小 LSLength 为 18。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	GET_FLOW_PARAMS_REQUEST (8) 的消息类型, 如表 10-66 中所定义的。
Request_Key	2 个八比特组	用于确定拆卸请求的密钥
FS_SA	6 个八比特组	流源处站的 MAC 地址。不必对应 SA
FS_DA	6 个八比特组	流目的地处站的 MAC 地址。不必对应 DA
FS_FlowID	1 个八比特组	正在查询的 FS_SA 与 FS_DA 之间的流的身份
FS_pad	1 个八比特组	接收时忽略
Next EtherType	2 个八比特组	= 0
填充	0 个八比特组	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

表 10-65a/G.9954—获取流参数响应控制帧

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址。FS_SA 或主机的地址
SA	6 个八比特组	源地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c (PNT 链路控制帧)
LSType	2 个八比特组	= SUBTYPE_FLOW_SIGNALLING (32774)
LSLength	2 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数, 开始于 LSVersion 字段, 结束于 Next EtherType 字段的第二个 (最后一个) 八比特组。对 LSVersion 0, 最小 LSLength 为 8。
LSVersion	1 个八比特组	= 0
MsgType	1 个八比特组	GET_FLOW_PARAMS_RESPONSE (9) 的消息类型, 如表 10-66 中所定义的。
Request_Key	2 个八比特组	用于确定拆卸请求的密钥
FS_DA	6 个八比特组	流目的地处站的 MAC 地址。不必对应 DA
FS_FlowID	1 个八比特组	正在查询的 FS_SA 与 FS_DA 之间的流的身份
状态	1 个八比特组	获取流参数请求的状态

表 10-65a/G.9954—获取流参数响应控制帧

字 段	长 度	含 义
FlowProperties	32 个八比特组	在对应请求控制帧中规定的流的 QoS 属性
Next Ethertype	2 个八比特组	= 0
填充	可变的	
FCS	4 个八比特组	帧校验序列

表 10-66 描述了流信令控制帧中所用的 MsgType 值。

表 10-66/G.9954—流信令协议消息类型

MsgType	含 义
0	SETUP_FLOW_REQUEST
1	SETUP_FLOW_RESPONSE
2	SETUP_FLOW_CONFIRM
3	MODIFY_FLOW_REQUEST
4	MODIFY_FLOW_RESPONSE
5	MODIFY_FLOW_CONFIRM
6	TEARDOWN_FLOW_REQUEST
7	TEARDOWN_FLOW_RESPONSE
8	GET_FLOW_PARAMS_REQUEST
9	GET_FLOW_PARAMS_RESPONSE
10-127	保留
128-135	保留，供主机用于通告建立、修改和拆卸流请求、响应和确认消息。

### 10.17.1.1 流参数

利用一种或两种 TLV 编码的结构来在流信令控制帧中规定流参数。

- 1) 流规范结构（参见表 10-67）；
- 2) 流参数结构（参见表 10-68）。

第一种结构（参见表 10-67），“流规范结构”对流规范中的各个 QoS 参数进行了描述，当建立一个流时或响应一个 GET\_FLOW\_PARAMS\_REQUEST 时，站可以使用它。

表 10-67/G.9954—流规范TLV结构

字 段	长 度	含 义
SETag	1 个八比特组	= FS_PARAMS_TAG (2)
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长, 不包括标记和长度八比特组 (= 30)。
Subtype	2 个八比特组	= 流规范 (0)
ControlWord#1	2 个八比特组	参见表 10-69 条目 2。
ControlWord#2	2 个八比特组	参见表 10-69 条目 3。
PacketSize	2 个八比特组	参见表 10-69 条目 4。
MaxPacketSize	2 个八比特组	参见表 10-69 条目 5。
MaxDataRate	2 个八比特组	参见表 10-69 条目 6。
AvgDataRate	2 个八比特组	参见表 10-69 条目 7。
MinDataRate	2 个八比特组	参见表 10-69 条目 8。
BER	1 个八比特组	参见表 10-69 条目 9。
PE	1 个八比特组	参见表 10-69 条目 10。
PacketTimeout	4 个八比特组	参见表 10-69 条目 11。
TXTimeslot	4 个八比特组	参见表 10-69 条目 12。
FlowTimeout	4 个八比特组	参见表 10-69 条目 13。

第二种结构,“流参数”结构是一种递增结构,它将用于报告单个 QoS 流参数或参数集。用它来通告对特定 QoS 参数所做的修改或对特定 QoS 参数集所做的修改。

表 10-68/G.9954—流参数TLV结构

字 段	长 度	含 义
SETag	1 个八比特组	= FS_PARAMS_TAG (2)
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展的总长, 不包括标记和长度八比特组。最小长度为 3, 最大长度为 49。
Subtype	2 个八比特组	= 流参数 (1)
FPType	1 个八比特组	参见表 10-69。
FPLength	1 个八比特组	参见表 10-69。
FlowParameter	1-4 个八比特组	参见表 10-69。
...		[流参数的附件实例]

表 10-69 对流信令控制帧中所用的流参数进行了描述。斜的阴影用于显示字节和字字段分解为位字段。



表 10-69/G.9954—流属性

序号	参数名称	FPType	FP长度 [八位 字节数]	值	注 释
1	填充	00	1	0	
2	控制字#1	0x01	2		对控制字的解码紧接着如下所示：
	优先级		位 13:15	0-7	指派给流的优先级。可以用于 G.9951/2 优先级语义
	业务类型		位 10:12	0-3	定义了流支持的业务类型： 0 CBR 1 rt-VBR 2 nrt-VBR 3 BE 4-7 保留
	最大等待时间		位 5:9	0-16	依据表 10-70，最大可容忍传输和排队延迟。 17-31 保留
	最大抖动		位 2:4	0-3	依据 10-71，最大延迟变动。 5-7 保留
	保留		位 0:1	0	务必由发射机设为 0，接收机忽略之。
3	控制字#2	0x02	2		用于控制流行为策略的一组控制字段。对控制字的解码紧接着如下所示：
	ACK 策略		位 15:15	0-1	0 无 1 LARQ
	FEC 策略		位 13:14	0-3	0 无 1 Reed-Solomon 2-3 保留
	聚合策略		位 12:12	0-1	0 无 1 MAC 集聚合
	校验和错误处理策略		位 11:11	0-1	0 校验和错误不抛弃分组。 1 校验和错误抛弃分组。 校验和错误包括 G.9954 链路层帧或帧脉冲串 FCS 或 CRC-16 字段中的错误。
	保留		位 0:10	0	务必由发射机设为 0，接收机忽略之

表 10-69/G.9954—流属性

序号	参数名称	FPType	FP长度 [八位 字节数]	值	注 释
4	标称分组大小	0x03	2	0-64 kbit/s	业务相关分组的标称分组大小，以八比特组数计。值 0 表示一个未规定的或未知的值。
5	最大分组大小	0x04	2	0-64 kbit/s	业务相关分组的最大分组大小，以八比特组数计。值 0 表示一个未规定的或未知的值。 注一 调度程序用于确保 TXOP 至少大得足以包括一个单个分组。
6	最大数据速率	0x05	2	4 kbit/s – 256 Mbit/s	峰值脉冲串速率，单位为 4 kbit/s。考虑净（有效负载）数据速率。
7	平均数据速率	0x06	2	4 kbit/s – 256 Mbit/s	业务要求得平均比特率，单位为 4 kbit/s。
8	最小数据速率	0x07	2	4 kbit/s – 256 Mbit/s	业务操作要求的最小比特率，单位为 4 kbit/s。只对要求最小传输延迟的实时通信流量，该数才有望不同于 0（最小 ≤ 平均 ≤ 最大）。
9	BER 字	0x08	1	$10^{-10}$ - $10^{-5}$	$10^{-10} \leq BER \leq 10^{-5}$ 范围内的业务级 BER。 BER 通过两个整数字段来表示：尾数 m 和指数 e，这样： $BER = (8 + m) \times 2^{e-43}$ 当 CRC 错误处理策略为 CRC 错误则抛弃分组时，BER 值为 PER 除以每个分组平均的位数。例如，假设要求的 $PER = 10^{-2}$ ，并且使用 1500 字节的分组，那么 $BER = 10^{-2}/1200 \approx 10^{-6}$ 。
	尾数 (m)		位 5:7	0-7	
	指数 (e)		位 0:4	7-24	
10	PE	0x09	1	0-255	逻辑信道上使用的有效负载编码。PE 值应通过速率协商自 BER 要求中获得。
11	分组超时时限	0x0A	4	$2^32 - 1$	在从流队列中删除之前，分组将保持在排队中的时间量，以 ms 计。值 0 表示分组从不会超时。

表 10-69/G.9954—流属性

序号	参数名称	FPType	FP长度 [八位 字节数]	值	注 释
12	TX 时间片	0x0B	4	$2^{32} - 1$	<p>为流定义的、第一个 TXOP 的时间片。该字段可在流建立期间通过上面各层来设置，以便实现已分配 TXOP 与外部源的同步。这计划用于同步业务。相对主机时间的基准时钟来对时间进行度量，单位为 <math>2^{-13}</math> ms。值 0 用于表示“未知的”值。</p> <p>注 — 使用本特性需要假定请求设备的时钟同步于主机的基准时钟。有关时钟同步的更多信息，参见第 10.18 节。</p>
13	流非活动超时时限	0x0C	4	$2^{32} - 1$	<p>在流自动拆卸并释放资源之前，当不存在任何通信流量时，流将保持“非活动”的时间量。值 0 表示流从不会自动拆卸。</p>

表 10-70 和表 10-71 列出了可能的最大等待时间和最大抖动值及其含义。

表 10-70/G.9954—最大等待时间值

等待时间	含 义
0	没有限制
1	5 ms
2	10 ms
3	20 ms
4	30 ms
5	40 ms
6	50 ms
7	60 ms
8	70 ms
9	80 ms
10	90 ms
11	100 ms
12	200 ms
13	300 ms
14	400 ms
15	500 ms

表 10-71/G.9954—最大抖动值

抖 动	含 义
0	没有限制
1	5 ms
2	10 ms
3	20 ms

### 10.17.1.2 流分类器

流分类器为定义准则的过滤器规范，利用它，G.9954 会聚层将对分组进行分类，并将它们映射至流。表 10-72 对 SETUP/MODIFY\_FLOW\_REQUEST 控制帧中所用的流分类器 TLV 结构进行了描述。

表 10-72/G.9954—流分类器数据

字 段	长 度	注 释
SETag	1 个八比特组	= FS_CLASSIFIER_TAG (表 10-39)
SELength	1 个八比特组	TLV 扩展总的长度，不包括标记和长度八比特组。
优先级	1 个八比特组	分类器的优先级。定义会聚层中分类器的使用次序。高的值表示高的优先级。
操作码	1 个八比特组	可以应用的分类器行为： 0 增加分类器 1 删除分类器
ClassifierParam		分类器参数
ClassifierTag	1 个八比特组	分类器标记标识符。有关分类器标记值的描述，参见表 10-73。 保留值 0x0E-0xFF。
ClassifierLength	1 个八比特组	分类器参数的长度
ClassifierParameter	可变的	分类参数，其结构特定于 ClassifierTag，如表 10-73 所述。

表 10-73/G.9954—分类器参数

分类器参数	分类器标记	长度 (八比特 组数)	注 释
流 ID	0x00	2	流的流 ID，已通过更高的协议层确定一个属于它的流入分组。
目的地地址	0x01	N * 6	(N) 个以太网目的地地址清单
源地址	0x02	N * 6	(N) 个以太网源地址清单
EtherType	0x03	N * 2	(N) 个 EtherType 值清单
TOS	0x04	3	IP 类型的业务字段：(tos <sub>low</sub> , tos <sub>high</sub> , tos <sub>mask</sub> )
协议	0x05	N * 1	协议清单：protocol <sub>1</sub> ..protocol <sub>n</sub>
IP 源地址	0x06	N * 8	源 IP (地址，掩码) 多元组清单
IP 目的地地址	0x07	N * 8	(N) 个目的 IP (地址，掩码) 多元组清单

表 10-73/G.9954—分类器参数

分类器参数	分类器标记	长度 八比特组	注 释
源端口范围	0x08	N * 4	(N) 个源 IP 端口号范围 (port <sub>low</sub> , port <sub>high</sub> ) ...清单
目的端口范围	0x09	N * 4	(N) 个目的 IP 端口号范围 (port <sub>low</sub> , port <sub>high</sub> ) ...清单
EtherType/802.2 DSAP	0x0A	N * 1	LLC DSAP 地址
EtherType/802.2 SSAP	0x0B	N * 1	LLC SSAP 地址
用户优先级	0x0C	2	802.1D 用户优先级值 pri <sub>low</sub> , pri <sub>high</sub> 的范围
VLAN ID	0x0D	2	802.1Q VLAN 标识符。只有最左边的 12 位才有意义。

### 10.17.2 流信令事务处理

使用惟一指派的请求密钥，一个站可以同时启动多个流信令事务处理。属于相同事务处理的所有协议消息都将使用相同的请求密钥。请求密钥将由流信令事务处理的发起者来指派。

### 10.17.3 流信令协议序列

#### 10.17.3.1 流建立协议序列

流建立将使用流建立协议序列在流源端点与流目的端点之间执行。源站或目的站都可以启动流建立。

流建立信令的目的是在流端点之间建立一组良好定义的、经协商的流参数。

如果流需要保留的带宽 (QoS 合同)，并且网络工作于 SMAC 模式，那么将由流源在商定流参数后告知主机流建立参数。对两个端点节点之间的流建立，须使用相同的三路握手来执行告知主机流建立和保留带宽。

主机也可以是流的源端点或目的端点。这是标准流建立协议序列的一个特例。

注一 当主机位于流端点处时，不需要任何更多的主机通告，以便保留超出最初流建立信令的带宽。

在下面各节中定义了不同的流建立协议序列。

#### 10.17.3.1.1 源启动的流建立程序

为了在网络上两个 G.9954 设备之间建立一个流 (当中，启动流建立的设备为流源处的设备)，发起者须向流目的地处的设备发送一个 SETUP\_FLOW\_REQUEST 消息。SETUP\_FLOW\_REQUEST 消息包含一个发起者指派的请求密钥，并确定流建立事务处理、流身份和流 QoS 参数。流身份须由发起者在本地指派，方法是指派一个流标识符，在流源地址和目的地地址范畴内，它将是惟一的。

在发送 SETUP\_FLOW\_REQUEST 后，站须设置一个计时器，并等待 SETUP\_FLOW\_RESPONSE 消息 FLOW\_RESPONSE\_TIMEOUT (T1) 毫秒。如果在超时时限周期内未收到任何响应，那么须使用相同的请求密钥重新发送请求。在达到 MAX\_FLOW\_SIGNALLING\_RETRIES 之前，执行该进程。

一旦收到 SETUP\_FLOW\_REQUEST, 目的设备须在本地建立流。它可以对流参数进行建议的修改, 以便更好地使流适应端点资源限制。须在 SETUP\_FLOW\_RESPONSE 中返回任何经修改的参数。发送 SETUP\_FLOW\_RESPONSE 后, 目的端点将启动一个计时器, 并等待 SETUP\_FLOW\_CONFIRM 消息 FLOW\_CONFIRM\_TIMEOUT (T2) 毫秒。如果在该超时时限周期内未收到 SETUP\_FLOW\_CONFIRM, 那么须重新传送 SETUP\_FLOW\_RESPONSE 消息。在目的地放弃流建立操作和关闭事务处理之前, 本程序须持续进行 MAX\_FLOW\_SIGNALLING\_RETRY 次。

如果收到 SETUP\_FLOW\_RESPONSE, 那么站停止计时器 (T1), 并检查返回的状态和流参数。如果目的站在其响应中修改了流参数, 那么源站将对其流参数做相应修改。如果 SETUP\_FLOW\_RESPONSE 中的返回状态为 OK, 且源站接收修改后的参数, 那么源站将返回一个 FLOW\_SETUP\_CONFIRM 消息, 其状态为 OK, 并关闭流建立事务处理。如果源站拒绝提供的流参数, 那么它须返回一个确认代码 REJECT 以及被拒绝的参数。

一旦收到 SETUP\_FLOW\_CONFIRM, 那么站停止计时器 (T2)。如果 SETUP\_FLOW\_CONFIRM 中的确认代码为 OK, 那么目的站可以完成流建立事务处理。如果确认代码为 REJECT, 那么目的站可以结束流建立事务处理, 或者利用相同的 FLOW\_SETUP\_RESPONSE/CONFIRM 周期, 修改其提供的内容。如果不能成功建立流, 那么应返回 SETUP\_FLOW\_RESPONSE 状态 ERROR, 并在源和目的地关闭流建立事务处理。

如果不能在源站与目的站之间成功建立流, 那么将利用 AMAC 传输规则以及为源地址与目的地地址之间的逻辑信道定义的信道参数来发送流数据。如果网络是主机控制的, 那么须在竞争 TXOP 内执行传输。

如果流得以成功建立, 且网络是主机控制的, 那么可以通过向主机通告流建立情况来为流保留带宽。有关流保留带宽分配的更多信息, 参见第 10.17.3.1.4 节。

图 10-14 描述了用于在设备 A (源) 与设备 B (目的地) 之间建立流的流建立信令协议, 例子中流建立事务处理的发起者为设备 A。本例描述了在流信令协议中使用的计时器周期 (T1, T2) 以及经流信道执行的速率协商 (RRCF)。

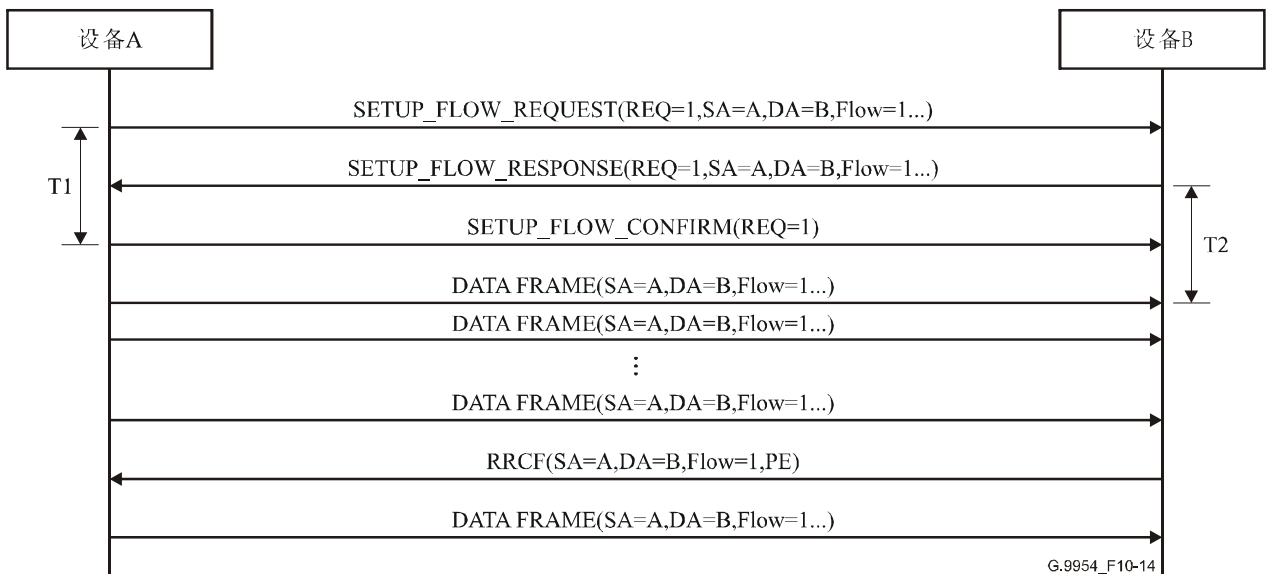


图 10-14/G.9954—源启动的流建立程序

### 10.17.3.1.2 目的地启动的流建立程序

当由流目的地启动时，流建立类似于第 10.17.3.1.1 节中所述的程序。各序列之间的不同之处如下所述：

FLOW\_SETUP\_REQUEST 中规定的 Flow\_ID 为 NULL，原因是 Flow\_ID 务必由流源处的站来定义。在 FLOW\_SETUP\_RESPONSE 中返回指派的 Flow\_ID。

进行流参数协商针对的是源启动的流建立情况。

图 10-15 描述了流建立信令协议，当例子中的流建立事务处理发起者为设备 B 时，它用于在设备 A（源）与设备 B（目的地）之间建立一个流。

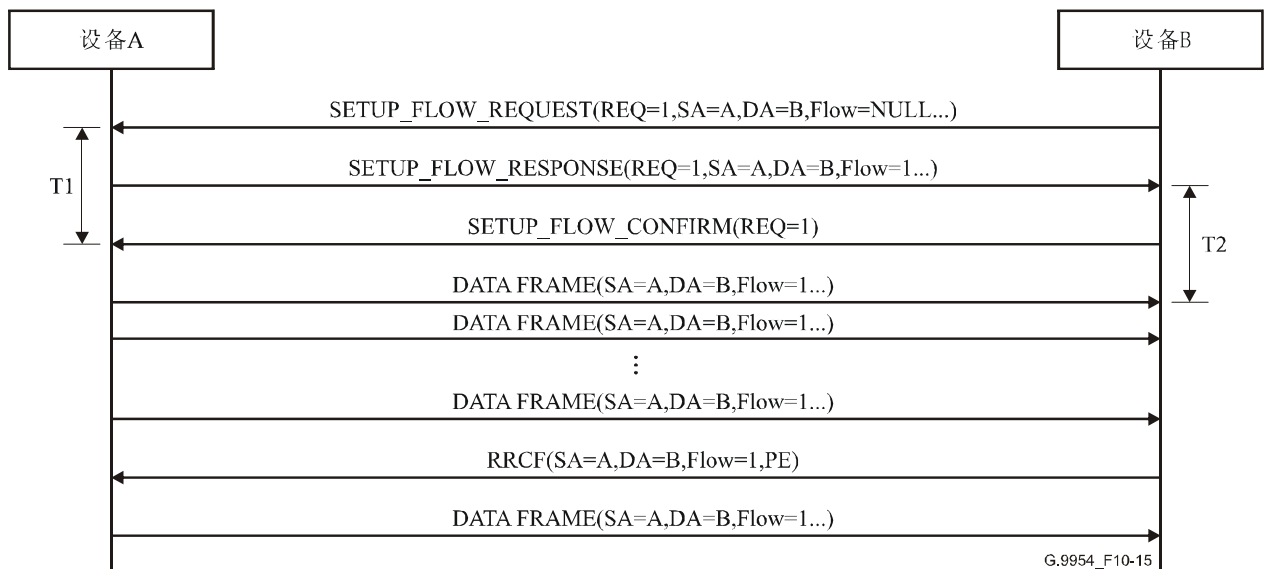


图 10-15/G.9954—目的地启动的流建立协议

### 10.17.3.1.3 广播/多播流建立程序

当建立广播/多播流时，流建立信令协议不使用标准的三路握手来建立流，原因是流建立的发起者不等待来自所有广播/多播组成员的响应。相反，流建立将通过广播 SETUP\_FLOW\_REQUEST 来通知，无需等待响应，无需用确认答复。不能商定广播/多播流的流参数（除有效负载编码（PE）之外）。有效负载编码须利用广播/多播信道的标准速率协商机制来商定，如第 10.4 节所述。

为了使广播/多播组成员能在任何时候获得流参数，当未收到 SETUP\_FLOW\_REQUEST 时，或者当流建立后广播/多播成员处于活动状态时，站可以在任何时候利用 GET\_FLOW\_PARAMS\_REQUEST 提出获取流参数的请求。一旦收到 GET\_FLOW\_PARAMS\_REQUEST，流源处的站须利用 GET\_FLOW\_PARAMS\_RESPONSE 消息为指定的流返回参数。

广播/多播流情况下的流建立协议序列如图 10-16 所示。

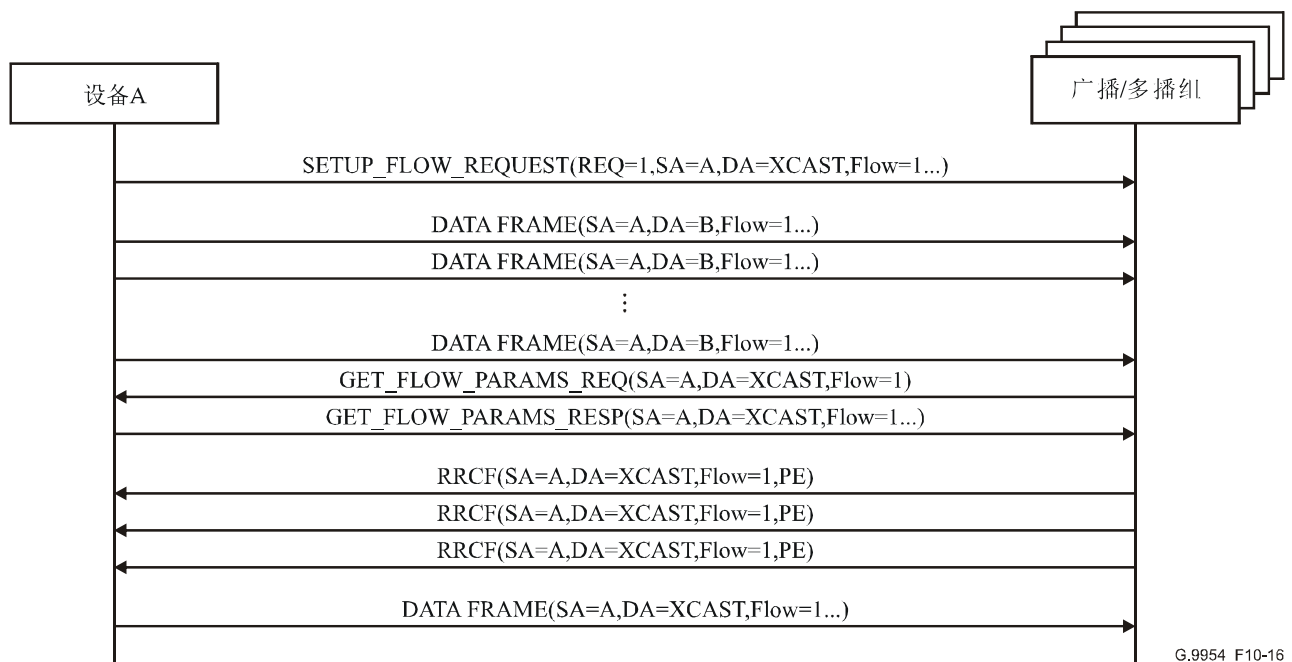


图 10-16/G.9954—多播流建立

### 10.17.3.1.4 主机流建立通告程序

如第 10.17.3.1.1 节、第 10.17.3.1.2 节和第 10.17.3.1.3 节所述，将在流源与目的设备之间执行流建立协议，而不管网络是否是主机控制的。这允许流定义带确定的等待时间、速率和 BER 特性。发射机和接收机设备可以使用该信息来协商适当的流信道参数（如缓冲区要求、有效负载编码等）。

如果网络是主机控制的，那么可以通过利用通常的流建立信令协议告知主机流建立情况，来为已建立的流保留显性 TXOP。

为了向主机通告流建立情况，须由流源来启动协议。对源设备与目的设备之间的正常流建立操作，须使用相同的三路协议握手。如果主机准许流进入，那么保留的 TXOP 须由主机来分配，在公告的、主机产生的 MAP 中进行指派。主机调度程序须按以下方式 and 位置来分配 TXOP，即能够提供足够的带宽，且满足在流参数中为流定义的等待时间和抖动要求。



须向主机注册流源处的设备，使得能够请求保留的带宽。

图 10-17 描述了流建立协议序列，包括主机流建立通知。设备 A 与设备 B 之间（即在双向箭头内）显示的流建立协议序列描述了协议序列，如图 10-14、图 10-15 和图 10-16 所示。设备 A 与主机之间的流建立协议序列描述了保留带宽分配请求。

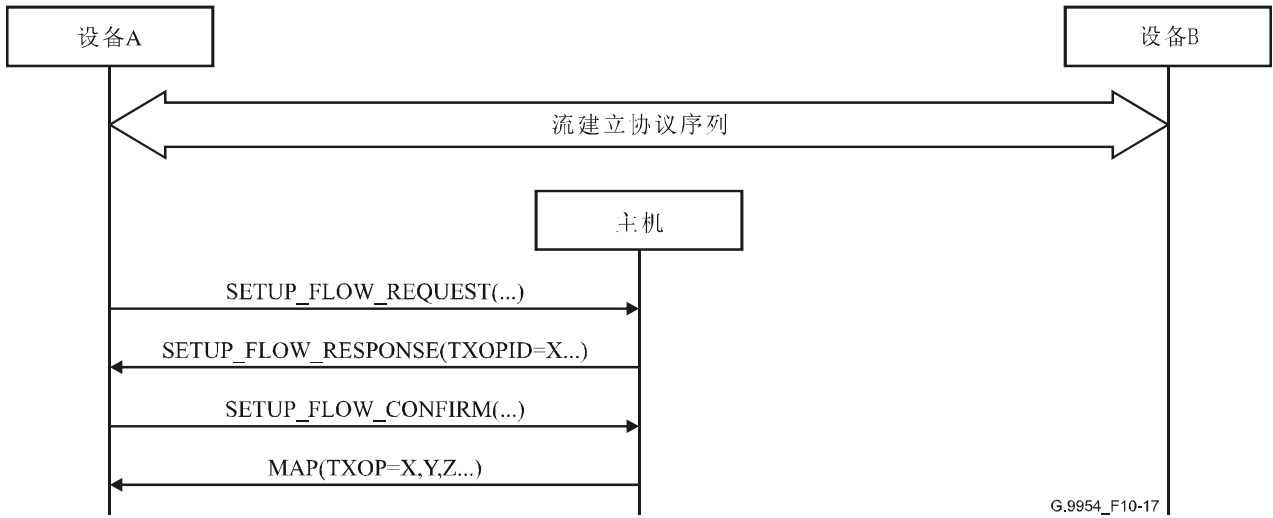


图 10-17/G.9954—主机流建立通告

### 10.17.3.1.5 主机启动和终结的流建立程序

如果启动流建立序列的设备为主机，那么对普通端点站的情况（参见第 10.17.3.1.1 节和第 10.17.3.1.2 节），正常进行流建立序列。在这种情况下，可以由主机在协议序列开始之前实施准许进入控制。此外，不必告知主机流建立情况，以便保留带宽。对需要保留带宽的流，主机须自动执行该操作。

同样，对端点终结于主机的流，通常情况下进行流建立协议序列，如果需要，须由主机自动执行带宽保留操作。

注一 主机不必立即分配流的带宽，可以推迟到确定流信道参数（如有效负载编码）后。

### 10.17.3.2 流修改协议序列

流修改协议序列紧跟在流建立协议后。同样，它涉及流源与目的设备之间的三路协议交换序列，可选地，涉及流源与主机设备之间的三路协议交换序列。

流修改可以由流源或目的设备来启动。类似于流建立协议，须告知主机流修改情况，如果修改后的参数影响带宽保留，那么告知主机显性地保留了哪些带宽。

修改以下参数会对主机带宽保留造成影响：

- 数据速率（最小、平均、最大）；
- 最大等待时间/抖动；
- 有效负载编码；
- 标称的分组大小。

### 10.17.3.2.1 流修改程序

请求流修改的设备须打开一个流信令事务处理，并发送一个 MODIFY\_FLOW\_REQUEST 消息，消息包含待修改流参数的详细说明，与/或可选地，待在流源处设备中安装的通信流量分类滤波器。

在发送 MODIFY\_FLOW\_REQUEST 后，发起者须设置一个计时器，并等待 MODIFY\_FLOW\_RESPONSE 消息 FLOW\_RESPONSE\_TIMEOUT (T1) 毫秒。如果在收到响应之前计时器到期了，那么须在放弃流修改请求之前重新发送 MODIFY\_FLOW\_REQUEST 消息 MAX\_FLOW\_SIGNALLING\_RETRY 次。

一旦收到 MODIFY\_FLOW\_REQUEST 消息，那么接收设备应在其已建立流的清单中查找规定的流，如果找到，那么建立一个新的流信令事务处理。应对修改后的参数进行检查，如果可接受，那么应对流参数做相应更新。随后，在 (T1) / 2 毫秒内，应返回状态为 OK 的 MODIFY\_FLOW\_RESPONSE，从 MODIFY\_FLOW\_REQUEST 收到之时开始计。如果修改后的流参数不可接受，那么应返回状态为 REJECT 的 MODIFY\_FLOW\_RESPONSE。应在响应消息中返回被拒绝的参数。

协议序列其余部分的进展同流建立情况，包括重新协商流参数（如果需要的话）以及结束流信令事务处理。这在图 10-18 中进行描述。

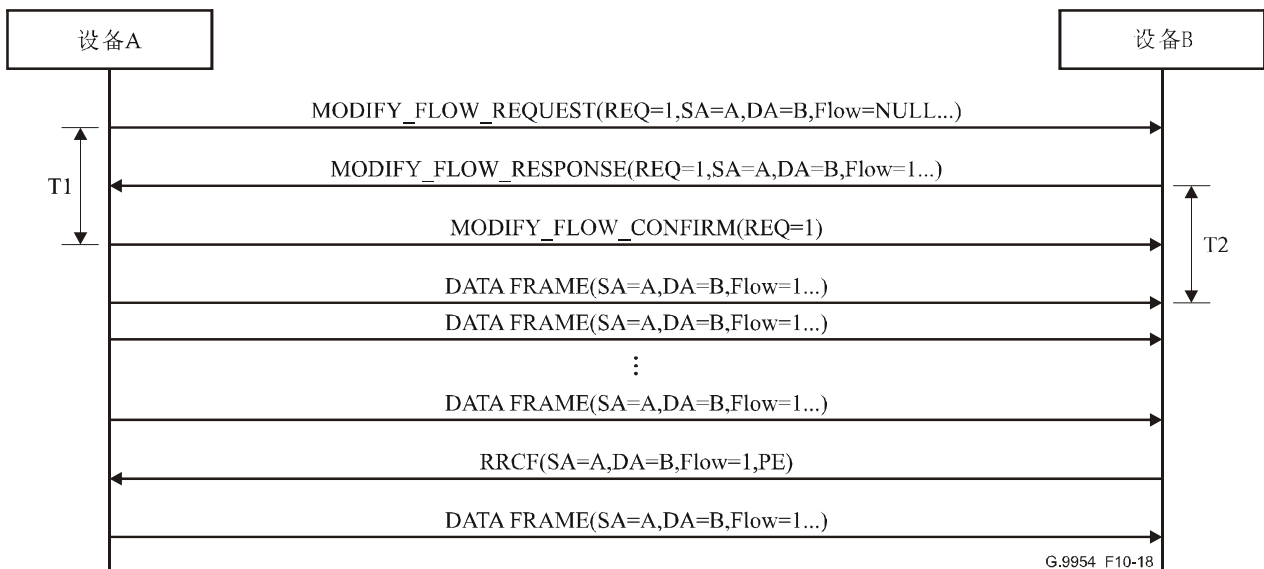


图 10-18/G.9954—修改流信令协议

### 10.17.3.2.2 主机通告和流修改

如果修改了主机为之保留了带宽的流，那么须告知主机任何对流参数的修改，它们影响带宽保留。通知须利用修改流信令协议来执行。

可以被修改并影响带宽保留的流参数如第 10.17.3.2 节中定义的。

流源处设备与主机之间的修改流信令协议同第 10.17.3.2.1 节所述。

### 10.17.3.3 流拆卸协议序列

使用流拆卸协议序列来拆卸流。流可以在响应来自上面协议层的显性请求时拆卸，或者在流参数可配置的非活动周期后拆卸（参见第 10.17.1.1 节中的流非活动超时时限流参数）。

通常，在侦听到一个大于或等于流的流非活动超时时限的流非活动周期后，由流源处的设备来启动流拆卸序列。如果它侦听到一个大于其流非活动超时时限参数的非活动周期，那么拆卸也可以由流目的地处的设备来启动。

流拆卸协议序列涉及 REQUEST-RESPONSE 消息序列。发起者将通过源地址、目的地地址和流 ID 来确定流。当一个流被拆卸时，须释放其绑定的资源。

如果拆卸了主机为其保留了带宽的流，那么须由发起流拆卸序列的设备来通知主机。

如果不再检测到某个已注册设备，通过不存在性能和状态公告控制帧（CSA）来指明，那么主机将注销该设备，并拆卸所有源自该设备的流。同样，流源处的设备须检测是否不存在流目的地处的设备（使用 CSA 超时时限），并相应地拆卸此类流。

流源处的流非活动超时时限须大于流目的地处的流非活动超时时限，以便降低流拆卸在速度方面的条件。

注一相应地，流建立协议序列的发起者应通过规定要求的流非活动超时时限，来保证上面这点要求。这意味着，对流源发起的流建立，在建立请求中规定的流非活动超时时限应强制地大于流源处的参数。同样，对流目的地发起的流建立，规定的流非活动超时时限应小于流目的地处使用的值。

#### 10.17.3.3.1 站启动的流拆卸程序

须在流端点处找到的各设备之间或者在流源处设备与主机之间执行流拆卸协议信令。在任何一种情况下，设备通过发送一个 TEARDOWN\_FLOW\_REQUEST 消息来启动流拆卸协议序列，消息包含待拆卸流的身份以及惟一的、用于确定流信令事务处理的请求密钥。发起设备随后将设置一个计时器，并在重新发送拆卸请求之前，等待 TEARDOWN\_FLOW\_RESPONSE 消息 FLOW\_RESPONSE\_TIMEOUT (T1) 毫秒。在结束流拆卸事务处理并在本地拆卸流之前，本程序将执行 MAX\_FLOW\_SIGNALLING\_RETRY 次。

接收 TEARDOWN\_FLOW\_REQUEST 的设备将在其活动流数据库中搜索确定的流，如果找到，那么设备应在本地将流拆卸，并释放绑定于流的资源。在所有情况下，应在 (T1) / 2 毫秒内返回 TEARDOWN\_FLOW\_RESPONSE。

在图 10-19 中对流拆卸协议序列进行了描述。所述的情形显示了流端点处各设备之间以及流源处设备与主机之间的流拆卸序列。

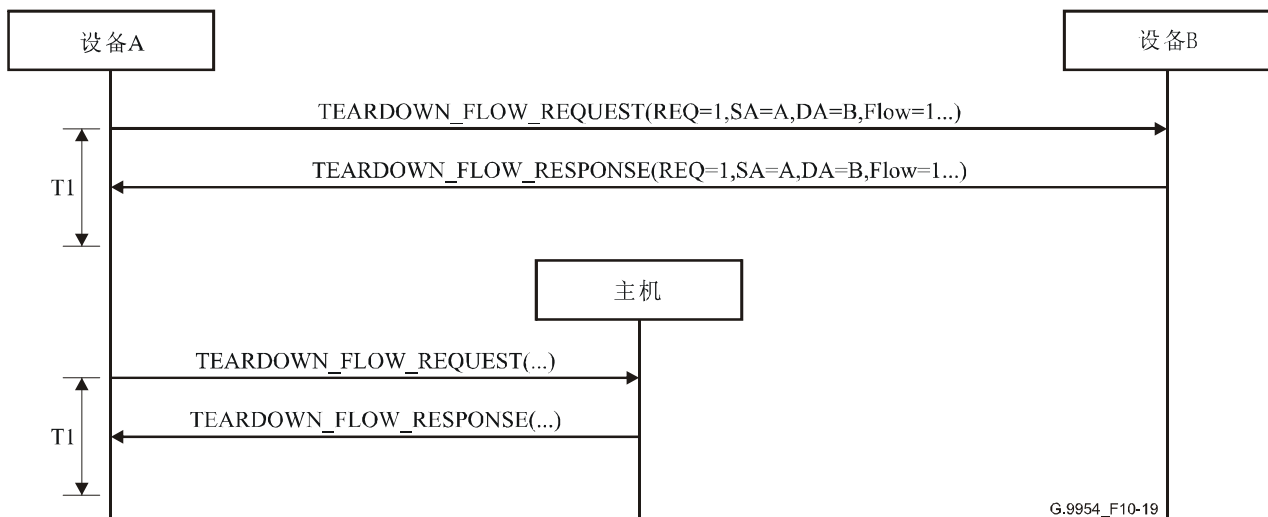


图 10-19/G.9954—流拆卸协议

### 10.17.3.3.2 主机的流拆卸信令

如果流拥有主机为其保留的带宽，且流被拆卸了，那么须由流源处找到的设备来告知主机。利用流拆卸协议序列来告知主机，等同于流端点处找到的设备的情况。

### 10.17.3.3.3 广播和多播流拆卸

为了拆卸一个广播/多播流，流源处的设备须发送 TEARDOWN\_FLOW\_REQUEST。使用广播/多播地址来发送 TEARDOWN\_FLOW\_REQUEST 消息。起始设备不得等待 TEARDOWN\_FLOW\_RESPONSE，并可以在发送拆卸请求后终止事务处理。

如果广播/多播组成员未收到 TEARDOWN\_FLOW\_REQUEST，那么使用标准流非活动超时时限机制的各个设备须终止流。

## 10.18 时戳报告指示消息（可选的）

某些端点设备可能要求与主机基准时钟同步，以便同步采样速率，或者使媒体 TXOP 的分配同步于外部源。

为了支持与主机时钟的同步，主机基准时钟设备需要将其时钟分发给网络上的所有设备。

网络上的任何设备都可以是某些时钟从设备组的主机基准时钟。多个主机基准时钟设备可以同时共存于网络中。典型地，时钟从设备应同步于一个单个的主机基准时钟。不要求 SMAC 模式下工作于主机的设备是一个主机基准时钟。

时戳报告机制假定主机基准时钟能够锁定一个众所周知消息（时戳报告消息自身）的传输时戳，并在后续的时戳报告指示消息中发送锁定的时戳值。此外，它假定端点设备能够锁定同一消息的接收时戳。端点处锁定的接收时间与主机基准时钟处锁定的发送时间之间的时间差用于调整端点处的时钟，以便补偿计算的时钟频率错误。这在图 10-20 中进行描述。

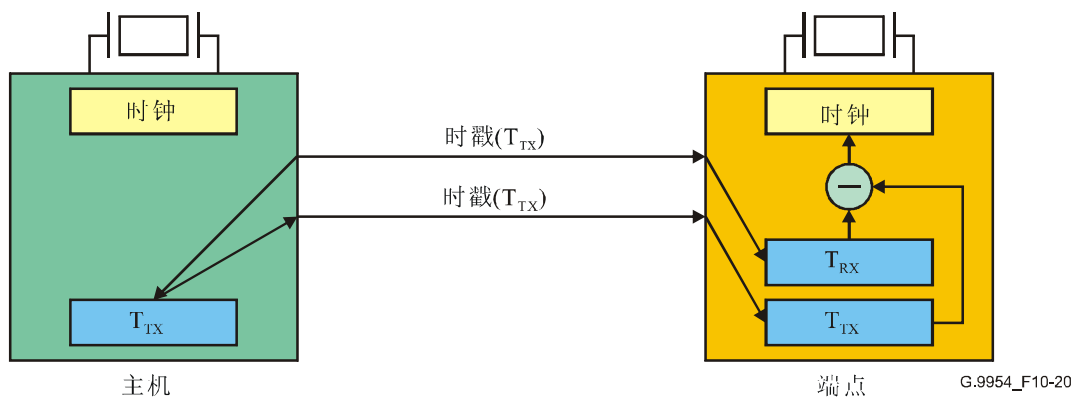


图 10-20/G.9954—时戳报告指示

主机基准时钟可以在任何时候发送一个时戳报告指示。它应在连续的帧中成对发送这些指示。对每个发送的时戳报告指示消息，主机基准时钟须对时戳序列号递增 1。时戳序列号可以从任何任意的值开始。

在主机基准时钟和端点分别度量传输开始时间和接收开始时间中，度量结果必须相对帧中某个公共点来确定。该点紧接在 MAC 层源地址字段后。一个特殊的实现方案可以使之获得相对帧中其他点的真实度量结果，但在下面的程序中，它务必对测量到的值进行修正，以便时间对应规定的点。

鼓励所有要求数据采样同步的点都来接收时戳报告指示，并对包含本消息的已接收帧度量接收开始时间。一旦收到时戳报告指示，那么端点将执行以下操作：

- 记录当前帧的接收开始时间以及来自自己收到时戳报告指示的时戳序列号和时戳。
- 对当前帧中包含的时戳序列号参数与最近收到的时戳报告指示的时戳序列号参数进行比较。如果时戳模差 1，那么继续。否则，停止处理该点上的消息。
- 通过以下公式计算其内部时钟的相对频率差错：

$$\text{频率差错} = [(R_{(\text{seqnum}-1)} - R_{(\text{seqnum}-2)}) / (C_{\text{seqnum}} - C_{(\text{seqnum}-1)})] - 1$$

其中：

- $R_{(\text{seqnum}-1)}$  为帧（包含时戳报告指示，序列号为前一个序列号）的开始接收时间，通过端点的本地时钟度量。
- $R_{(\text{seqnum}-2)}$  为帧（包含时戳报告指示，序列号比当前帧的序列号小 2）的开始接收时间，通过端点的本地时钟度量。
- $C_{\text{seqnum}}$  为当前帧的时戳报告指示中指明的时戳值（对应以下帧的开始传送时间，即包含时戳报告指示，序列号为前一个序列号，通过主机度量）。

$C_{(\text{seqnum}-1)}$  为带前一个序列号的时戳报告指示中指明的时戳值（对应以下帧的开始传送时间，即包含时戳报告指示，序列号比当前帧的序列号小 2（模），通过主机基准时钟度量）。

- 依据已确定的频谱错误，使用本地定义的算法，对本地时钟进行调整。

主机基准时钟或端点用于度量帧发送开始时间和接收开始时间的机制分别在本地进行定义。

### 10.18.1 时戳报告指示帧格式

表 10-74/G.9954—时戳报告指示帧格式

字 段	长 度	含 义
DA	6 个八比特组	目的地地址 = FF:FF:FF:FF:FF:FF
SA	6 个八比特组	源地址为主机基准时钟的地址
Ethertype	2 个八比特组	0x886c（PNT 链路控制帧）
SSType	1 个八比特组	= SUBTYPE_TIMESTAMP_REPORT（8）
SSLength	1 个八比特组	控制报头中的附加八比特组数，开始于 SSVersion 字段，结束于 Next Etherbyte 字段的第二个（最后一个）八比特组。对 SSVersion 0，SSLength 为 8。
SSVersion	1 个八比特组	= 0
保留	1 个八比特组	由发射机设为 0，接收机将忽略之
TimestampSequenceNr	2 个八比特组	序列号，时戳报告指示每发送一个，递增 1。
Timestamp	4 个八比特组	主机度量的、关于之前帧（包含时戳报告指示）开始传输的时间。以滴答声作为单位进行度量，按 ClockFrequency 所定义的频率进行计时。
ClockFrequency	4 个八比特组	用于基准时戳计时的时钟频率，以 kHz 表示。例如，对 8.192 MHz 时钟，为 8192 kHz，分辨率为 $2^{-13}$ ms。
Next Etherbyte	2 个八比特组	= 0
填充	36 个八比特组	
FCS	4 个八比特组	

## 附件 A

### 机械接口 (MDI)

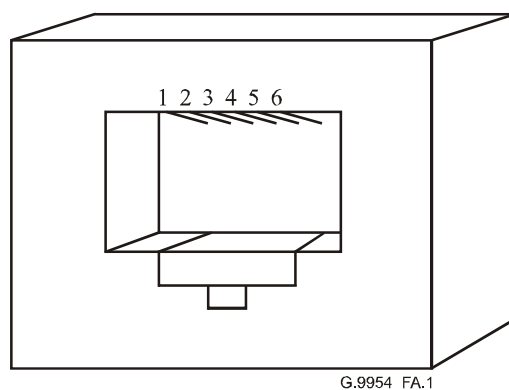
#### A.1 MDI连接器

安装于 PNT 设备上的线路连接器是一个 RJ11 母连接器，各针的分配情况如表 A.1 所示：

**表 A.1/G.9954—RJ11 MDI连接器针的分配情况**

针	信 号
1	未用
2	未用
3	TX/RX (+)
4	TX/RX (-)
5	未用
6	未用

连接器如图 A.1 所示。标为 TX/RX(+)和 TX/RX(-)的两根针构成与电话线网络的 PNT W1 接口。



**图 A.1/G.9954—RJ11母线路连接器**

## 附件 B

### 网络测试回路

为了评估 PNT 接收机的性能，定义了 10 个测试回路。本附件包括线路类型和拓扑结构的详细说明。

#### B.1 线路模型

在下图中标为“四芯”的线路假定是 Belden 1242A，或者是具有相当的主要参数的线路。标为“扁平”的线路认为是 Mouser 扁平 4 线 26-AWG 电缆（支架号为 172-UL4210），或者是具有相当主要参数的线路。所有其他线路类型都为具有特定规格的 Belden UTP-5。

为了仿真，“BT #1” [1]模型用于产生相对频率的主要参数  $R$ 、 $L$ 、 $G$  和  $C$ 。该模型如下所示：

$$R(f) = \sqrt[4]{r_0^4 + a \cdot f^2}$$

$$L(f) = \frac{l_0 + l_\infty \cdot \left(\frac{f}{f_m}\right)^b}{1 + \left(\frac{f}{f_m}\right)^b}$$

$$G(f) = g_0 \cdot f^{g_e}$$

$$C(f) = c_\infty + \frac{c_0}{f^{c_e}}$$

用在下一条中的、为每种线路类型设置的参数如表 B.1 所示。假设  $R(f)$  的单位为 ohms/mi， $L(f)$  的单位为 mH/mi， $G(f)$  的单位为  $\mu$ Mhos/mi， $C(f)$  的单位为  $\mu$ F/mi。

表 B.1/G.9954—线路的模型参数

模型参数	Belden 1242A 四芯	Mouser 扁平4线	Belden UTP-5 (24AWG)
$r_0$	406.65	643.4	277.2
$A$	0.2643	0.757	0.278
$l_0$	1.229	1.27	0.9863
$B$	0.794	0.654	0.83
$l_\infty$	0.927	0.953	0.718
$f_m$	386e3	697e3	500e3
$g_0$	0.0432	0.519	0.000282
$g_e$	0.8805	0.7523	0.869
$c_0$	0.121	0.04	0
$c_\infty$	0.071	0.06875	0.083
$c_e$	0.245	0.122	0



## B.2 测试回路

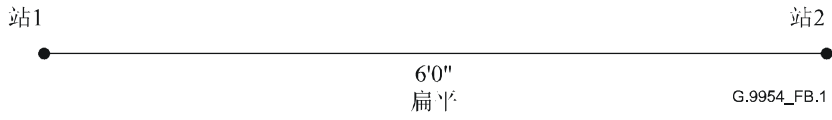


图 B.1/G.9954—测试回路1

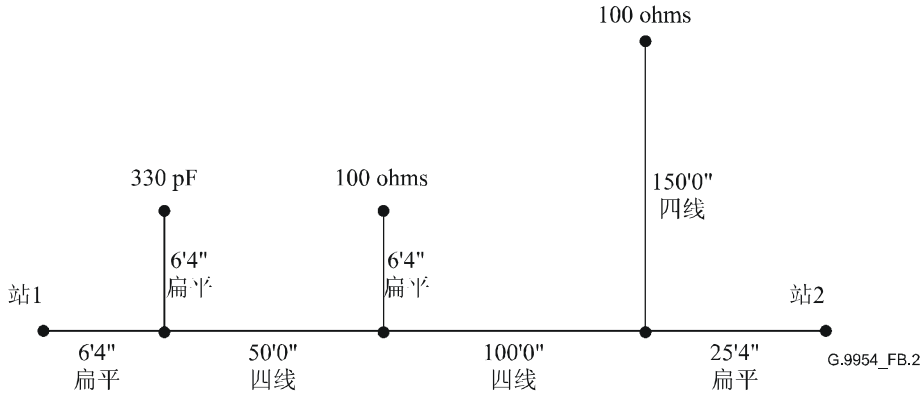


图 B.2/G.9954—测试回路2

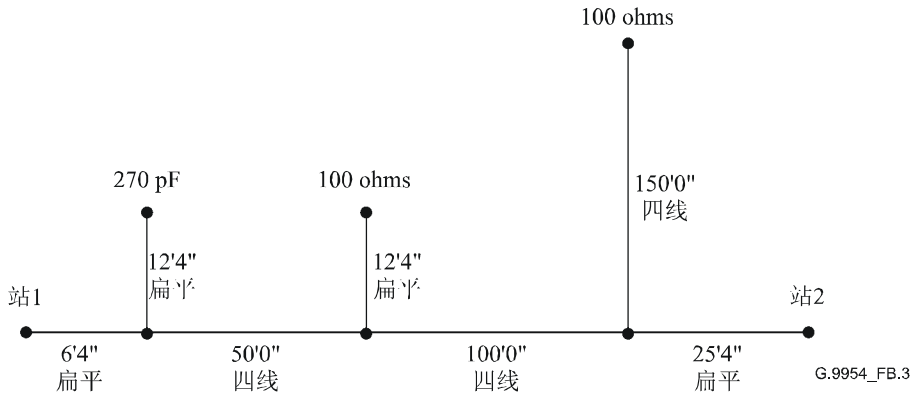


图 B.3/G.9954—测试回路3

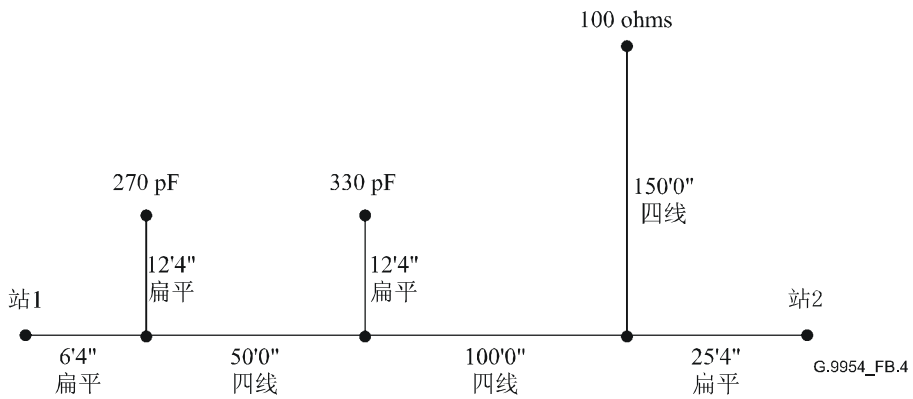


图 B.4/G.9954—测试回路4

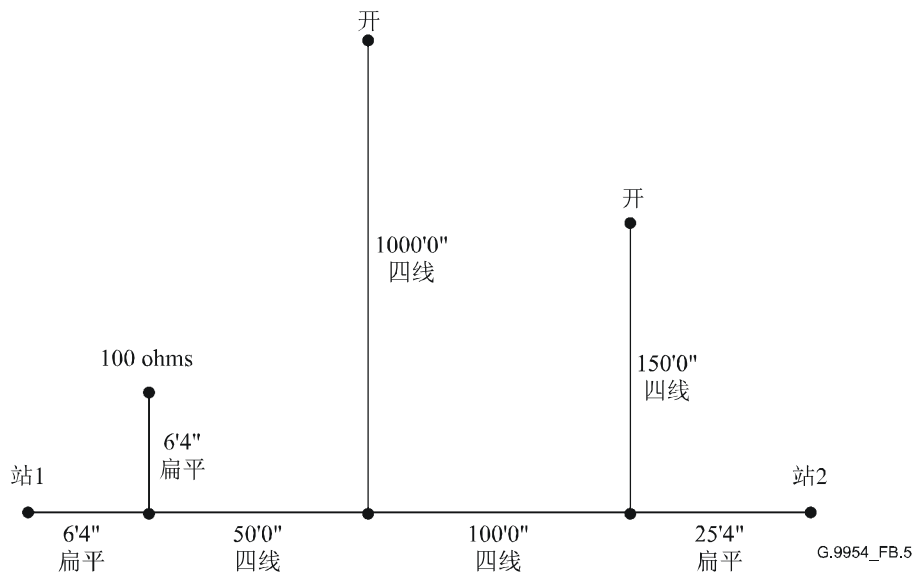


图 B.5/G.9954—测试回路5

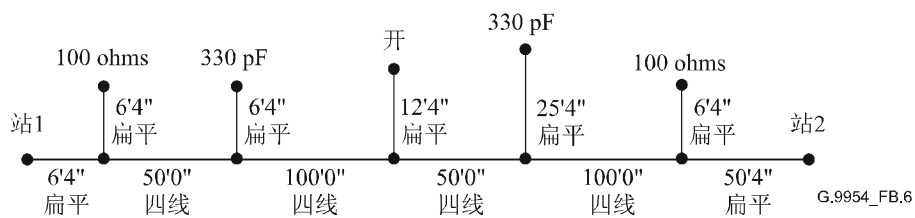


图 B.6/G.9954—测试回路6

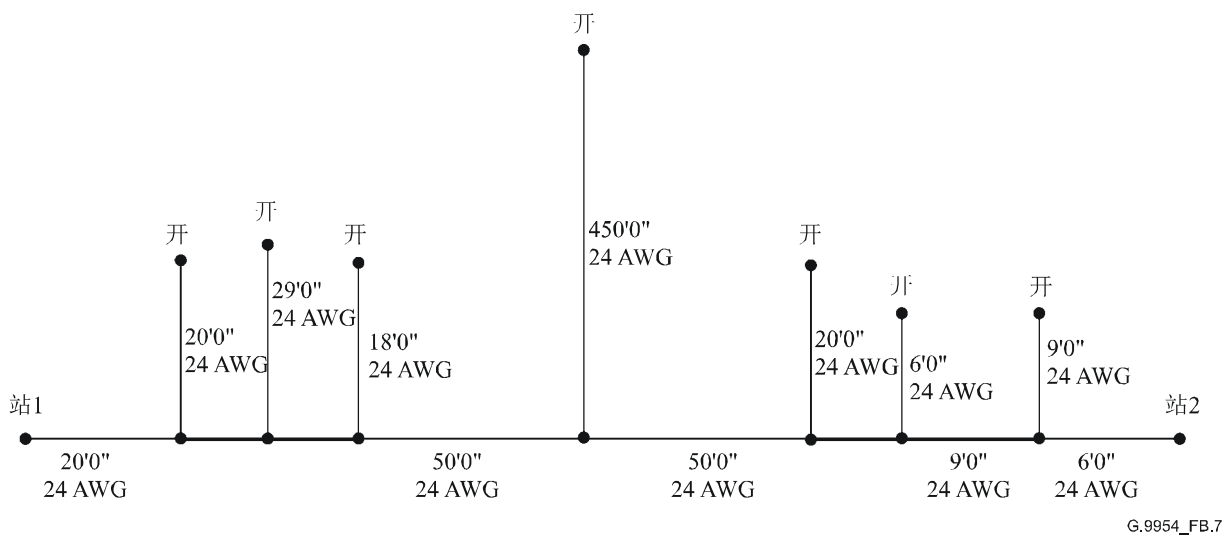


图 B.7/G.9954—测试回路7

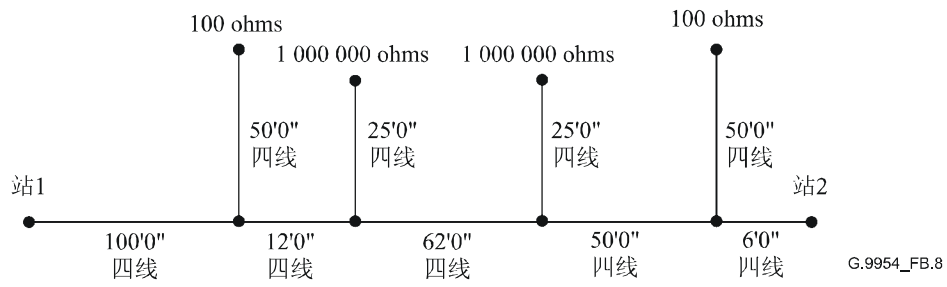


图 B.8/G.9954—测试回路8

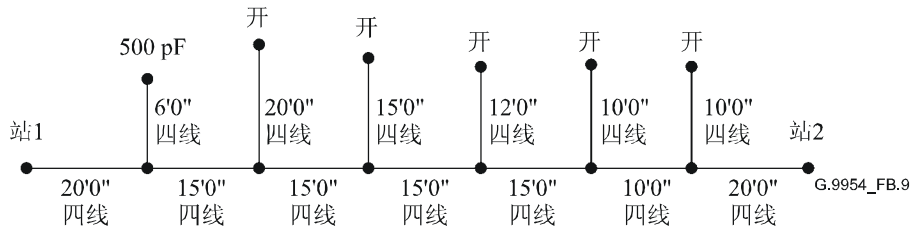


图 B.9/G.9954—测试回路9

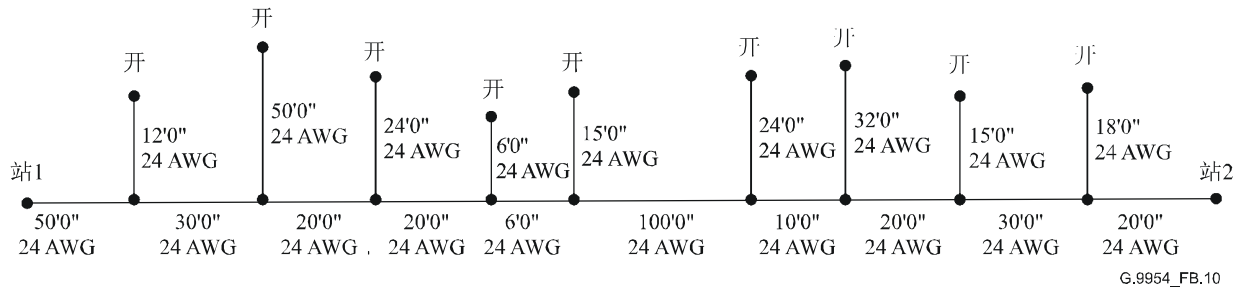


图 B.10/G.9954—测试回路10

## 附录一

### 会聚层

会聚层是一个协议特定的子层，它将各种传输层协议映射为 LCC 子层的本地原语。LCC 子层提供了一个独立于协议的接口以及一个良好定义的 QoS 框架。会聚层则负责将本地协议转换为基础框架。

本附录描述了 G.9954 会聚层、其逻辑接口以及特殊的、协议特定的会聚层的一般要求。由于会聚层与链路层之间的逻辑接口位于同一供货商开发的协议栈之间，因此未规定不同供货商解决方案之间的互操作性。因此，本附录中的内容应只认为是资料性的，仅作为实施的一个指南。

#### I.1 概述

G.9954 协议栈通过会聚层支持接口以及与外部网络的桥接。使用链路层性能和状态通告协议（参见第 10.6 节）来告知 G.9954 上可用的协议会聚子层。缺省地，定义以太网和 IP 会聚层。

协议会聚层负责将来自特殊接口的数据分组映射至对应特殊业务的流上。为特殊会聚层定义的流由会聚层自身以一种与实现方案有关的方法来建立，可能在初始化期间进行，可能在接收上层数据时进行，可能在网络准许进入时进行，或者可能根据指令来进行。流的流通信流量和速率参数也以一种与实现方案有关的方法来定义，可能通过上层协议，或者利用管理操作或存储于非易损存储器上的配置数据来配置。

G.9954 协议栈考虑的 G.9954 会聚子层包括 IEEE 802.3/以太网、IP 协议、USB 和 IEEE 1394。此外，也构想了宽带访问协议的桥接接口（如 DOCSIS）以及无线访问协议（如 IEEE 802.11 和 IEEE 802.16）、可作为应用的应用层会聚子层（如 VoHPNA）以及用于传输 MPEG 传输流。

协议栈良好定义层面上的协议映射和会聚使得能够在外部与住宅协议之间实现一定程度的同步。此外，假设 QoS 的定义类似于外部网络的定义，那么这支持将 QoS 从外部网络扩展至住宅网络。

会聚层可以执行以下功能：

- 接口至更高层协议，并接收来自上层的 PDU。
- 通知在本地和对等 MAC、链路层和会聚层实体中建立通信流量流和分类器。
- 使用内置的协议知识对上层 PDU 进行分类，并将 PDU 映射至基础流。
- 执行地址桥接和转换功能。
- 在将 PDU 传送至链路/MAC 层（如移去有效负载报头信息）之前，进行特殊的 PUD 预处理。
- 将上层 PDU 发送至 PNT 的链路/MAC 层。

- 接收 PNT PHY/MAC 层传送的 PDU，并在传送至上层协议层之前，执行协议特定的处理。
- 处理对等会聚子层信令。
- 实施数据采样和同步控制。

没有必要做有关链路和会聚层功能系统划分的假设，原因是有可能在片上或在外部主机驱动程序中执行这两个协议。

## I.2 会聚层原语

下面各节描述了会聚层与 G.9954 协议栈较低层的接口。由于会聚层—LLC 接口的细节与实现方案有关，因此该接口可以通过链路层控制业务访问点 (LLC\_SAP) 支持的一系列原语来描述。

定义了以下原语类型：

- req (请求) — 会聚子层用于从 LLC 子层请求一个业务的原语。
- cnf (确认) — LLC 子层用于确认已完成所请求行为的原语。
- ind (指示) — LLC 子层用于向会聚子层通报任何特定业务相关行为的原语。
- rsp (响应) — 会聚子层用于承认从 LLC 子层收到一个指示原语的原语。

原语及其关系如图 I.1 所示：

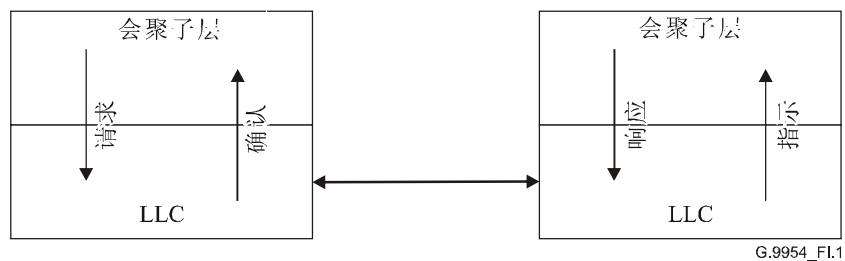
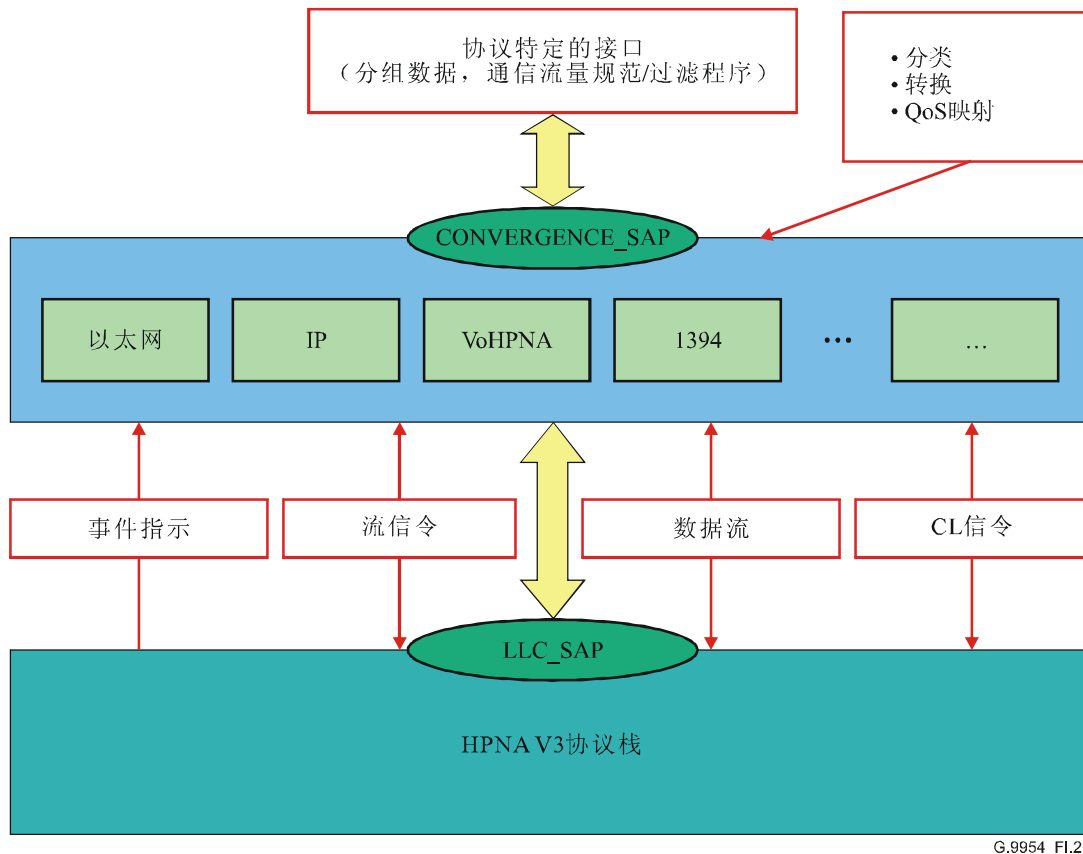


图 I.1/G.9954—业务原语

图 I.2 描述了会聚层 — 链路层接口：



G.9954\_FI.2

图 I.2/G.9954—会聚层 — 链路层原语

## I.2.1 流信令原语

### I.2.1.1 LLC\_SETUP\_FLOW { req, cnf, ind, rsp }

该原语用于在网络上的一个源与一个或多个目的地之间建立流。它与协议密切相关，它将在协议层面上确定哪个事件将导致流的建立以及流的特性是什么。

会聚层利用 **request** 原语来请求建立一个流，它带定义好的流属性和通信流量分类符规范（参见上面第 9.2 节）。如果流源也是请求流建立的设备，那么通信流量分类符规范只在本地才有意义。**request** 原语通常在流源处或流目的地处产生，虽然它有可能由主机产生。

**indication** 原语用于通知会聚层有关流建立的情况。流属性和通信流量分类符传送给会聚层。发送给会聚层的流属性处于准许进入控制之后，并包含提供的 QoS 属性值和指派的流 ID。**indication** 原语可利用更高层的协议来触发信令，并对协议特定的数据结构进行初始化、安装或组装，如地址转换和桥接表。

会聚层利用 **response** 原语来告知 LLC 层有关从上层协议角度来考虑的、流建立请求状态的情况。它为上面的协议层提供了一个拒绝流建立请求的机会，或者出于协议特定的考虑而提供的流属性。

**confirm** 原语用于通告状态请求者有关 **request** 状态的情况，并回告有关流的信息，包括流 *ID* 和提供的流参数。处于资源限制，实际的（提供的）流参数可能会与最初请求的参数有所不同。

表 I.1 中的参数用在本原语中：

表 I.1/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
流属性	√	√	√	√
通信流量过滤程序规范	√		√	
状态		√		√

其中：

- 流属性 — 待设置的流属性（参见 QoS 规范）。在流属性参数中对参与接口的会聚子层进行规定，为指派给流的流 ID。
- 通信流量过滤程序规范 — 在 QoS 规范中定义的过滤程序规范。有关过滤程序的行为规范为 ADD（增加）。
- 状态 — 在确认原语类型中的建立请求状态。

更多信息参见第 10.17 节。

### I.2.1.2 LLC\_MODIFY\_FLOW { req, cnf, ind, rsp }

**request** 原语用于请求修改流属性或相关的通信流量分类符过滤程序。流通过流属性参数中的流 *ID* 来确定。

**indication** 原语用于通告会聚层有关请求修改的情况。流属性处于准许进入控制之后。通信流量分类符过滤程序规范可以指明一个增加、修改或删除操作。该原语可能在上层协议内触发操作，并可能导致对内部数据结构的修改。

**response** 原语允许会聚子层接受或拒绝修改请求。

**confirm** 原语用于告知会聚层有关请求结果的情况。

表 I.2 中的参数用在本原语中：

表 I.2/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
流属性	√	√	√	√
通信流量过滤程序规范	√		√	
状态		√		√

其中：

- 流属性 — 待修改的流属性（参见 QoS 规范）。在流属性中对待修改的、流的流 ID 进行编码。
- 通信流量过滤程序规范 — 过滤程序的规范用于对流的映射。为过滤程序规范定义的行为包括增加、修改和删除过滤程序。
- 状态 — 在确认原语类型中的修改请求状态。

更多信息参见第 10.17.3.2 节。

### I.2.1.3 LLC\_TEARDOWN\_FLOW { req, cnf, ind, rsp }

本原语用于拆卸一个由流 ID 确定的现有流。

表 I.3 中的参数用在本原语中：

表 I.3/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
源 MAC 地址	√	√	√	√
目的地 MAC 地址	√	√	√	√
流 ID	√	√	√	√
状态		√		√

其中：

- 源 MAC 地址 — 流源处的设备地址。
- 目的地 MAC 地址 — 流目的地处的设备地址。
- 流 ID — 用于确定待拆卸的流。
- 状态 — 在确认原语类型中的修改请求状态。

更多信息参见第 10.17.3.3 节。

## I.2.2 数据流原语

### I.2.2.1 LLC\_DATA { req, cnf, ind }

该原语用于在对等的会聚子层实体之间发送分组数据。

**request** 原语用于请求通过一个特殊的流（由流 ID 来确定）或使用一个特殊的优先级（如果工作于无主机模式下），将一个协议层分组或会聚层信息传送给一个对等的会聚层实体。

**indication** 原语用于通告会聚子层有关会聚层信息到达的情况。通知包括接收之时的时戳，它用传输帧中的一个公共点作为参考。定义的点紧跟在到达帧的 SA 之后。

**confirm** 原语用于通告有关数据传输请求完成的情况。原语的参数包括请求的状态以及数据在媒体上实际传输时的时戳。

表 I.4 中的参数用在本原语中：

表 I.4/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
FC	√		√	
DA	√			
SA			√	
EtherType	√		√	
MAC 聚合	√			
有效负载长度	√		√	
有效负载	√		√	
FCS	√		√	



表 I.4/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
TX 时戳		√		
RX 时戳			√	
状态		√	√	

其中：

- FC — 为帧控制，包括帧类型和帧子类型、优先级/流 ID 和 PE。
- DA — 为 SDU 的目的地地址。
- SA — 为 SDU 的源地址。
- EtherType — 为以太网类型，为帧而定义。
- MAC 聚合 — 指出是否应使用 MAC 层来把分组与其他属于同一优先级或流的分组聚合起来。本参数用于指出是不应执行任何聚合（值为 0），还是将分组作为聚合的候选者（值为 1）。
- 有效负载 — 为协议栈待发送的有效负载数据。这一有效负载可以来自协议栈的链路层或协议会聚层。有效负载帧的格式不必为以太网帧，可以来自由 FT 参数指示的任何会聚层。
- 有效负载长度 — 为有效负载数据的长度。
- FCS — 为一个可选的 32 位帧校验和，可由帧提供。
- TX 时戳 — 实际发送的时戳。时间用单位  $2^{-13}$  ms 来规定。
- RX 时戳 — 实际接收的时戳。时间用单位  $2^{-13}$  ms 来规定。
- 状态 — 为数据 TX/RX 状态。

## I.2.3 事件指示原语

### I.2.3.1 LLC\_MAC\_CYCLE { ind }

该原语用于通告会聚层有关 MAC 周期时序的信息以及媒体访问计划（带宽分配）的情况。该原语提供的信息能使会聚层将上面协议层同步于 G.9954 周期，同步采样速率，并对协议级信令使用媒体分配信息。

该原语计划用在会聚层中，它接口于上层协议，这些协议工作于同步模式下，或者支持同步业务，并要求某种程度的同步。此类协议的例子包括 IEEE 1394、USB 等。

表 I.5 中的参数用在本原语中：

表 I.5/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
MAP			√	
预定的 MAC 周期起始时间			√	
实际的 MAC 周期起始时间			√	
指示时间			√	

其中：

- MAP — 为 MAP 控制帧。
- 预定的 MAC 周期起始时间 — 为 MAC 周期预定开始的时间。
- 实际的 MAC 周期起始时间 — 为 MAC 周期实际开始的时间。如果因 AMAC 干扰而在 MAC 周期中引入了抖动，那么它可能不同于预定的 MAC 周期开始时间。
- 指示时间 — 为指示实际提交给会聚层的时间。

有关 LLC\_MAC\_CYCLE 原语中所用参数的更多描述，参见第 10.14.1 节中有关 MAP 的描述。

### I.2.3.2 LLC\_NETWORK\_ENTRY { ind }

本原语用于向会聚层通报有关主机注册设备的情况以及所指派的设备 ID。

表 I.6 中的参数用在本原语中：

表 I.6/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
设备 ID			√	√
802.3 MAC 地址			√	√

其中：

- 设备 ID — 为主机指派的设备 ID。
- 802.3 MAC 地址 — 为指派给节点的 48 位 IEEE MAC 地址。

### I.2.3.3 LLC\_NETWORK\_EXIT { ind }

本原语用于向会聚层通报有关主机解除设备注册的情况。

表 I.7 中的参数用在本原语中：

表 I.7/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
设备 ID			√	

其中：

- 设备 ID — 为主机指派的设备 ID。

### I.2.3.4 LLC\_SYNC\_EVENT { ind }

本原语用于向会聚层通报有关主机产生的 MAC 周期同步 G.9954 设备的情况。

表 I.8/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
同步事件			√	

### I.2.3.5 LLC\_SYNC\_LOSS\_EVENT { ind }

本原语用于向会聚层通报有关主机产生的 MAC 周期丢失同步的情况。

表 I.9/G.9954—原语参数

参 数	请 求	确 认	指 示	响 应
同步丢失事件			√	

### I.3 会聚层体系结构

依据上述模型的会聚层部件的内部结构如图 I.3 所示：

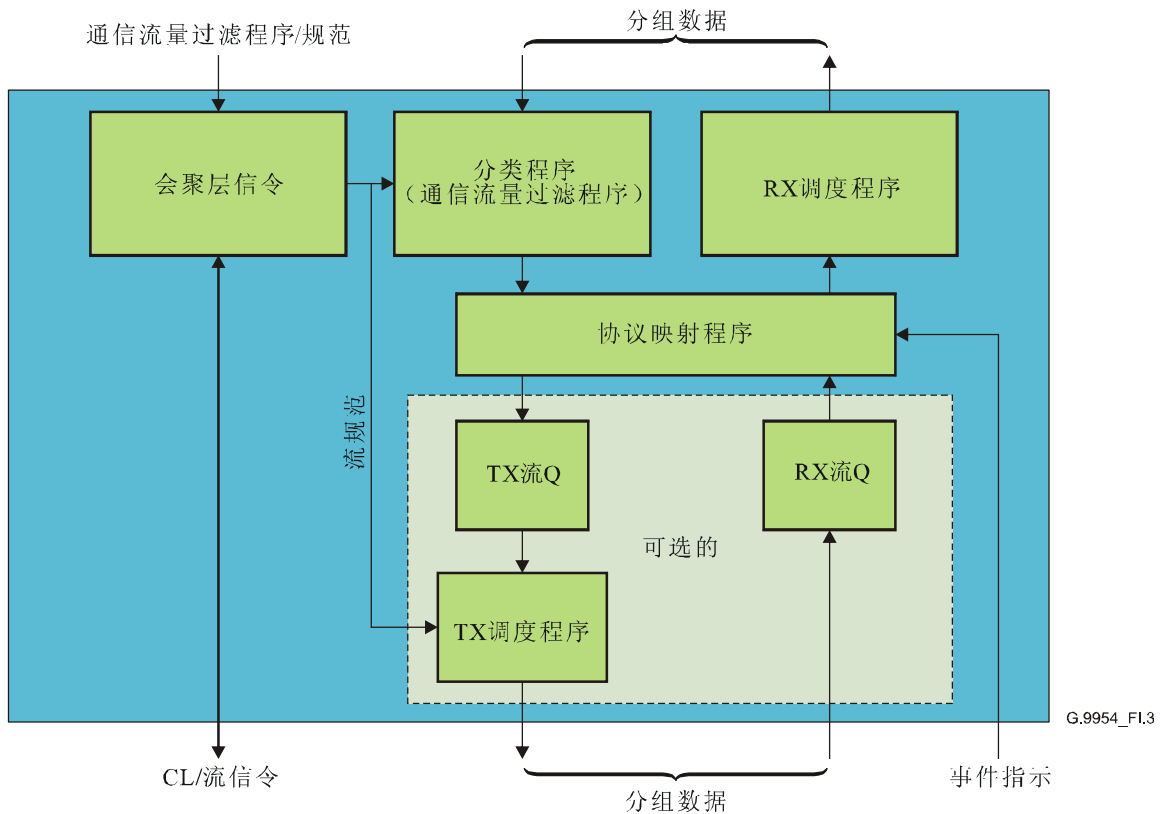


图 I.3/G.9954—会聚层体系结构

会聚层方框内的部件负责完成以下功能：

- **流/会聚层信令** — 该部件负责执行流建立/拆卸信令以及对等会聚子层信令。它对源自上面协议层或源自会聚层本身的流建立请求做出响应，并对会聚子层对等级的信令进行管理。它与分类程序进行沟通，以便确定通信流量过滤程序规范，并与 TX 调度程序进行沟通，以便确定通信流量速率规范。
- **分类程序** — 分类程序负责利用通信流量过滤程序规范（由会聚层信令部件定义）来将流入的分组数据映射至流。
- **协议映射程序** — 该部件是一个可选的实体，可以执行协议特定的映射功能。

- **流队列** — 流队列是可选的数据结构，用于在等待由适当的调度程序部件来对其进行调度时持有分组。TX 一侧的流队列可以作为令牌桶，用于通信流量调整。
- **TX 调度程序** — TX 调度程序负责从 TX 流队列中选择分组，并将之传送给基础网络设备。它可以执行通信流量调整功能。在那些不需要流队列和会聚层调整的实现方案中，该功能的用处可能不大。
- **RX 调度程序** — RX 调度程序负责将来自网络接口的分组传送给上面协议层。来自网络的分组可以通过协议映射程序进行传送，以便执行逆协议映射功能。

为了实现子层功能，会聚子层可能需要维护若干数据结构。此类数据结构的例子包括通信流量队列（用于根据速率参数对通信流量进行调整）、缓冲区（用于平衡上下层协议之间在周期频率上的差异）、地址映射表（用于网络之间的桥接）等。

由于内存需求对某些会聚子层的影响可能会很大，因此会聚子层可能会在主机驱动程序层面上进行实现而不是在芯片上进行实现。

## I.4 流建立触发

流建立可以由以下事件来触发：

- 主机注册设备；
- 上层业务数据单元（SDU）到达；
- 根据来自上层协议层的请求；
- 管理操作。

在第一种情况下，当流建立由注册进程触发时，可以在主机或端点中发起操作。在这两种情况下，都假设主机与/或端点知道注册之后需要提供什么样的流以及各流的属性是什么。该信息可以内置于会聚层，或者可以从配置参数处获得。

在第二种情况下，当在 SDU 到达后建立流时，假设会聚层有一个安装好的通信流量过滤程序，它允许在到达后对 SDU 进行分类，并确定需要建立的流的属性，以处理此类型的通信流量。然后，它应利用连接至过滤程序的流规范来发起流建立。过滤程序及其与流属性描述符的关联可以内置于会聚层或安装在一个配置数据中。

上层协议可以利用特定的属性来发起建立一个流。例如应用程序可以发起流建立，以响应处理 RSVP 或同等的 DOCSIS 信令消息。

管理操作，不管是在设备本地一侧发起还是在远程一侧发起，都可以利用经良好定义的流属性来发起建立一个流。

## I.5 分类

上层 PDU 通过分类进程映射至 G.9954 流。该分类进程与协议密切相关，可以包括一系列分类规则，以某种特殊的优先级次序来处理它们。

应用于流的分类规则是流描述的一部分。该模型与 RSVP 模型是一致的，它定义了流描述符，作为流规范（通信流量相关部件）和过滤程序规范的组合。

有关通信流量分类过滤程序的描述，参见上面第 9.3 节。

## I.6 与上级协议层的会聚层接口

各会聚子层都提供了其自身的、协议特定的、与上面层的接口。所有接口都提供了一个原语（或多个原语），用于传送和接收上层协议数据单元。该接口中的各原语具有以下形式：

- XXX\_CSL\_DATA.req — 用于请求传输数据。
- XXX\_CSL\_DATA.cnf — 用于向上层通报有关传输请求的状态。
- XXX\_CSL\_DATA.ind — 用于向上层 XXX 通报有关数据到达的情况。

## I.7 协议特定的会聚层

### I.7.1 IP会聚

IP 会聚层处理可以使用 RSVP 协议分组过滤规则。这些规则依据以下准则来规定分类：

- IP 业务类型（TOS）字段；
- IP 协议号；
- IP 源地址；
- IP 目的地地址；
- IP 协议源端口号；
- IP 协议目的地端口号。

有关 IP 通信流量分类程序的更多信息，参见第 10.17 节。

### I.7.2 以太网会聚

以太网会聚层处理基于以下准则来执行 PDU 分类：

- 以太网目的地 MAC 地址；
- 以太网源 MAC 地址；
- 以太网类型和 802.2 SAP；
- VLAN（802.1P）优先级；
- VLAN（802.1Q）ID。

以太网会聚层认可表 I.10 中所示的特殊以太网类型，并使 PDU 选路至适当的会聚层部件：

表 I.10/G.9954—选路的以太网类型

以太网类型	描述
0x0800	IP 分组选路至 IP 会聚层
0x0806	ARP 分组选路至 IP 会聚层
0x86DD	Ipv6 分组选路至 Ipv6 会聚层

有关以太网通信流量分类的更多信息，参见第 10.17 节。

### I.7.3 IEEE 1394 (火线) 会聚

有关本会聚子层的原语有待进一步研究。

### I.7.4 通用串行总线 (USB) 会聚

有关本会聚子层的原语有待进一步研究。

## 附录二

### 媒体无关的接口 (MII) 建议书

媒体无关的接口 (MII) 在 IEEE Std 802.3-1998 第 22 节中定义，是一个存在于许多现有网络元素中的通用接口。存在许多种可能的实现方案来通过 MII 实现 G.9951/2 PHY 与现有以太网 MAC 的接口，下面的指南为设计 PHY 提供了一个参考，它完全兼容于遵循第 22 节的元素。

如何进行流控制是 MII 接口使用过程中需要重点考虑的一个问题。MII 规范要求将时钟接口至固定的频率  $25\text{ MHz} \pm 100\text{ ppm}$ ，结果是数据传输速率达到 100 Mbit/s。本建议书规定了一个很宽的、从 4 Mbit/s 到 128 Mbit/s 的比特率范围。在此接口上，对 PHY—MAC (接收) 方向，在 PHY 与 MAC 之间存在速率不匹配问题。这可能导致在不太可靠的事件中丢失某些分组，如在线路上的传输全都处于饱和速率。在这种情况下，接收机应限制帧接收缓存区的最大值，以便强制发射机发送较短的帧，并保证有效的吞吐量不超过 MII 100-Mbit/s 的限制。对 MAC—PHY (发射) 方向，当之前的数据正被调制并送往线路的时候，PHY 需要一种方法来推迟 MAC。

该控制流应在“错误的载波侦听”模式中使用 CRS 信号来推迟带 Deference 机制的 MAC 发射机。有关该信令的详细信息在下面进行描述。

### II.1 MII概述

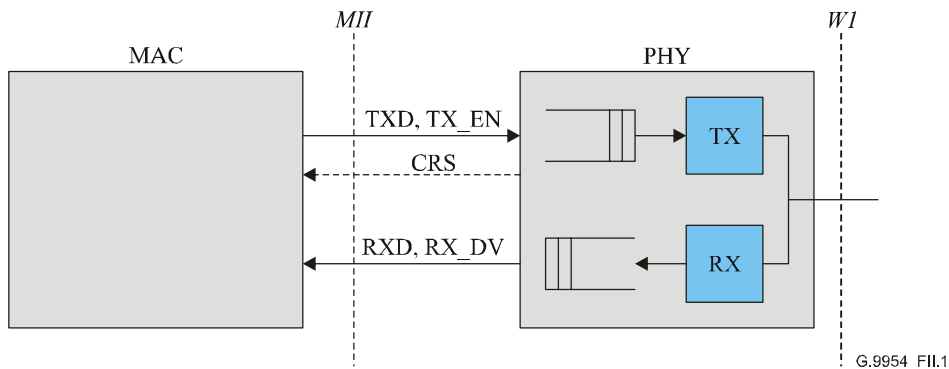


图 II.1/G.9954—MII接口

## II.1.1 MII数据通路

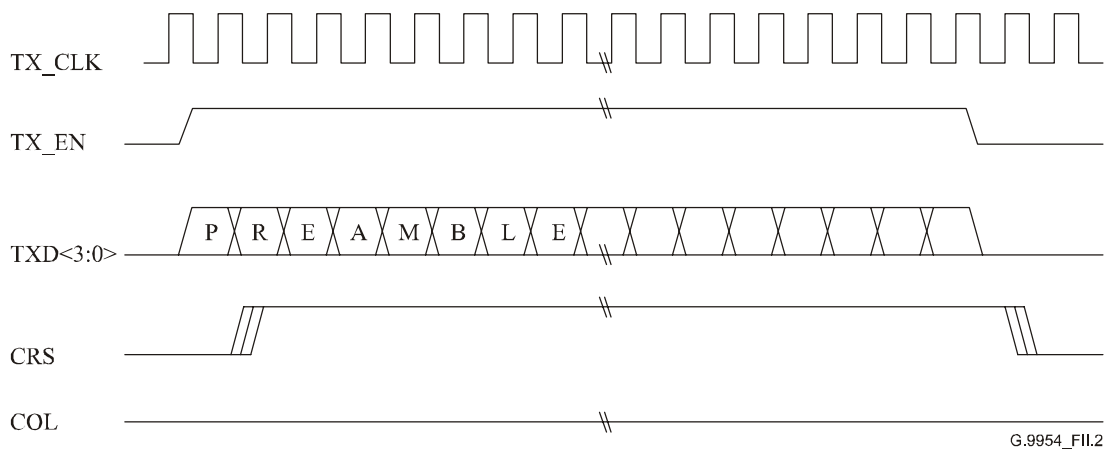
MAC/PHY 接口由以下 16 个信号组成:

表 II.1/G.9954—MAC/PHY信号

信号	相对PHY的方向	描述
TX_EN	入	发送组帧信号
TXD[3:0]	入	每个时钟 4 位发送数据
TX_ER	入	发送出错
TX_CLK	出	发送时钟 (2.5 MHz 或 25 MHz)
CRS	出	载波侦听
RX_DV	出	接收数据有效
RXD[3:0]	出	每个时钟 4 位接收数据
RX_CLK	出	接收时钟
RX_ER	出	接收出错
COL	出	冲突

## II.1.2 无冲突传送

图 II.2 所示为一个 MAC 到 PHY 的分组转换例子。



G.9954\_FII.2

图 II.2/G.9954—MAC到PHY的分组转换

### II.1.3 无差错接收

图 II.3 所示为一个 PHY 到 MAC 的分组转换例子。

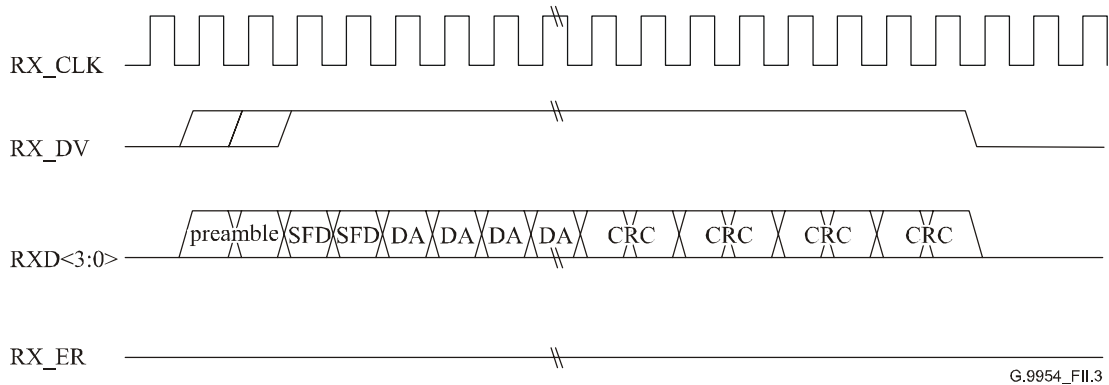


图 II.3/G.9954—PHY到MAC的分组转换

### II.1.4 MII管理信号

为管理规定了两个附加的信号：MDIO（管理数据 I/O）和 MDC（管理数据时钟）。大多数但不是全部现有的 MAC 拥有 MDIO/MDC 接口引脚，但只有当在 PHY 中存在主机需要访问的寄存器时，它们才对管理有用。通常不需要基于 MII 的管理功能，因此，PNT 设备不需要执行 MDIO/MDC。不过，如果在 PHY 中存在寄存器，那么应使用在 IEEE Std 802.3 第 22 节中由 MDIO/MDC 定义的协议和信令。

## II.2 G.9951/2信令建议书

下面的描述参考了第 22 节 MII 无关的接口规范，它用在 100 Mbit/s 的半双工模式中。为了考虑到 G.9951/2 与 100BASE-T 以太网之间的物理层差异，假设 PHY 有一个适配层或调和层来处理所有的时序和数据格式化问题。MII 用做一个数据通道，它以分组作为单元来接收和发送数据，流通过载波侦听（CRS）信号进行控制。

### II.2.1 TX\_CLK 和 RX\_CLK

PHY 产生一个稳定的、连续的 25 MHz 的方波，提供给 TX\_CLK 和 RX\_CLK。不使用任何“间隔”或其他可变的时钟方法。

应控制好产生时钟的频率偏移，以便能够使用所有标准的 MAC 实现方案。

### II.2.2 TX\_ER 和 RX\_ER

TX\_ER 通常用在以下情况中，即 PHY 之上的发射机监测到一个错误条件，但当前传输正在进行中。TX\_ER 向 PHY 指明，当前分组是错误的，应在线路上予以终止，以便确保接收机不将之作为一个有效的分组来接收。通常，只有中继器才会碰到这种情况。中继器不对整个分组执行错误检查。在 DTE（有时指的是“节点”）情况下，发射机通常保证帧不存在错误，并且不需要 TX\_ER 信号。由于 G.9951/2 基于总线拓扑结构连线设备，因此未规定任何中继器，并且未计划使用 TX\_ER 信号。不过，G.9951/2 PHY 可以选择响应 TX\_ER 信号。

RX\_ER 通常用在以下情况中，即作为解码的结果，PHY 在接收流中检测到一个错误。G.9951/2 PHY 可以在检测到此类错误的事件中声明该信号。



### II.2.3 TX\_EN

来自 MAC 的 TX\_EN 为以太网分组提供了分帧功能。TX\_EN 处于活动状态向 PHY 指明，应使用 TX\_CLK 来对 TXD[3:0] 中的数据进行采样。

### II.2.4 TXD[3:0]

TXD[3:0] 包含将要发射的数据以及与 TX\_CLK 同步的转换；TXD[0] 为最低有效位。通常假设数据将包含一个经适当格式化的以太网帧。也就是说，TXD[3:0] 中的第一个位对应引导词，后跟 SFD 和以太网帧的其余部分（DA、SA、长度/类型、数据、CRC）。

在 MAC 至 PHY 的转换中，PHY 剥去 802.3 引导词。

### II.2.5 RX\_DV

PHY 宣称 RX\_DV，指明 PHY 已对接收数据进行解码，以便提交给 MAC。

### II.2.6 RXD[3:0]

RXD[3:0] 包含由 PHY 自媒体恢复的数据以及与 RX\_CLK 同步的转换；RXD[0] 为最低有效位。假设 PHY 已对帧进行了适当的格式化，这样，MAC 将拥有预期的引导词和 SFD。

尽管我们是在半双工模式下使用 MII 接口，但 TXD 和 RXD 数据通路都是全双工的。从不会与 TX\_EN 同时声明 RX\_DV。

### II.2.7 CRS

发送时，在 TX\_EN 变为 TRUE 后的某个时候，PHY 声明 CRS，并在 PHY 准备好接收下一个分组时、TX\_EN 变为 FALSE 后，抛弃 CRS。当 CRS 下降时，如果有另一个分组要发送，那么 MAC 暂停一个 IFG（.96 微秒），并再次声明 TX\_EN。

这不同于 CRS 标称的行为，在标称行为中，CRS 可以延续到分组结束后的一段任意时间，此时 PHY 获得对信道的访问，并将数据发送出去。见图 II.4。

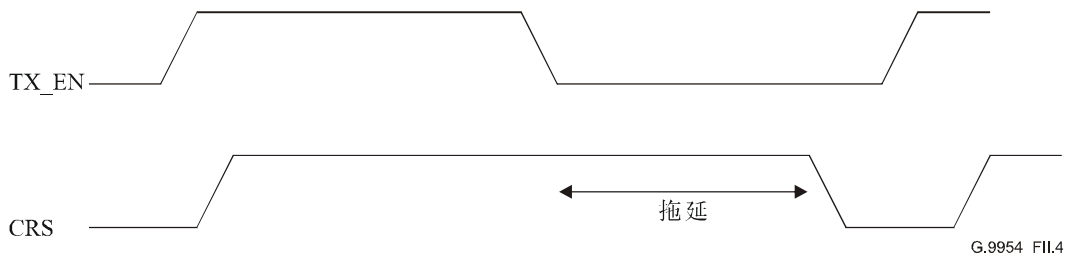


图 II.4/G.9954—TX方向

100 Mbit/s 模式下的 MAC 不使用超时时限，因此不存在任何有关 CRS 可以声明为多长的时序限制（而不是合理的、PHY 可以实现的超时时限）。

由于 MII 填充 PHY 缓存区的速度比数据可供调制器使用的速度要快，因此传送一开始，传输可以“立即开始”，或开始在线路上进行调制。当分组到达 PHY 时，它尝试使用优先级 CSMA/CD 算法来获得对信道的访问，这在第 7 节中进行描述。这不得在整个分组经 MII 接口传送完毕之前发生，因此 PHY 需要缓存至少一个 MTU，以便实现这种速率调整技术。

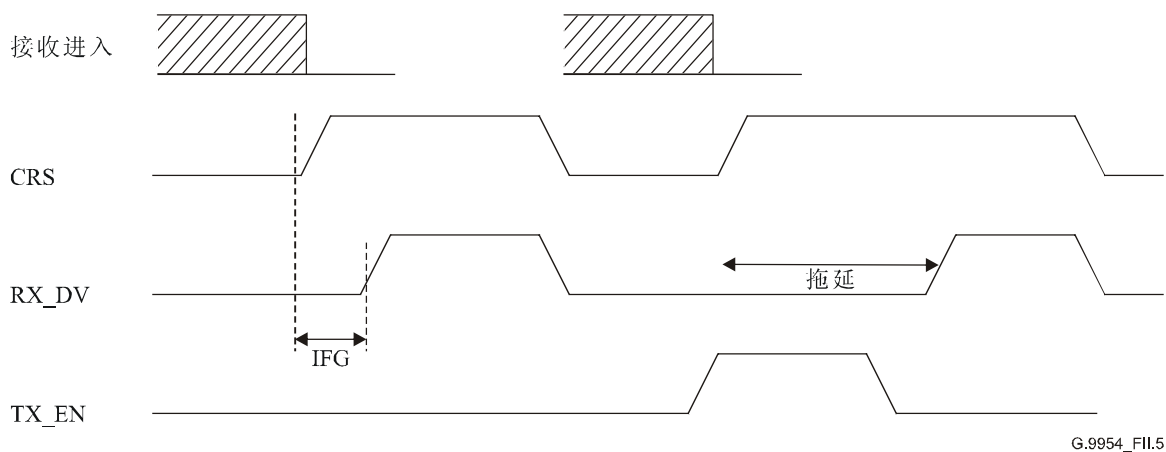


图 II.5/G.9954 – RX方向

接收时，当 PHY 预测到将要解调一个分组时，它提升 CRS，以获得半双工的 MII 信道，等待一小段时间后（一个 IFG），而后可能推迟至 TX\_EN（可能刚刚声明）加一个 IFG，而后提升 RX\_DV，以传送分组。分组传送完成后，降下 CRS，除非发射缓存区已满，或者有另一个接收分组要发送。（参见图 II.5，当中，一个接收传输后跟第二个传输，它推迟至 TX\_EN。）

在确保 PHY 层能以 100 Mbit/s 速率来传送整个分组之前，才应声明 RX\_DV。这意味着需要接收一侧的某些缓冲来完成这种速率调整。一旦 MII 脉冲串传输开始，新的数据就可以开始填充缓存区，原因是保证 MII 传送处于数据离开线路之前。

接收方向的传送需要有比发射方向更高的优先级，以保证缓冲器空的速率比分组从线路上到达的速率要快。接收机需要等待的最长时间为传送一个 TX 帧加上一个 IFG 的时间，或者大约为 134 微秒。不过，最小的帧可以以每 65 微秒一个的峰值速率到达，因此接收一侧的缓存区必须能够容纳多个帧（但只比一个 MTU 稍大一点）。

## II.2.8 COL

COL 不使用。PHY 管理 MII 接口的方法，在接收方向传送与发送方向传送之间不会发生冲突。

## II.3 “片外” G.9954会聚层

与 G.9954 中外部 MAC 的接口依赖于协议特定的会聚层的实现。将会聚层从 G.9954 链路和 MAC 子层分离的机制推动了外部协议的剪裁以及与 G.9954 的接口实现。此外，它还为自己提供了一种片外解决方案，当中，会聚层逻辑驻留于主机驱动程序软件中。在这样一个环境中，对内存的要求可以更加宽松，会聚层可以用于隐藏外部 MAC 与 G.9954 设备之间接口的复杂性。

以下各节描述了“片外”会聚层体系结构，并描述了可以如何透明地将之嵌入于一个软件驱动程序环境（基于 NDIS 或类似的体系结构）。下面讨论了 MII 接口实现方面的问题。

在接口复杂性是有限的或者使用标准软件驱动程序的配置中，会聚层功能应在“中间软件驱动程序”中执行，运行于主机操作系统中，处于主机“标准软件驱动程序”与硬件接口之间的层面上。在这样一种配置中，“中间软件驱动程序”应负责完成分组的缓存和“通信流量调整”，以便保证分组以不超过活动流通信流量规范的数据速率传送给硬件。

拥有在“中间软件驱动程序”中“片外”运行的 G.9954 会聚层的体系结构模型如图 II.6 所示：

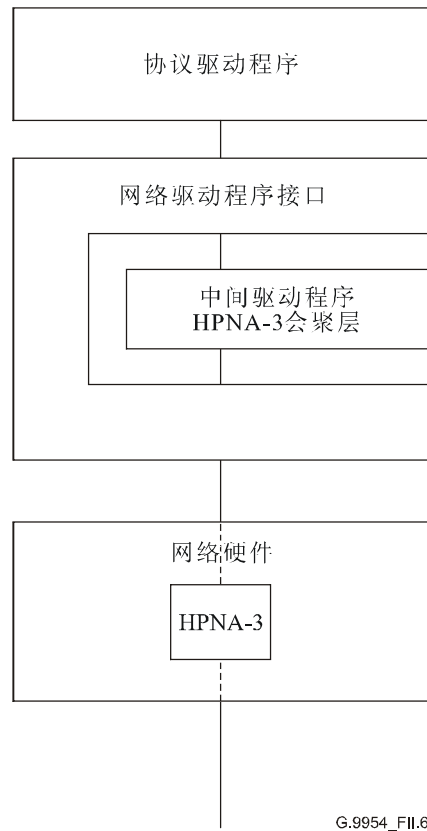


图 II.6/G.9954—“片外”会聚层

该模型假设存在一个网络驱动程序接口，它位于协议驱动程序（如 802.3 驱动程序）与实际的网络硬件之间。它还假设存在一种方法，可以以透明的方式来使中间软件驱动程序接口至网络驱动程序接口，这样，从协议驱动程序或网络硬件到达网络驱动程序接口的所有分组都将通过中间驱动程序来转发。

中间驱动程序模型便于执行下列类型的功能：

- 协议转换 — 映射各协议格式之间的分组。可能包括桥接和地址转换表等。
- 分组过滤 — 通信流量调整程序与/或调度程序可用于缓存流入的分组，并重新调整其发送顺序给基础网络硬件。

使用该模型，中间软件驱动程序中的智能允许至 G.9954 芯片的基础接口更加简单和标准，如基于 MII 接口的基本接口。由于通信流量调整算法保证不会以比商定的速率更高的速率来传输数据，因此如果没有更多的内存资源，那么可以安全地阻塞传送给 MII 接口的各分组。

NDIS（网络驱动程序接口规范）驱动程序模型符合上述体系结构要求。

### 附 录 三

#### 端到端体系结构

#### III.1 G.9954到G.9954的协议栈

图 III.1 显示了涉及两个互连 G.9954 设备的端到端协议栈。各个 G.9954 都有一个 48 位的 MAC 地址。各个协议层通过一个虚拟链路来交换协议消息，通过电话线或电缆媒体网络实现 PNT PHY 的物理连接。

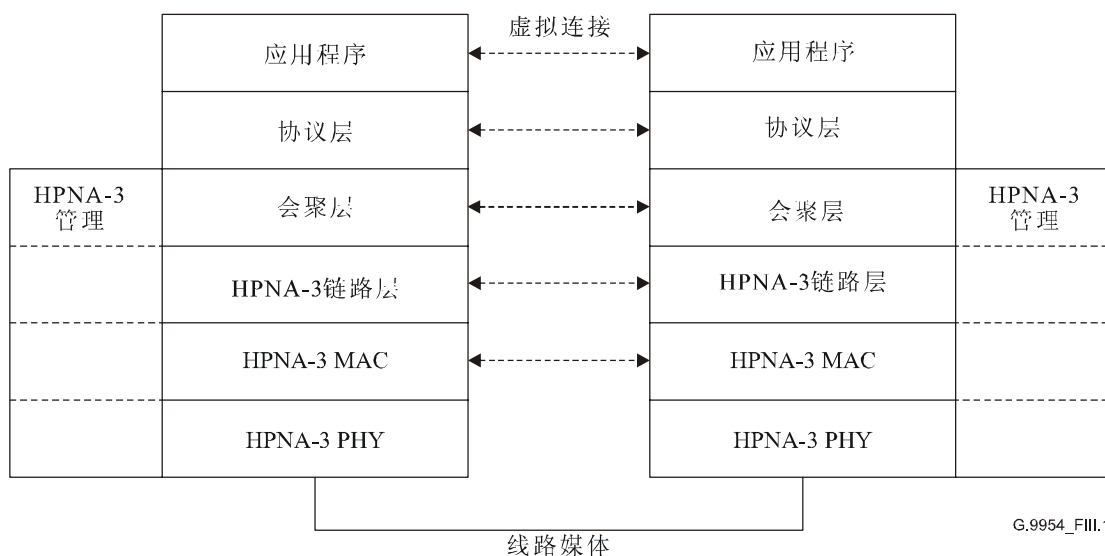


图 III.1/G.9954—G.9954协议栈通信

#### III.2 以太网—PNT接口

以太网是 PNT 网络上传输的自然协议。PNT 帧格式是以太网帧格式的扩展，包括帧内的整个以太网 PDU。

在以下配置中，G.9954 可以实现与以太网协议的接口：

- 以太网 PHY（MII 接口）；
- 以太网—PNT 桥（MII 接口）；
- 集成的以太网 MAC-PHY（NIC 卡 PCI 或类似）。

在第一种配置中，G.9954 提供一个 MII 接口，并装扮成一个以太网 PHY。这支持与外部以太网 MAC 芯片的无粘合连接，如图 III.2 所示。

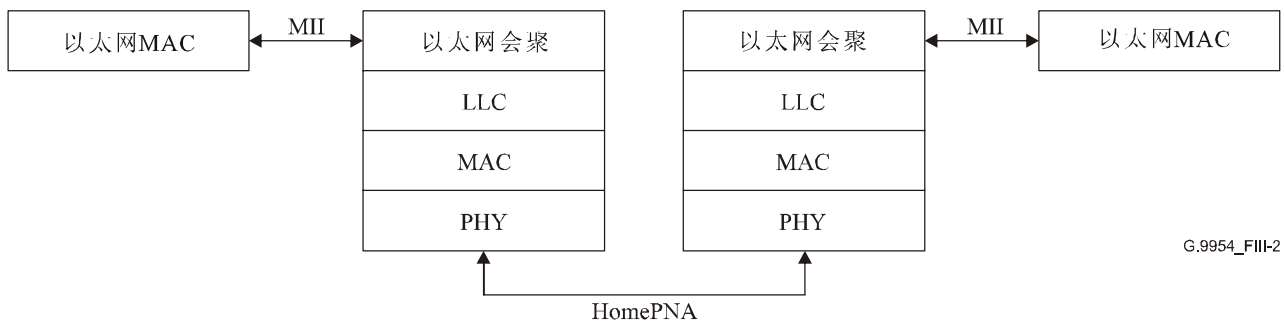


图 III.2/G.9954—以太网PHY仿真

在另一种配置中，G.9954 提供至芯片上以太网 MAC 网桥的 MII 接口。这接口适用于与以太网 PHY 的连接，以便建立一个以太网—PNT 网桥，如图 III.3 所示。

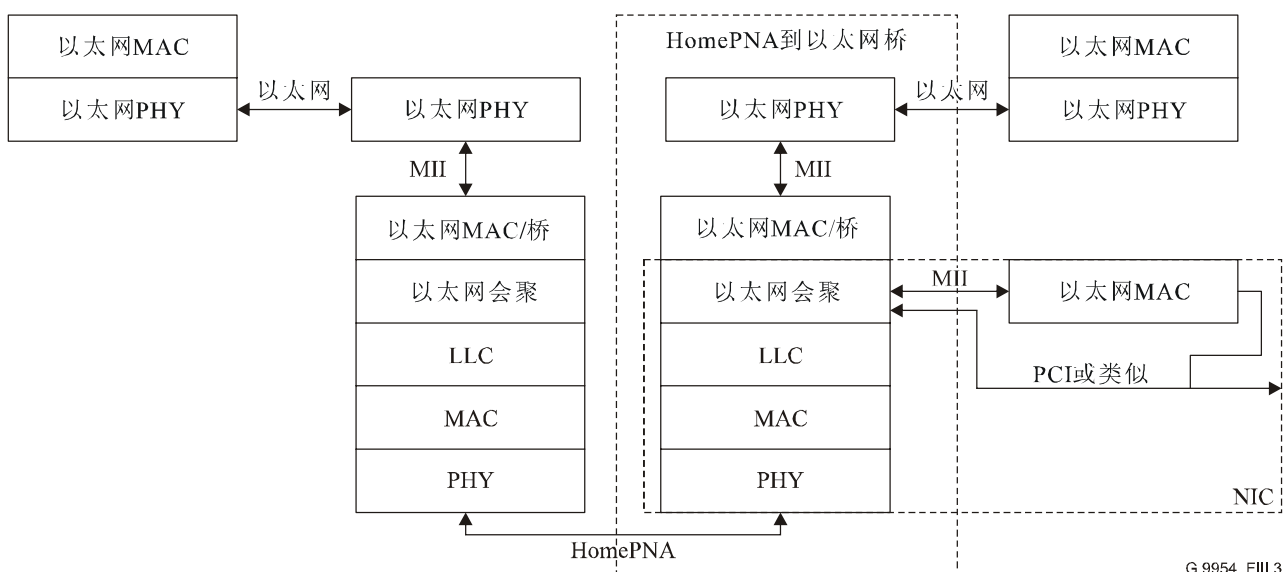


图 III.3/G.9954—以太网—PNT桥和NIC应用

### III.3 USB到G.9954的协议栈

一个 USB 到 G.9954 的适配器（道尔芯片）是一个 USB 设备，它提供了至主机系统的 G.9954 连接。在这种情况下，它提供了等同于网络接口卡（NIC）的功能，不同之处在于主机 PC 使用 USB 串行总线而不是 PCI 总线来与网络连接。

USB 与网络协议不同，如以太网或 IEEE 1394，在这种情况下，它不是一个端到端的网络协议，而是一个总线协议，用于从主机到 USB 设备的数据和控制信息传送。传送的数据一旦到达 USB 设备，则去除其 USB 封套，重新组装成分组，并在 PNT 网络上进行。USB 封套自身在 USB 设备端点处被抛弃。

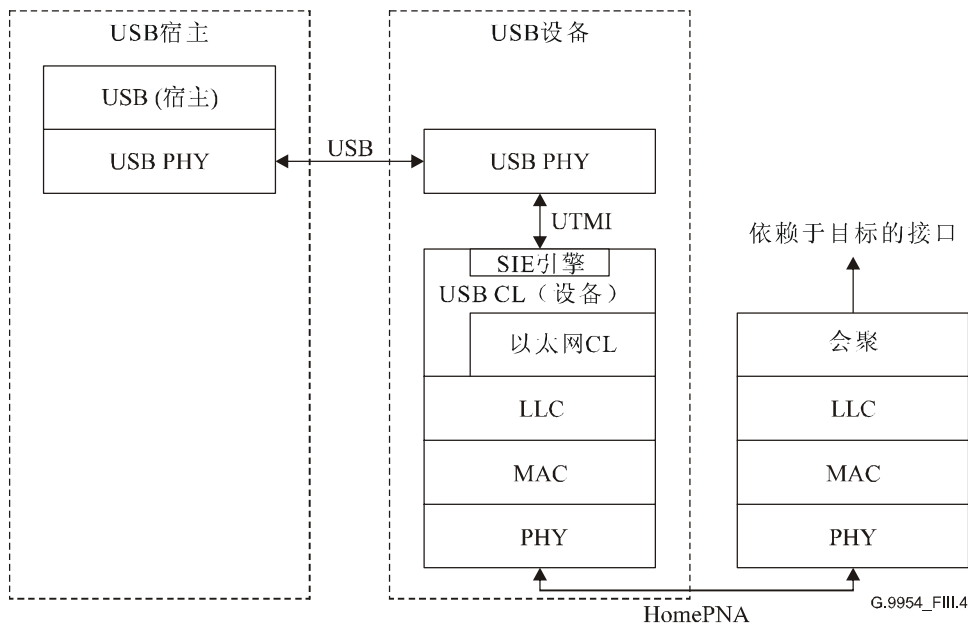


图 III.4/G.9954—USB到G.9954的协议适配器

### III.4 IEEE 1394到G.9954的协议栈

考虑两种实现 IEEE 1394 和 G.9954 结合的体系结构:

- IEEE 1394 在 G.9954 之上;
- IEEE 1394—G.9954 桥。

在第一种体系结构中, G.9954 设备提供了一个 IEEE 1394 链路层接口与 IEEE 1394 协议栈的接口, 允许 IEEE 1394 应用程序以透明的方式运行于 G.9954 上, 看起来好像运行于一个真正的 IEEE 1394 链路层和 PHY 层上。这意味着 1394 会聚层实现了标准的 IEEE 1394 链路层原语, 并将这些原语映射至 G.9954 链路层功能, 如图 III.5 所示。

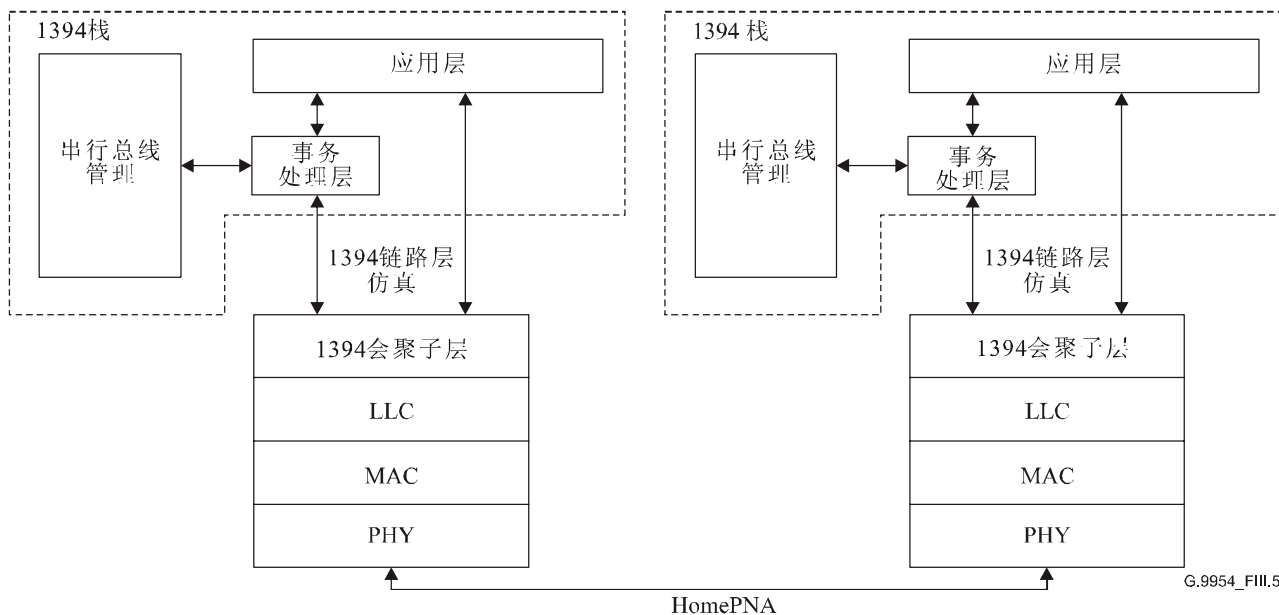


图 III.5/G.9954—G.9954之上透明的IEEE 1394

第二种体系结构用于 IEEE 1394 总线与 G.9954 网络（使用 P.1394.1 标准）的互连（参见[6]）。在这种配置中，除了上面所述的 IEEE 1394 会聚层，G.9954 会聚层还包括用于同步和异步数据的 IEEE 1394 桥接功能。如图 III.6 所示。

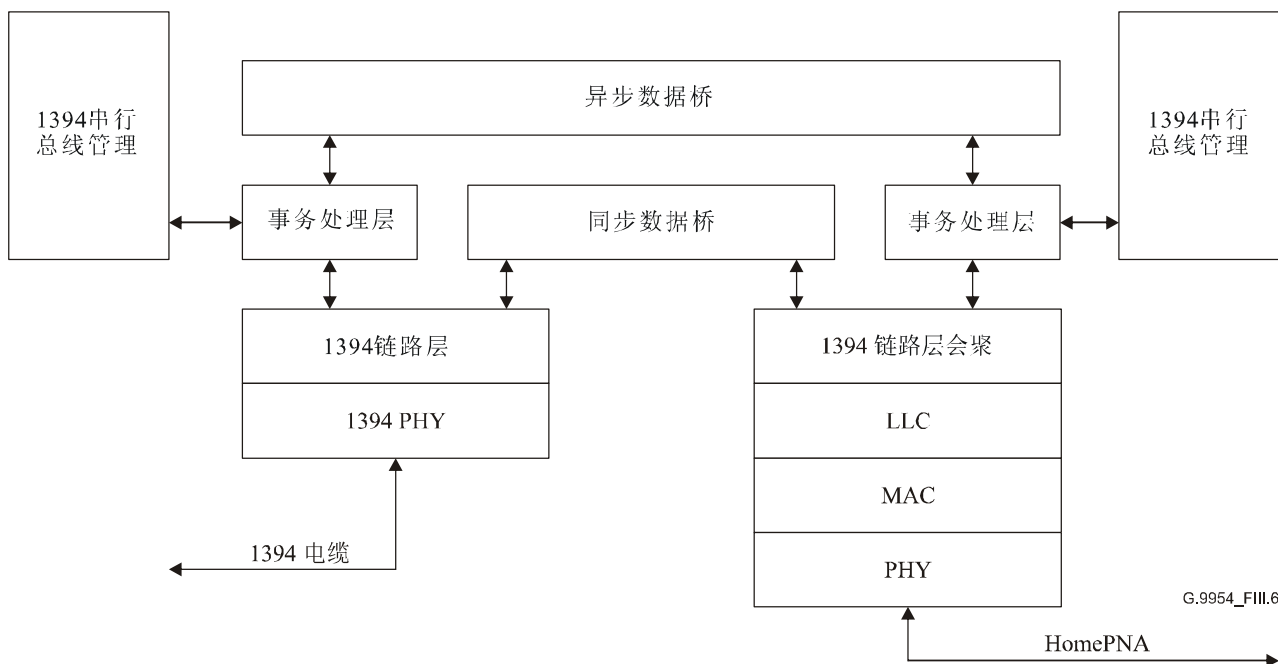


图 III.6/G.9954—IEEE 1394—G.9954桥

本协议桥的详细内容有待进一步研究。

### III.5 DOCSIS到G.9954的协议栈

下面所述的 DOCSIS 到 G.9954 网桥的协议栈基于 DOCSIS 规范，规范针对在[4]中定义的 CPE 控制的电缆调制解调器和在[5]中定义的 DOCSIS 无线电频率接口规范。

第一个规范假设一个电缆调制解调器通过 802.3/以太网、USB 或 PCI PHY 与用户驻地设备（CPE）连接，它用于在电缆与 CPE 设备之间透明地传输 802.3 MAC 帧。由于 DOCSIS 定义为用于在电缆上透明传输 IP 通信流量的系统，因此接口假设 DOCSIS 与其他协议（如 G.9954）之间的桥接在以太网/802.3 MAC 帧层面上执行，如图 III.7 所示。

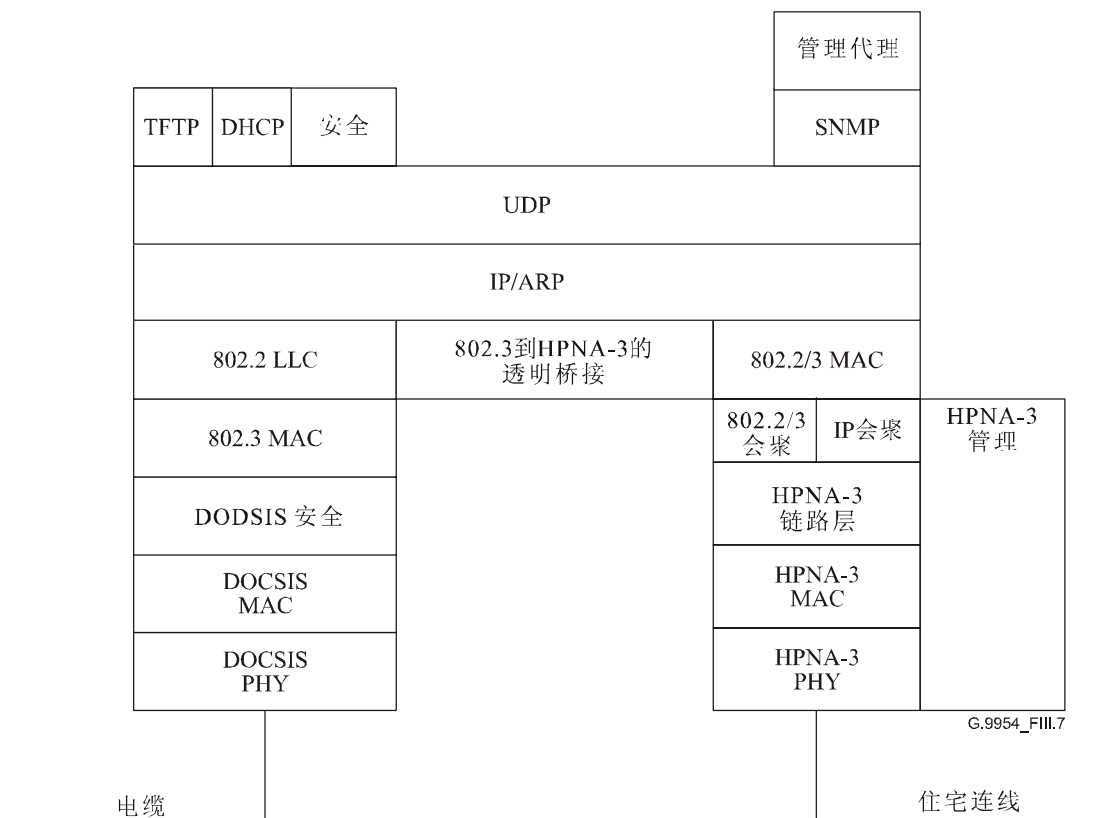


图 III.7/G.9954—DOCSIS到G.9954的协议栈

一个额外的配置涉及一个至 DOCSIS MAC 的直接接口。这是一个比以太网/802.3 接口低级的接口，提供了对 DOCSIS MAC 数据业务接口中要素的访问，如主机时钟同步、上行流授予同步，它们可用于实现 G.9954 住宅网络与 DOCSIS 网络的同步。如图 III.8 所示。

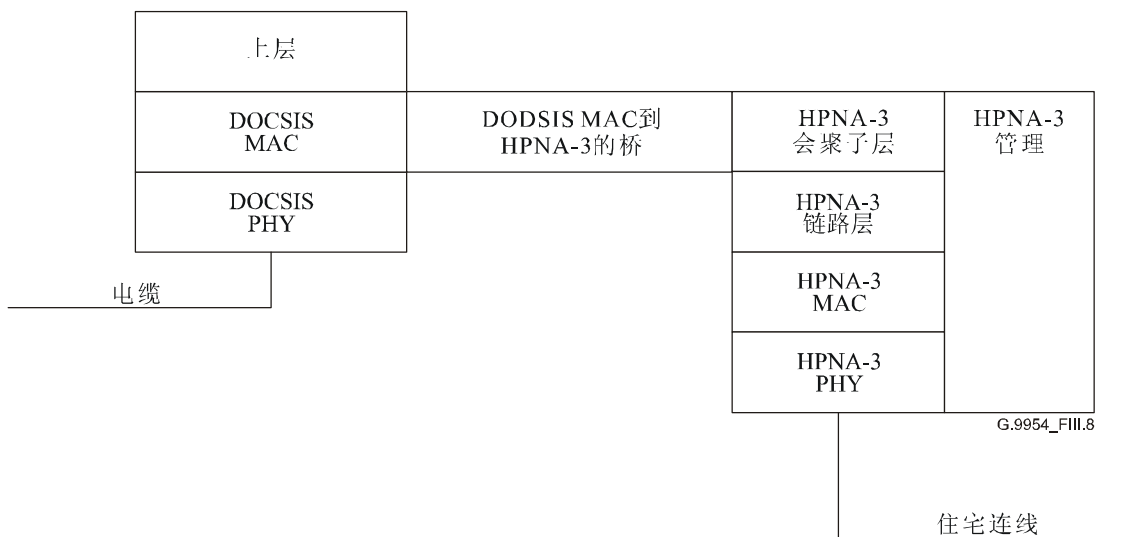


图 III.8/G.9954—DOCSIS到G.9954的桥



## 附录四

### 网络同步

支持同步外部网络与协议的需求源自提交给家庭的业务类型以及用于传输这些业务的联网技术和协议。假设这些业务中的某些业务，如话音、音频和视频，在特性上是同步的，对连接网络引入的等待时间和抖动敏感以及对源要素与目的地要素之间时钟频率上的差异敏感，以便保证所提交业务的质量，并将之延伸至家庭，住宅联网技术应提供必要的性能来保证住宅网络与外部网络的同步。

提议的 G.9954 协议支持若干种内置机制，即当一起使用时，支持住宅网络与外部同步网络和业务之间的端到端同步。下面各节将对这些机制及其互操作的方式进行描述。

#### IV.1 同步要求

为使连接至住宅网络的各要素与外部源或业务保持同步，必须满足以下要求：

- **数据采样率的同步** — 业务源处和业务目的地处用于数据采样的时钟频率必须同步，以防数据欠载和过载。
- **基准时钟的同步** — 需要将各时钟同步于统一的基准时间，以便关联出现于采样数据或协议管理消息中的时戳。
- **同步于分配的时间片与授予的带宽** — 为了减小住宅网络引入的等待时间和抖动，有必要将住宅网络中的时间片分配同步于外部网络用于传送业务的那些时间片分配。同步需求是：在获准接入其他网络之前，传送给某个网络的数据只需等待最低数量的时间。
- **服务质量** — 在住宅网络中需要有服务质量机制，以便根据提交业务的 QoS 限制及时接入住宅网络。
- **协议感知** — 为了实现与外部协议的同步，需要具备有关同步所用要素的、协议特定的知识。例如，IEEE 1394 中的时钟同步业务知识，或者 DOCSIS 中的时间同步和时间片授予信息。

## IV.2 网络同步模型

用于支持与外部网络实现端到端同步的机制如图 IV.1 所示：

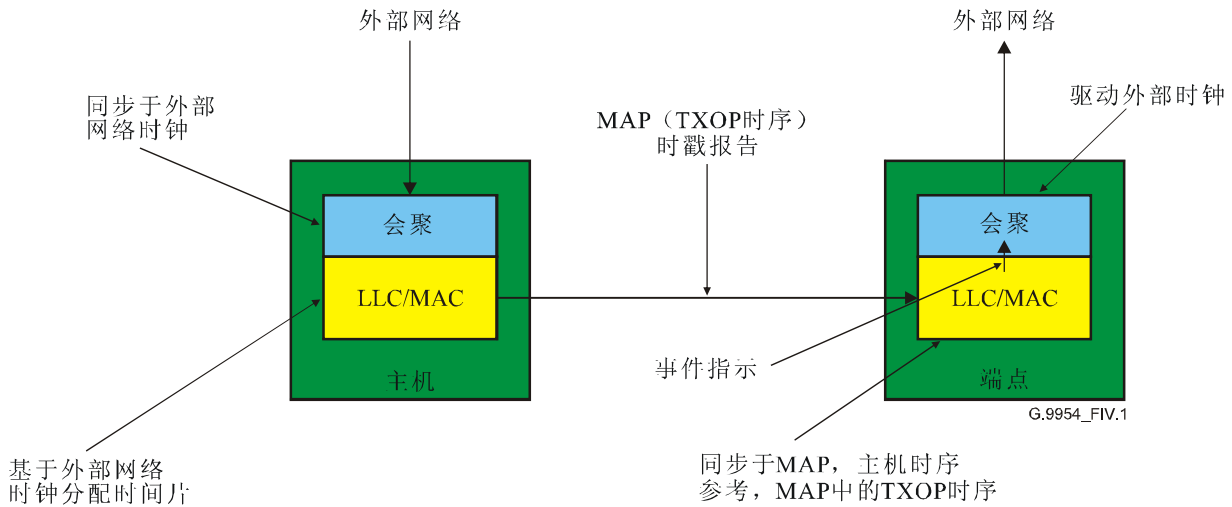


图 IV.1/G.9954—网络同步模型

模型描述了基于主机与外部网络连接的网路，它提供同步业务，如电话或视频业务，并且有一个或多个端点（从）设备与住宅网络中的主机相连。

在该模型中，位于主机一侧的会聚层具备所连外部网络的、协议特定的知识，并可以通过这些知识来从外部协议得到基准时钟。这涉及处理协议特定的消息，如 DOCSIS 时间同步 (SYNC) 消息，或者访问协议特定的寄存器，它执行时钟同步业务，如 IEEE 1394 中所述。该时序信息可以用来“驱动”G.9954 系统时钟，并将其基准时钟同步于外部网络的基准时钟。这允许源自外部网络的基准时间，如时戳信息，可以在住宅网络范畴内方便地得到解释。

进一步地，要求会聚层认可授予带宽的存在和时序、与业务传输相关的时间片或信道，并将这些业务映射至相关的、在住宅网络上建立的流。源自外部网络并与传输业务建立相关的信令协议消息可用于获得住宅网络上业务的 QoS 参数。通过会聚层在住宅网络上建立流将使用直接源自外部网络的 QoS 和时序信息来建立。更特殊地，会聚层将指导 G.9954 栈中的带宽管理者，来在一个同步 MAC 周期内的某一时刻分配 TXOP，它紧密同步于外部网络上的带宽分配。这用于控制业务等待时间和抖动。

一旦主机实现了与外部网络的同步，并且时间片 (TXOP) 也实现了与来自外部网络的数据到达时间的同步，那么端点设备的同步将自然地遵循为 G.9954 所定义的同步协议。端点可以通过其发布定期时戳报告或定期 MAP 消息中包含的信息，来实现与（同步）主机基准时钟的同步。此外，端点自然地同步于 TXOP 中所述的、已分配 TXOP 的时序。在与业务相关的、预期的或授予的 TXOP 时序信息上，可用事件指示机制来通知会聚层。对那些拥有自己时间片事件指示标记的流，G.9954 MAC 将通知（使用中断或类似机制）上层会聚层有关时间片 (TXOP) 计划达到时间或业务数据的信息。该指示可用于驱动端点处的一个时钟，与/或用于驱动端点处的数据采样速率。

在没有同步基准时钟或采样时钟的情况下，仍有可能实现与一个外部网络的同步。如果主机和外部网络中的时钟不同步，那么业务可能会经历一个最大传输延迟，这是一个有关 MAC 长度的函数，用于解决最差情况下的获取周期和网络接入等待时间。此外，住宅网络上的数据（采样）到达时间和分配的 TXOP 缺乏同步可能导致常见的锯齿形等待时间/抖动行为，如图 IV.2 所示。

PRD情形下的CD声音分组到达等待时间

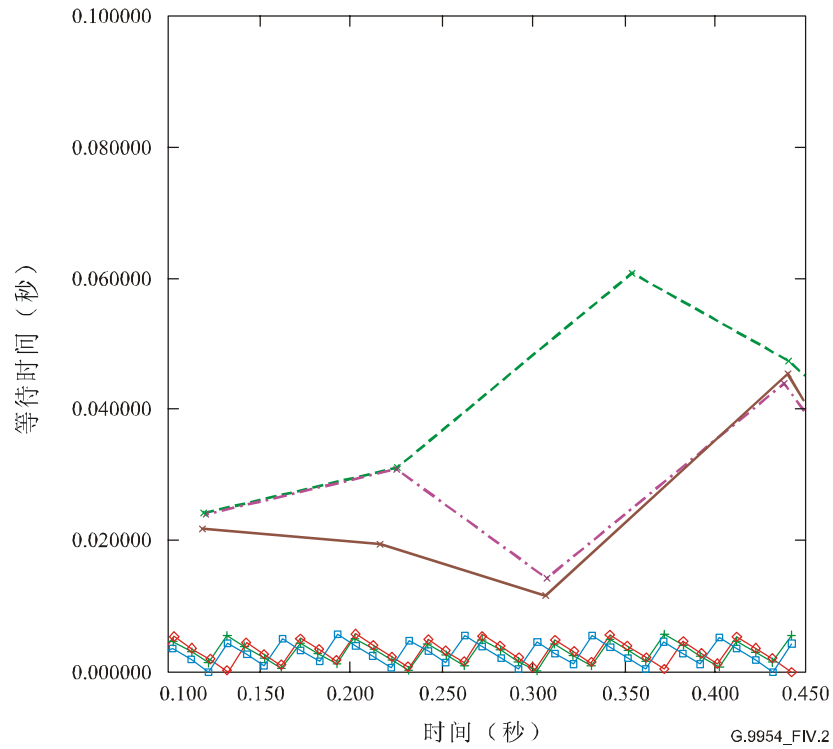


图 IV.2/G.9954—锯齿状等待时间/抖动行为

### IV.3 同步机制概要

表 IV.1 概述了提议的 G.9954 协议支持的同步机制集。

表 IV.1/G.9954—同步机制概要

同步机制	目的
同步协议	支持与其他同步协议的同步。将端点与主机同步
时钟同步	将时钟与一个公用时间参考同步。同步采样速率
MAC 周期指示	将外部网络或协议与 MAC 周期同步
时间片时间指示	利用 MAP 中的信息实现与计划之 TXOP 时序的同步
时戳流数据	使用网络时钟参考的时戳数据
时间片分配控制	用外部网络中提供的时间片来同步住宅网络中的时间片分配
协议会聚层	支持对来自外部网络的同步方法进行协议特定的处理

## 附录五

### 对可变比特率（VBR）流的支持

可以用以下不同的带宽分配策略来处理可变比特率（VBR）流：

- 每个周期带宽请求；
- UGS + 共享传输机会；
- UGS + 明确带宽请求；
- UGS + 备用带宽。

#### V.1 每个周期的带宽请求

该方法要求每个周期都有明确的 RTS 请求。根据业务流的 VBR 行为，每个周期请求的带宽大小都是可变的。

虽然简单，但这种带宽分配方法可能需要实施严格的实时控制，以确保端点节点不违反通信流量速率特性，并满足 QoS 约束条件。

#### V.2 UGS + 共享的传输机会

下面的方法适于若干个 VBR 流同时处于活动状态的情况。它最适用于所有 VBR 流源为同一站的情况——也就是说，在 VBR 业务流之间不存在任何竞争，虽然这种方法也可用于 VBR 流源自不同站的情况。

该方法假设一组 VBR 流将共享同一个传输机会。TXOP 根据 UGS 业务类型来分配（即不需要明确的 RTS）；不过，所分配的带宽大小是共享同一 TXOP 的所有流的累积平均比特率。

该方法依赖于 VBR 流的可变性。它假设各 VBR 流不会同时处于峰值，而是所有 VBR 流的带宽需求大致等于它们的累积平均值。

该方法如图 V.1 所示。

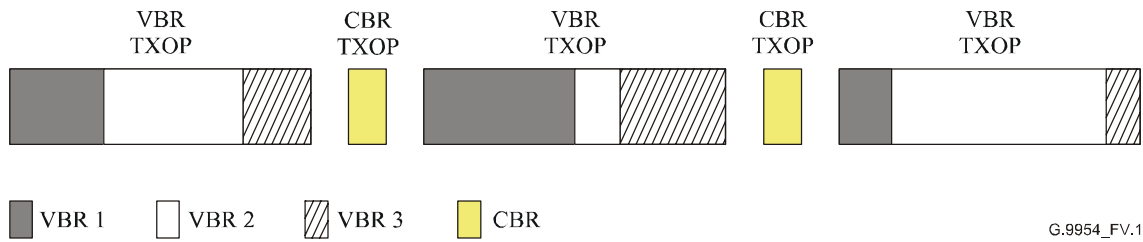


图 V.1/G.9954—可变比特率（VBR）带宽分配

### V.3 UGS + 明确的带宽请求

下面的方法（如图 V.2 所示）是 UGS 与显性带宽请求方法的结合。一个 VBR 流被视为一个 CBR，它可以偶尔地请求一些额外的带宽来处理通信流量中变化的部分。为 VBR 流请求的基本数据速率基于流的平均比特率限制。

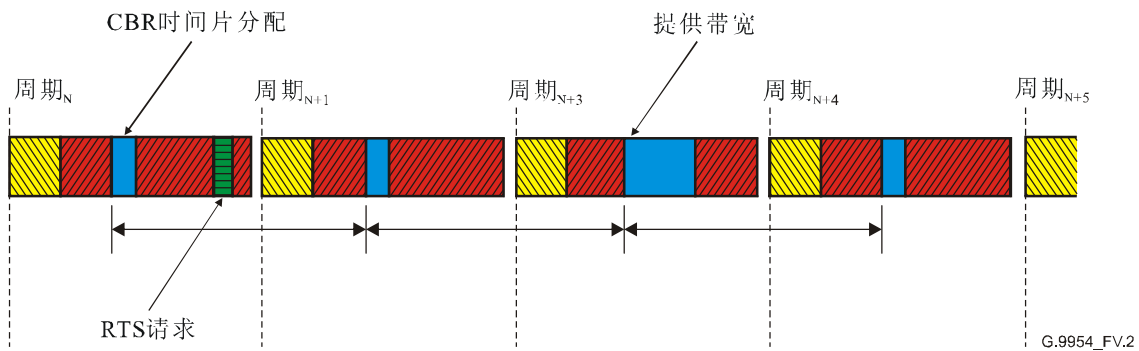


图 V.2/G.9954—使用 CBR + 明确带宽请求的 VBR

对 VBR 流分配固定大小的 TXOP 有效地将流通信流量调整为了一个固定比特率（CBR）形式。如果流有足够的、与之相关的缓存区来处理通信流量的突发性，那么该方法应足以处理流的 VBR 特性，而不需要明确的带宽请求。不过，如果没有足够的缓存区空间可用，那么一个端节点可以明确地请求额外的带宽，以便临时减轻通信流量积压。

### V.4 UGS + 备用带宽

还有另外一种用于处理 VBR 业务的方法，这涉及使用备用的（未分配的）带宽来处理通信流量脉冲串，它们超过了分配给流的 CBR TXOP 所定义的通信流量速率。这在图 V.3 中进行描述。

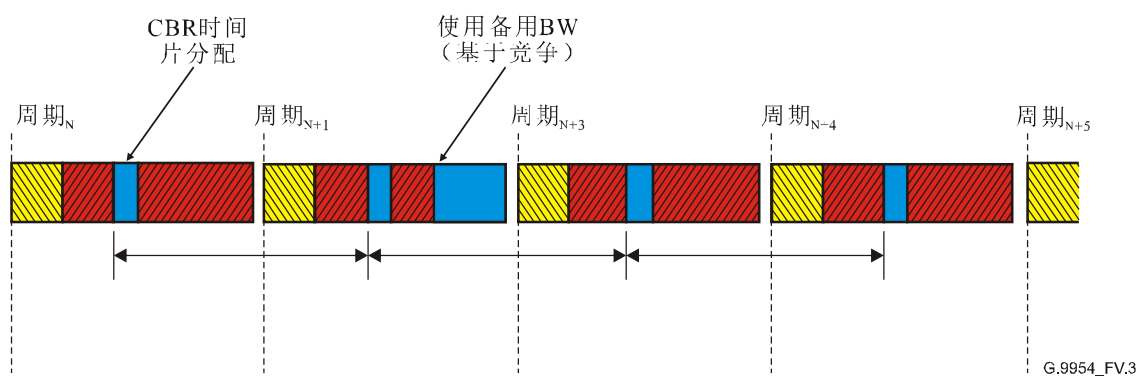


图 V.3/G.9954—使用CBR + 备用带宽的VBR

额外的带宽也可以分配给 VBR 业务的 TXOP, 这样, 将有足够的额外媒体时间来传输至少一个完整(额外的)分组。使用该方法, 主机调度程序应分配比平均比特率需求稍高一点的带宽, 它取决于偶尔用于空通信流量队列的额外带宽。

## 附录六

### 服务质量 (QoS) 参数

本建议书支持表 VI.1 中所述的所有业务。另外, 本建议书还应同时支持表 VI.2 中所述的所有业务。

表 VI.1/G.9954—标准业务QoS要求<sup>1</sup>

业务	相对优先级	MAC 有效负载速率 (每个流)	有效负载定义	最小同时流	最大比特差错率	最大等待时间	最大抖动
语音业务							
高质量的窄带语音电话	高	32-64 kbit/s	语音有效负载 <sup>a)</sup>	8 <sup>b)</sup>	1e-6	5 ms 标称; 10 ms 最大	±5 ms
较低质量的窄带语音电话	低到中	6-16 kbit/s	语音有效负载	8	1e-6	10 ms 标称; 30 ms 最大	±10 ms
时间关键的分组业务 (如视频会议)	高	对话音为 4-13 kbit/s; 对音频/视频为 0.032-1.5 Mbit/s	对话音为语音有效负载; 对音频/视频为 MPEG-TS <sup>c)</sup> 有效负载	4 (2 个会话; 每个会话 2 个流)	1e-8	5 ms 标称; 10 ms 最大, 对全双工业务	±5 ms

<sup>1</sup> 来源: CableLabs “基于电缆业务的住宅网络要求”, 供货商版本1.0, 2000年6月9日发布。有线电视实验室公司版权所有, 2001年。版权所有。经许可后方可重印 (除非另有说明)。

表 VI.1/G.9954—标准业务QoS要求<sup>1</sup>

业务	相对 优先级	MAC 有效负载速率 (每个流)	有效负载定义	最小 同时流	最大比 特差错 率	最大 等待时间	最大 抖动
<b>高速数据业务</b>							
尽力服务	低	高至最大 物理层速率	数据分组 <sup>d)</sup>	N/A	1e-6	500 ms	N/A
QoS (SLA <sup>e)</sup> ) 业务	中到高	10 Mbit/s	数据分组	2	1e-8	10 ms 标称; 30 ms 最大	±10 ms
<b>IP 媒体流</b>							
标准的音频	低到中	96-256 kbit/s	MPEG-TS	3	1e-6	200 ms	±20 ms
CD 质量的音频	中	192-256 kbit/s (立体声)	MPEG-TS	3	1e-8	100 ms	±10 ms
较低质量的 流视频	中到高	64-500 kbit/s	MPEG-TS	3	1e-6	100 ms	±10 ms
家庭影院音频 <sup>f)</sup>	高	6 Mbit/s	MPEG-TS	1	1e-8	100 ms	±10 ms
较高质量的 流视频	高	1.5-10 Mbit/s	MPEG-TS	1	1e-8	50 ms	±10 ms
数字视频盘 <sup>g)</sup>		3.0-20 Mbit/s	MPEG-TS	2	1e-8	100 ms	±10 ms
<b>广播质量视频</b>							
SDTV	高	3-7 Mbit/s		2	1e-8	90 ms 标称	分组间 ±10 ms
HDTV	高	19.68 Mbit/s		1	1e-8	90 ms 标称	分组间 ±10 ms

a) 话音有效负载：依据不同的编解码器，考虑到端到端的等待时间，大小是可变的。例如，G.711  $\mu$ -law 编码规定帧大小为 4 个样本，其中，每个音频样本被编码为一个 8 位的值（即 32 位）。

b) 为该技术开发的协议必须能够支持最少 4 个并行的摘机设备。在网络连接速率大于或等于 10Base-T 相当者时，协议须支持 8 个并行的摘机设备。

c) MPEG-TS：音频/视频有效负载假设一个 MPEG 传输流（TS）的大小为 188 字节。

d) 数据分组：以太网有效负载，包括 TCP/IP 报头，但不包括以太网报头和以太网 CRC。

e) 本文中使用的 SLA 指的是“业务级协议”，指的是业务承诺接收的最低服务质量。在本文中，SLA 指的是“承诺的信息速率”。

f) 家庭影院音频同时包含 5.1 音频信道。注意：这不包括在 CableLabs 文档中。假设 AC-3 Dolby 数字格式在 MPEG-2 TS 中多路复用。

g) 数字视频光盘包含 2 个 SDTV 流。注意：这不包括在 CableLabs 文档中。

表 VI.2/G.9954—额外的标准业务QoS要求

业务	相对优先级	MAC有效负载速率(每个流)	有效负载定义	最小同时流	最大比特差错率	最大等待时间
<b>话音业务</b>						
高质量的窄带话音电话	高	32-64 kbit/s	6 (3 个会话; 每个会话 2 个流)	1e-6	5 ms 标称; 10 ms 最大	±5 ms
时间关键的分组业务 (如视频会议)	高	对话音为 4-13 kbit/s; 对音频/视频为 0.032-1.5 Mbit/s	2 (1 个会话; 每个会话 2 个流)	1e-8	5 ms 标称; 10 ms 最大, 对全双工业务	±5 ms
<b>高速数据业务</b>						
尽力服务	低	高至最大物理层速率	N/A	1e-6	500 ms	N/A
<b>IP 媒体流</b>						
CD 质量的音频	中	192-256 kbit/s (立体声)	3	1e-8	100 ms	±10 ms
以下任何 2 个流的结合:						
较高质量的流视频	高	1.5-10 Mbit/s	1	1e-8	50 ms	±10 ms
家庭影院音频	高	6 Mbit/s	1	1e-8	100 ms	±10 ms
数字视频盘		3.0-20 Mbit/s	1	1e-8	100 ms	±10 ms
<b>广播质量视频</b>						
SDTV	高	3-7 Mbit/s	2	1e-8	90 ms 标称	分组间 ±10 ms
HDTV	高	19.68 Mbit/s	1	1e-8	90 ms 标称	分组间 ±10 ms

## 附录七

### 同时的应用测试概要

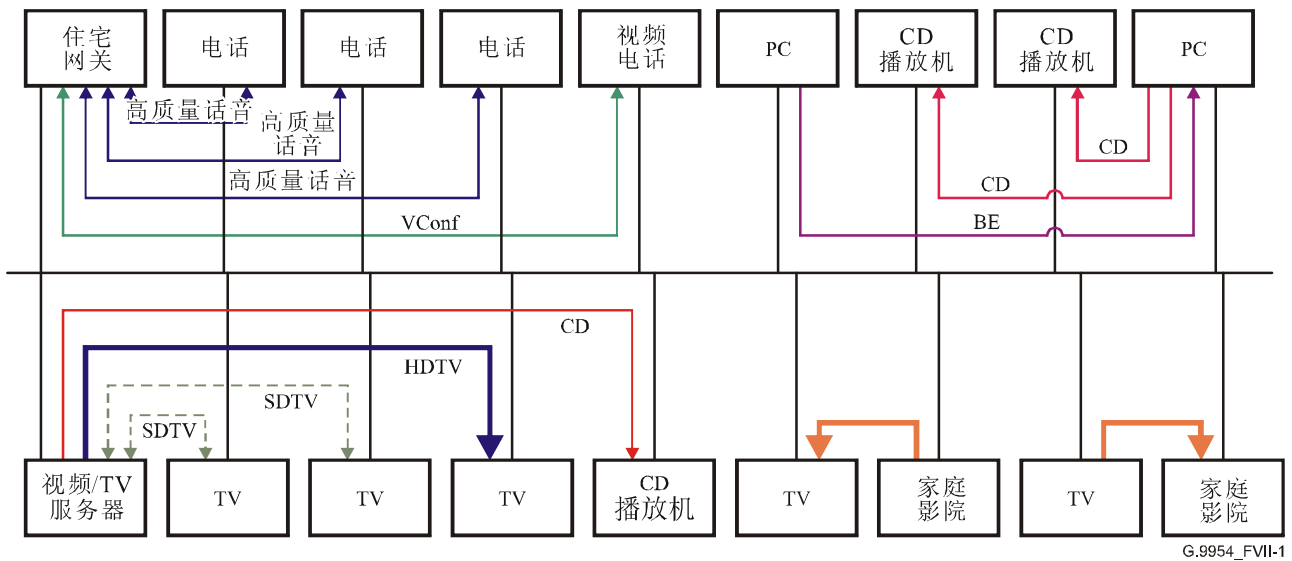
测试情形 1 描述了一个住宅网络，它由一个住宅网关（提供对电话和互联网业务的接入）和第二个网关或服务器源（提供对视频相关业务的接入）组成。RG 和可能的视频/TV 服务器连接至宽带管道。此外，住宅网络中还包括各享用宽带服务的客户机以及那些直接与同一住宅网络中对等者进行交互的客户机。

测试情形 1 中网络的吞吐量需求在表 VII.1 中进行描述，假设网络配置是一个星型网络，各设备用 6 芯线予以连接。



表 VII.1/G.9954—网络吞吐量需求

业 务	数 量	速率 [Mbit/s]	吞吐量需求
高质量语音	6	0.064	0.384
视频会议	2	1.5	3
尽力服务	1	高至物理极限	高至物理极限
CD	3	0.256	0.768
SDTV	2	3	6
HDTV	1	19.68	19.68
家庭影院	2	5.76	11.52
合计			41.352



G.9954\_FVII-1

图 VII.1/G.9954—测试情形1

## 附 录 八

### 媒体访问规划指南

媒体访问计划是一种调度行为，其目标是生成一个媒体访问计划（MAP），它满足网络中所有竞争流的 QoS 约束条件。该调度算法全部在主机节点中执行，并考虑整个网络的可用媒体带宽和 QoS 限制。

尽管 G.9954 主机所用的调度算法规范超出了本建议书的讨论范围，但希望 G.9954 主机调度程序能够支持以下基本功能集：

- 资源管理；
- 媒体资源分配和指派；
- 脉冲串大小管理；
- MAC 周期长度管理；

- 通信流量管控和调整；
- 等待时间和抖动控制；
- 冲突管理策略指派；
- 带宽请求管理；
- MAP 产生。

### VIII.1 资源管理

主机应管理好住宅网络中有关媒体资源分配的状态信息，并维护好分配图，它描述了已分配的和空闲的媒体资源及其大小。当对业务请求实施准许进入控制时，带宽分配功能使用该分配图。

### VIII.2 媒体资源分配和指派

假设有足够的媒体资源可供带宽请求使用，那么主机应分配 TXOP 给特定的流。已分配的 TXOP 随后在 MAP 中予以描述。

### VIII.3 脉冲串大小管理

为了更加高效地利用媒体和减小协议开销，希望将来自一个单个设备或流的上层分组聚合至一个单个的物理层脉冲串（帧）中。脉冲串的长度取决于众多因素，包括 TXOP 的长度、流的等待时间要求、BER 特性等。

主机调度程序应尽力将指派的 TXOP 集中于同一源上，这样，在满足流 QoS 等待时间和抖动约束条件的同时，端点可尽量增大脉冲串的长度。

### VIII.4 MAC 周期长度管理

各个 MAP 帧隐含地定义了媒体访问计划的（时间）长度。这提供了支持 MAC 周期的基础设施，MAC 周期的长度是可变的，甚至可以逐个周期地动态改变。

主机调度程序负责选择适当的 MAC 周期大小，用于选择进程的本指南要求调度程序选择这样一个周期长度，即它能够平衡活动流的周期需求和 MAP 帧传输带来的协议开销考虑。

### VIII.5 通信流量监管和调整

为确保流与其商定的通信流量参数保持一致，主机调度程序应对通信流量实施监管和调整，这样，在一个通信流量源开始以一种不一致的方式产生通信流量的情况下，网络也不会受到损害。通信流量监管和调整通过用以下方式分配 TXOP 来完成，即分配方式应满足通信流量规范要求。

对依据 MAP 描述将分组指派给 TXOP 的 G.9954 端点节点，这将自然地把端点通信流量调整为主机想要的形式。通过将通信流量监管和调整算法集中于主机，并确保端点节点不以有背其商定之协议的方式产生通信流量，这将达成降低端点节点潜在复杂性的效果。

## VIII.6 等待时间和抖动控制

通过确保以要求的频率、大小和时间间隔向流分配 TXOP，使之满足流等待时间和抖动要求，主机调度程序负责实施等待时间和抖动控制。

考虑以下两个例（如图 VIII.1 所示），它们关于相对分组从输入源的到达时间，TXOP 随时间的分配情况。在例 1 中，TXOP 按以下方式分配，即使之保证零抖动；在例 2 中，等待时间的变动将导致抖动，如图 VIII.2 所示。

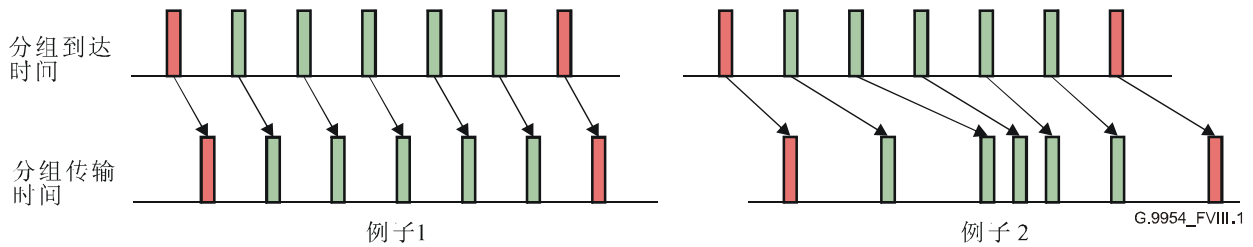


图 VIII.1/G.9954—等待时间/抖动例子

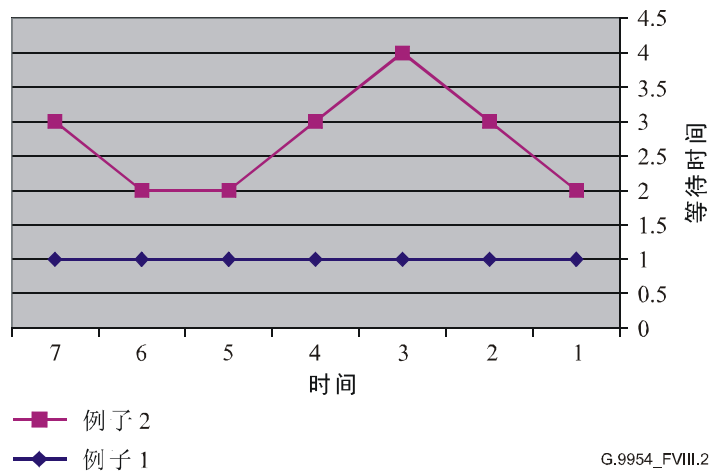


图 VIII.2/G.9954—等待时间/抖动图

## VIII.7 MAP产生

主机媒体访问计划的输出为 MAP 帧。主机负责产生定期的 MAP 控制帧，它包含上述各过程和决定的结果。

## 参考资料

- [4] Data-Over-Cable Service Interface Specifications – *Cable Modem to Customer Premise Equipment Interface Specification SP-CMCI-I05-001215, July 14, 2000.*
- [5] Data-Over-Cable Service Interface Specifications – *Radio Frequency Interface Specification, SP-RFIV1.1-I06-001215, December 15, 2000.*
- [6] P1394.1 *Draft Standard for High Performance Serial Bus Bridges, 0.16, March 29, 2001.*



## ITU-T 系列建议书

A系列	ITU-T工作的组织
D系列	一般资费原则
E系列	综合网络运行、电话业务、业务运行和人为因素
F系列	非话电信业务
<b>G系列</b>	<b>传输系统和媒质、数字系统和网络</b>
H系列	视听及多媒体系统
I系列	综合业务数字网
J系列	有线网络和电视、声音节目及其他多媒体信号的传输
K系列	干扰的防护
L系列	电缆和外部设备其他组件的结构、安装和保护
M系列	电信管理，包括TMN和网络维护
N系列	维护：国际声音节目和电视传输电路
O系列	测量设备的技术规范
P系列	电话传输质量、电话设施及本地线路网络
Q系列	交换和信令
R系列	电报传输
S系列	电报业务终端设备
T系列	远程信息处理业务的终端设备
U系列	电报交换
V系列	电话网上的数据通信
X系列	数据网、开放系统通信和安全性
Y系列	全球信息基础设施、互联网协议问题和下一代网络
Z系列	用于电信系统的语言和一般软件问题