

中华人民共和国国家标准

GB/T 21645.10—2017

自动交换光网络(ASON)技术要求 第10部分:多层多域控制平面

Technical requirements for automatically switched optical network (ASON)—
Part 10: Multi-layer and multi-region control plane

2017-05-12 发布

2017-12-01 实施

中华人民共和国国家质量监督检验检疫总局 发布
中国国家标准化管理委员会

目 次

前言	III
1 范围	1
2 规范性引用文件	1
3 术语、定义和缩略语	1
3.1 术语和定义	1
3.2 缩略语	2
4 基于 GMPLS 的 MLN/MRN 控制体系结构	4
4.1 MLN/MRN 控制架构	4
4.2 MLN/MRN 网络模型	6
4.3 MLN/MRN 节点模型	7
4.4 信令通信网(SCN)	8
5 MLN/MRN 控制平面功能要求	8
5.1 资源发现功能	8
5.2 路由功能	8
5.3 业务调度和信令功能	10
6 MLN/MRN 保护恢复要求	12
6.1 MLN/MRN 保护恢复类型	12
6.2 多层保护恢复约束条件和返回机制	12
6.3 多层保护恢复协调	13
7 MLN/MRN 控制平面性能要求	13
8 MLN/MRN 控制平面协议扩展	14
8.1 协议扩展需求	14
8.2 路由协议扩展	16
8.3 多层多域信令方式和信令协议扩展	19
附录 A (资料性附录) 基于 OTN 电层多粒度控制的协议扩展	25
A.1 概述	25
A.2 路由协议扩展	25
A.3 信令协议扩展	29
A.4 自动发现	34
附录 B (资料性附录) IP+OTN 多层融合的控制技术	35
B.1 控制模式	35
B.2 控制协议扩展需求	37
附录 C (资料性附录) 层间 PCE 协议扩展	39
C.1 概述	39

C.2 层间 PCE 架构	39
C.3 层间 PCE 功能	46
C.4 域间 TE 链路信息获取	48
C.5 PCEP 协议扩展	49

广东省网络空间安全协会受控资料

前 言

GB/T 21645《自动交换光网络(ASON)技术要求》由以下部分组成:

- 第 1 部分:体系结构与总体要求;
- 第 2 部分:术语和定义;
- 第 3 部分:数据通信网(DCN);
- 第 4 部分:信令技术;
- 第 5 部分:用户-网络接口(UNI);
- 第 6 部分:管理平面;
- 第 7 部分:自动发现;
- 第 8 部分:路由;
- 第 9 部分:外部网络-网络接口(E-NNI);
- 第 10 部分:多层多域控制平面;
- 第 11 部分:路径计算单元(PCE)及协议。

本部分为 GB/T 21645 的第 10 部分。

本部分按照 GB/T 1.1—2009 给出的规则起草。

请注意本文件的某些内容可能涉及专利。本文件的发布机构不承担识别这些专利的责任。

本部分由中华人民共和国工业和信息化部提出。

本部分由中华人民共和国工业和信息化部(通信)归口。

本部分起草单位:中国信息通信研究院、北京邮电大学、武汉烽火科技集团有限公司、中兴通讯股份有限公司、上海贝尔股份有限公司、华为技术有限公司。

本部分主要起草人:王郁、赵永利、张国颖、张炳炎、付锡华、徐云斌、汪俊芳、张杰、易小波、张晓宏、饶宝全。

自动交换光网络(ASON)技术要求

第 10 部分:多层多域控制平面

1 范围

GB/T 21645 的本部分规定了自动交换光网络(ASON)多层多域控制平面技术要求,包括:体系结构、功能要求、保护恢复要求、性能要求、控制平面协议扩展、层间 PCE 协议扩展等。本部分规定的 ASON 控制平面基于 GMPLS 协议实现。

GB/T 21645 的本部分适用于公用电信网络的 ASON 网络,专用电信网的 ASON 网络也可参考使用。

2 规范性引用文件

下列文件对于本文件的应用是必不可少的。凡是注日期的引用文件,仅注日期的版本适用于本文件。凡是不注日期的引用文件,其最新版本(包括所有的修改单)适用于本文件。

GB/T 21645.1—2008 自动交换光网络(ASON)技术要求 第 1 部分:体系结构与总体要求

YD/T 1957.2 自动交换光网络(ASON)节点设备技术要求 第 2 部分:基于 OTN 的 ASON 节点设备技术要求

ITU-T G.709 光传送网(OTN)接口(Interfaces for the Optical Transport Network (OTN))

ITU-T G.8080 自动交换光网络体系结构(Architecture for the Automatically Switched Optical Network(ASON))

IETF RFC3471—2003 GMPLS 信令功能描述(Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Signaling Functional Description)

IETF RFC4206 GMPLS TE 的 LSP 分层(Label Switched Paths (LSP) Hierarchy with Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Traffic Engineering (TE))

IETF RFC4872 支持端到端 GMPLS 恢复的 RSVP-TE 扩展(RSVP-TE Extensions in Support of End-to-End Generalized Multi-Protocol Label Switching (GMPLS) Recovery)

IETF RFC4873 GMPLS 区段恢复(GMPLS Segment Recovery)

IETF RFC5150 Label GMPLS 流量工程的 LSP 缝接(Switched Path Stitching with Generalized Multiprotocol Label Switching Traffic Engineering)

3 术语、定义和缩略语

3.1 术语和定义

下列术语和定义适用于本文件。

3.1.1

多层网络 multi-layer network; MLN

具有多种交换能力的层网络或者具有同一交换能力的多种交换颗粒的层网络。

3.1.2

多域网络 multi-region network; MRN

多层网络的一个子集。

注：本部分中的“ASON 网络”无特殊说明默认采用 GMPLS 协议，当采用 PCE 协议时将明确说明。

3.1.3

转发邻接 forwarding adjacency; FA

一条 TE 链路，这条 TE 链路位于两个 ASON 节点之间，它可以是两个 ASON 节点直连，或者是经过同一个 GMPLS 控制平面实例下的一个或者多个节点。

3.1.4

转发邻接标签交换路径 forward adjacency label switching path; FA-LSP

在多层网络中，服务层创建的标签交换路径(LSP)且被用作客户层的 TE 链路。

3.1.5

虚拟网络拓扑 virtual network topology; VNT

服务层建立的 FA-LSP 在客户层作为 TE 链路发布，并由服务层 FA-LSP 的集合构成的 TE 链路拓扑。

3.1.6

虚拟网络拓扑管理器 virtual network topology manager; VNTM

管理 VNT 中 FA-LSP 的建立、修改及删除等操作的组件。

3.1.7

虚拟 TE 链路 virtual TE link

在没有上层业务的情况下，可以不对 VNT 中的 FA-LSP 进行完全配置，以预留资源用于其他服务层 LSP，是一种潜在 LSP 的 TE 链路。

3.1.8

接口交换能力描述符 interface switching capability descriptor

标识接口交换能力、编码类型和交换带宽颗粒，用来描述特定层次的特征。

3.1.9

流量工程数据库 traffic engineering database; TED

不同层面的 TE 链路信息统一保存在流量工程数据库(TED)中。TED 包含了网络中所有区域和层次的信息，统一的控制平面可以利用这些信息计算穿过多层多域的最佳路径。

3.1.10

接口交换能力 interface switching capability

一种交换类型标识，用来描述一个节点以特定数据平面技术转发数据的能力，并唯一地标识一个网络区域。

3.2 缩略语

下列缩略语适用于本文件。

AS: 自治系统(Autonomous System)

ASON: 自动交换光网络(Automatically Switched Optical Network)

BRPC: 反向递归路径计算(Backward Recursive PCE-based Computation)

CC: 连接控制器(Connection Controller)

DA: 发现代理(Discovery Agent)

ERO: 显示路由对象(Explicit Route Object)

FA: 转发邻接(Forwarding Adjacency)

FA-LSP:转发邻接标签交换路径(Forwarding Adjacency Label Switched Path)
 FSC:光纤交换能力(Fiber Switching Capable)
 GCC:通用通信通道(Generic Communication Channel)
 GFP:通用成帧规程(Generic Framing Procedure)
 GMPLS:通用多协议标签交换(Generalized Multi-Protocol Label Switch)
 G-PID:通用协议标识符(Generalized Protocol Identifier)
 IACD:接口适配能力描述符(Interface Adaptation Capability Descriptor)
 IETF:互联网工程任务组(Internet Engineer Task Force)
 IGP:内部网关协议(Interior Gateway Protocol)
 IP:因特网协议(Internet Protocol)
 ISC:接口交换能力(Interface Switching Capability)
 ISCD:接口交换能力描述符(Interface Switching Capability Descriptor)
 IS-IS:中间系统到中间系统(Intermediate System to Intermediate System)
 LAP:链路访问协议(Link Access Protocol)
 L2SC:二层交换能力(Layer-2 Switching Capable)
 LRM:链路资源管理(Link Resource Manager)
 LSC:波长交换能力(Lambda Switching Capable)
 LSP:标签交换路径(Label Switched Path)
 LSR:标签交换路由器(Label Switching Router)
 MLN:多层网络(Multi-Layer Network)
 MRN:多域网络(Multi-Region Network)
 MSTP:多业务传送节点(Multi-Service Transport Platform)
 NE:网元(Network Element)
 OCH:光通道(Optical Channel)
 ODU_k:光通路道数字单元(k阶)(Optical Channel Data Unit with k order)
 OIF:光互联论坛(Optical Internetworking Forum)
 OMS:光复用段(Optical Multiplex Section)
 OPU_k:光通路道净荷单元(k阶)(Optical Channel Payload Unit with k order)
 OSC:光监控通道(Optical Supervisory Channel)
 OSNR:光信噪比(Optical Signal to Noise Ratio)
 OSPF:开放最短路径优先(Open Shortest Path First)
 OSPF-TE:开放最短路径优先协议-流量工程(Open Shortest Path First- Traffic Engineering)
 OTH:光传送系列(Optical Transport Hierarchy)
 OTN:光传送网(Optical Transport Network)
 OTS:光传输段(Optical Transmission Section)
 OTU_k:光通路道传输单元(k阶)(Optical Channel Transmission Unit with k order)
 PC:协议控制器(Protocol Controller)
 PCC:路径计算客户(Path Computation Client)
 PCE:路径计算单元(Path Computation Element)
 PCEP:路径计算单元协议(Path Computation Element Protocol)
 PCECP:路径计算单元通信协议(Path Computation Element Communication Protocol)
 PMD:偏振模色散(Polarization Mode Dispersion)
 PSC:分组交换能力(Packet Switching Capable)

PW:伪线(pseudowire)
 RC:路由控制器(Routing Controller)
 ROADM:可重构光分插复用器(Reconfigurable Optical Add/Drop Multiplexer)
 SC:交换能力(Switching Capability)
 SCN:信令通信网(Signaling Communication Network)
 SDH:同步数字体系(Synchronous Digital Hierarchy)
 SNP:子网点(SubNetwork Point)
 SNPP:子网点池(SubNetwork Point Pool)
 SRLG:共享风险链路组(Shared Risk Link Group)
 TAP:终端和适配执行器(Termination and Adaptation Performer)
 TDM:时分复用(Time-Division Multiplexing)
 TE:流量工程(Traffic Engineering)
 TED:流量工程数据库(Traffic Engineering Database)
 TLV:类型-长度-值(Type Length Value)
 TP:终端点(Termination Point)
 VNT:虚拟网络拓扑(Virtual Network Topology)
 VNTM:虚拟网络拓扑管理器(Virtual Network Topology Manager)
 VSPT:虚拟最短路径树(Virtual Shortest Path Tree)
 WDM:波分复用(Wavelength Division Multiplex)
 WTR:恢复等待时间(Wait Time to Restore)
 XRO:排除路由对象(Exclude Route Object)

4 基于 GMPLS 的 MLN/MRN 控制体系结构

4.1 MLN/MRN 控制架构

4.1.1 MLN 和 MRN 定义

在 ITU-T G.8080 定义的 ASON 网络中,域表示为某种特定目的被组合的一组实体,用于控制平面的域形式,称为控制域(Domain),是广义的“控制域”概念。而在本标准规范的 ASON 网络中,一种交换能力定义为一个域(Region),可认为是一种狭义的“控制域”概念。GMPLS 支持处理多种交换技术,包括分组交换、二层交换、TDM 交换、波长交换和光纤交换。为此引入了接口交换能力(ISC)的概念来描述不同交换类型,对应包括分组交换能力(PSC)、时分复用(TDM)能力,波长交换能力(LSC)和光纤交换能力(FSC)。由于 GMPLS 是一种通用网络控制架构,不局限于某个网络区域,所以它有利于将各区域的交换能力融合为一个整体的网络架构。

在 MRN 网络中,采用接口交换能力描述符(ISC D)来区别不同的接口交换能力(ISC),包括某层的接口交换能力、编码类型和交换带宽颗粒等信息。ISC D 指的是节点所具有的在指定的不同接口上转发不同类型数据报文的能力。例如,分组交换能力(PSC)是一个接口具有提供 IP/MPLS 数据分组(例如一个路由器接口)的特性,而波长交换能力(LSC)是一根光纤上具有交换不同波长的接口能力。一个接口可能具有多种接口交换能力。

具有多种交换能力的层网络或者具有同一交换能力的多种交换颗粒的层网络称为多层网络(MLN)。在 GMPLS 的 MLN 中,“层”的概念描述了一个数据平面的交换颗粒,例如:SDH VC-4, VC-12。因此,一个多层网络的数据平面交换层可以具有相同的 ISC(例如 TDM),或者不同的 ISC(例如 TDM 和 PSC),但由单个 GMPLS 控制平面实体控制。

多域网络(MRN)通常是多层网络(MLN),因为在区域边界上的网络元件会引入不同的 ISC;但是一个多层网络并不一定是一个多域网络,因为多个层次能够完全包含在一个单一的区域中,例如,基于SDH的ASON网络就是一种典型的MLN网络,而不属于MRN网络,其VC-12,VC-4和VC4-4c是TDM区域的不同层次。

MRN或MLN里所有节点洪泛的TE链路被加入到一个单一的流量工程数据库(TED)。MRN或MLN里的所有节点拥有相同的TED。MRN或MLN被一个单独的GMPLS控制平面实例所控制。每个区域由支持一种交换技术的节点组成;多个区域位于一个域(Area)里,该Area可称为MRN或者MLN。一个MRN总是一个MLN,但是一个MLN不一定是MRN。

例如:在光电混合OTN网络中,一个流量工程域由支持不同交换技术能力的节点组成,包括电交叉设备、光交叉设备和光电混合设备,该流量工程域既是MRN,也是MLN。而如果一个流量工程域由支持相同交换技术(例如TDM)的节点组成,每个节点支持不同的交换粒度,例如电交叉OTN网络中,虽然系统支持ODU1/ODU2/ODU3等不同的交叉粒度,但都属于单一的TDM层交换技术,因此该流量工程域只是MLN。也就是说,MRN是MLN的一个特例。

4.1.2 MRN/MLN网络结构

在基于GMPLS的MRN/MLN层网络中,上层与下层网络之间是客户和服务者关系,服务层的拓扑和连接性对于客户层是不可见的,服务层资源以TE链路的形式呈现给客户层网络。

在服务层创建的LSP可以由客户层用作TE链路并在控制平面发布,这样的LSP定义为FA-LSP。当一条LSP从客户层通往服务层通道的边界时,它会嵌套在服务层的LSP中,这条服务层LSP又有可能嵌套在更低层次的网络中。

为客户层网络建立的由一组服务层FA-LSP构成的TE链路拓扑,称为虚拟网络拓扑(VNT)。它是由服务层FA-LSP构成的逻辑拓扑,为客户层进行路径计算提供了必要的信息。VNT的配置是通过在服务层建立和释放FA-LSP来实现的。在GMPLS信令和路由协议的支持下,VNT可以根据流量需求进行调整。从信令触发方式区分,存在两种服务层FA-LSP建立方式,包括:静态建立(即:预先人工配置方式)和动态建立(信令触发方式)。两种方式如何选择由运营商策略确定。举例说明:在一个OTN网络中,通过控制平面建立的所有光波长通路(光层LSP)构成上层电交换区域的VNT,每条波长LSP看作一条TE链路,上层TDM LSP的路由计算要基于下层波长LSP信息完成。图1示意了一个OTN电层VNT的示例。

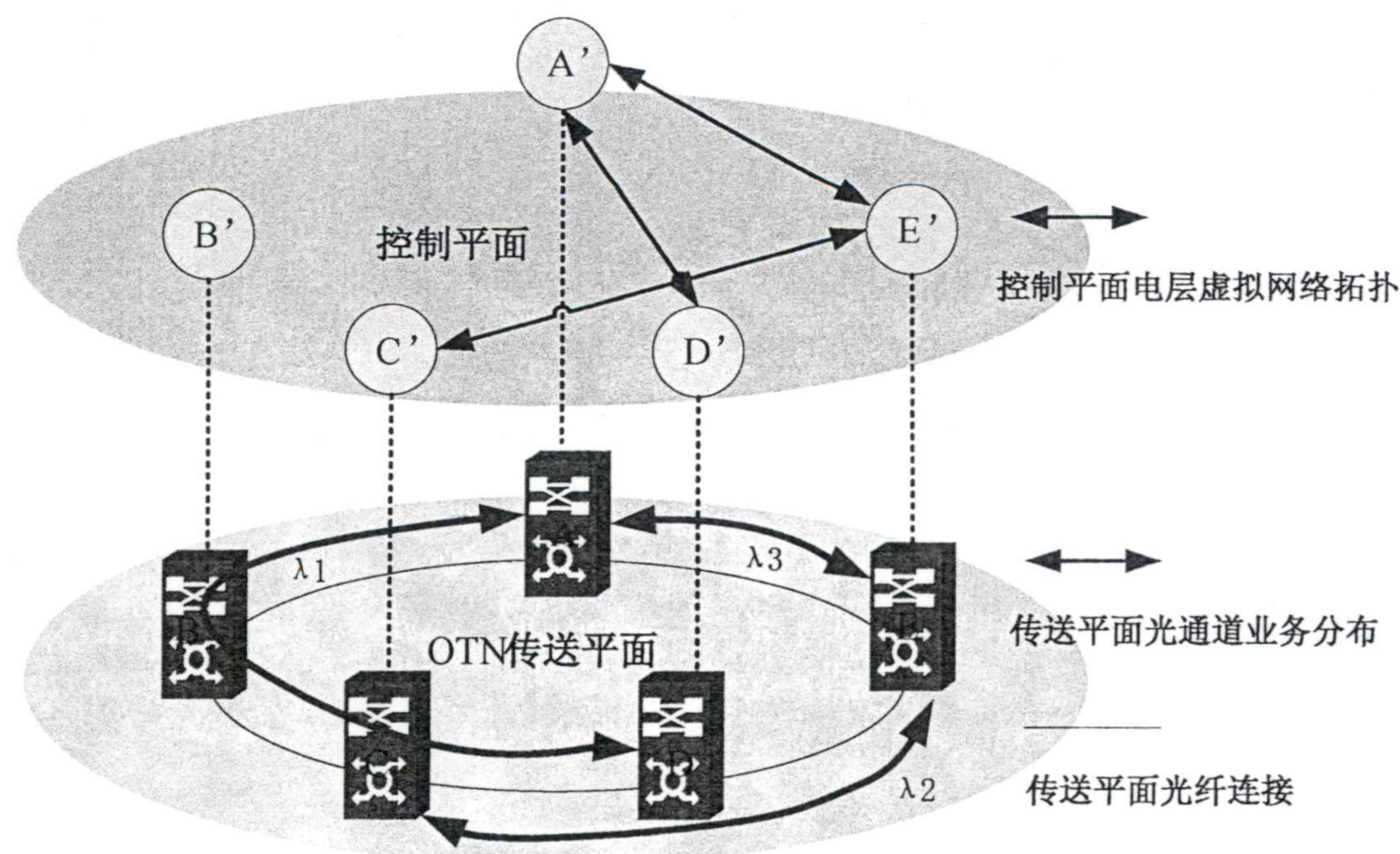


图1 OTN电层VNT示例

另外,在没有上层业务的情况下,可以无需对 VNT 中的 FA-LSP 进行完全配置,而预留出资源用于客户层其他 LSP 业务,这种代表潜在 LSP 可能的 TE 链路,称为虚拟 TE 链路。根据业务需求和服务层资源变化情况,动态地增加、删除或修改虚拟 TE 链路容量。由此可见,VNT 的概念进一步扩展,虚拟 TE 链路成为 VNT 的一部分。完全指配的 TE 链路和虚拟 TE 链路共同构成服务层 VNT,可以通过建立、删除和修改虚拟 TE 链路和完全指配的 TE 链路来调整 VNT 结构。

不同层面的 TE 链路信息统一保存在流量工程数据库(TED)中。由于 TED 包含了网络中所有区域和层次的信息,统一的控制平面可以利用这些信息计算穿过多层多域的最佳路径。因此,网络资源的优化能够在整个 MLN/MRN 中实现。

4.2 MLN/MRN 网络模型

根据各区域或层次之间的协议交互和集成方式的不同,MLN/MRN 网络模型可分为垂直模型和水平模型:

- a) 垂直模型是指网络结构内部的一种合作机制,支持多层次或多域网络结构,并能够实现在层次或区域之间的客户/服务者关系。在垂直模型中,两个管理不同区域或层次的网络控制器之间的协议交互是垂直交互,如图 2 所示。所有层次或区域之间交互的集成构成控制平面的一部分,称为垂直集成。因此,在单控制平面实体内部引入这种合作机制用于驱动同域中的多个网络层次或区域。

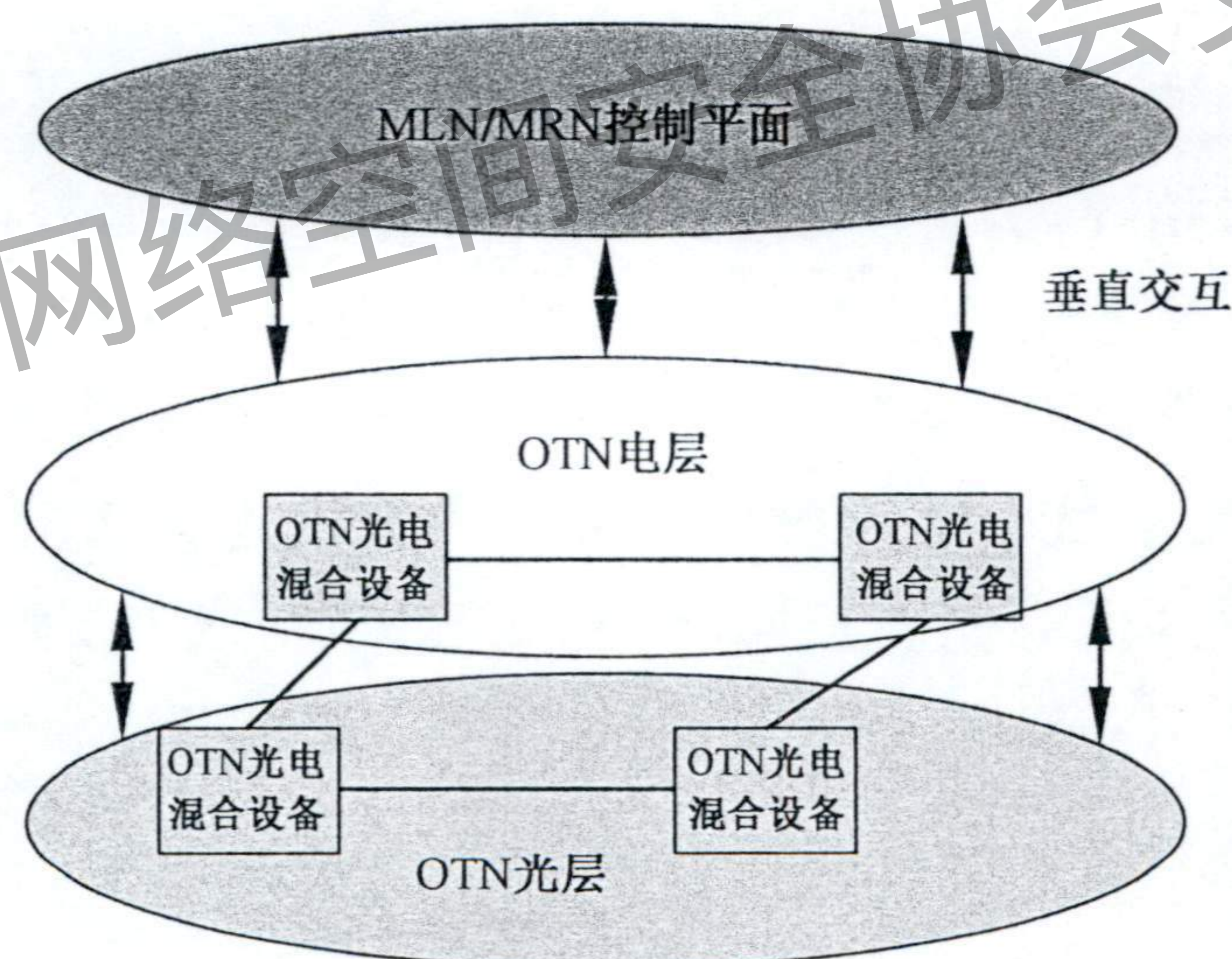


图 2 垂直模型示意图

- b) 水平模型是指网络分区之间的合作机制。在水平模型中,分区网络中的多个网络控制器之间的协议交互是水平交互,这些网络控制器各自管理着给定的层次或区域的传送节点,如图 3 所示。所有网络分区之间交互的集成构成控制平面的一部分,称为水平集成。网络分区可以根据路由域或管理域进行划分。

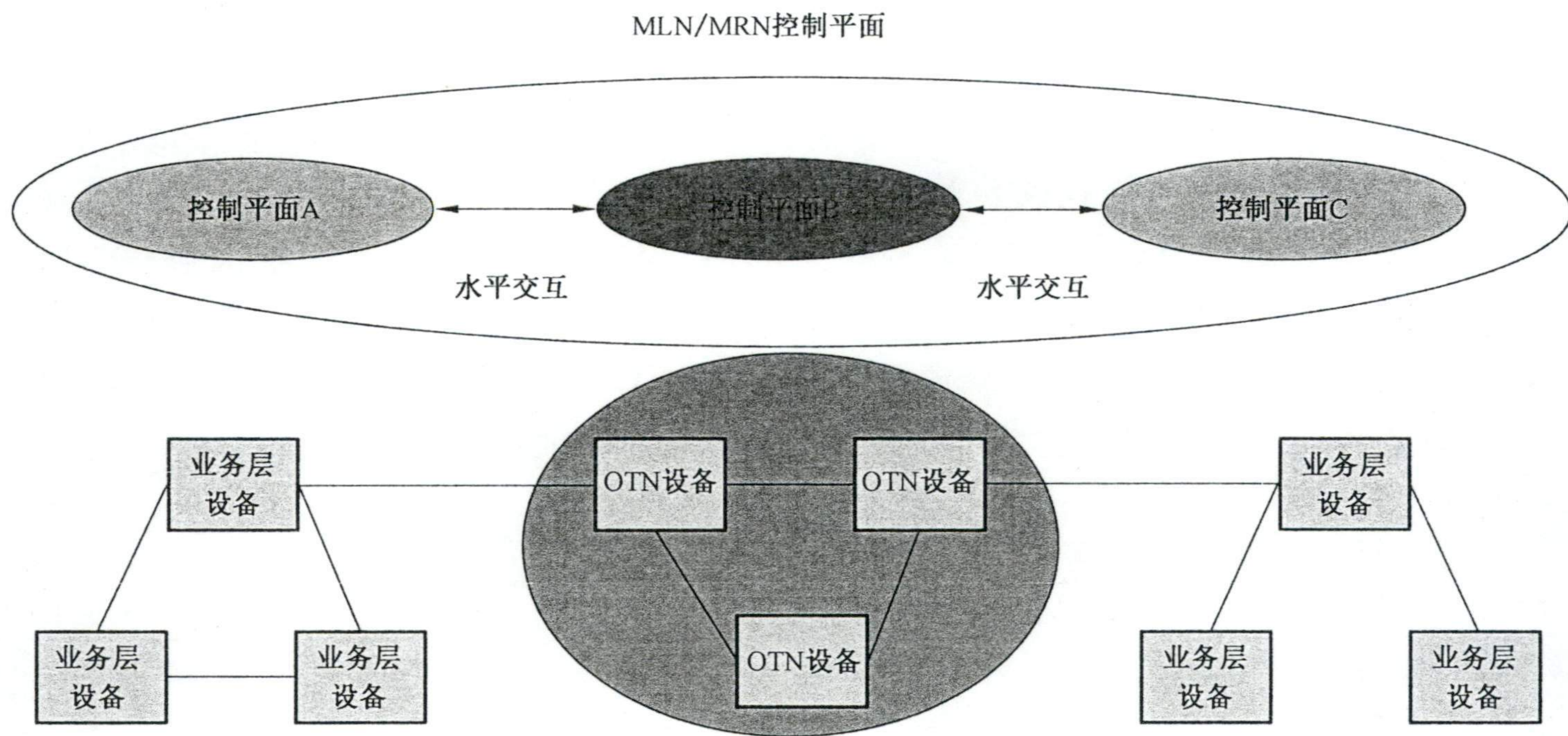


图 3 水平模型示意图

4.3 MLN/MRN 节点模型

在 MLN/MRN 中,节点根据通告接口交换能力的方式不同可以分为两类:单一节点和混合节点:

- a) 单一(simples)节点:与节点相连的所有链路具有相同的交换能力,这样的节点称为单一节点。在单一节点链路通告的 ISCD sub-TLV 中,仅携带唯一的接口交换能力(ISC)值,详见 8.2.2。
- b) 混合(hybrid)节点:与节点相连的所有链路具有不同的交换能力,这样的节点称为混合节点。在混合节点链路通告的 ISCD sub-TLV 中,至少包含多个不同的 ISC 值。因此,混合节点至少包含两种不同的交换单元,内部链路将这些交换单元互相连接,并在交换能力之间提供适配。混合节点的内部链路容量有限,在多域路径计算时应考虑在内。由于内部适配能力为多域路径计算提供了重要的信息,因此需要对它进行广播。接口适配描述符(IACD)用来表示混合节点的内部适配能力,详见 8.2.3。

图 4 给出了一个混合节点的例子。这个混合节点有两个交换单元(即:交换矩阵),分别支持 TDM 和 PSC 交换。该节点分别终结 PSC 和 TDM 链路(分别是 Link1 和 Link2)。通过节点内部的一条链路将这两个交换单元连接起来。

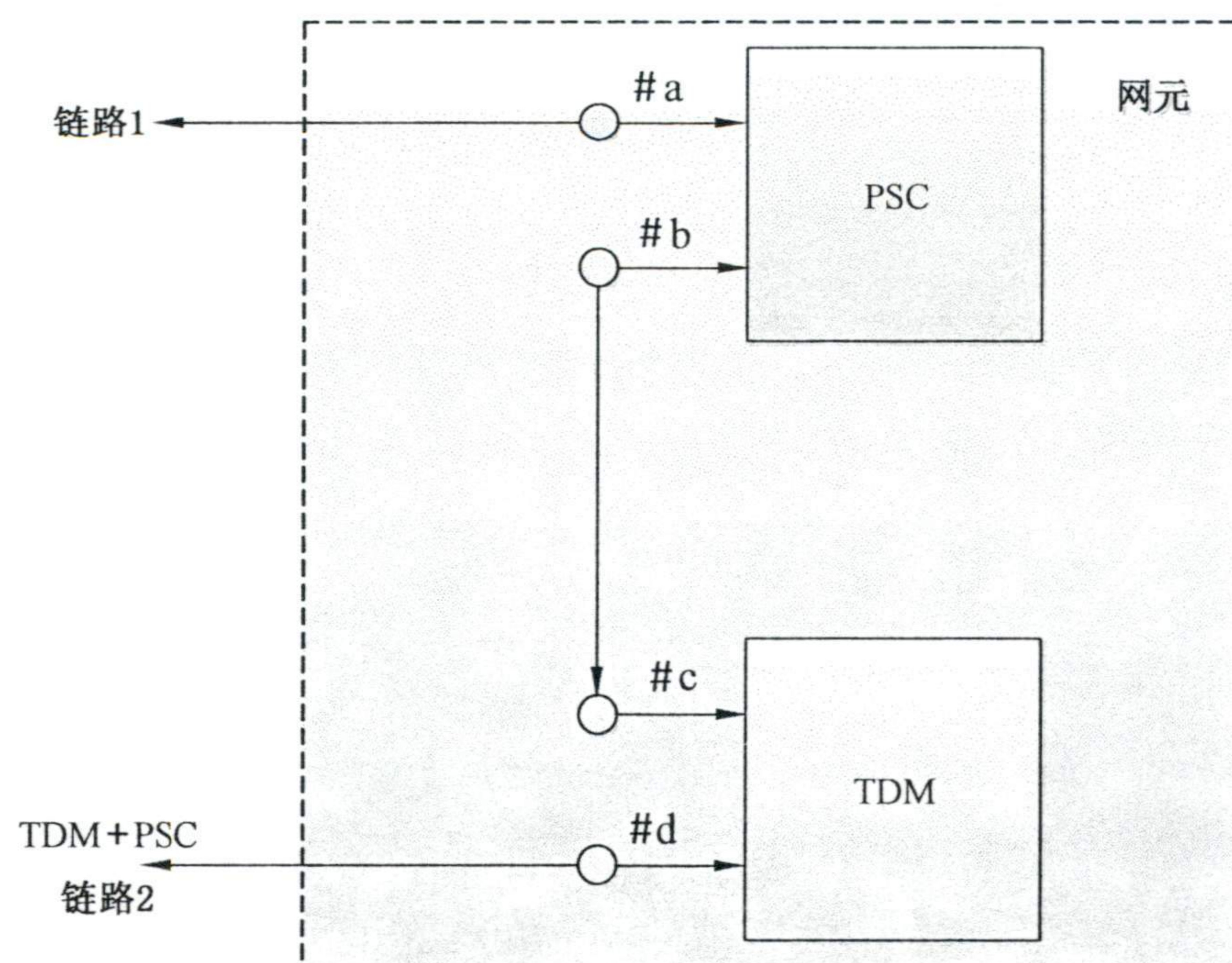


图 4 混合节点结构示例

4.4 信令通信网(SCN)

控制平面需要由信令网支撑。对于多层/多域网络,每个层面都可以提供控制通信信道。例如,在 OTN 混合节点组网应用中,光层提供 OSC 用于通信,电层提供 GCC 用于通信。

对于分层控制的模型,每个层面都需要建立 SCN,用于各层网络控制平面的通信。例如:对于 OTN 混合节点组网应用,可以仅使用光层 OSC 用于信令、路由协议的承载,因为每个节点仅实现一个控制平面实例。在自动发现时,可以分别使用 OSC 信道和 GCC 信道进行光层和电层的邻居发现和连通性验证。也可以同时使用 OSC 和 GCC 来构建信令网,这样可以提高 SCN 的转发效率。

5 MLN/MRN 控制平面功能要求

5.1 资源发现功能

MLN/MRN 控制平面资源发现应具备以下功能:

- a) 控制平面应具有全网资源自动发现功能,全网资源包括所有交换层面和颗粒度。在同一交换层面,支持资源的层邻接发现,包括占用的资源、可供使用的资源等信息。
- b) 应支持资源的手工配置功能,需要区分手工配置的信息和自动发现获得的信息。

5.2 路由功能

5.2.1 概述

在多层控制网络中,各层网络之间是客户和服务者关系,服务层资源以 TE 链路(SNPP 链路)的形式呈现给客户层网络。为建立各层网络的传送资源拓扑视图,控制平面应支持 5.2 以下功能。

5.2.2 VNT 建立

应支持以下 VNT 建立功能:

- a) 控制平面应支持把服务层建立的 LSP,在客户层作为 TE 链路进行发布,为客户层网络建立虚拟网络拓扑(VNT)。
- b) 虚拟网络拓扑的建立通过 FA-LSP 的方法实现,相关 FA-LSP 的路由发布和利用 FA-LSP 建立客户层连接的要求,应符合 IETF RFC4206 的要求。
- c) VNT 和 FA-LSP 的建立有以下两种方法:
 - 预先规划的方法:根据客户层业务需求,通过预先规划的方法,静态配置服务层网络连接(FA-LSP),以满足客户层业务的需要。
 - 动态建立的方法:当客户层由于服务层资源缺乏不能建立连接时,控制平面可以动态建立服务层 FA-LSP,以提供客户层连通性,来满足客户业务建立需求。动态建立过程应由策略控制,这些策略可以由管理平面设置,也可以在 FA-LSP 建立时询问管理平面。

5.2.3 虚拟 TE 链路

应支持以下虚拟 TE 链路功能:

- a) 为提高虚拟网络拓扑的资源利用率,可以不对 VNT 的 FA-LSP 进行完全配置(预先配置),这样可以在没有上层业务的情况下,将预留的带宽用于其他的客户层 LSP。这种代表潜在 LSP 可能的 TE 链路,称为“虚拟 TE 链路”。在自动发现时,虚拟 TE 链路仅发布其连通性信息。为支持虚拟 TE 链路,就需要支持动态 FA-LSP 的触发。
- b) 虚拟网络拓扑 VNT 可以由虚拟 TE 链路和完全指配的 TE 链路一起构成。网管系统应支持

用户选择层边界节点,采用创建真实的 TE 链路或者虚拟 TE 链路的方式。

- c) 根据业务需求和服务层资源的变化,可以动态的增加、删除或修改虚拟 TE 链路(通过改变它们的容量),虚拟 TE 链路的最大数量应该可配置。

5.2.4 客户层 TE 链路的属性继承

应支持以下客户层 TE 链路的属性继承功能:

- a) 客户层的虚拟网络拓扑的建立,可以隐藏服务层 LSP 的详细路由等信息,以简化客户层路由计算和流量工程的处理。但客户层 VNT 的 TE 链路应提供服务层共享风险组的信息,以便于客户层保护路由的计算。
- b) 通过 FA-LSP 方法建立的客户层 TE 链路,应继承该 FA-LSP 的相关链路属性,包括:
 - 接口交换能力;
 - TE 权重:例如链路代价(COST);
 - 每个优先级的最大标签交换带宽;
 - 所有优先级没有预留的带宽;
 - 最大预留的带宽;
 - 保护属性;
 - 最小标签交换通路带宽(依赖于交换能力);
 - 共享风险链路组(SRLG)。
- c) 应依据专门的策略来制定链路属性继承规则,特别需要注意 TE 权重(可能不完全等于服务层 TE 链路的权重之和)、保护属性以及共享风险链路组属性。
- d) 客户层 TE 链路的共享风险链路组属性应能够提供 FA-LSP 共享相同链路风险的信息,避免单一光缆故障引起虚拟网络拓扑被分隔为孤岛,并能够提供客户层用于计算工作和保护的分离路由的信息。

5.2.5 VNT 重构

应支持以下 VNT 重构功能:

- a) 应支持根据客户层的业务需求变化、拓扑配置变化和网络性能(如链路利用率和网络的残余容量)等因素,对 VNT 进行优化重配置。VNT 重配置应尽量减少对已建客户层业务的影响,不应引起客户层业务中断。
- b) VNT 重配置时,为实现从原 VNT 到新 VNT 拓扑的迁移,应支持 FA-LSP 的软重路由功能,并保持相应的客户层 TE 链路的接口标识符不变。
- c) 在多层统一控制网络中,各层面的拓扑应保存在统一的流量工程数据库 TED 中,控制平面可以使用 TED 来计算通过所有层的通路,以实现多层网络资源的路由优化。

5.2.6 通道路由计算

在 MRN/MLN 中,通道路由计算应支持嵌套信令和非嵌套信令的通道计算功能。当为 LSP 计算通路时,通道计算应支持选择 LSP 的层次或区域,例如:限制 LSP 通道计算仅允许使用接口交换能力是 PSC 的链路。因此,接口交换能力可作为通道计算的一个约束条件。例如,一个 TDM LSP 在相同 TDM 层面的 TE 链路拓扑上路由。在计算 LSP 路径时,流量工程数据库(TED)会滤出两端只包含所请求 LSP 交换类型的链路。采用这种方式,分层路由可以通过 TED 过滤来选定所需要的交换能力。

当采用信令触发方式时(即:客户业务驱动方式,见 5.3.1),通道计算机制应生成一个包含多层或多域的路由。当上层信令请求到达边界节点时,会通过信令触发方式来创建下层的通道连接。上层信令请求存在两种方式:

——第一种方式:上层的信令请求中会包含一个 ERO 字段,ERO 只包含上层经过的路由跳。此时边界节点可触发下层 FA-LSP 的创建,或负责选择下层可利用的 LSP 作为上层的数据链路。这样,分离的选路机制可应用于每一层面,而且管理策略应允许上层 LSP 禁止通过指定的下层路径。如果下层的 LSP 已经作为 TE 链路(或虚拟 TE 链路)广播给上层,那么上层信令请求会包含 TE 链路的标识符,并因此指示出下层资源已占用。在这种情况下,下层 LSP 路径在任何时候可动态地发生改变。

——第二种方式:上层信令请求中包含的 ERO 信息可指定下层 FA-LSP 的路由。在这种情况下,边界节点负责判断是采用在严格 ERO 中指定的一条通道,还是应该在下层重新计算一条通道。即使下层的 FA-LSP 已经建立,一个信令请求也可以携带一个疏松 ERO。这时由边界节点来确定下层是该采用一个新的 FA-LSP,还是采用一个已存在的 FA-LSP。

除此之外,MRN/MLN 中通道路由计算还应支持以下功能:

- a) MRN/MLN 网络是由单节点和混合节点组成。在多层网络中的通道计算机制应能够计算由这些节点组合构成的通道,同时具有单节点和混合节点的路由协议处理能力。
- b) 应支持客户业务 LSP 路由计算功能,根据服务层 FA-LSP 所形成的客户层 VNT,进行路由计算。
- c) 应支持服务层 FA-LSP 路径的路由计算功能。
- d) 路由计算应支持最短路径路由。
- e) 路由计算还应支持以下路由约束条件以及它们之间的组合:
 - 链路代价;
 - 包含特定网络资源(节点、链路);
 - 排斥特定网络资源(节点、链路);
 - 业务等级(保护和恢复类型约束);
 - 路由分集约束,包括链路分离、节点分离和 SRLG 分离;
 - 负载均衡。
- f) 路由计算应支持工作通道和保护通道的路由计算。
- g) 为支持服务层 FA-LSP 路径优化能力,需提供 FA-LSP 的重路由功能,应支持恢复路径的通道路由计算,并且对应的 TE 链路的接口标识符应保持不变。在优化过程中,应使 FA-LSP 所承载的业务影响最小。

5.3 业务调度和信令功能

5.3.1 多层业务调度控制模式

对于多层业务的调度控制,根据服务层 FA-LSP 路径建立的触发方式不同,控制平面支持两种业务调度的控制模式:静态配置方式和客户层业务驱动方式。

- a) 静态配置方式:根据客户层业务需求,对 FA-LSP 路径进行预先规划,并配置下发到传送平面。规划配置的 FA-LSP 作为上层 TE 链路资源,形成一个虚网络拓扑(VNT)。控制平面能够根据已知的服务层 VNT 信息进行路由计算,实现上层客户业务的配置。
- b) 客户层业务驱动方式(即:信令触发方式):在配置客户层业务时,按需自动驱动建立 FA-LSP 路径。这种方式的主要特征是在配置客户层业务时,FA-LSP 路径未知,根据客户层业务建立请求,动态完成服务层 FA-LSP 的路由计算和路径配置。在接收到上层新的业务调度请求时,控制平面需要判断现有的服务层 FA-LSP 路径是否满足上层业务需求,主要包括:源宿端点、方向、带宽等。当不满足上层客户业务需求时,可自动启动客户层业务驱动方式,动态按需建立新的 FA-LSP 路径。

5.3.2 多层信令功能

对于 MLN/MRN 网络,信令控制机制需要对原有的 GMPLS 信令协议进行扩展。控制平面应满足以下信令协议功能:

- a) 在 MRN/MLN 中,业务调度控制机制应支持由单节点和混合节点组合构成的通道调度能力,并同时具有这些节点的信令协议处理能力。
- b) 信令协议应支持建立、删除和修改服务层 FA-LSP 路径。
- c) 信令协议应支持建立、删除和修改客户层业务。对于这种多层 LSP 的控制,信令协议应满足以下要求:
 - 1) 在客户层和服务层的边界处,上层 LSP 会嵌套在下层的 FA-LSP 中,下层的 FA-LSP 可能还会穿越更低层的网络。而 FA-LSP 的建立可支持静态配置方式和客户层业务驱动方式两种调度模式,信令协议需满足上述两种业务调度模式的控制需求。
 - 2) 在静态配置方式下,LSP 的信令过程与原有的 GMPLS 信令过程基本保持一致,信令协议应具有前向兼容性。
 - 3) 在客户业务驱动方式下,GMPLS 信令协议应能满足 LSP 建立过程中层间动态触发 FA-LSP 的信令机制,例如:信令嵌套机制。图 5 列举了一个两层信令嵌套过程的示例,当创建客户层业务时,如果没有足够的 TE 链路资源,业务路径计算失败后,路径计算可以按一定策略自动触发服务层 FA-LSP 路径的建立。等到服务层路径计算成功后再创建客户层业务。

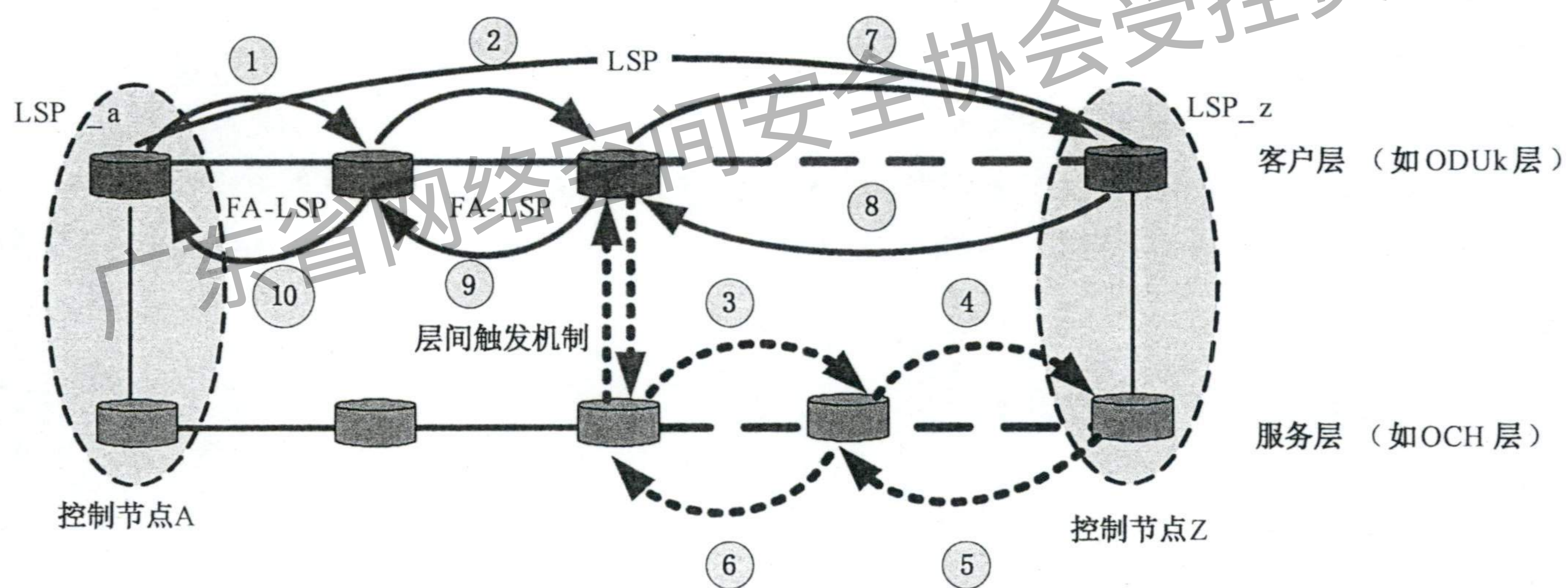


图 5 多层 LSP 信令嵌套过程示意图

- d) 控制平面应支持以下信令控制功能:
 - 1) 建立/修改/删除客户层 LSP 路径;
 - 2) 建立/修改/删除服务层 FA-LSP 路径;
 - 3) 客户层/服务层路径的保护倒换控制;
 - 4) 客户层/服务层路径的动态重路由恢复控制;
 - 5) 客户层/服务层路径的 CrankBack 控制;
 - 6) 客户层/服务层路径的软重路由控制等。
- e) 当 MLN/MRN 节点或链路出现故障时,信令协议应具有一定的故障处理机制,以保证多层网络的可靠运行。信令协议应满足以下要求:
 - 1) 对于 MLN/MRN 网络,在服务层和客户层均配置保护或恢复功能的情况下,当传送平面发生故障时,对于受影响的多层 LSP 路径,信令协议原则上先恢复服务层 FA-LSP 路径,再恢复客户层 LSP 路径的顺序处理。必要时需对客户层路径设置保护/恢复拖延时间。
 - 2) 当服务层路径故障恢复失败时,应能主动上报相关告警通知,自动清除客户层设置的拖

延时间。

- 3) 在故障以及故障恢复的过程中,现存完整的业务不能发生改变。
- 4) 信令通道的故障应产生告警,此故障应通知其他的信令控制器。当故障持久存在或者需要管理者参与时,应将故障通知管理平面。
- 5) 信令通道故障发生时,不再接受或者处理信令消息。如果控制平面和传送平面之间出现了故障,而信令消息仍旧可达时,新的业务建立或拆除请求将会失败,同时发出适当的错误指示。
- f) 信令协议应具有可扩展性,应支持其他交换技术的信令扩展需求。

6 MLN/MRN 保护恢复要求

6.1 MLN/MRN 保护恢复类型

对于端到端的保护恢复类型,根据 IETF RFC4872 规定,定义了以下四种类型:

- a) 1+1 (单向/双向) 保护:要求工作路径和保护路径资源完全分离,包括链路、节点和 SRLG 分离;
- b) 支持额外业务的 1:N 保护:要求工作路径和保护路径资源分离,工作路径之间可要求资源分离;
- c) 预置重路由恢复:该恢复类型要求在同一对终端节点之间建立一条工作路径和一条恢复路径,这两条路径支持链路/节点/SRLG 分离。恢复路径的恢复资源是提前预留的。
- d) 动态重路由:将业务从工作路径 LSP 重路由到恢复路径 LSP 上,当工作路径 LSP 出现故障的时候,开始建立恢复路径 LSP。

在此基础上,IETF RFC4873 又扩展定义了区段保护和恢复类型。区段保护和恢复主要是为端到端 LSP 的局部提供保护和恢复的能力,可以抵抗跨段故障、节点故障以及 LSP 的局部网络故障,具体要求见 IETF RFC4873。

6.2 多层保护恢复约束条件和返回机制

6.2.1 保护路径计算的约束条件和保护的返回机制

无论 MRN/MLN 中哪个级别提供保护能力,保护路径计算的约束条件可以遵循以下一般原则:

- a) 保护路径经过的节点数量最少;
- b) 保护路径经过的链路代价之和最小;
- c) 保护路径与工作路径应满足:
 - 节点分离约束:除源节点和宿节点外,保护路径与工作路径经过的节点完全不同;
 - 链路分离约束:保护路径与工作路径经过的链路完全不同;
 - 共享风险链路组(SRLG)分离约束:保护路径与工作路径所经过链路的 SRLG 属性完全不同;
- d) 负载均衡;
- e) 是否允许跨层路径计算约束。

此外,保护可以支持返回和非返回两种方式,其中返回方式可支持被保护业务的自动返回或人工返回功能。对于自动返回方式,在消除造成倒换的故障后,经过一定返回等待时间(WTR),被保护业务应自动返回到原来的工作路由,返回等待时间应可以设置。

返回操作对业务的受损时间应在 50 ms 以内。

6.2.2 恢复路由计算的约束条件和恢复的返回机制

无论在 MRN/MLN 中哪个级别提供恢复能力,恢复路径计算的约束条件可以遵循以下一般原则:

- a) 恢复路径经过的节点数量最少;
- b) 恢复路径经过的链路代价之和最小;
- c) 恢复路径与工作路径满足以下条件之一:
 - 节点分离约束;
 - 链路分离约束;
 - SRLG 分离约束;
- d) 负载均衡;
- e) 是否允许跨层路径计算约束。

此外,恢复应支持对业务设置返回或者非返回方式。其中,恢复业务的返回方式支持自动返回、定时返回和人工返回功能。

恢复的自动返回机制定义为当工作路径上的故障清除后,经过等待恢复(WTR)时间,业务从恢复路径自动返回到工作路径。等待恢复(WTR)时间应可以设置。在原工作路径上的一个 SF 或 SD 状态会导致 WTR 计时器重新开始。

恢复的定时返回是指在指定的返回时间,启动自动返回机制。

恢复业务的返回操作对业务的受损时间应小于 50 ms。

返回进程包括:

- a) 业务在故障清除后自动返回到工作路径;
- b) 在 a)之后,具有将恢复路径去激活的能力,该操作不应影响正常业务;
- c) 单向倒换的返回不应影响业务另一方向的正常工作。双向倒换的返回操作应在两个方向进行。

6.3 多层保护恢复协调

将多层的具有不同的恢复能力的保护恢复结合在一起难度较大,原因在于不同层具有不同的保护恢复特征。如果缺乏合适的保护恢复协调机制,故障通知有可能从一个恢复层次中的一个层网络扩散到另外一个层网络,这就会造成冲突的产生,触发多层的保护恢复行为。

因此,为了达到多层网络保护恢复的健壮性和快速聚合,需要有一个一致而有效的策略来协调各个层之间的保护恢复。为了避免层间保护恢复的冲突,多层保护恢复协调机制一般采用的处理方法是在各个层次上的保护恢复启动时间上增加一个拖延时间(HOLD OFF 时间)来避免不同层次上的保护/恢复同时发生(例如:IETF RFC3386 中提到的延迟器)。

另外,因故障自动启动保护恢复功能的情况,当服务层 FA-LSP 资源不足时,允许通过客户层业务驱动方式为具有保护恢复能力的客户层业务建立新的 FA-LSP 资源。

7 MLN/MRN 控制平面性能要求

控制平面应满足以下控制性能要求:

- a) 在满足网络性能需求的前提下,单控制域的控制能力可支持不少于 100 个节点的大规模网络。
- b) 在进行数据交换时,信息数据库应具备实时动态性、可扩展性和可收敛性。
- c) 网络稳定性:通道计算依赖于网络拓扑和关联的链路状态。如果 VNT 频繁变化,或者 VNT 中链路状态和 TE 参数(例如:链路代价)频繁变化,会降低上层通道计算的稳定性。因此,VNT 应具有健壮性,这种健壮能力可以平滑可能出现的变化,并避免扩散到更高的层面。其

中,创建、删除或修改 LSP 都会引起 VNT 的变化。

- d) 网络抗干扰能力:当根据业务需求、上层 LSP 的变化需要重新配置 VNT 时,这种动作会干扰上层 LSP 的状态,因此,网络应具有抗干扰能力,从而使对上层的这种干扰最小。
- e) 全网拓扑自动发现时间:拓扑发现时间和网元数量相关,一般而言,对 20 个网元的网络,发现时间应该在 5 min 以内。
- f) 节点拓扑自动发现时间:对智能光网络,当网络上新加入网元时,其他网元应该具备自动发现该新增网元的功能。拓扑发现时间应该在 1 min 以内。
- g) 可用资源调整发布:一个混合节点应该维护它内部的链路资源,并且应该为这些链路发布资源信息。同样的,通道计算单元应该利用调整的可用资源作为在 MRN/MLN 通道计算的约束,来降低由于服务层缺少必要的可用资源调整而引起的客户层创建 LSP 出现阻塞的概率。
- h) 可扩展性:是指控制平面支持不断增长的网络规模和业务请求的扩展能力。MRN/MLN 网络应具有统一的路由和流量工程模型。当节点数量、流量工程链路数量、标签交换通道数量、区域和层次数量,以及每一个流量工程链路的 ISCD 数量增加时,节点路由机制应具有较好的可扩展性。并且为了使业务能够扩展到全局范围,并支持不同的客户信号,控制平面信令和路由机制应具有良好的可扩展性,以便即时响应业务请求。具体可扩展性要求见 GB/T 21645.1—2008 第 17 章的相关规定。

8 MLN/MRN 控制平面协议扩展

8.1 协议扩展需求

8.1.1 概述

MLN/MRN 控制平面在路由和信令两个方面的协议扩展主要体现在节点交换能力通告、VNT 重构、多域信令、保护恢复信令、网络扩展性等方面。附录 A 描述了基于 OTN 电层多粒度控制的协议扩展要求;附录 B 提出了 IP+OTN 多层融合的控制协议扩展需求;附录 C 描述了层间 PCE 协议的扩展。

8.1.2 节点交换能力通告

MRN/MLN 可由单节点和混合节点构成。MLN 里的路径计算方法应能计算一条包含任何类型节点的路径。单节点和混合节点都能充当层边界的角色。MRN/MLN 路径计算应处理由任何类型节点产生的流量工程拓扑。

与混合节点相连的链路具有不同的交换能力。同时一个混合节点应维护它内部的链路资源(层间的垂直集成需要这些链路),这些内部链路具有有限容量,反映了混合节点的内部适配能力。在多域路径计算时,将混合节点的内部适配能力作为一个约束,可以降低因低层缺少必需的资源信息而导致高层 LSP 建立失败的可能性。因而,对混合节点的内部适配能力进行通告,可以为多域路径计算提供重要信息。

8.1.3 VNT 重构

8.1.3.1 概述

MLN/MRN 中,下层 LSP 为上层提供传送通道,VNT 是由下层 LSP 组成的逻辑拓扑,为上层的路径选择提供信息。VNT 的重构是通过建立和释放 LSP 来实现的。在 GMPLS 信令和路由协议的支持下,根据流量需求可进行 VNT 的动态调整。

8.1.3.2 FA-LSP 的建立和释放

VNT 的重构是通过 FA-LSP 的建立与释放实现的。在多层网络中,根据上层流量需求的变化,网络支持创建、修改和释放 FA-LSP。

FA-LSP 可基于策略创建,并需要综合考虑网络使用、空闲的资源情况,以及穿过区域时流量需求的变化情况。通过创建新的 FA-LSP,网络资源(例如最大剩余容量)将会发生变化。当某些 FA-LSP 不再承载高层 LSP 时,可拆除 FA-LSP 或分配给其他使用者。TE 链路删除机制应保证删除一个 TE 链路而并不影响所承载的 LSP。因此,在删除一个指定的 FA-LSP 之前,所有嵌套的 LSP 应进行重路由,将承载的流量释放出来,以避免流量中断。

此外,FA-LSP 重路由也可以作为资源优化的一种手段,但在重路由过程中应保持 FA-LSP 相应的 TE 链路接口标识不变。当该 FA-LSP 正在承载高层 LSP 流量时,重路由过程应将对业务的影响减少到最小。

随着 FA-LSP 数量的增长,剩余资源可能会减少,在这种情况下,可根据策略发起 FA-LSP 的资源优化。无论采用何种机制,当流量需求在门限值附近波动变化时,应尽可能避免快速建立和拆除 LSP 而引起的网络抖动,从而保证网络的稳定性。低层 LSP 的信令机制应能快速地将该 LSP 广播为一条 TE 链路,并协调到该 TE 链路所应该放入的路由实例中。

8.1.3.3 虚拟 TE 链路

虚拟 TE 链路是上层节点间的链路,这些链路和下层的 FA-LSP 并没有关联关系。一条虚拟 TE 链路代表了在下层建立一条 FA-LSP 并在上层将其当做 TE 链路通告出去的可能性。虚拟 TE 链路和普通 TE 链路一样是在 IGP 区域内通告。

如果上层 LSP 将要使用虚拟 TE 链路,下层将马上创建相应的 FA-LSP,这个过程也就是 5.3.1 节 b)提到的信令触发。使用虚拟 TE 链路具有如下优点:

- 灵活性:在进行 LSP 路径计算时无需考虑下层 FA-LSP 的状态;
- 稳定性:使用虚拟 TE 链路有助于维持上层 TE 链路的稳定性,同时由于在使用虚拟 TE 链路时才会建立数据平面的连接,因此避免了下层带宽的浪费。

虚拟 TE 链路的建立和释放是动态的,它取决于业务请求的改变、操作者设定的容量使用策略和下层的可用资源。为支持虚拟 TE 链路的应用,MLN/MRN 应满足以下需求:

- 具有动态修改虚拟 TE 链路拓扑的机制;
- 具有支持虚拟 TE 链路动态建立和删除的信令机制。为了支持虚拟 TE 链路的动态建立,信令应支持虚拟 TE 链路终端点之间建立端到端关联,用来交换链路标识符以及其他 TE 参数信息。

当前的 GMPLS 需要对路由和信令协议进行扩展以支持虚拟 TE 链路,以支持建立和释放虚拟 TE 链路,以及虚拟 TE 链路的路由信息发布等功能。

8.1.3.4 TE 链路的完美删除

在删除指定的 FA-LSP 之前,所有嵌套的上层 LSP 会进行重路由,并从 FA-LSP 中移除以避免流量损伤。这里需要信令机制能够完美删除一条 TE 链路。完美删除 TE 链路机制不能损伤上层 LSP 流量,因此 GMPLS 路由或信令需要扩展需支持 TE 链路的完美删除。

8.1.3.5 稳定性

路径计算依赖于网络拓扑和相关的链路状态。如果 VNT 经常改变或者链路的状态和流量工程参数(比如 TE 权重)经常改变,可能会削弱上层路径计算的稳定性。VNT 的健壮性是指平滑变化的能

力。引起 VNT 变化的原因可能是 LSP 的创建、删除或者修改。

协议机制应支持为维护而触发 LSP 的创建、删除和修改。同样,协议机制应支持相邻层发起的 LSP 创建、删除和修改。协议机制应该供类似的功能来适应例如流量需求变化、拓扑变化和 network 故障等环境的变化。路由计算的稳定性是适配这些网络变化的能力。

8.1.4 多域信令

在下述情况下,中间节点需要为下层域的 FA-LSP 在多个交换能力中进行选择:

- 当 ERO 中包含松散路由跳时,中间节点需要将其扩展为路径,此时需要在多个下层域的交换能力中进行选择。
- 当上层 LSP 的 ERO 中的 FA-LSP 包含了多交换能力的 TE 链路时,域边界节点需要进行交换能力选择。

现有的 GMPLS 信令过程不支持上述选择。因此,需要对 GMPLS 信令进行扩展以指示出指定 LSP 可用的和不可用的交换能力。

8.1.5 扩展性

设计基于 GMPLS 的 MLN/MRN 时,应支持网络的可扩展性。在节点数、TE Link 数、LSP 条数、层和域的个数、TE 链路的 ISCD 数等因素增加的情况下,保证网络的正常运行,具有良好可扩展性。

8.2 路由协议扩展

8.2.1 接口交换能力(ISC)

GMPLS 引入了接口交换能力(ISC),以一种统一的方式来支持不同类型的交换技术。通过交换类型来标识一个 ISC。一种交换类型(也被称作为交换能力类型)描述了一个节点转发特定数据平面技术类型数据的能力,唯一地标识一个网络区域。ISC 类型包括:PSC、L2SC、TDM、LSC 和 FSC。ASON 网络中数据链路的每个端点与一个 ISC 关联,端点是指节点上每条数据链路连接该节点的接口。

在一个 MLN 中,网元可以是单节点或混合节点。一个单节点能够通过不同的交换能力来终结数据链路,每条数据链路通过不同的链路接口与该节点连接。该节点所泛洪的每条 TE 链路里的 ISCD sub-TLV 只携带一个 ISC 值。一个混合节点能够通过不同的交换能力来终结数据链路,这些数据链路通过相同的接口与节点连接。该节点只将这些数据链路泛洪成一条 TE 链路,该链路的 ISCD 包含多个不同的 ISC 值。

单节点或混合节点泛洪的 TE 链路,需要提供节点内部交换技术间调整能力的相关信息。通过调整能力,路径计算处理过程能够在节点内选择一条具有多种能力的链路,提供交换能力间的适配。

8.2.2 接口交换能力描述符(ISCD)

IETF RFC4202 和 IETF RFC 4203 针对 GMPLS 路由的扩展中,在原来描述的数据链路属性集合的基础上,新增定义了接口交换能力描述符(ISCD)。ISCD 是指一个接口的交换能力,它是一种通用的并针对所有交换技术的链路能力描述符,作用是提供转发和交换能力的信息。对于双向链路,一个接口两个方向上的交换能力是一致的。ISC 值作为 TE 链路 ISCD 属性的一部分进行广播。除了 ISC 信息,ISCD 还包含编码类型、带宽粒度以及未预留的带宽等信息。由此看来,ISCD 能唯一描述网络层次的特征,但它不能用来识别网络层次。当一个 TE 链路里存在多个层次(即:多种交换能力)时,TE 链路端的广播可以包含多个 ISCD。

接口交换能力描述符的格式如图 6 所示:

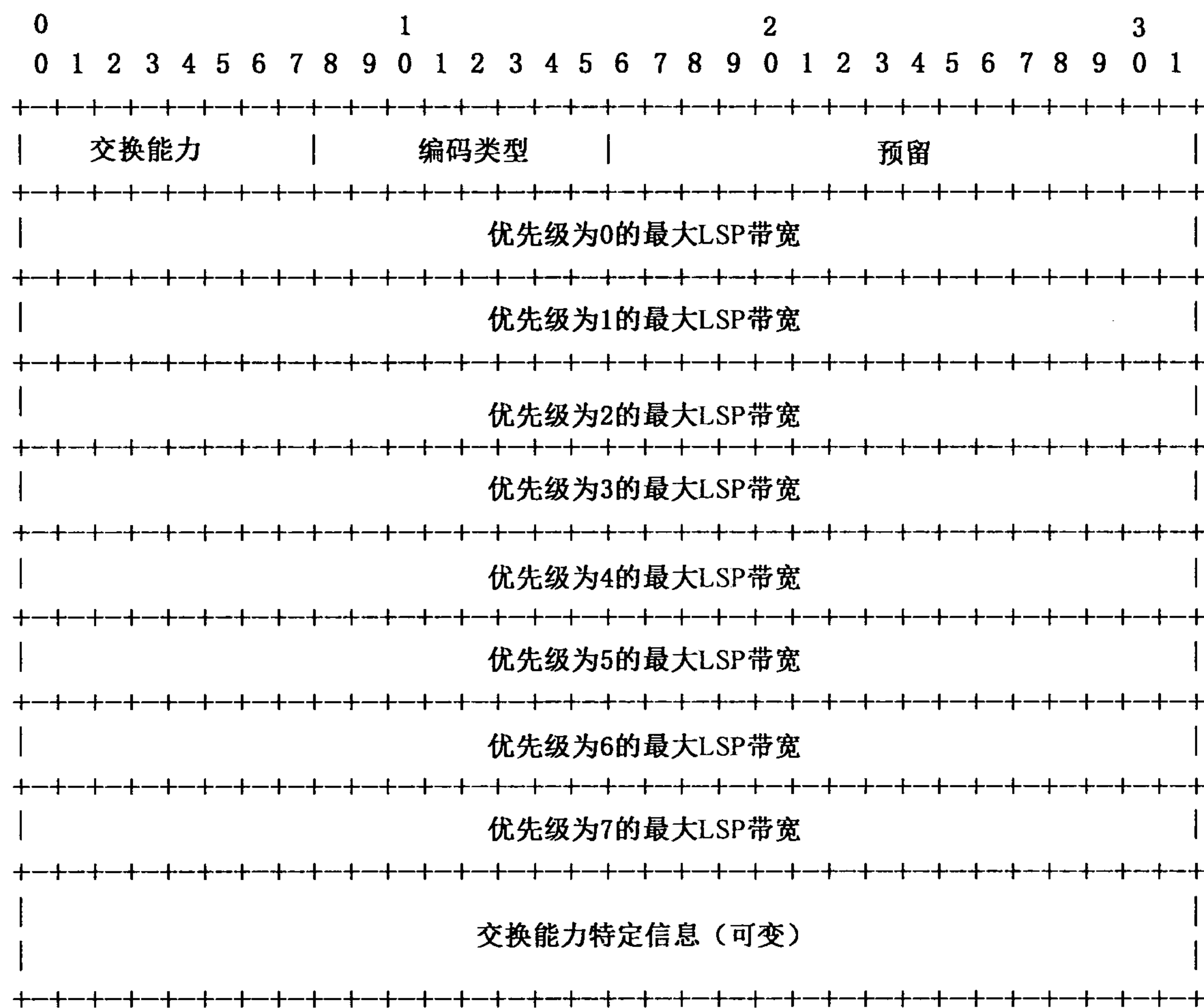


图 6 接口交换能力描述符的格式

接口交换能力包含如下类型：

- 1 Packet-Switch Capable-1 (PSC-1)
- 2 Packet-Switch Capable-2 (PSC-2)
- 3 Packet-Switch Capable-3 (PSC-3)
- 4 Packet-Switch Capable-4 (PSC-4)
- 51 Layer-2 Switch Capable (L2SC)
- 100 Time-Division-Multiplex Capable (TDM)
- 150 Lambda-Switch Capable (LSC)
- 200 Fiber-Switch Capable (FSC)

其中，如果接口是经过 PSC-1 到 PSC-4，说明通过该接口接收数据的节点能基于包交换数据。不同的 PSC 层是 LSP 中 LSP 隧道的不同等级。

最大 LSP 带宽定义了 8 个优先级，而调节能力特定信息因不同类型的接口交换能力而不同，而 L2SC, LSC, FSC 类型不需要特别说明，而针对 PSC 和 TDM，还需要增加最小 LSP 带宽 (Minimum LSP Bandwidth) 的描述。

针对接口交换能力有如下描述：

- a) 同一节点下的不同接口，接口交换能力可以不相同；
- b) 一条双向链路的两个端点，接口交换能力可以不相同；
- c) 一条单向链路的两个端点，接口交换能力相同；
- d) 一个接口可以支持多种类型的接口交换能力；
- e) 一个接口的交换能力随着连接的创建/删除会动态地变化，要实时地将最新的接口交换能力泛洪出去。

泛洪的 LSA 所携带的 ISCD 只用来描述链路近端的接口交换能力，对于双向链路，要通过使用链路状态数据库来获得远端接口交换能力。如果一个接口支持多种接口交换能力，那么泛洪的 LSA 需要

携带多个接口交换能力描述符。

8.2.3 接口适配能力描述符(IACD)

MLN/MRN 网络需支持混合节点模型(见 4.3),混合节点由至少两个独立的交换单元并且通过“内部链路”连接起来,内部链路提供不同交换能力之间的适配。混合节点的内部链路容量有限,在多域路径计算时应考虑在内。由于内部适配能力为多域路径计算提供了重要的信息,因此需要通过路由协议对它进行广播。为了通告内部适配能力,路由协议应使用接口适配能力描述符(IACD)。IACD 用来表示混合节点的内部适配能力,提供转发/交换能力信息。

在 OSPF 中,IACD 子 TLV 定义为 Link TLV 的子 TLV(参考 IETF RFC3630);在 IS-IS 中,IACD 子 TLV 是 Extended IS Reachability TLV(扩展可达性 TLV)的子 TLV(参考 IETF RFC3784)。IACD 子 TLV 的类型值待定,它的格式如图 7 所示:

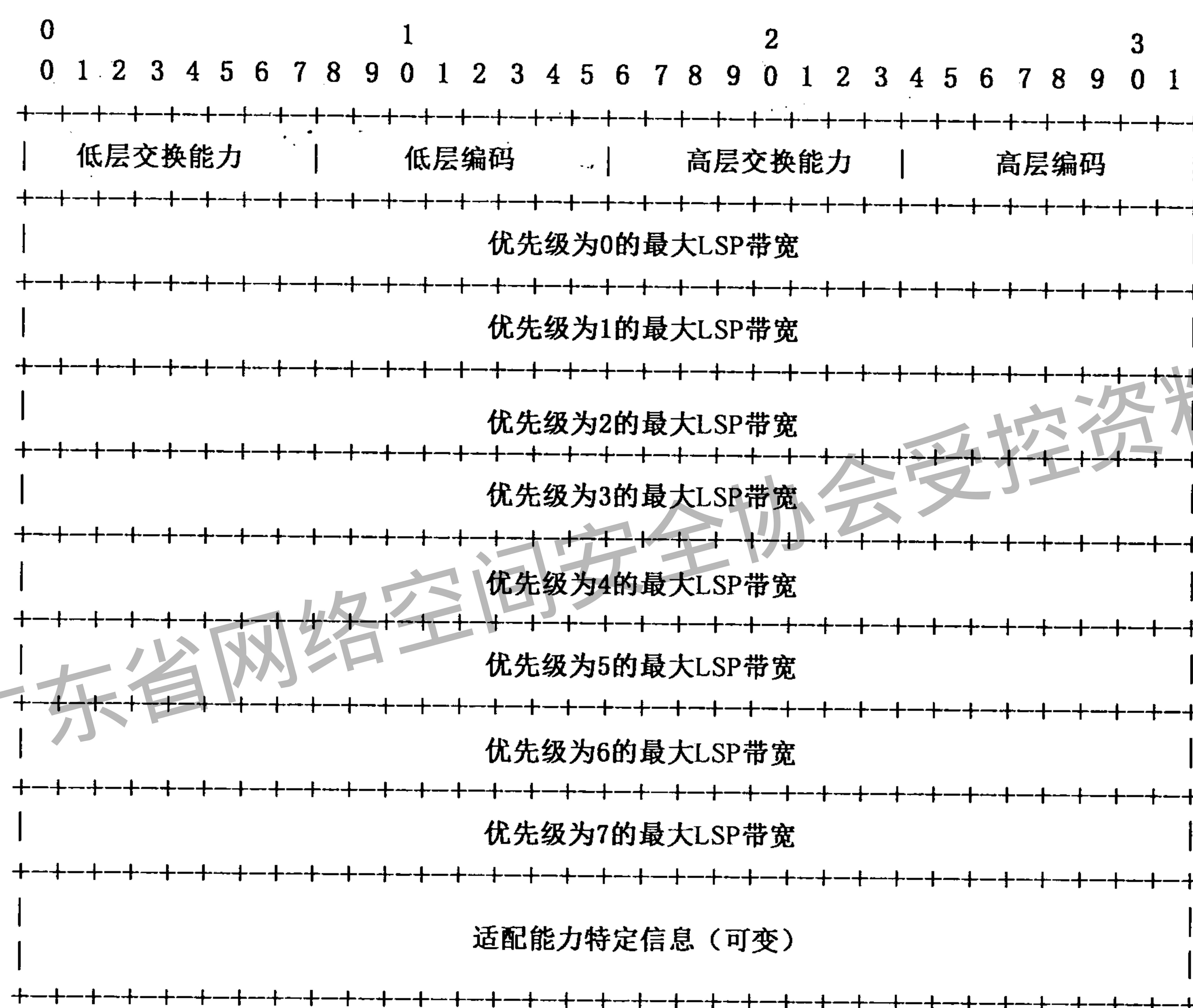


图 7 IACD 子 TLV 的格式

如图 7 所示,各字段含义详细说明如下:

- 低层交换能力(SC)字段(第 1 字节):8 比特,表明低层交换能力(与低层编码字段相关,即:存在的 ISC 子 TLV)。低层交换能力取值应被设定为本 TE 链路广播的 IACD 子 TLV 的交换能力值。如果哪个链路广播了多个 ISCD 子 TLV,那么低层交换能力的值应被设定为与适配能力相关的交换能力值。
- 低层编码字段(第 2 字节):8 比特,存在的 ISC 子 TLV 编码。
- 高层交换能力(SC)字段(第 3 字节):8 比特,表明高层交换能力。
- 高层编码字段(第 4 字节):8 比特,设置为有效的适配能力的编码。当相应的交换能力值不可知时,该值设为 0xFF,即对上层交换能力没有相应的 ISC 子 TLV。
- 适配能力特定信息字段:可变,此字段定义是为了未来可能增加与适配能力相关的特定技术信息。
- 带宽值提供了可获得资源的信息,用于在给定的优先级下,为给定的调整方案执行插入和抽取操作。

具体编码类型值见 IETF RFC3471—2003 中 3.1.1 的规定。

8.3 多层多域信令方式和信令协议扩展

8.3.1 基本要求

对于多层业务的调度,根据服务层 FA-LSP 路径建立的触发方式不同,控制平面应支持两种业务调度模式:静态配置和客户层业务驱动。因此,信令功能应满足以下要求:

- 业务调度机制应支持单节点和混合节点组合构成的通道调度能力,并具有信令协议处理能力;
- 支持建立、删除和修改服务层 FA-LSP 路径;
- 支持建立、删除和修改客户层业务;
- 当节点或链路出现故障时,信令协议应具有一定的故障处理机制,以保证多层的可靠运行;
- 支持信令的扩展性;
- 传统的信令机制缺乏合适的保护恢复协调机制,故障通知有可能从一个恢复层次中的一个层网络扩散到另外一个层网络,触发多层的保护恢复行为,造成冲突的产生。多层多域的信令机制需要有一致而有效的策略来协调各个层面之间的保护恢复,达到多层网络保护恢复的健壮性和快速聚合;
- 因故障自动启动保护恢复功能时,如服务层 FA-LSP 资源不足,允许通过客户层业务驱动方式为具有保护恢复能力的客户层业务建立新的 FA-LSP 资源;
- 建立端到端的 LSP 后,若在不同区域使用独立的 LSP,可以在每个区域内实现独立的保护和恢复。某个区域的保护恢复失效后,可以启动端到端的保护恢复。多域保护恢复功能的协调主要在于信令过程使源宿节点能够一致地从工作路径切换到保护或恢复路径上。

8.3.2 分层 LSP(H-LSP)信令方式

分层方式是将一条或一条以上的域间 LSP 嵌套在一条整个区域内的分层 LSP 中(H-LSP)。在某一层创建的 LSP 可在它的上层形成一条 TE 链路,即:FA(转发邻接)。上层 LSP 的建立可以使用该 TE 链路进行路由计算,并且允许上层多条 LSP 经过该 TE 链路,而且上层 LSP 的信令可以直接跨过 FA,也就是说信令只有一跳。分层 LSP 的入口和出口可以是一个域的边缘节点,也可以是域内其他任何一对 LSR。

这种方法特别适用于经过多种接口交换能力类型的端到端连接创建,例如图 8 所示的域 A 和域 C 是由 SDH 设备组成的网络,而域 B 是由 WDM 设备组成的网络,其中域 A 与域 B 的边界是通过边界节点 NEb1 划分,域 C 与域 B 的边界是通过边界节点 NEb2 划分。

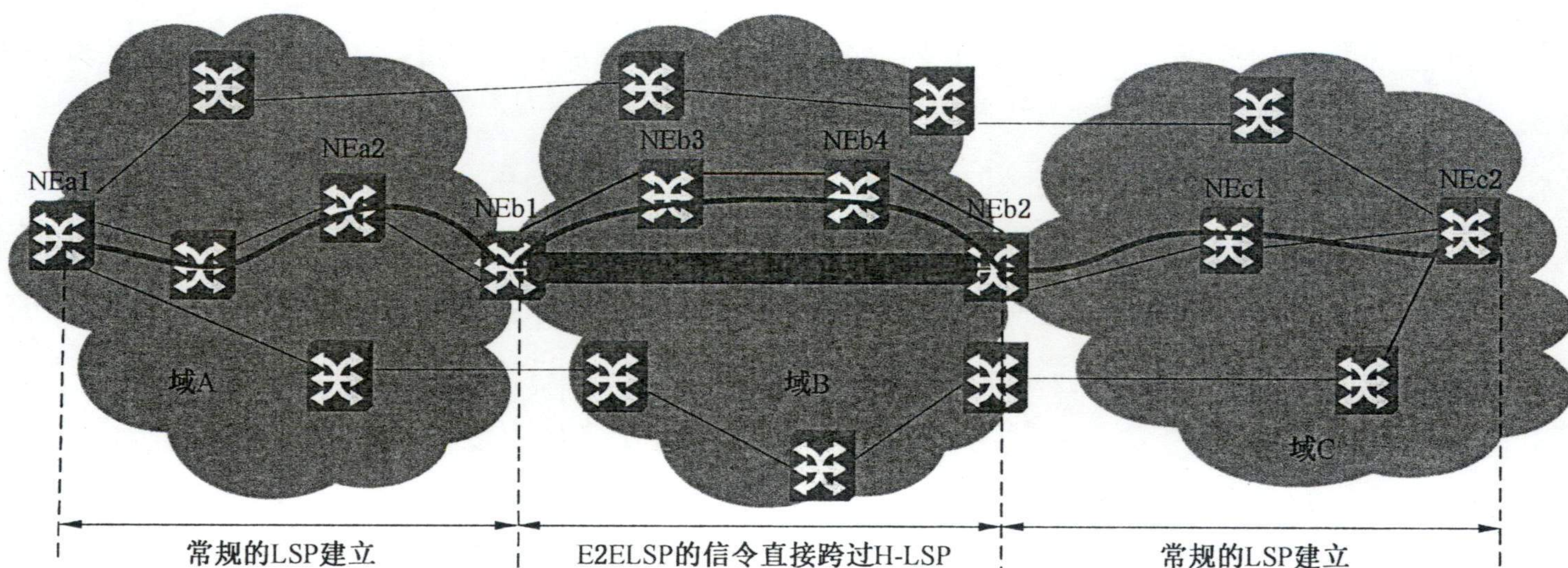


图 8 嵌套 LSP 示意

FA 的属性与基本的 TE 链路属性相同,如果将它的权重相对于域内的其他 TE 链路设置成最大值(例如设置成 $2^{24}-1$)时,在路由计算过程中,该 FA 就可以优选被选择。而且 FA 的接口交换能力是与组成 FA 的下层 TE 链路最近的端点的接口交换能力相同。例如,在图 8 中,FA 是由下层的 [NEb1, NEb3], [NEb3, NEb4], [NEb4, NEb2] 三条 TE 链路组成,那么 FA 的两个端点的接口交换能力分别与下层 TE 链路 [NEb1, NEb3] 的 NEb1 端点和下层 TE 链路 [NEb4, NEb2] 的 NEb2 端点相同。

在 OSPF/IS-IS 角度来看,如果两个节点存在邻居关系,那么两个节点就存在路由邻接关系(Routing Adjacency)。也就是说,如果两个节点之间存在非 FA 的 TE 链路,那么两个节点存在路由邻接关系。

如果两个节点直接交换 RSVP 消息(例如 Path, Resv 等),那么两个节点相互为 RSVP 邻居;如果两个节点相互为 RSVP 邻居,那么这两个节点就存在信令邻接关系(Signaling Adjacency)。由此可见, H-LSP 的入口和出口之间具有信令邻接关系。

8.3.3 信令协议扩展

8.3.3.1 跨域端到端连接信令扩展

当一个区域边界节点收到一个 PATH 消息时,节点根据消息中携带的显示路由对象(ERO)信息确定它是否在一个 LSP 区域的边界。如果该节点在一个区域的边界,通过使用 IGP 数据库并根据 ERO 来判定其他相关的区域边界。这个节点从 ERO 中提取出后面的从本节点到其他区域端点的跳数序列。然后,此节点将后面的跳数序列与所有已存在的源于此节点的 FA-LSP 进行比较:

- a) 如果发现匹配的 FA-LSP,同时该 FA-LSP 有足够的未预留的带宽可分配给正在通过信令建立的 LSP,而且 FA-LSP 的通用协议标识符(G-PID)与正在信令建立的 LSP 的 G-PID 兼容时,该节点将使用该 FA-LSP。源 LSP 的 PATH 消息被发送到 FA-LSP 的出口。消息中的 PHOP 是 FA-LSP 头端节点的地址。在发送 PATH 消息以前,消息中的 ERO 将会调整,删除在 FA-LSP 中的后面的 ERO,并替换为 FA-LSP 的末端节点。G-PID 兼容意味着在 FA-LSP 建立后,业务可以在两端直接处理,而没有必要终结。
- b) 如果没有找到现存的 FA-LSP,节点将建立一个新的 FA-LSP。也就是说为 LSP 新建一个 FA-LSP。

8.3.3.2 XRO 子对象编码

考虑到路径计算时需知道相关路径上指定节点的交换能力信息,需要信令协议能够指示出使用何种交换能力和通过哪一条连接的信息。当 TE 链路广播了多个交换能力作为 ISCD 的子 TLV,ERO 不支持提供选择特定交换能力的机制。

因此,在多域环境下,信令协议需要在 XRO 中扩展增加一种新的子对象,即交换能力(SC)子对象。该子对象用于指示在进行上述资源选择过程时不会使用某种交换类型。作为 XRO 的一部分,这种子对象明确指出了在指定的 TE 链路上应删除哪些 SC。包含该子对象能够解决 SC 间模糊选择的问题,并且可实现多域资源的优化。需要说明的是,包含此 SC 就意味着排除了其他的 SC。

为支持 MLN/MRN,信令协议需要扩展 EXCLUDE-ROUTE 对象,增加一个新的子对象——交换能力(SC)子对象,并对标签子对象的使用需要补充说明。

扩展的子对象格式说明如下:

- a) SC 子对象编码:其编码格式如图 9 所示:

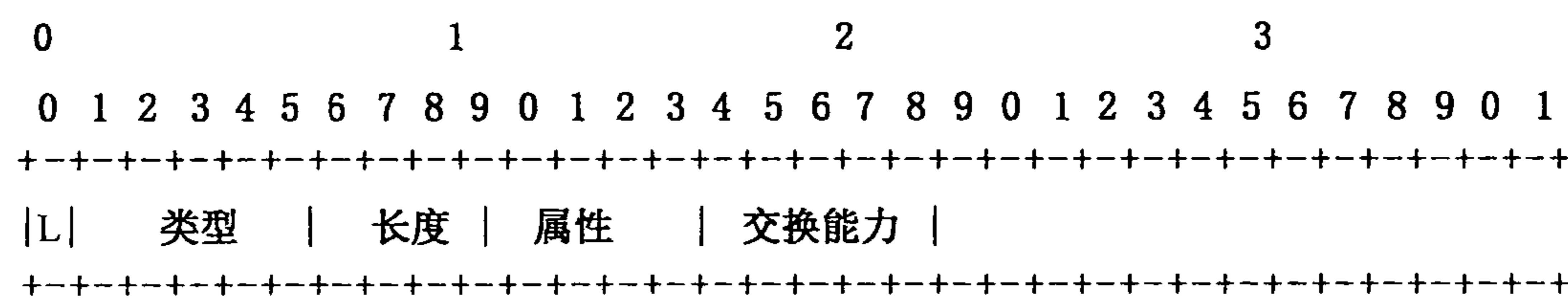


图 9 SC 子对象编码格式

其中：

1) L:

- 0 表示该指定属性应被排除；
- 1 表明该指定属性应被避免。

2) 属性:

- 0 保留值；
- 1 表示指定的 SC 应排除在外,或避免与前面已编号的或无编号的相关子对象相同。

3) 交换能力(8 字节):表示应该被排除的交换能力的值。子对象的交换能力应依照这个分对象引用的一组或更多的有编号或无编号接口的子对象。

b) 标签子对象编码:在 MRN 中,标志子对象的格式与 IETF RFC3473 中定义的相同,但 L 比特的用法不同。XRO 对象中的标志子对象类型为 3,其格式如图 10 所示:

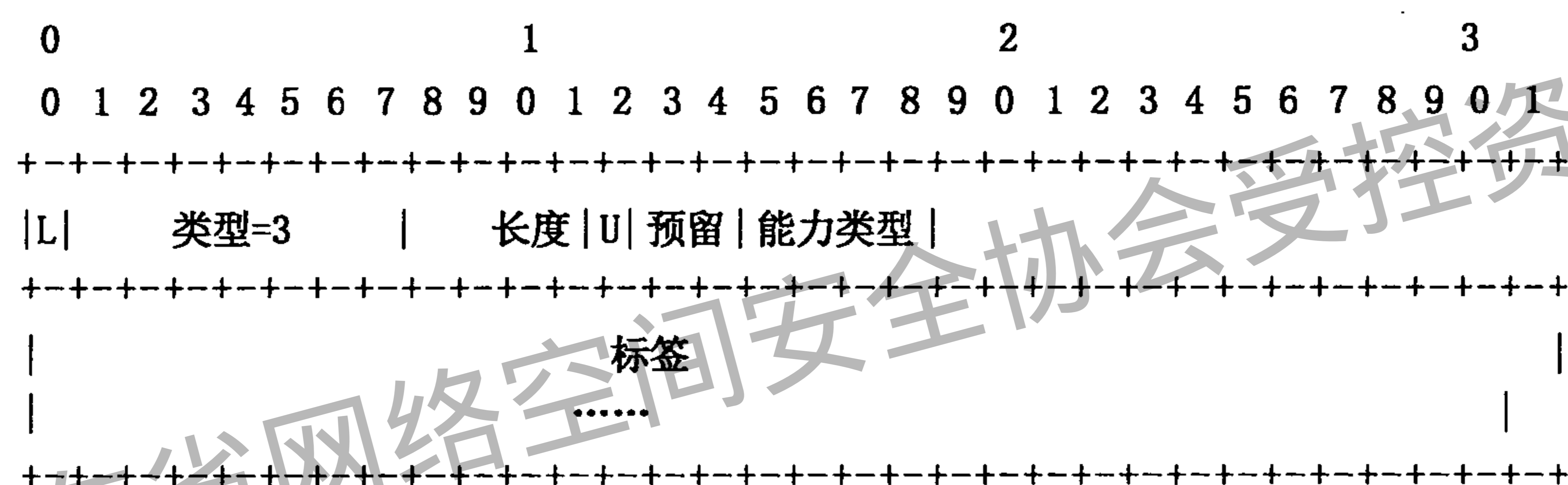


图 10 标签子对象编码格式

其中：

L:

- 0 表示指定属性应排除；
- 1 表明指定属性应该避免。

8.3.3.3 虚拟 TE 链路建立和删除的信令扩展

8.3.3.3.1 概述

虚拟 TE 链路可定义为两个上层节点之间的 TE 链路,而该 TE 链路并不与下层中完全配置的 FA-LSP 相关联,而是代表了潜在 LSP 可能的 TE 链路。虚拟 TE 链路作为 TE 链路的一种类型,仍遵循 TE 链路规则进行广播。需要说明的是,虚拟 TE 链路的泛洪范围在内部网关协议(IGP)区域内,与其他 TE 链路相同。

目前主要存在两种技术可实现虚拟 TE 链路的建立操作和维护,即:边界到边界关联和软转发邻接。本节描述了相应的信令协议扩展。

8.3.3.3.2 边界到边界关联

该技术需要扩展 GMPLS RSVP-TE 的呼叫过程。也就是在 TE 链路终端节点之间,通过在终端 LSR 之间建立呼叫,并且直接交换标识和 TE 属性信息。这些 TE 的终端节点对应于将要建立的 LSP

的源节点和宿节点。LSP 的终端节点应属于相同的域。

一旦建立该呼叫,其对应的关联信息就存储在本地 TE 数据库中,同时相应的虚拟 TE 链路也会和其他 TE 链路一样被通告出去。当上层 LSP 尝试使用虚拟 TE 链路时,就会触发一条或多条 FA-LSP 的建立,由此虚拟 TE 链路将会变为真实的 TE 链路,从而可以承载上层 LSP 业务。呼叫属性对象应满足以下要求:

a) 呼叫属性对象(CALL_ATTRIBUTES 对象)

——为支持呼叫,呼叫属性对象用于所需的信号属性,或指示呼叫的性质和用途。它在链路属性对象的基础上进行建模。呼叫属性对象也用于在通知消息中报告操作状态,见图 11 所示。

——呼叫属性对象类是 201(IANA 待定),表示为 11bbbbbb。C-num 值确保该对象能够透明通过那些不能识别它的 LSR。C-type 定义为:C-type=1 表示为呼叫属性。这个对象是可选的,可放置在通知消息中,用来传送所期望的呼叫属性的附加信息。

——访问属性分类=201,C-type=1。

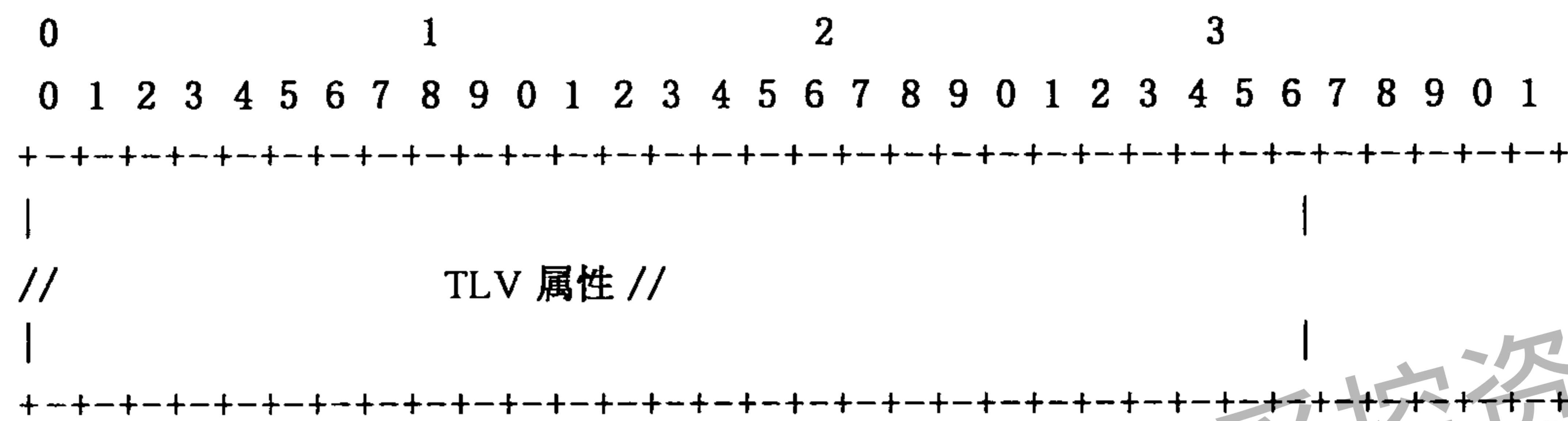


图 11 呼叫属性对象

TLV 属性按照下面的描述进行编码。

b) 处理:如果出口(或中继)LSR 不支持该对象,则不经检查和修改就进行传送,以便跨越不支持此对象的传统网络属性交换。

c) 属性 TLV

——呼叫属性对象携带的属性以 TLV 的方式编码。每个对象中可以携带一个或多个 TLV。

——呼叫属性 TLV 的排列没有顺序要求,每个呼叫属性 TLV 的编码方式如图 12 所示。

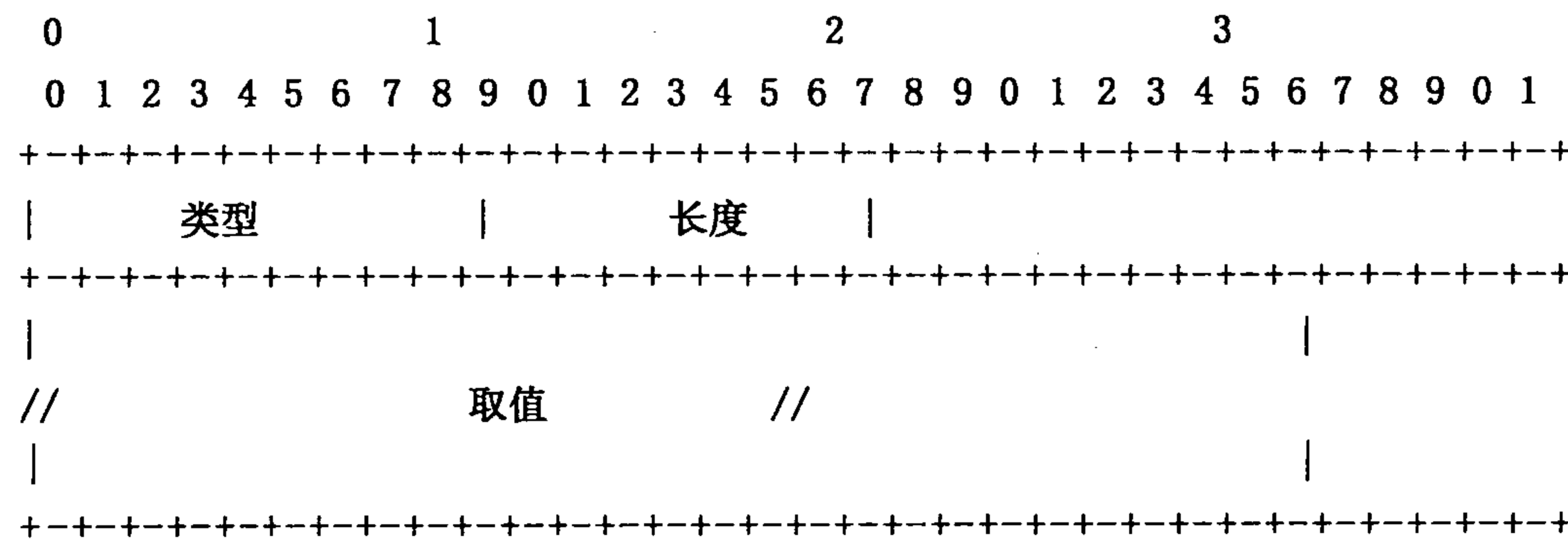


图 12 呼叫属性 TLV

其中:

- 类型:TLV 标示符。
- 长度:声明 TLV 总长度字节数。也就是说,是类型、长度和取值区域的总长度,即 4 字节加上取值区域字节长度。整个 TLV 在末尾补 0~3 个 0 以保证四字节对齐。长度域不计算任何补零。
- 取值:TLV 取值区域按照上述描述填充。

d) 属性标志 TLV

——类型为 1 的 TLV 表示属性标志 TLV。其他类型的 TLV 将来可能根据 IANA 分配的类型值进行定义。属性标志 TLV 可能会出现在呼叫属性对象中。

——属性标志 TLV 取值区域是一个 32 个标志组成的数组,编号是从最重要的比特作为 0 比特。因此,不论传送的比特数目是多少,TLV 的长度常常是 4 字节的倍数,而且不需要填充。

——未分配的比特作为保留,而且应发起对象在传送中置零。TLV 中不包含的比特默认为零。如果由于 TLV 不包含在呼叫属性对象中或这个对象本身就不存在,所有处理应执行,即使这些比特存在且置为零。也就是说,指定比特的不存在无论是由于 TLV 有意忽略还是 TLV 不存在,应被看作是存在且置为零。

e) 呼叫继承标志

——为了使已建立的 TE 链路解析为 TE 广播信息,呼叫继承标志应设置为 1。此标志默认取值为 1。如果相应的链路已经建立,并且此标志设置为 1,那么如果再次将该标志设置为 0 时,将隐藏 TE 链路或者删除相应的 TE 链路广播信息(设置相应的不透明 LSA 生命周期设为最大值)。在此情况下,应该删除相应的 FA-LSP 以防止资源不可用。

——此外,通知消息应携带 LSP_TUNNEL_INTERFACE_ID 对象,允许识别未编号的 FA-LSP 和已编号的 FA-LSP。

8.3.3.3.3 软转发邻接(Soft FA)

软转发邻接表示 FA LSP 只在控制平面建立,而不在数据平面进行资源分配。这就意味着相应的 LSP 只在控制平面存在。一旦软转发邻接建立,相应的 TE 链接可能按照规定的流程进行广播。

建立软转发邻接有以下两种技术:

——第一种是通过在建立 FA LSP 的过程中阻止其他资源分配来完成,称为预置 LSP。

——第二种是只利用已有的 LSP 来完成。在这种情况下,LSP 建立过程中没有相关资源分配。

这两种技术的详细要求如下:

a) 预置 LSP 标志

——在现有属性标志 TLV(编号类型为 1)中定义了一种新的标志,即:预置 LSP 标志。该标志由 IANA 分配。作为属性标志 TLV 的一部分,这个标志服从 LSP_REQUIRED_ATTRIBUTE 对象的一般过程。

——预置 LSP 标志取值如下:

- 该标志为 0 时,表示 LSP 应完全配置,也就是说相应的数据平面资源需要被占用。
- 该标志为 1 时,表示 LSP 仅在控制平面层面配置,此时数据平面资源不会被占用。如果 LSP 在建立时预置标志设置为 1,则在数据平面不进行资源分配。而预置标志设为 0 时,在数据平面进行资源分配,通过重新发送信令建立相同的 LSP 来完成,在由 1 转换为 0 的过程中只关注数据平面的资源分配,不会修改消息中其他 RSVP 对象,也就是不会改变 LSP 的属性和参数。当 LSP 在创建时预置标志设置为 0,可以通过重新设置标志为 1 再进行建路。

b) 通道配置的 LSP

——建立一条 LSP 其带宽为 0 和建立一条 LSP 具有一定的带宽但没有在数据平面分配(预置 LSP),这两者是有区别的,前者使用当前的 GMPLS 协议族是不可能实现的。

——配置 LSP 为 0 带宽是将 PSC 的 SENDER_TSPEC/FLOWSPEC 直接设置为 0,使 Int-

Serv 对象模型达到最高数据速率。L2SC LSP、CIR、EIR、CBS 和 EBS 在以太网带宽配置 TLV 的类型为 2 的子 TLV 中应设置为 0。在这种情况下,一旦 LSP 资源进行分配,将执行实际标签值的转换,以完成时隙和波长的分配。

——然而,一般不会有配置 TDM 或 LSC LSP 为 0 带宽的机制,这是因为当前交换的标志值一般与 LSP 信令过程中的资源分配紧耦合。对于 TDM 和 LSC LSP,一般用 NULL 标签值来防止数据平面的资源分配。这些情况下,一旦 LSP 资源进行分配,将执行实际标签值的转换,以完成时隙和波长的分配。

广东省网络空间安全协会受控资料

附 录 A
(资料性附录)

基于 OTN 电层多粒度控制的协议扩展

A.1 概述

根据目前主要存在的 OTN 设备形态,需要控制的 OTN 设备的对象主要包括:电交叉设备(OTH)、光交叉设备(ROADM)和光电混合交叉设备(OTH+ROADM)等。其中 OTH 和 ROADM 设备在 MLN/MRN 中属于单节点设备,光电混合交叉设备属于混合节点设备。对 OTN 设备类型的具体描述参见 YD/T 1957.2 的规定。基于 OTN 的控制包括电层多粒度控制、光层控制和光电混合控制,具体要求参见 YD/T 1957.2 的规定。其中,对于电层多粒度控制的协议扩展的具体要求见本章的规定。

A.2 路由协议扩展

当 OTN 设备采用 OSPF-TE 协议时,将 OTUk 看作一种组合的链路,每条链路中携带多个成员链路 ODU_j($j < k$)。为支持与 ODU_j 和 ODU_k/OTUk 相关的终端和交换能力信息通告,并通告相应的复用能力,OSPF-TE 协议需要扩展 ISCD 定义新的交换能力值和相应新的交换能力。在 OSPF 扩展中,包括两个顶层的 TLV,和扩展的一系列子 TLV,其中顶层 TLV 包括路由地址 TLV(节点 TLV)和 TE 链路 TLV。

在 OTN 网络中,TE 链路是 OTUk 链路,OTUk 链路可以是两个节点之间的链路,也可以是穿越一个或多个交换节点后的端到端链路,见图 A.1 所示。因此,OTN 网络中的 TE 链路不仅需要携带链路本身的信息,还需要携带 ODU_k 交换能力信息。

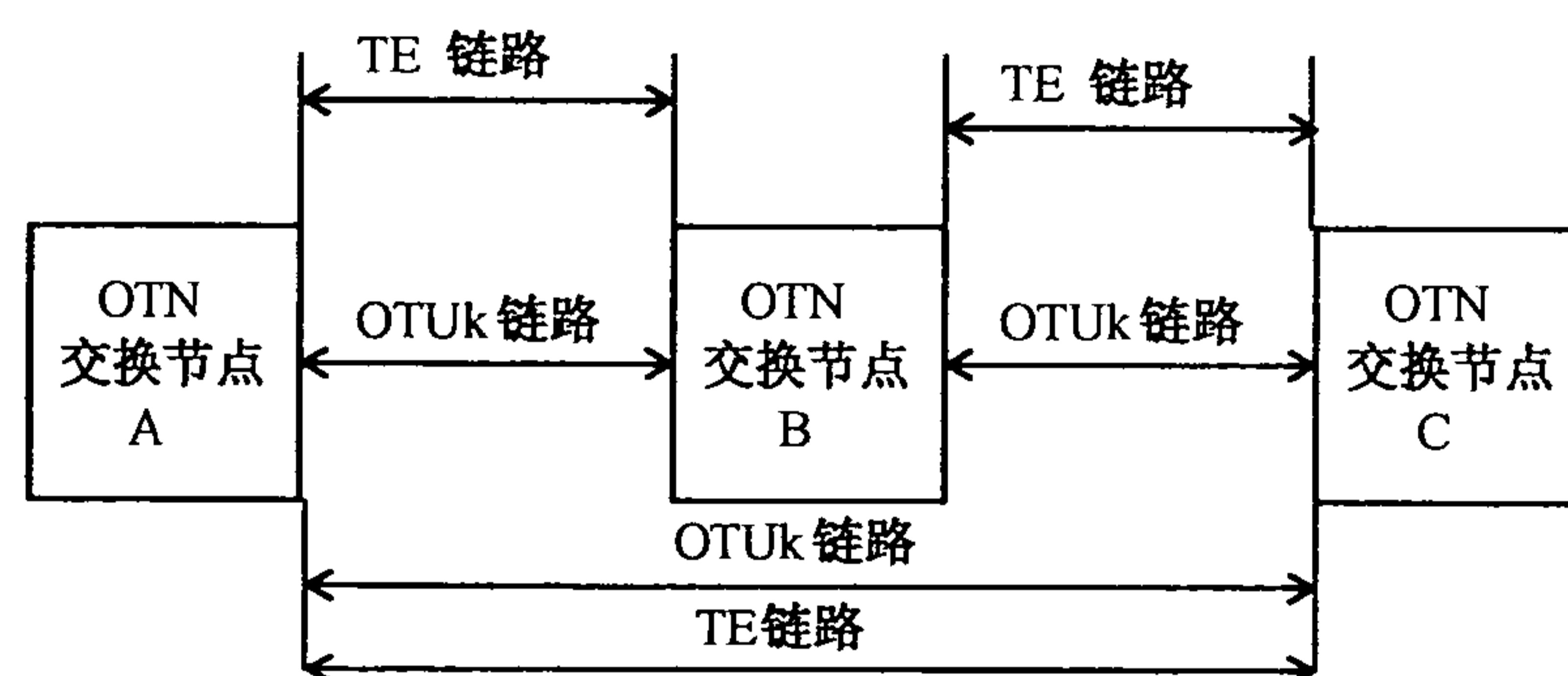


图 A.1 OTN 网络中的 TE 链路

OSPF-TE 协议对 ISCD 子 TLV 进行扩展。接口交换能力描述符(ISCD)对交换能力和接口进行描述。单个 ISCD 用于广播绑定的或者未绑定的链路,支持对相同支路时隙粒度(TSG)信息的广播,以及相同复用等级信息的广播。不同的 ISCD 用于表示 TE 链路中不同复用等级信息不同的 TSG 信息,TE 链路的成员链路具备不同的属性,可以用不同的 ISCD 来进行表示。

对于 OTN 网络,ISCD 值定义见表 A.1,ISCD 格式定义见表 A.2。

表 A.1 ISCD 值定义

值	类型
101	OTN-TDM 能力

表 A.2 ISCD 的格式定义

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
交换能力										编码类型										预留											
最大 LSP 带宽—优先级 0																															
最大 LSP 带宽—优先级 1																															
最大 LSP 带宽—优先级 2																															
最大 LSP 带宽—优先级 3																															
最大 LSP 带宽—优先级 4																															
最大 LSP 带宽—优先级 5																															
最大 LSP 带宽—优先级 6																															
最大 LSP 带宽—优先级 7																															
交换能力特定信息 (可变长度)																															

最大 LSP 带宽表示接口支持的带宽能力,其编码类型为以字节为单位的数值,其编码类型见表 A.3。

表 A.3 最大 LSP 带宽的编码类型

ODU 类型	ODU 的比特速率	编码值/(Byte/s)
ODU0	1233160kbits/s	0x4D1450C0
ODU1	239/238 x 2 488 320 kbit/s	0x4D94F048
ODU2	239/237 x 9 953 280 kbit/s	0x4E959129
ODU3	239/236 x 39 813 120 kbit/s	0x4F963367
ODU4	239/227 x 99 532 800 kbit/s	0x504331E3
ODU2e	239/237 x 10 312 500 kbit/s	0x4E9AF70A
ODUflex for CBR client signals	239/238 x client signal bit rate	MAX LSPBANDWIDTH
ODUflex for GFP-F client signal	Configuredbitrate	MAX LSPBANDWIDTH
ODUflex resizable	Configuredbitrate	MAX LSPBANDWIDTH

交换能力特定信息包含可变数量的子 TLV,并定义了两种类型的带宽 TLV:类型 1 为固定容器未预留带宽,类型 2 为灵活容器的未预留或最大 LSP 带宽。交换能力特定信息的编码格式见表 A.4。

表 A.4 交换能力特定信息编码格式

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
类型=1(固定容器未预留带宽)										长度																					
固定容器																															
...																															
类型=2(未预留/最大可变带宽)										长度																					
可变容器																															

两种不同类型的带宽 TLV 编码格式见表 A.5 和表 A.6。

表 A.5 类型 1 的带宽 TLV 编码格式

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
类型=1(固定容器未预留带宽)										长度																					
Stage #1					...					Stage #N					Padding																
优先级 0 的未预留 ODUj										优先级 1 的未预留 ODUj																					
优先级 2 的未预留 ODUj										优先级 3 的未预留 ODUj																					
优先级 4 的未预留 ODUj										优先级 5 的未预留 ODUj																					
优先级 6 的未预留 ODUj										优先级 7 的未预留 ODUj																					

表 A.6 类型 2 的带宽 TLV 编码格式

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
类型=2(未预留/最大可变带宽)										长度																					
信号类型					Stage 数目					T	S	TSG	预留			优先级															
Stage #1					...					Stage #N					Padding																
优先级 0 的未预留带宽																															
优先级 1 的未预留带宽																															
优先级 2 的未预留带宽																															
优先级 3 的未预留带宽																															
优先级 4 的未预留带宽																															
优先级 5 的未预留带宽																															
优先级 6 的未预留带宽																															
优先级 7 的未预留带宽																															

表 A.6 (续)

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
类型=2(未预留/最大可变带宽)										长度																					
信号类型					Stage 数目					T	S	TSG			预留			优先级													
Stage #1					...					Stage #N						Padding															
优先级 0 的最大带宽																															
优先级 1 的最大带宽																															
优先级 2 的最大带宽																															
优先级 3 的最大带宽																															
优先级 4 的最大带宽																															
优先级 5 的最大带宽																															
优先级 6 的最大带宽																															
优先级 7 的最大带宽																															

各字段表示如下：

——信号类型是指示广播的 ODU 类型，其编码见表 A.7。

表 A.7 ODU 编码

9 值	10 类型
11 1	12 ODU1
13 2	14 ODU2
15 3	16 ODU3
17 4	18 ODU4
19 10	20 ODU0
21 11	22 ODU2e
23 20	24 ODUflex CBR
25 21	26 ODUflex GFP-F resizable
27 22	28 ODUflex GFP-F non resizable
29 230-256	30 Experimental
ODUflex、ODUflex CBR 和 ODUflex GFP-F 需要通过不同的独立的 TLV 对应不同的适配功能。	

——Stages 的数目：指示复用层次的数目。0 表示广播的为服务层，1 表示单段复用，2 表示双段复用；

——标志位：

- T 比特：指示广播带宽是否可终止。T=1 表示信号类型可以终止，T=0 则信号类型不能被终止。
- S 比特：指示广播带宽是否可交换。S=1 则信号类型可交换，S=0 则信号类型不可交货。
- T 比特和 S 比特不能同时为 0。

——TSG:支路时隙粒度,3个比特,用于指示所广播支持的支路时隙粒度。定义见表A.8。

表 A.8 TSG 值

值	类型
0	预留
1	1.25G/2.5G
2	2.5G
3	1.25G
4	Don't care
5~7	预留

——优先级字段:8个比特,每个比特指示一个优先级,用于指示所包含的优先级类型。在没有有机相包含的情况下,优先级0是必须支持的比特。

——Stage #1~Stage #N:8比特的区域,数目是可变的,每一个区域表示一个复用层次。最后一个stage应为服务层ODU的容器。

——Padding:表示Stage的数目是可变的。

A.3 信令协议扩展

A.3.1 概述

GMPLS针对ITU-T G.709的信令扩展主要包括:

- 1) 定义新的支路时隙颗粒(即:1.25G),1.25G和2.5G两种支路时隙粒度用于复用进入ODU1/ODU2和ODU3颗粒;
- 2) 支持ODU_k映射到OTU_k,支持复用ODU_j到ODU_k(k>j)。
- 3) OPU_k的虚级联(VCAT)。

A.3.2 通用标签请求 G-PID 编码类型扩展

通用标签请求携带LSP编码类型、交换类型和通用协议标示符。G-PID编码类型见表A.9所示。

表 A.9 G-PID 的编码类型

值	G-PID 类型	定义
47	ODU-2.5G	通过 2.5G/10G/40G 的路径传送 2.5G 支路信号
49	CBRa	异步 CBR(映射进入 CBR2G5、CBR10G、CBR40G)
50	CBRb	比特同步 CBR(映射进入 CBR2G5、CBR10G、CBR40G、supra-2.488 CBR 信号)
32	ATM	映射进入 1.25、2.5、10 和 40G 信号
51	BSOT	非规范的客户比特流-带字节定时(映射进入 1.25、2.5、10、40 和 100G 比特流)
52		非规范的客户比特流-无字节定时(映射进入 1.25、2.5、10、40 和 100G 比特流)

ODU 复用分为 LO ODU 和 HO ODU。LO ODU 对应支路信号 1.25G 和 2.5G, HO ODU 信号对应 2.5G 以上的速率。表 A.10 定义了几种新的 G-PID 信号类型。

表 A.10 新的 G-PID 信号类型

值	G-PID 类型	定义
59	ODU-1.25G	将 1.25G TSG 映射进入 1.25、2.5、10、40 和 100G 信号
60	ODU-any	将 1.25G 和 2.5G TSG 映射进入 1.25、2.5、10、40 和 100G 信号
61	CBRc	映射 CBR 信号,通过调整进入 OPU _k (k=0,1,2,3,4)经由 GMP 映射(如 sub-1.238、supra-1.238 到 sub-2.488、9.995、40.149 和 close-to 104.134 Gbit/s CBR 信号)
62	1 000BASE-X	映射 1 000BASE-X 信号,经由定时透明传送编码到 OPU ₀
63	FC-1200	映射 FC-1200 信号,经由定时透明传送编码到 OPU _{2e} 。

A.3.3 G.709 业务参数编码扩展

ITU-T G.709 的业务参数编码格式如图 A.2 所示。

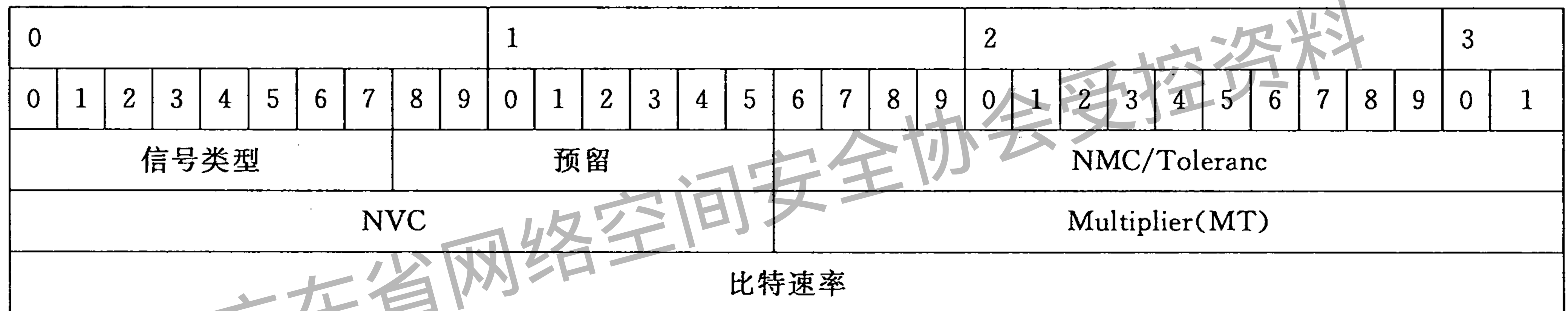


图 A.2 G.709 的业务参数编码格式

信号类型应扩展支持新的信号类型编码如表 A.11 所示。

表 A.11 信号类型

值	类型
0	无意义
1	ODU1 (例如 2.5 Gbps)
2	ODU2 (例如 10 Gbps)
3	ODU3 (例如 40 Gbps)
4	ODU4 (例如 100 Gbps)
5	预留
6	2.5 Gbps OCh
7	10 Gbps OCh
8	40 Gbps OCh
9	100 Gbps OCh
10	ODU0 (例如 1.25 Gbps)

表 A.11 (续)

值	类型
11	ODU2e (例如 10Gbps FC1200 和 GE LAN)
12~19	预留
20	ODUflex(CBR) (i.e., 1.25×N Gbps)
21	ODUflex(GFP-F), 可调(例如 1.25×N Gbps)
22	ODUflex(GFP-F), 不可调(例如, 1.25×N Gbps)
23~255	预留

对于 ODUflex(CBR)业务,业务参数中的比特速率和 tolerance 区域用于指定总的支路时隙数目 N 。 N 的计算公式如下:

$$N = \frac{\text{ODUflex(CBR) 比特速率} \times (1 + \text{ODUflex(CBR) 比特速率容限})}{\text{ODUk.ts 比特速率} \times (1 - \text{HO OPUk 比特速率容限})}$$

式中:

ODUflex(CBR)比特速率——ODUflex 在线路侧的比特速率;

ODUk.ts 比特速率——ODUk 支路时隙的比特速率,如表 A.12 所示;

表 A.12 ODUk.ts 比特速率

ODUk.ts	最小值	正常值	最大值
ODU2.ts	1.249 384 632	1.249 409 620	1.249 434 608
ODU3.ts	1.254 678 635	1.254 703 729	1.254 728 823
ODU4.ts	1.306 832 17	1.301 709 251	1.301 735 285

注 1: 最小 ODUk.ts 的比特速率 = ODUk.ts 比特速率 × (1 - HO OPUk 比特速率容限)
注 2: 最大 ODUk.ts 的比特速率 = ODUk.ts 比特速率 × (1 + HO OPUk 比特速率容限)

HO OPUk 比特速率容限—— 2×10^{-5} 。

对于 ODUflex(GFP)业务,ODUflex(GFP)到 HO ODUk 的映射路径如表 A.13 所示。

表 A.13 ODUflex(GFP)到 HO ODUk 的映射路径

ODU 类型	比特速率	容限
ODUflex(GFP) of n TS, $1 \leq n \leq 8$	$n * \text{ODU2.ts}$	$+/-1 \times 10^{-4}$
ODUflex(GFP) of n TS, $9 \leq n \leq 32$	$n * \text{ODU3.ts}$	$+/-1 \times 10^{-4}$
ODUflex(GFP) of n TS, $33 \leq n \leq 80$	$n * \text{ODU4.ts}$	$+/-1 \times 10^{-4}$

A.3.4 通用标签扩展

为容纳新的 ODU 信号格式类型,定义了新的 ODU 通用标签,格式见图 A.3 所示。

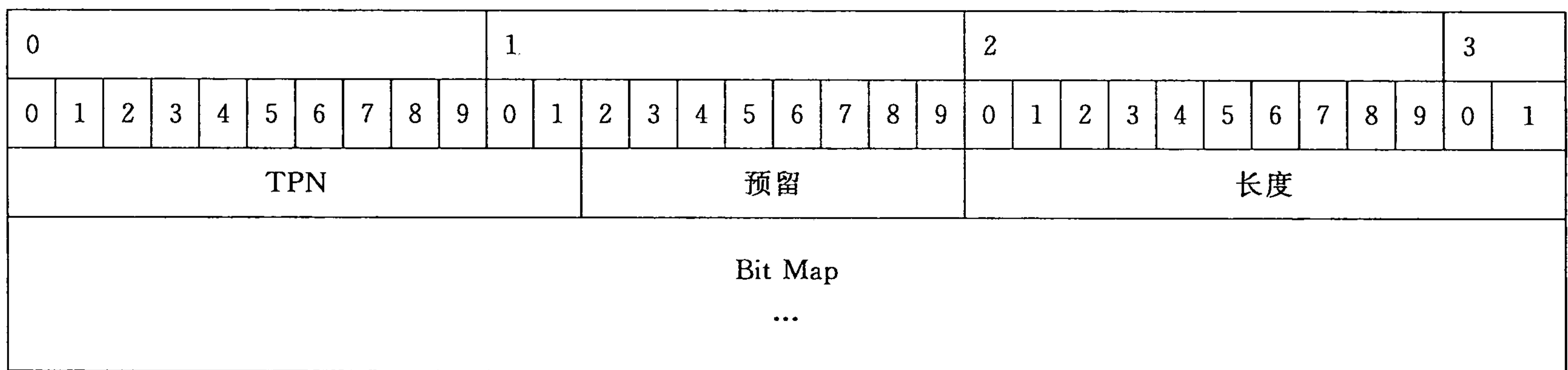


图 A.3 ODU 通用标签

ODU 通用标签用于指示 LO ODU_j 信号到 HO ODU 链路的复用。

TPN:12 比特,指示分配支路时隙的支路端口编号。基于 ITU-T G.709,TPN 字段的比特位设置见表 A.14。

- LO ODU_j 复用到 HO ODU₁/ODU₂/ODU₃ 的过程中,只有最低的 6 个比特位进行设置,其他比特位设置为 0;
- LO ODU_j 复用到 HO ODU₄ 的过程中,最低的 7 个比特位进行设置,其他的比特位设置为 0;
- 当 ODU_j 复用到 OTU_k(j=k)时,TPN 无意义,所有的比特位设置为 0。

表 A.14 TPN 字段比特位设置

HO ODU _k	LO ODU _j	TPN	TPN 分配规则
ODU ₂	ODU ₁	1~4	Fixed, = TS# occupied by ODU ₁
ODU ₃	ODU ₁	1~16	Fixed, = TS# occupied by ODU ₁
	ODU ₂	1~4	Flexible, ! = other existing LO ODU ₂ 's TPNs
ODU ₁	ODU ₀	1~2	Fixed, = TS# occupied by ODU ₀
ODU ₂	ODU ₁	1~4	Flexible, ! = other existing LO ODU ₁ 's TPNs
	ODU ₀ & ODUflex	1~8	Flexible, ! = other existing LO ODU ₀ s and ODUflexes' TPNs
ODU ₃	ODU ₁	1~16	Flexible, ! = other existing LO ODU ₁ 's TPNs
	ODU ₂	1~4	Flexible, ! = other existing LO ODU ₂ 's TPNs
	ODU ₀ & ODU _{2e} & ODUflex	1~32	Flexible, ! = other existing LO ODU ₀ s and ODU _{2e} s and ODUflexes' TPNs
ODU ₄	Any ODU	1~80	Flexible, ! = ANY other existing LO ODU's TPNs

长度:12 比特,指示 bit map 字段的长度。

Bit Map:可变长度字段,指示在 HO ODU_k 中的哪个区域映射给 LO ODU_j。Bit map 中的顺序与 HO ODU_k 中支路时隙的顺序一致,各种情况下的映射复用标签如下:

- 1) ODU_j 到 OTU_k(k=j)情况下的映射标签见图 A.4 所示:

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
TPN=0										预留										长度=0											

图 A.4 ODU_j 到 OTU_k(k=j) 映射标签

2) ODU₀ 到 ODU₂ 的映射复用标签见图 A.5 所示,在这种情况下,指示 ODU₀ 复用到 ODU₂ 的第二个时隙进行填充。

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
TPN=2										预留										长度=8											
0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	填充比特(0)																					

图 A.5 ODU₀ 到 ODU₂ 映射复用标签

3) ODU₁ 到 ODU₂ 的映射复用标签见图 A.6 所示,在这种情况下,ODU₁ 映射到 ODU₂ 的第二和第四个支路时隙进行填充。

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
TPN=1										预留										长度=8											
0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	填充比特(0)																					

图 A.6 ODU₁ 到 ODU₂ 映射复用标签

4) ODU₂ 到 ODU₃ 的映射复用标签见图 A.7 所示,在这种情况下,ODU₂ 拆分成 4 个 ODU₁ 支路时隙,并放入 ODU₃ 的第 2、3、5 和 7 时隙进行复用。

0										1										2										3	
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
TPN=2										预留										长度=8											
0	1	1	0	1	0	1	0	0	0	0	0	0	0	填充比特(0)																	

图 A.7 ODU₂ 到 ODU₃ 映射复用标签

A.3.5 标签分发程序

节点接收到来自上游邻居节点发送的通用标签请求,根据信号类型和资源使用状况产生一个通用标签,预留底层的资源,并将该标签向上游发送。通用标签产生的处理流程如图 A.8 所示。

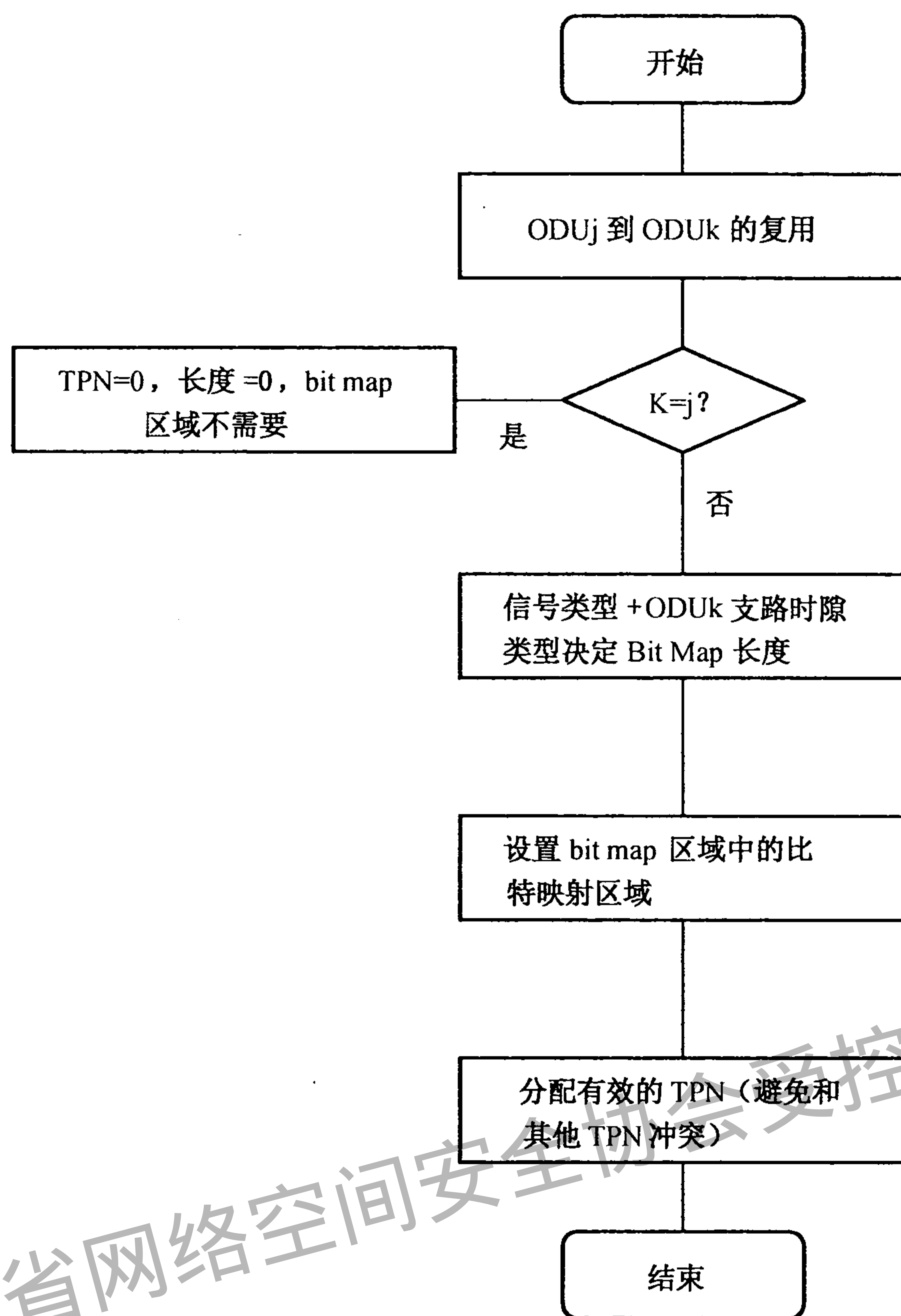


图 A.8 通用标签分发流程

A.4 自动发现

基于 ITU-T G.709 的 OTN 网络中,路径计算需要获知链路两端的接口交换能力。链路两端的接口交换能力有可能不同,基于两个不同交换端点的链路容量应该一致。自动发现应能支持 ITU-T G.709 中规定的各种不同速率级别的 ODU 时隙,包括:链路所支持的时隙类型和链路所支持的 LO ODU 类型。链路终端的交换能力和容量等信息可以通过管理配置的方式获得,也可以通过数据平面自动发现的方式获得。而 LO ODU 类型的发现一般通过路由信息的广播获得。在路由功能不存在的情况下,如在 UNI 接口,链路发现功能应能够发现 LO ODU 的信息。这就需要对链路发现功能进行扩展。在路由功能存在的情况下,对 LO ODU 的发现功能是可选的。链路两端的支路时隙交换能力有可能不同,如一端支持 1.25G 的交换颗粒,而另外一端支持 2.5G 的交换颗粒。因此,在进行自动发现时,需要将两端的支路时隙复用能力进行关联,以形成一个端到端的 TE 链路。

附录 B

(资料性附录)

IP+OTN 多层融合的控制技术

B.1 控制模式

B.1.1 重叠模型

在重叠模型下,IP 层和 OTN 层属于不同的流量工程域,客户层网络(IP)和服务层网络(OTN)的互联链路之间存在 UNI 接口,各层独立控制,不交换路由信息,每个层网络所构成的流量工程域内泛洪的是具有同一种交换能力的 TE 链路信息。

在重叠模型下,IP 层和 OTN 层网络的控制平面分离,只有严格限制的和一定数量受约束的信令消息可以交换。因此,IP 层路由和信令协议实例与运行在 OTN 层中路由和信令协议实例是相互独立的。根据 IP 层和 OTN 层网络中定义的客户和服务者关系,这两个独立的控制平面通过 UNI 接口互连,图 B.1 是相应的组网实例。如图 B.1 所示,在节点 D、F 之间或者节点 C、J 之间建立 OTN 层连接,在节点 C、J 之间建立 IP 层网络的链路(通过管理平面配置或者层邻接自动发现)。虽然 OTN 网络和 IP 网络之间不交换路由或可达性信息,也不存在层间的保护/恢复协调,但 OTN 网络要支持 IP 网络在控制平面的联通性。

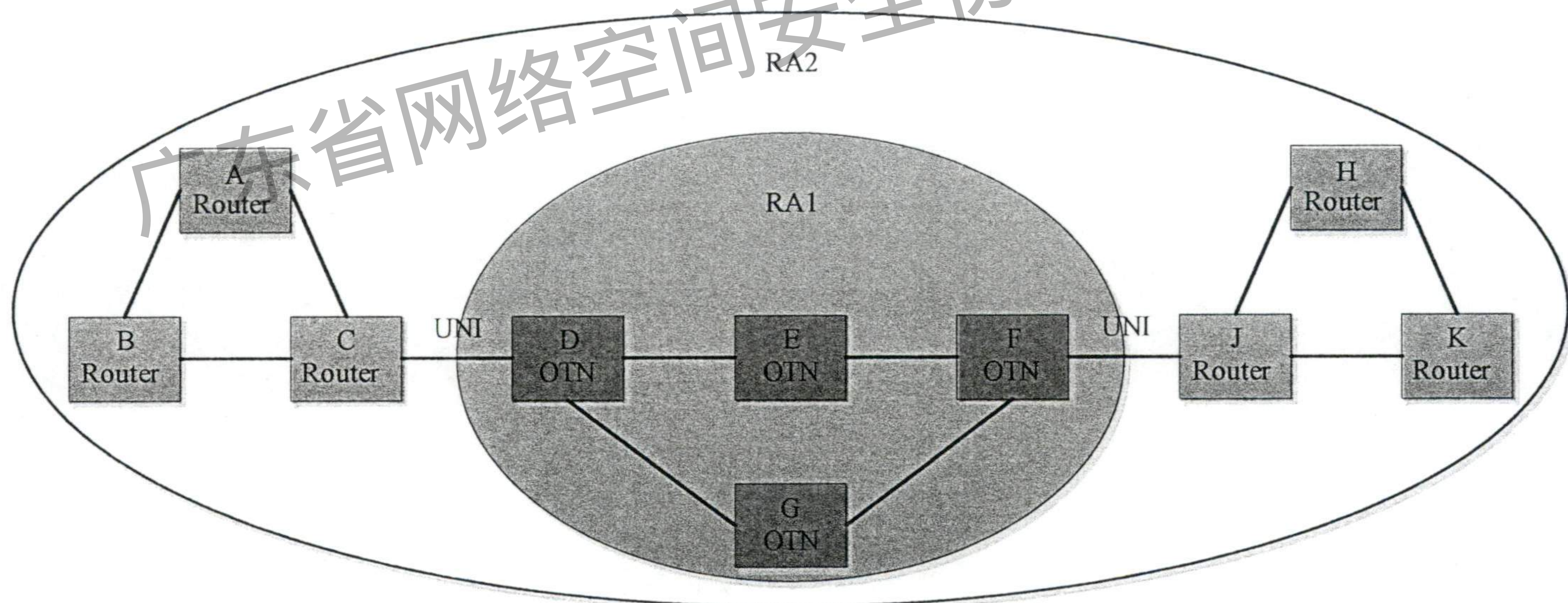


图 B.1 重叠模型实例

OIF 和 ITU 国际标准组织所提倡的网络模型是重叠模型,IP 层和 OTN 层是完全独立的两层。UNI 是 OTN 传送网和 IP 客户设备之间的服务控制接口,传送网按照用户的需求通过 UNI 接口来实现建立和删除连接等基本操作。

B.1.2 对等模型

IETF 曾提出对等模型的网络结构。在此模型下,IP 网络和 OTN 网络属于一个流量工程域,不同交换能力的 TE 链路在网络内的各个节点上都能看到。OTN 层连接的建立可以在 IP 层连接建立过程中自动触发,也可以由管理平面触发。

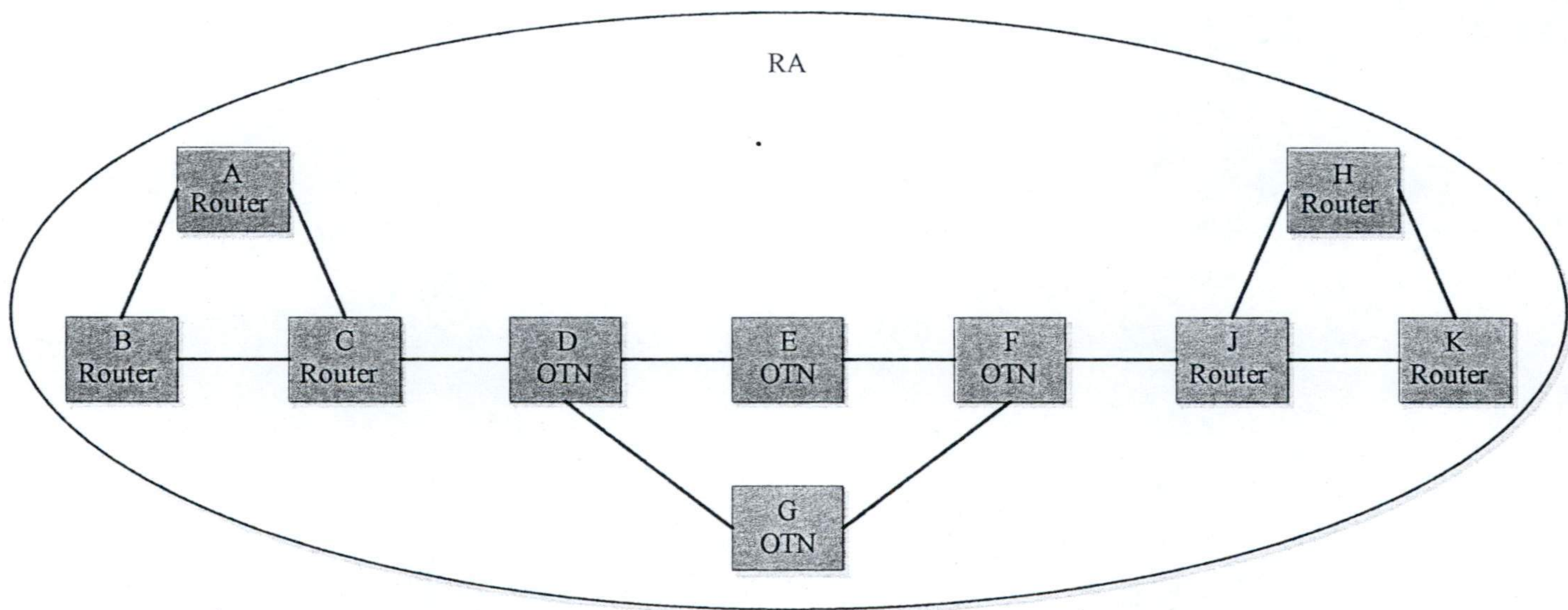


图 B.2 对等模型实例

图 B.2 举例示意了采用对等模型实现 IP 层和 OTN 层组网实例。在此组网实例中,OTN 层和 IP 层之间是层对等的,即在两个层面上运行同一个路由协议,采用统一集成的控制面。为此,IETF 提出的 GMPLS 技术的基本思路是将 IP 层用于 MPLS 通道的选路和信令略作修改后直接应用于光传送层的连接控制中。网络中的每个节点均能收到其他节点所泛洪的 TE 链路信息。当建立一条从 A 到 H 的电层 LSP 时,首节点根据全网 TE 链路信息能够判断现有光层 FA LSP 是否满足需求,并在必要时可以自动触发光层 FA -LSP 的建立。

B.1.3 边界对等模型

由于在一个流量工程域内支持的节点数目有限,因此会对多层网络组网规模带来限制,为了便于对多层网络的业务调度管理,也可考虑采用边界对等模型。

在边界对等模型中,IP 层和 OTN 层网络之间的接口可看作是边缘路由器,它可以看见 OTN 层网络中的路由信息,同时作为对等实体参与 IP 层网络的控制。因此,边缘路由器在这两个层面是完全可见的。然而,边缘路由器不会将 OTN 层路由信息发布给 IP 层网络,也不会将 IP 层路由信息发布给 OTN 层网络(边界对等模型的具体定义可参考 IETF RFC5146)。

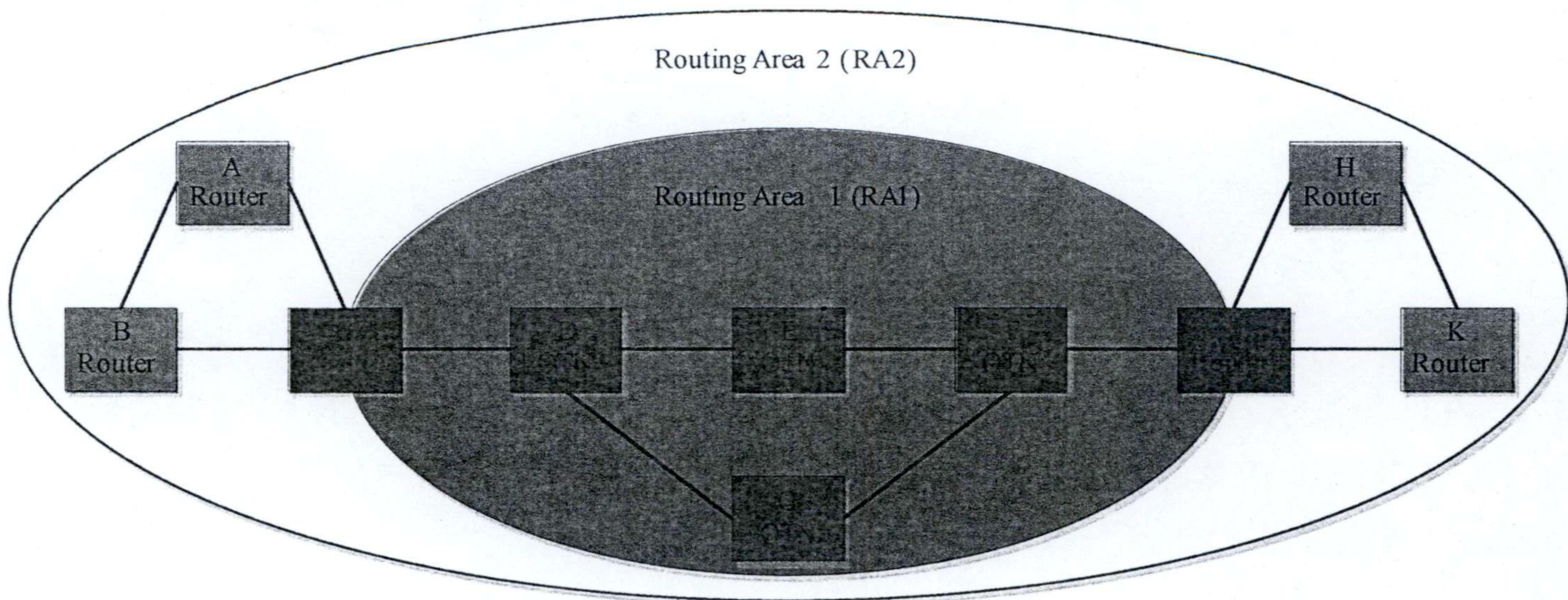


图 B.3 边界对等模型实例

如图 B.3 所示 OTN 网络属于一个路由域(RA1),IP 网络属于另一个路由域(RA2),其中边界节点 C、J 既属于 RA1,也属于 RA2。节点 C、J 既具有 OTN 网络的拓扑信息,也具有 IP 网络的拓扑信息。

B.2 控制协议扩展需求

B.2.1 自动发现

在 IP+OTN 多层融合场景下,存在重叠模型、对等模型、边界对等模型三种模型。在自动发现过程中,不仅要确定网元的连接关系,也要确定相连接的设备类型(IP 设备、OTN 设备等等),同时也要确定网络模型,对资源管理和路径选择提供帮助。这就要求扩展控制节点之间传递的消息,使其不仅包含网元名称,同时也要包括网络模型信息和网元类型信息,其中网络模型信息需要通过网管配置或者手工配置。

B.2.2 LMP

LMP 协议运行在一对网络节点之间,实现一组核心功能和一些附属功能,核心功能包括控制信道管理和链路属性相关功能,附属功能包括链路连通性验证和故障管理功能。在 IP+OTN 多层融合场景下,由于 OTN 的 ODUk 带宽远大于 IP 数据报的带宽,在 IP 和 OTN 网络相接的节点,需要将一路或多路 IP 信号映射到合适的 ODUk 中,或者将 ODUk 反映射为一路或多路 IP 信号。这种映射的情况需要通过 LMP 使双方都知晓,可以在链路信息关联过程中,通过扩展 DATA_LINK 实现。这样,在链路连通性验证过程中,OTN 节点可以更好的区分不同邻居 IP 节点发来的验证信令。同时,在故障定位过程中,下游 OTN 节点可以更准确的定位上游 IP 节点的故障。

B.2.3 路由

传统的路由模块一般只针对 IP 网络或者 OTN 网络,在这种单一网络中,网络中的 TE 信息属于同一类。而对 IP+OTN 网络,IP 路由器和 OTN 节点所生成和泛洪的流量信息显然是不同的,即在 IP+OTN 网络中,存在两类流量信息。这就需要有效的流量信息的收发控制机制,使 IP 路由器和 OTN 节点只维护它所需要的那类流量信息,减小网络节点所要维护的信息量,提高网络效率。

就对等模型而言,可从流量信息的发送来控制:只向网络中和它同属一类的节点(IP 路由器或者 OTN 节点)泛洪流量信息;还可从流量信息的接收来控制:每个节点只接收来自同一类节点发送来的流量信息。

就边界对等模型而言,流量信息只在本路由域内泛洪。边缘路由器中同时维护两类流量信息,在泛洪时,它要将两类流量信息分别泛洪到对应的路由域中。

B.2.4 信令

目前 RSVP-TE 协议中考虑的故障场景包括域内故障和域间故障,域间故障又包括域间链路故障和边界节点故障,除此之外,在 IP+OTN 多层融合的场景中,RSVP-TE 信令协议应该考虑域内及域间的子波长级故障以及波长级故障。在现有重路由方法的基础上,RSVP-TE 信令协议可以增加:

- a) 重路由方式。根据故障的不同,进行不同等级的恢复,可以不仅仅在链路层进行保护和恢复,子波长级和波长级的恢复可以大量缩短信令的传递时间,做到更迅速,更针对性的重路由。
- b) 业务等级与保护恢复类型的映射关系。针对业务的等级以及恢复的优先级,智能的决定进行何种方式的重路由,使用这种映射关系可以更快的定位到合适的重路由方式上,使恢复更加迅速有效。

B.2.5 PCE

IETF RFC5440 规定的 PCEP 协议,已经不能满足 IP+OTN 的多层多域网络对 PCE 的要需求,因

此,有必要针对多层多域光网络的特点,对 PCEP 协议进行以下扩展:

- a) 对 RP object 进行扩展,根据其应同时存在于 PCReq 和 PCRep 的特点,扩展了 I,S 和 R 位,使其能够对层间算路和单层算路进行区分,并且可以适应层间算路的一系列的约束条件;
- b) 加入了 INTER-LAYER 对象,表示是否触发层间算路;
- c) 加入 SWITCH-LAYER 对象和 REQ-ADAP-CAP 对象,在触发了层间算路的前提下,对层间路径计算进行约束。

广东省网络空间安全协会受控资料

附录 C
(资料性附录)
层间 PCE 协议扩展

C.1 概述

PCE 是一个具有较强路径计算能力的单元,负责一个域中的路径计算。该域中的路径计算请求都可以发送给相应的 PCE,请求 PCE 计算路径;PCE 完成路径计算之后,将计算结果返回给路径计算请求者 PCC。这里的“域”可以是一个 IGP area,也可以是一个 AS。在多层网络中,端到端的跨层路径计算相对复杂,需要引入层间 PCE 技术,通过各层的路径计算单元之间相互协作,以实现跨层的最优路径计算功能。

C.2 层间 PCE 架构

C.2.1 典型网络模型

图 C.1 举例描述了一个两层的典型网络模型。网络是由两层组成,LSR H1,H2,H3 和 H4 属于上层,LSR H2,H3,L1 和 L2 属于下层。上层网络可以是一个基于分组的 IP/MPLS(含 MPLS-TP)网络,下层网络可以是一个光层网络。上层的人 LSR(H1)发起建立一条到同层的目的 LSR(H4)的端到端 LSP 请求,此 LSP 需要经过下层的光网络才能创建成功。假设上层网络和下层光网络之间的边界 LSR 节点 H2 和 H3 之间没有 TE 链路,且入口 LSR(H1)对下层光网络拓扑是不可见的。

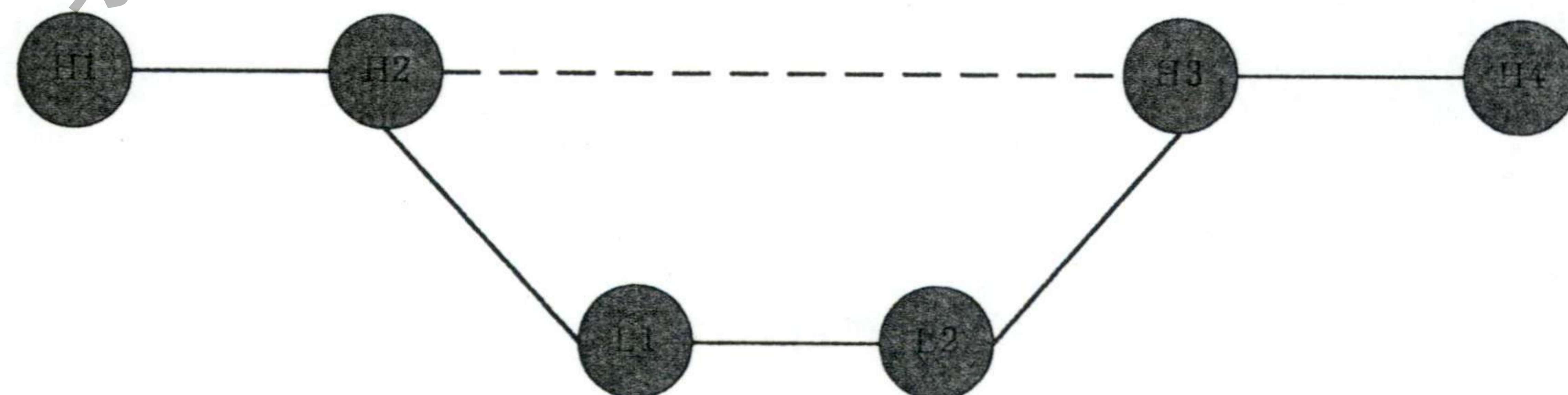


图 C.1 多层网络模型示意图

如果上层网络仅采用单层路径计算,此时路径计算因为没有 TE 链路会失败。而采用层间路径计算,为实现上层网络的路由计算(H1-H2-H3-H4),会在层边界 LSR 节点 H2 和 H3 之间建立下层的 LSP(H2-L1-L2-H3),下层 LSP 作为 TE 链路通告给上层网络以形成 VNT,用以参与上层 LSP 路由计算。

C.2.2 层间 PCE 路径计算模型

C.2.2.1 概述

在 C.2.1 节的典型网络模型下,采用层间 PCE 方式实现一层或多层的路径计算,且路径计算考虑各层拓扑和资源信息。基于 PCE 的路径计算包括两种模型:单个 PCE 模型和多个 PCE 模型。

C.2.2.2 单个 PCE 层间路径计算

在这种模式下,层间路径计算是由一个 PCE 执行,并代表入口 LSR 采用全网收集的多层网络信息执行跨层端到端路径计算,单 PCE 可以看到全网每层的拓扑资源,该路径计算模式称为单 PCE 层间路径计算模式,参见 IETF RFC4655 的规定。

在图 C.1 给出的多层典型的网络模型中,设置一个 PCE 负责全网两层的路径计算,属于多层 PCE,它对上层和下层网络的拓扑信息具有可见性,见图 C.2 所示。该 PCE 可以执行端到端跨多层的路径计算。例如:它可以计算一条从 H1 到 H4 的上层 LSP 的最佳路径 H1-H2-L1-L2-H3-H4。这条路径包含一条 H2 到 H3 的下层 LSP,下层 LSP 可以是已经存在的,也可以是还没有建立的。

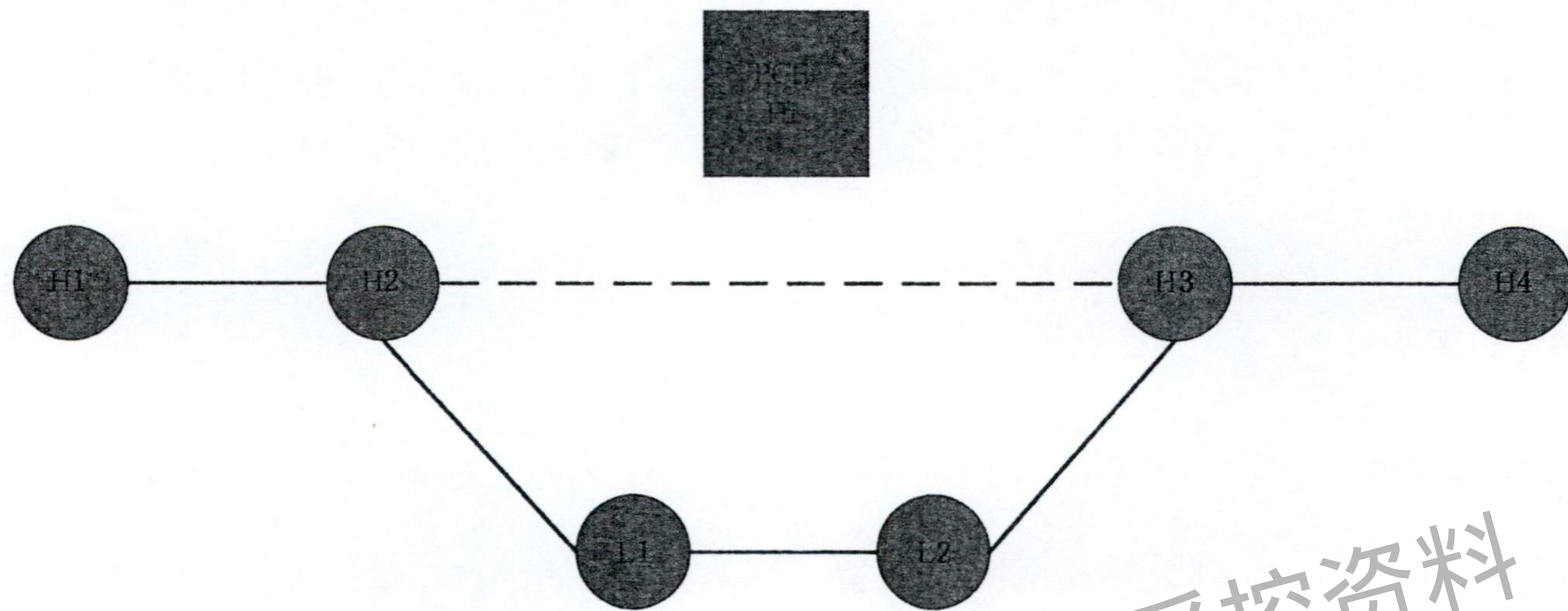


图 C.2 单个 PCE 层间路径计算

C.2.2.3 多个 PCE 层间路径计算

在图 C.3 给出的多层典型的网络模型中,设置了两个 PCE 分别负责上层和下层的路径计算,它们均属于单层 PCE,每个 PCE 只可见本层网络的拓扑信息。多个单层 PCE 互相合作计算出一条端到端跨层的最优路径。运营商可以按组织或业务管理因素划分层边界,需要选择多个 PCE 计算路径。从控制规模的角度考虑,在多个 PCE 模型中,一个 PCE 只需维护一个层拓扑,可以缩小 TED 的规模。根据 PCE 之间的是否存在通信的关系,多个 PCE 层间路径计算模型又分为 PCE 间存在通信方式和 PCE 间无通信方式。

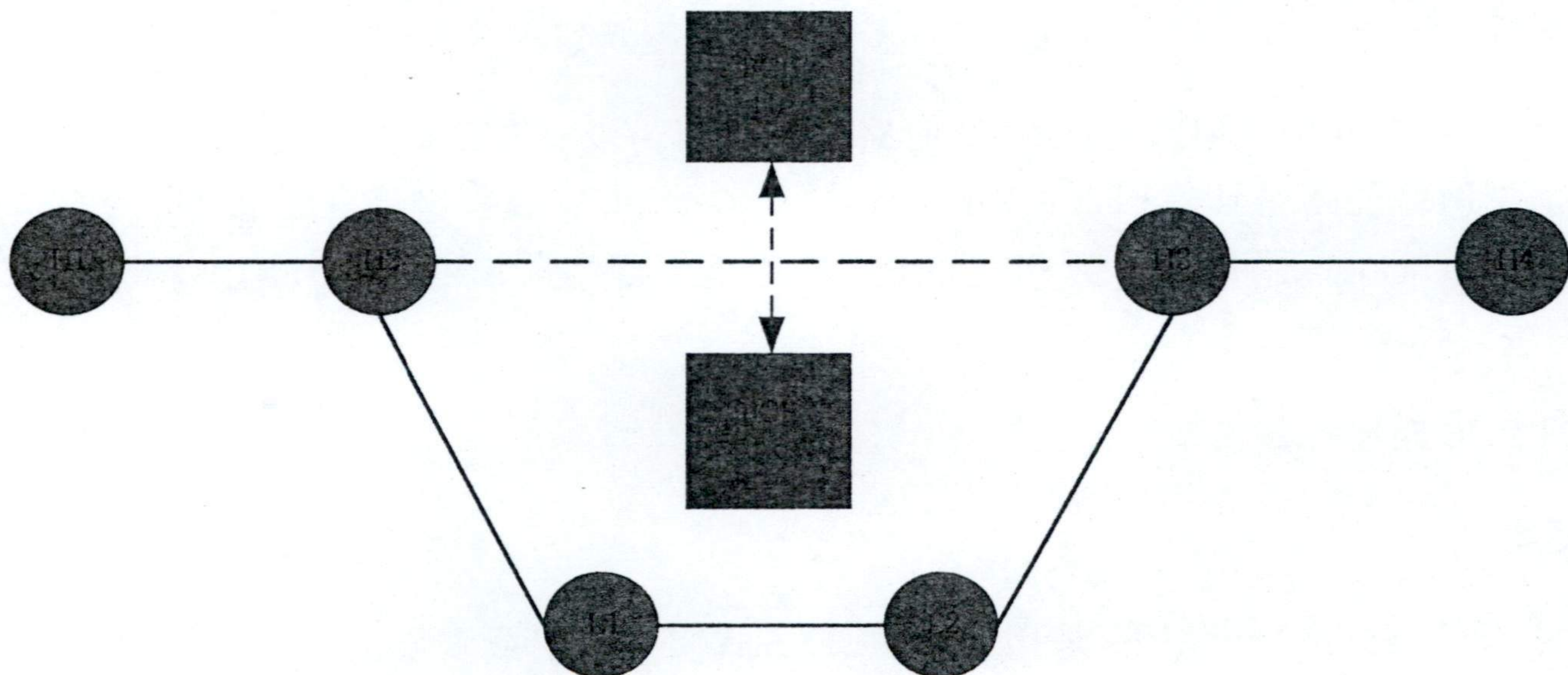


图 C.3 PCE 间通信的多个 PCE 层间路径计算

图 C.3 显示了 PCE 间存在通信的多 PCE 路径计算模式。每层都有一个 PCE。每层的 PCE 相互协作来计算一条端到端的穿越多层的路径。PCE Hi 负责上层路径计算,并且会通知 PCE Lo 计算通过下层的路径。PCE Lo 负责下层的路径计算。多 PCE 之间存在通信的交互过程列举如下:

- a) LSR H1 发送请求到 PCE Hi 计算一条 H1-H4 的路径;
- b) PCE Hi 选择 H2 作为下层的入口节点, H3 作为下层的出口节点;
- c) PCE Hi 向 PCE Lo 请求一条 H2-H3 的路径;
- d) PCE Lo 返回一条下层路径 H2-L1-L2-H3 到 PCE Hi;
- e) PCE Hi 计算出一整条路径(H1-H2-L1-L2-H3-H4)并返回给 H1。

图 C.4 显示了 PCE 之间无通信的多个 PCE 路径计算模式。LSP 源节点和一个新层的入口边界节点 LSR,分别执行分离的路径计算,这种模式称为 PCE 间无通信的多 PCE 计算。

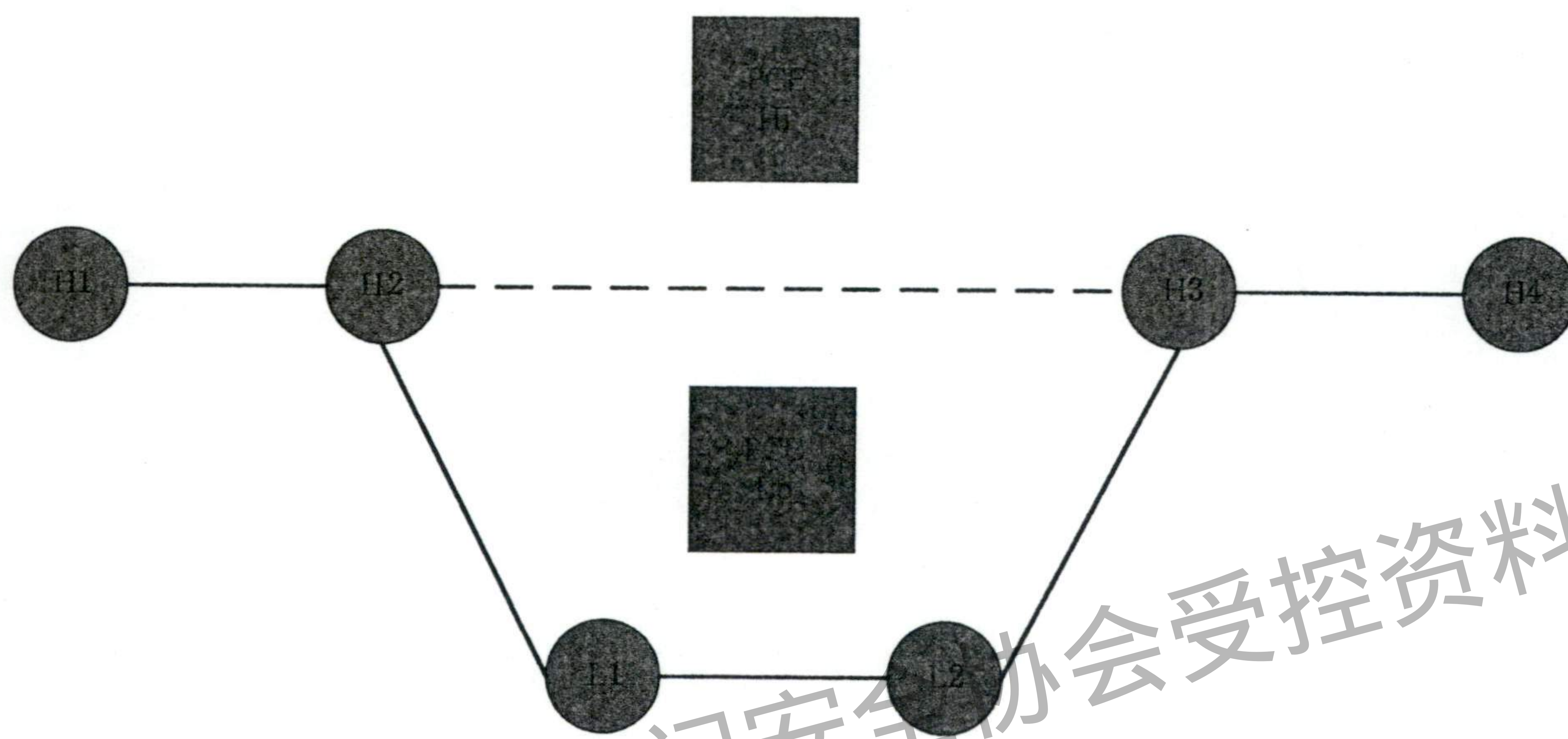


图 C.4 PCE 间无通信的多个 PCE 层间路径计算

多 PCE 之间无通信的交互过程列举如下:

- a) LSR H1 向 PCE Hi 发送一条 H1-H4 路径的请求;
- b) PCE Hi 返回 H1-H2-H3-H4 给 LSR H1;
- c) LSR H1 向 LSR H2 发送连接建立信令;
- d) LSR H2 收到连接建立信令后向 PCE Lo 请求下层网络路径;
- e) PCE Lo 返回 H2-L1-L2-H3 给 LSR H2;
- f) LSR H2 发起下层网络连接的建立;
- g) 当下层网络连接建立完成后, LSR H2 继续完成上层网络连接的建立。

C.2.3 层间 PCE 路径控制模型

C.2.3.1 概述

VNTM(虚拟网络拓扑管理)是管理和控制 VNT 的功能元件。PCE 和 VNT 管理之间具有不同的功能。根据层间路径计算以及下层网络中 LSP 连接建立和在上层网络中洪泛过程,说明 PCE 与 VNTM 之间的协作关系,综合提出层间 PCE 的控制模型。

C.2.3.2 PCE-VNTM 协作路径计算模型

如图 C.5 所示, LSR H1, H2, H3, 和 H4 属于上层网络, LSR H2, H3, L1, 和 L2 属于下层网络。此处采用单 PCE 多层路径计算来解释 PCE 和 VNTM 间的协作。

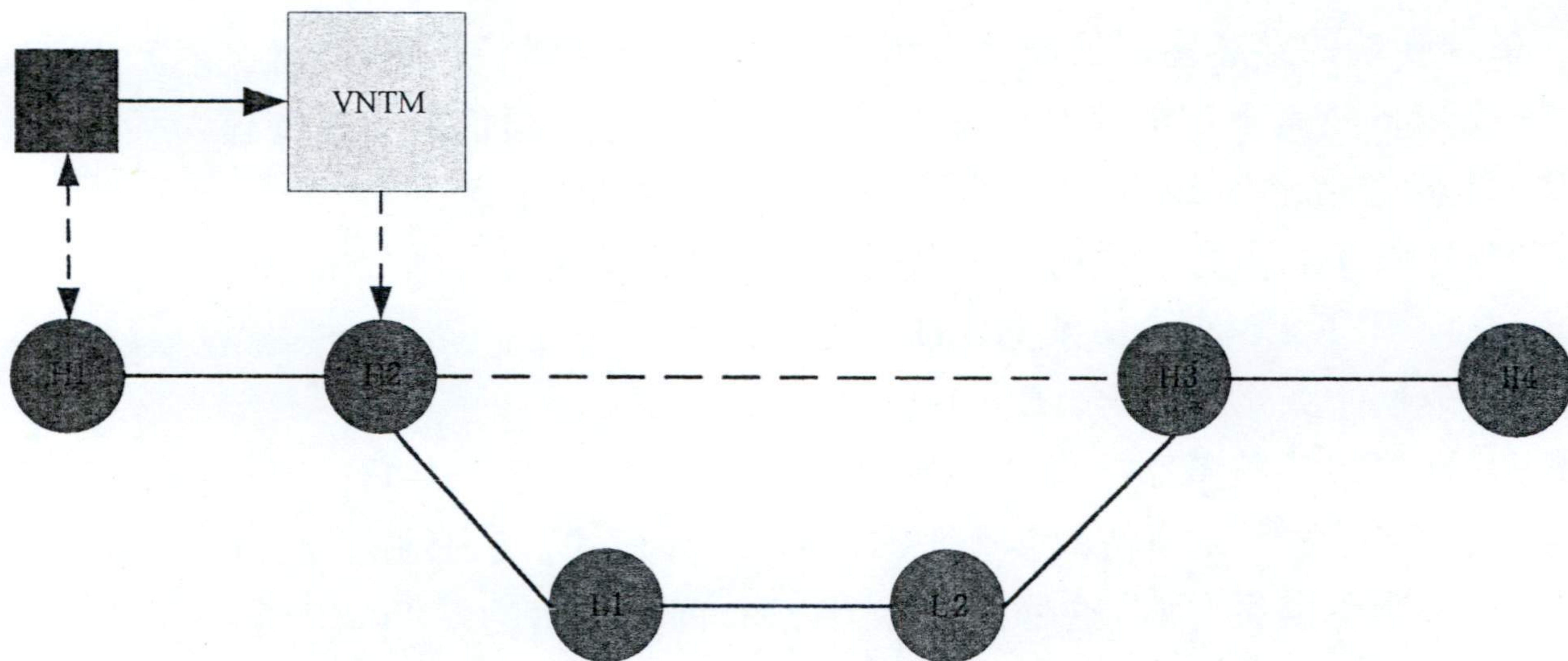


图 C.5 PCE-VNTM 协作控制模型

假设 H1 请求 PCE 计算一条 H1 至 H4 的层间路径。在路径计算请求之前,上层的 H2 和 H3 之间没有 TE 链路,因此请求会失败。但 PCE 可以向负责下层网络的 VNTM 提供信息,这样可以有助于解决将来上层 LSP 建立的情况。

PCE 和 VNTM 的作用如下所示。PCE 执行层间路径计算,因为 H2 和 H3 之间没有 TE 链路而算路失败,但是 PCE 建议 VNTM 建立一条下层 LSP(H2-H3)以支持今后的 LSP 请求。PCE 向 VNTM 发送的消息中包含下层的 LSP 建立请求(从 H2 到 H3),或者包含建议的下层路径(当 PCE 可见下层网络信息时)。VNTM 使用本地策略来决定如何处理来自于 PCE 的建立下层 LSP 的建议,例如请求一个入口 LSR(H2)建立一条下层 LSP。VNTM 或者入口 LSR(H2)将使用一个对于下层信息可见的 PCE 来计算一条路径。

当上层 PCE 不能计算出一条路径并通告给 VNTM 时,它将等待下层 LSP 建立并被通告为一条 TE 链路。PCE 将设置一个定时器。在一定时间之后,TE 链路将更新,PCE 将被通告一条新的 TE 链路。然后 PCE 可以为上层计算出一条完整的端到端的路径,并将计算结果返回给 PCC。在这种情况下,PCC 需要等待一段时间。下面是结合图 C.5,给出 PCE 和 VNTM 间协作进行路径计算的步骤:

- a) H1 (PCC) 请求 PCE 计算一条 H1 至 H4 的路径;
- b) 路径计算失败,因为没有穿过下层网络的 TE 链路;
- c) PCE 建议 VNTM 连接 H2 和 H3 的新 TE 链路可用。PCE 通知 VNTM,它将等到该 TE 链路建立完成。如果有必要并在 VNTM 的策略约束之内,VNTM 将考虑是否应当建立下层 LSP;
- d) VNTM 请求下层网络的入口 LSR(如 H2)建立下层 LSP。请求消息可以包括从 PCE 那里得到的下层 LSP 路由;
- e) 入口 LSR 发起信令,建立下层 LSP;
- f) 如果下层 LSP 建立成功,入口 LSR 通知 VNTM LSP 建立完成并提供相应通道信息;
- g) 入口 LSR (H2)将新的 LSP 作为一条 TE 链路在上层网络路由实例中广播;
- h) PCE 收到新的 TE 链路广播,重新计算路径;
- i) PCE 将计算出来的上层 LSP 路由发送给 H1(PCC)。计算出来的路径归类到单层路径,其中包含了在上层中仅作为单独的一跳的 H2-H3 部分;
- j) H1 使用计算出的路径 H2-H3-H4 发起信令来建立上层 LSP。

C.2.3.3 上层信令触发路径计算模型

图 C.6 显示的是上层信令触发模型,其中,PCE Hi 负责计算上层网络路径计算,PCE Lo 负责计算下层网络路径计算。

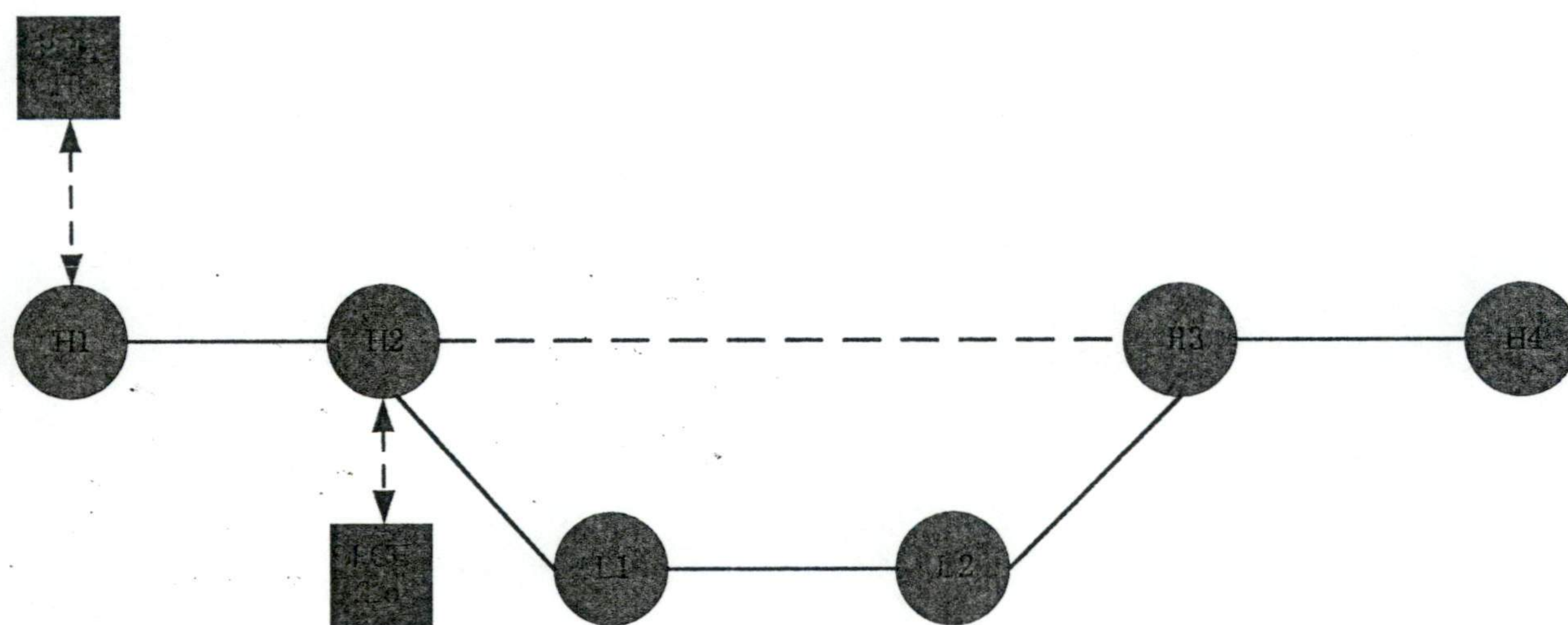


图 C.6 上层信令触发模型

假设 H1 请求 PCE 计算出一条 H1 到 H4 的路径。在路径计算请求之前 H2 和 H3 之间没有 TE 链路。PCE 不能计算一条单层路径,但是可以判断在 H2 和 H3 之间建立一条下层 LSP 将提供足够的连通性。如果 PCE 具有层间的可见性,它将返回一条包含下层 hop 信息的路径(H1-H2-L1-L2-H3-H4);如果 PCE 没有层间的可见性,它将返回一条 H2 到 H3 之间具有松散 hop 的路径(H1-H2-H3 (loose)-H4)。前者是一条多层路径,后者是一条具有松散 hop 的单层路径。

在上层信令触发模型下,处于上层和下层网络边界的边界 LSR(例如:H2)收到上层的信令消息,注意到下一跳将在下层网络,并开始建立下层 LSP。需要注意的是这些行动依赖于边界 LSR 的策略。下面是多层路径的信令触发模型的步骤:

- a) H1(PCC)请求 PCE Hi 计算一条 H1 到 H4 的路径,请求允许建立层间路径;
- b) 根据层间路径计算的结果,PCE Hi 判断需要创建一条下层 LSP,并请求 PCE Lo 计算下层路径;
- c) PCE Lo 将下层网络路径 H2-L1-L2-H3 返回 PCE Hi。PCE Hi 返回给 H1(PCC)一条计算好的多层路径,包含上层和下层 LSP 路径。路径将显示为 H1-H2-L1-L2-H3-H4,所有的 hop 都是严格的;
- d) H1 发起上层信令用来计算显示路由 H2-L1-L2-H3-H4;
- e) 边界 LSR(H2)收到上层的信令消息,开始下层信令以建立下层 LSP(H2-L1-L2-H3)。需要注意可能会出现这样的情况,在计算正在执行和上层信令到达边界 LSR 的时间之内,有一条合适的下层 LSP 已经建立成功。在这种情况下,边界 LSR 将选择这样一条下层 LSP 而不需要为新的 LSP 发起信令;
- f) 在下层 LSP 建立完成后,上层信令使用层次信令(见 IETF RFC4206)沿着指定的上层路由 H2-H3-H4 继续建立。

C.2.3.4 NMS-VNTM(集成)协作路径计算模型

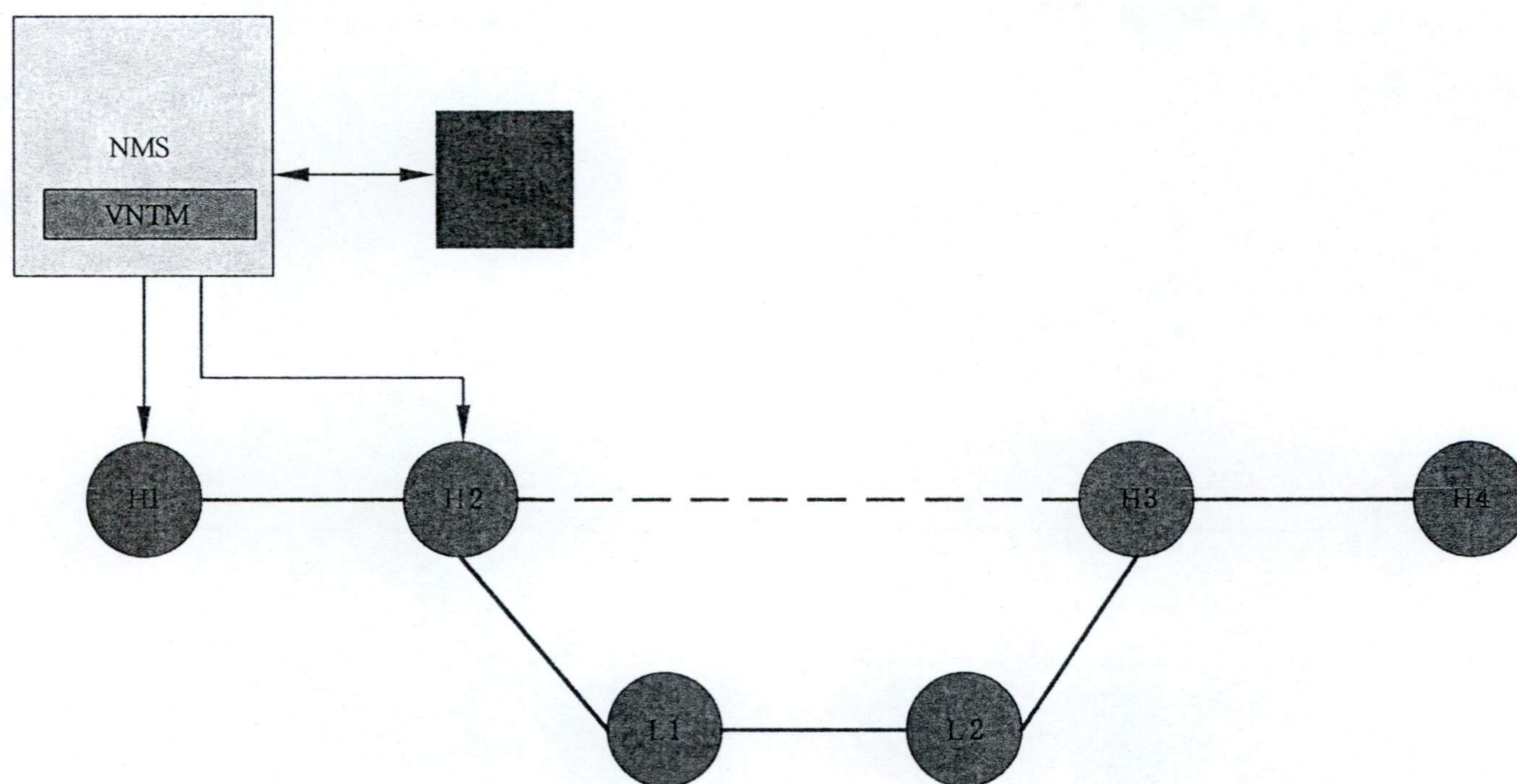


图 C.7 NMS-VNTM(集成)协作路径计算模型

图 C.7 展示了集成式 NMS-VNTM 协作模型,即 VNTM 集成在 NMS 内部。此处采用单个 PCE 多层路径计算来解释 NMS-VNTM 协作。NMS 发送路径计算请求给 PCE, PCE 返回层间路径计算结果。当 NMS 接收到路径计算结果时, NMS 和 VNTM 协作, 并请求 LSR H2 建立下层 LSP。下面是集成式 NMS-VNTM 协作路径计算的过程:

- a) NMS 请求 PCE 计算 H1 和 H4 之间的上层 LSP, 其中指定允许层间路径计算;
- b) PCE 执行路径计算, 并将结果 H1-H2-L1-L2-H3-H4 发送给 NMS;
- c) 步骤 3: NMS 接收到路径时, 检查出需要建立下层 LSP。NMS 和 VNTM 协作, 并按策略要求需要建立下层 LSP H2-L1-L2-H3;
- d) VNTM 请求下层入口 LSR(H2) 建立下层 LSP;
- e) H2 发送信令并建立下层 LSP;
- f) 如果下层 LSP 建立成功, H2 将 LSP 建立成功和相应的通道信息通知给 VNTM;
- g) H2 将新的 LSP 作为 TE Link 在上层网络路由实例中广播;
- h) VNTM 通知 NMS 下层 LSP 建立成功, 同时 NMS 注意到 TE Link 广播信息;
- i) NMS 请求 H1 建立 H1 至 H4 之间的上层 LSP。此时下层链路会被相应的上层 TE Link 取代, 因此 NMS 向 H1 发送的路径为 H1-H2-H3-H4;
- j) H2 将新的 LSP 作为 TE 链路在上层网络路由实例中广播;
- k) VNTM 通知 NMS 下层 LSP 已建立, NMS 收到新 TE 链路的广播;
- l) NMS 再次请求 H1 建立 H1 和 H4 之间的上层 LSP;
- m) H1 请求上层 PCE 计算路径, 并得到上层路由 H1-H2-H3-H4, 其中所有的跳都是严格的;
- n) H1 用计算出的路径 H2-H3-H4 发起上层 LSP 建立信令。

C.2.3.5 NMS-VNTM(分离)协作路径计算模型

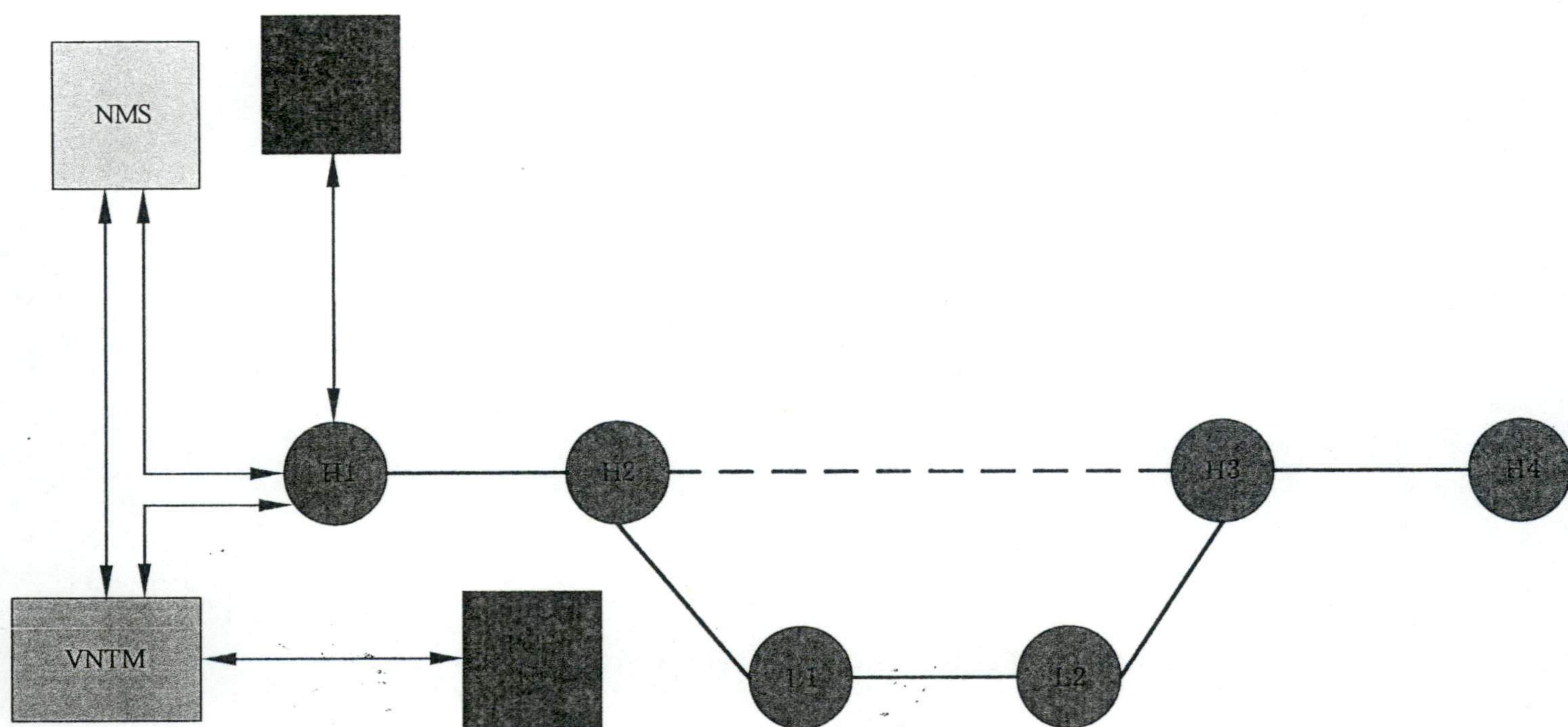


图 C.8 NMS-VNTM(分离)协作路径计算模型

图 C.8 是非集成式 NMS-VNTM 协作模型, NMS 管理上层网络。具有通信功能的多 PCE 多层路径计算不适合此模型。

NMS 请求源 LSR(如例子中的 H1)建立一条由源端至宿端的上层 LSP。源 LSR 请求上层 PCE 计算一条源端至宿端的路径。由于上层网络边界 LSR(如例中的 H2 和 H3)之间没有 TE 链路, PCE 路径计算失败。然后, PCE 通知源 LSR 层边界 LSR 间没有 TE 链路, 源 LSR 再转告给 NMS。NMS 请求 VNTM 建立边界 LSR 之间的下层 LSP, 然后在上层网络按 TE 链路广播。VNTM 请求下层 PCE 计算路径, 然后请求 H2 建立下层 LSP。这里, VNTM 也可以直接请求 H2 建立 LSP, 然后由 H2 请求下层 PCE。在通知了 NMS 下层 LSP 建立完成后, NMS 就能够请求源端 LSR(H1)建立 H1 和 H4 之间端到端的上层 LSP。以下说明了非集成式 NMS-VNTM 协作模型的路径计算和信令过程:

- a) NMS 请求源端 LSR (H1)建立 H1 和 H4 之间的上层 LSP, 其中没指定路由;
- b) H1 (PCC)请求 PCE 计算 H2 和 H3 之间的路径;
- c) 因缺乏穿越下层网络的 TE 链路, 路径计算失败;
- d) H1 (PCC)通知 NMS 路径计算失败。通知消息中可能包含 H2 和 H3 之间没有 TE 链路的指示;
- e) NMS 建议(或请求)VNTM 连接 H2 和 H3 的 TE 链路将来会被使用。NMS 通知 VNTM, 它将等待 TE 链路建立完成。如果有必要建立下层 LSP, 并且在 VNTM 策略约束之内, VNTM 将考虑下层 LSP 的建立;
- f) VNTM 请求下层进行路径计算;
- g) VNTM 请求下层网络的入口 LSR(H2)建立一条下层 LSP。请求消息中包含了从下层 PCE 处得到的下层 LSP 的路由;
- h) H2 为下层 LSP 发起建立信令;
- i) 如果下层 LSP 建立成功, H2 将 LSP 建立完成及相应的通道信息通知给 VNTM;
- j) H2 将新的 LSP 作为 TE 链路在上层网络路由实例中广播;
- k) VNTM 通知 NMS 下层 LSP 已建立, NMS 收到新 TE 链路的广播;
- l) NMS 再次请求 H1 建立 H1 和 H4 之间的上层 LSP;
- m) H1 请求上层 PCE 计算路径, 并得到上层路由 H1-H2-H3-H4, 其中所有的跳都是严格的;

- n) H1 用计算出的路径 H2-H3-H4 发起上层 LSP 建立信令。

C.3 层间 PCE 功能

C.3.1 PCC-PCE 通信功能

C.3.1.1 层间路径计算控制功能

层间路径计算控制。在 PCC 发往 PCE 的请求中,应指出是否允许层间路径计算。如果没有这样的指示,那么缺省的情况下不允许层间路径计算。因此 PCC 发给 PCE 的请求消息,应支持该指示。

C.3.1.2 路径计算类型控制功能

路径计算类型控制。PCE 计算并返回一条路径给 PCC,当 PCE 的计算结果转化为 RSVP-TE 中使用的 ERO 后,PCC 就可以使用它建立一条高层或下层 LSP。PCE 可计算并返回以下两种路径:

- 单层路径:PCE 计算一条仅包含同一层 TE 链路的路径;
- 多层路径:PCE 计算一条包含不同层 TE 链路的路径。

因此,PCC 应控制 PCE 计算的路径类型。PCC 根据技术或策略上的原因,需要实现路径计算控制,要求 PCEP 按照 PCC 选择的路径类型发送计算结果。可指定的路径类型包括:

- 由严格跳构成的单层路径,此路径可能包括虚拟 TE 链路;
- 由松散跳构成的单层路径;
- 多层路径:可以包括一个或多个还未建立的下层路径,可以由严格跳或松散跳构成。

PCE 给 PCC 的路径计算应答中,应报告计算结果的路径类型,并且在返回多层路径时,PCEP 应包含待建立的下层路径。

如果 PCE 给 PCC 的响应消息中携带了一条多层路径,那么上层 LSP 的信令可以触发下层 LSP 的建立(即:嵌套信令)。嵌套信令可能会增加上层连接建立的等待时间。上层 LSP 的源端 LSR 或 PCC,需要知道嵌套信令是否是必需的。

PCC 发往 PCE 的请求中,应指示出是否支持嵌套信令,具体包括以下几种情况:

- a) PCE 发往 PCC 的响应中,应指示出路径计算是否使用了嵌套信令。层间约束的传达;
- b) PCC 发往 PCE 的请求中应支持包含多层路径约束条件,主要包括:
 - 1) 控制路径计算可以、应、或禁止包含某一网络层次,甚至可能需要约束穿越的层边界数目(即:在端到端路径上执行适配的次数)。
 - 2) 端到端路径上穿越的层边界数目最小,并支持上报穿越的层边界数目机制。

路径计算请求应允许在不同网络层次之间应用不同的约束条件。例如,在分组交换网络中,可以使用测量延时的 IGP 参数按最小延时对路径进行优化;同时下层 TDM 网络中的路径可按最小跳进行优化。

C.3.1.3 适配功能

路径计算请求应能够指示在处于计算中的下层 LSP 端点处期望的适配功能。这对处于多个层网络中的入口和出口 LSR 不能进行所有适配的情形尤其重要。

C.3.1.4 PCE 间的协作

当每个层都由一个 PCE(即:只能访问本层的拓扑信息)控制时,这些 PCE 需要协作以执行层间路径计算。在这种情形下,进行层间路径计算时需要 PCE 之间的通信。作为客户的 PCE 定义了 PCC。PCC-PCE 之间的通信协议应允许多个 PCE 层间路径计算的请求和响应。

C.3.1.5 层间多样性路径

PCE 通信协议应允许层间路径的多样性计算。从 PCC 到 PCE 的请求应支持包含多个路径请求,以及在每个层上期望的多样性约束,包括:链路分离、节点分离和 SRLG 分离。

C.3.1.6 PCE 功能和策略控制功能

PCE 功能和策略控制功能包括:

- PCE 可提供层间路径计算的使能/禁止功能。一个具有层间路径计算能力的 PCE 不具备向外通告这个能力,只有配置为知道此 PCE 及其层间计算能力的 PCC 才可以使用此 PCE。
- 层间路径计算可以受策略的支配,一个 PCE 可能向一些 PCC 隐藏自身的层间计算能力,因此不会通过发现协议通告或者 PCEP 能力交换报告向这些 PCC 通告。此外,PCE 还可以通过一些策略拒绝某些 PCC 的层间路径计算请求。

C.3.1.7 连通性检测

层间路径计算需要在 PCE 之间建立更加紧密的合作,因此,PCE-PCE 之间的连通性检测将应用于每次 PCEP 通信。特别是,当请求在多个 PCE 之间转发,PCC 和第一个 PCE 都不能监测所有 PCE-PCE 之间的连接时,需要依赖于每一个 PCE 执行连通性检测来保障 PCEP 请求的正确执行。

C.3.2 发现功能

当存在多个不同功能的 PCE 时,PCC 需要选择一个或多个适合的 PCE。因此,PCE 的发现机制应支持发现 PCE 的详细功能。PCE 发现功能要求 PCE 能够广播如下和层间路径计算相关的功能信息:

- 是否支持层间路径计算;
- 是否支持单层/多层路径;
- 是否支持层间约束;
- 是否支持适配能力;
- 是否支持 PCE 间的通信;
- 是否支持层间多样性路径计算。

C.3.3 路由功能

基于 PCE 的层间路径计算,包括依靠一个或多个 PCE 来进行跨层的端到端路径计算。当 PCE 具有多层拓扑信息并能通过所有层的拓扑直接计算跨层的端到端路径时,层间路径计算可以依靠单个 PCE 路径计算实现。当层间路径计算需要通过多 PCE 计算实现时,每个 PCE 都只具有一层或部分层次的拓扑信息,而不是所有层的信息,多个 PCE 需能够合作计算出端到端路径。

例如一个两层网络,高层网络是基于分组的 IP/MPLS 网络,低层网络是光网络。一个高层网络的入口 LSR 试图跨越低层网络向同处高层的出口 LSR 建立一条 LSP,从而在高层网络需要一个路径。然而,假设在边界 LSR 之间没有 TE 链路,这些边界 LSR 分布在高层网络与低层网络的交界处,入口 LSR 对低层没有拓扑可视性。如果高层收到一个单层路径计算请求,那么路径计算会失败。另一方面,层间路径计算可以在高层提供一个路由和建议,将高层和低层都当做 TE 拓扑,从而让低层 LSP 在边界 LSR 之间建立。

由此可见,通过一个 PCE 或多个 PCE 之间的交互能够完成单层或跨层路径的计算。但是,每个层的 PCE 应相互交换路径计算结果才能使跨层的端到端路径计算成为可能。

MLN/MRN 路由功能要求支持客户层 TE 链路的属性继承,其规则应基于特定的策略,需要特别注意的是 TE 权重、保护属性和 SRLG 属性的继承。PCE 可以在路由查询的应答消息中,将计算出的

路径中包含的 FA-LSP 上各链路的属性信息返回给发起查询的上层首节点。上层首节点将各链路信息一直转发到 FA-LSP 的首节点。FA-LSP 的首节点根据上游节点发来的 path 消息中携带的 FA-LSP 上各链路的属性信息,构造并保存 FA 的属性,且通过 path 消息将该 FA 的属性信息发送到 FA-LSP 的尾节点; FA-LSP 上的尾节点从 path 消息中获取该 FA 的属性信息并保存。

C.4 域间 TE 链路信息获取

C.4.1 概述

采用 PCE 协作方式解决域间路径计算时,不论采用何种算法,都涉及到域间链路的处理。也就应知道链路的属性信息,以符合计算的约束要求。

C.4.2 路由协议扩展

针对域间链路信息的获取,OSPF 进行了以下协议扩展:

- a) Remote AS Number sub-TLV。图 C.9 为 Link ID sub-TLV 中扩展 Remote AS Number sub-TLV,其 TLV type 是 21,用于广播域间链路,Remote AS Number 指示域间链路的邻居 AS 编号。

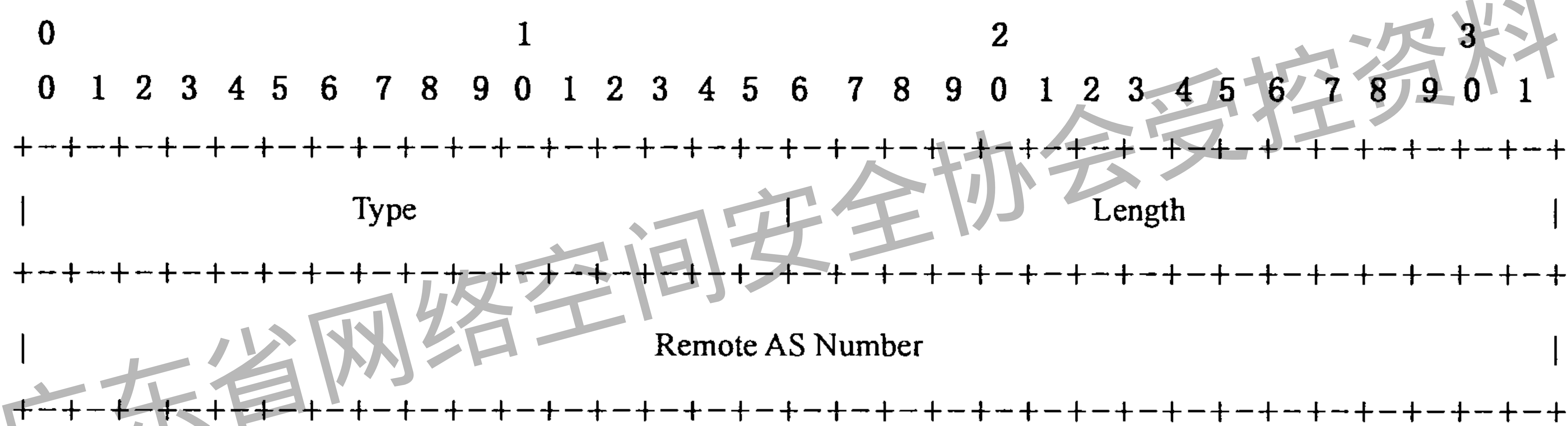


图 C.9 Link ID sub-TLV 中扩展 Remote AS Number sub-TLV

- b) IPv4 Remote ASBR ID Sub-TLV。图 C.10 为 IPv4 的 Remote ASBR ID sub-TLV,其 TLV type 是 22,在 OSPFv2 洪泛时如果邻居 ASBR 含一个 IPv4 地址,则应包含 IPv4 Remote ASBR ID sub-TLV。如果邻居 ASBR 没有 IPv4 地址,则应包含 IPv6 Remote ASBR ID sub-TLV。在 OSPFv2 or OSPFv3 的 Link TLV 中都可能同时有 IPV4 和 IPV6 Remote ASBR ID。

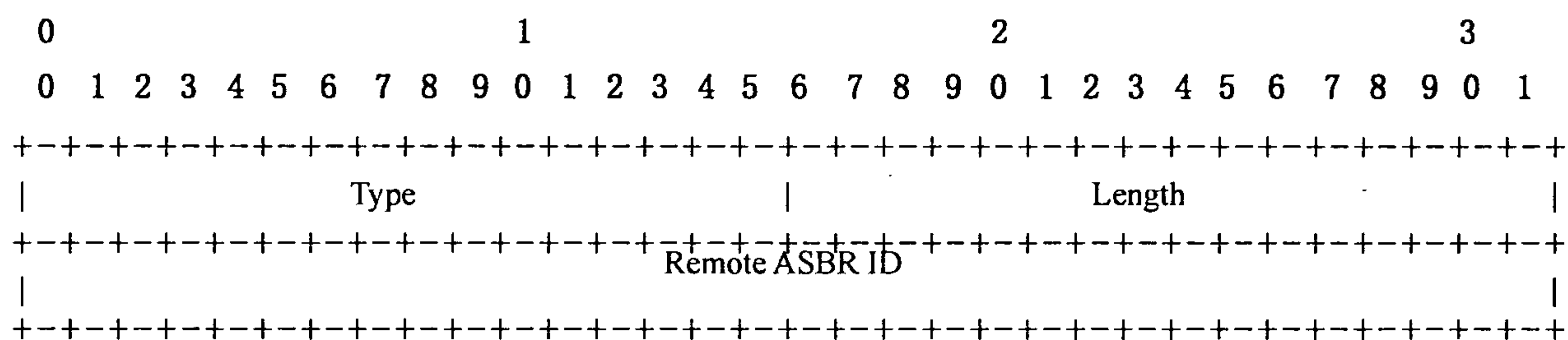


图 C.10 IPv4 Remote ASBR ID Sub-TLV

- c) IPv6 Remote ASBR ID Sub-TLV
IPv6 Remote ASBR ID Sub-TLV 格式见图 C.11。

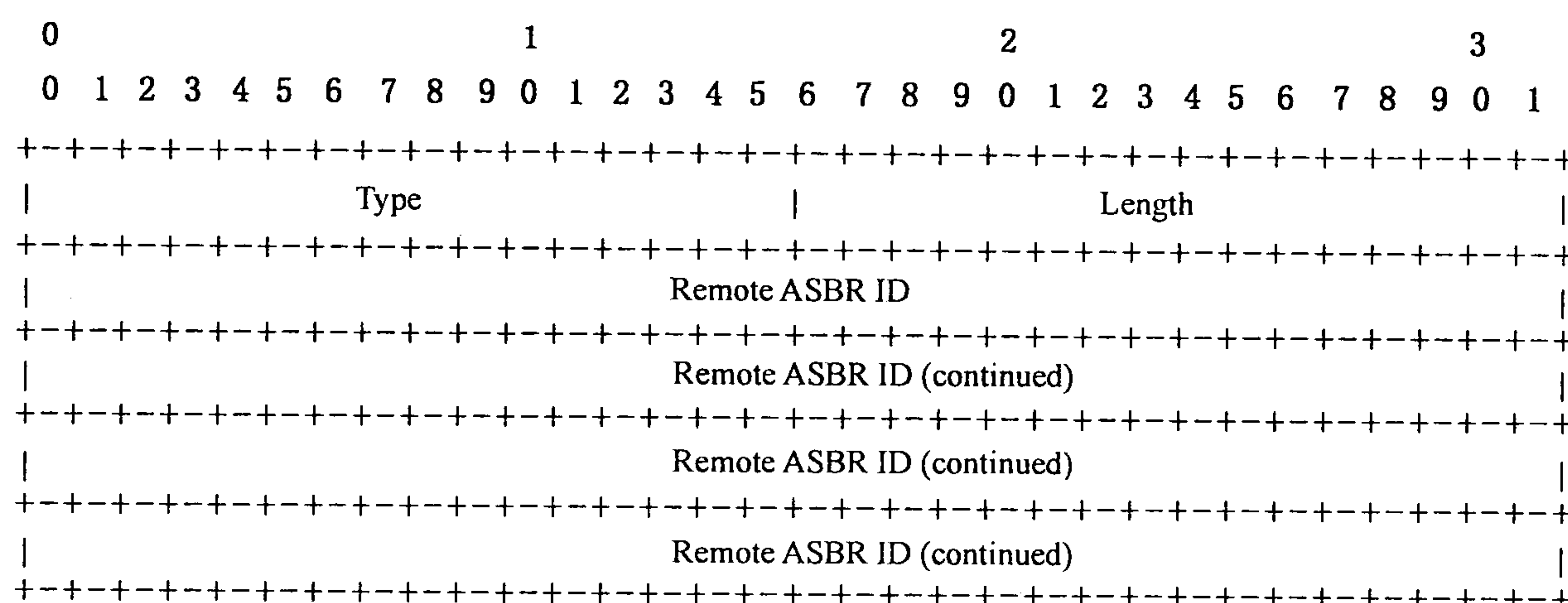


图 C.11 IPv6 Remote ASBR ID Sub-TLV

各标志位的详细含义如下：

- IPv6 Remote ASBR ID sub-TLV 的 TLV type 是 24, 在 OSPFv3 洪泛时如果邻居 ASBR 含一个 IPv6 地址则应包含 IPv6 Remote ASBR ID sub-TLV, 如果邻居 ASBR 没有 IPv6 地址, 则应包含 IPv4 Remote ASBR ID sub-TLV。
- OSPF 的洪泛范围策略可由支持 inter-AS TE link 洪泛的 ASBR 提供, 当 inter-AS TE link 在 ASBR 所属的单个 IGP AREA 范围内洪泛时, 应使用 Type 10 Opaque LSA; 如果打算洪泛到 AS 中的所有路由器(包括 ASBR 和 PCE), 可以使用 Type 11 Opaque LSA。
- inter-AS TE link UP 时, ASBR 应使用 OSPF-TE 扩散此链路, inter-AS TE link DOWN 或禁止时, ASBR 应当撤销扩散。当 TE 参数改变时, ASBR 应重新洪泛此链路。ASBR 广播的信息包括它知道的链路的 TE 能力、当前状态、使用情况和在 ASBR 上配置的远端域编号和 TE 远端 ROUTER ID。其余路由器收到 inter-AS TE link 洪泛信息后不会当作域内链路一样使用, 因为 LINK TYPE 为未知值, 因而这些路由器将忽略这些信息并继续洪泛此 LSA。

C.5 PCEP 协议扩展

C.5.1 概述

针对层间路径计算的 PCEP 扩展, 定义了三个新的对象: INTER-LAYER 对象、SWITCH-LAYER 对象和 REQ-ADAP-CAP 对象。同时, 也定义了一个新的 METRIC 类型。

C.5.2 INTER-LAYER 对象

INTER-LAYER 对象是一个可选的对象, 可用在 PCReq 和 PCRep 消息中。

在 PCReq 消息中, INTER-LAYER 表示是否允许层间路径计算和触发信令(依据物理网络拓扑决定使用 IETF RFC4206 中的层次 LSP 或 IETF RFC5150 中的缝接 LSP)。如果 PCReq 中没有 INTER-LAYER 对象, PCE 应按显示的不接受(I-bit 设为 0, 见下面的定义)层间路径计算来处理。

在 PCRep 消息中, INTER-LAYER 表示执行了层间路径计算, 以及是否使用了触发信令。

当 PCReq 中包含多个间层路径计算请求, 每个请求中都要使用一个 INTER-LAYER 对象; 且在 PCRep 应答消息中, 每条路径中也要使用一个 INTER-LAYER 对象。

INTER-LAYER 对象-Class 将被 IANA 赋值(推荐值=18)。

INTER-LAYER 对象-Type 将被 IANA 赋值(推荐值=1)。

INTER-LAYER 对象体的格式如图 C.12 所示:

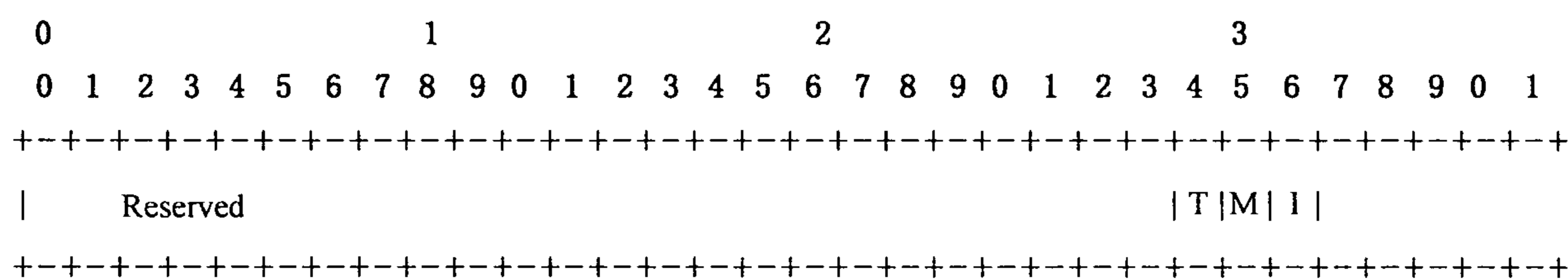


图 C.12 INTER-LAYER 对象体格式

各标志位的详细含义如下：

I 标志位(1 比特):PCC 在 PCReq 中使用 I 标志指示 PCE 是否需要计算层间路径。当 I 标志设为 1 时,PCE 执行层间路径计算并返回一条层间路径。当 I 标志为 0 时,表示不需要层间路径计算,返回的路径中决不能是层间路径。

PCE 使用 I 标志指示 PCC 返回的路径是否为层间路径。当 I 标志为 1 时,返回的路径为层间路径。当 I 标志为 0 时,表示返回的路径为单层路径,这可能是因为没有使用层间路径计算,或者使用了层间路径计算,但却找到了单层间路径。

M 标志位(1 比特): PCC 在 PCReq 消息中使用 M 标志位,表示请求的是单层路径或多层路径。PCE 使用 M 标志,来指示返回的路径是单层路径还是多层路径。当设置了 M 位(即 M 位置 1),表示 PCC 请求多层路径;当 M 位置 0 时,表示 PCC 请求单层路径。如果 I 标志位置 0,M 标志没有意义,在处理时应忽略。

T 标志位(1 比特):

PCC 使用 T 标志指示 PCE 是否允许触发信令。当 T 标志设为 1 时,表示允许触发信令。当 T 标志设为 0 时,表示不允许触发信令。

PCE 在 PCRep 中使用 T 标志来指示 PCC 是否需要触发信令来支持返回的路径。当 T 标志设为 1 时,表示需要触发信令。当 T 标志设为 0 时,表示不需要触发信令。

如果 I 标志为 0,那么 T 标志就没有任何意义,在处理时应被忽略。

I 标志位和 M 标志位区别如下:

——当 I 标志位置 0 时,路径计算时不能使用虚拟 TE 链路。此外,也不能使用跨越下层网络的松散跳。只可使用同层的常规链路。

——当 I 标志位置 1,M 标志位置 0,T 标志位置 1 时,路径计算时可使用虚拟 TE 链路。当 RP 对象中 O 标志位置 1 时,可使用跨越下层网络的松散跳。

——当 I 标志位置 1,M 标志位置 0,T 标志位置 0 时,由于不允许触发信令,路径计算时不可使用虚拟 TE 链路。此外,也不能使用跨越下层网络的松散跳。这等于 I 标志位置 0 的情形。

INTER-LAYER 对象中的 Reserved bit 在传送时应当设为 0,在接收时应当被忽略。一个 PCE 向其他 PCE 转发路径计算请求时,应在它发送的 PCReq 中保持 Reserved bit 不变,在它向 PCC 发送响应时,也应保持不变。

C.5.3 SWITCH-LAYER 对象

SWITCH-LAYER 对象是可选的,它用在 PCReq 中指示一条路径必须,或禁止通过的交换层。只有在 PCReq 中使用了 INTER-LAYER 对象时,PCReq 中才可以使用 SWITCH-LAYER。

PCRep 中可选用 SWITCH-LAYER 对象,在路径计算失败时,一起使用 SWITCH-LAYER 和 NO-PATH 对象表示不能满足的约束条件。

SWITCH-LAYER 对象-Class 被 IANA 赋值(推荐值=19)。

SWITCH-LAYER 对象-Type 被 IANA 赋值(推荐值=1)。

SWITCH-LAYER 对象体的格式如图 C.13 所示:

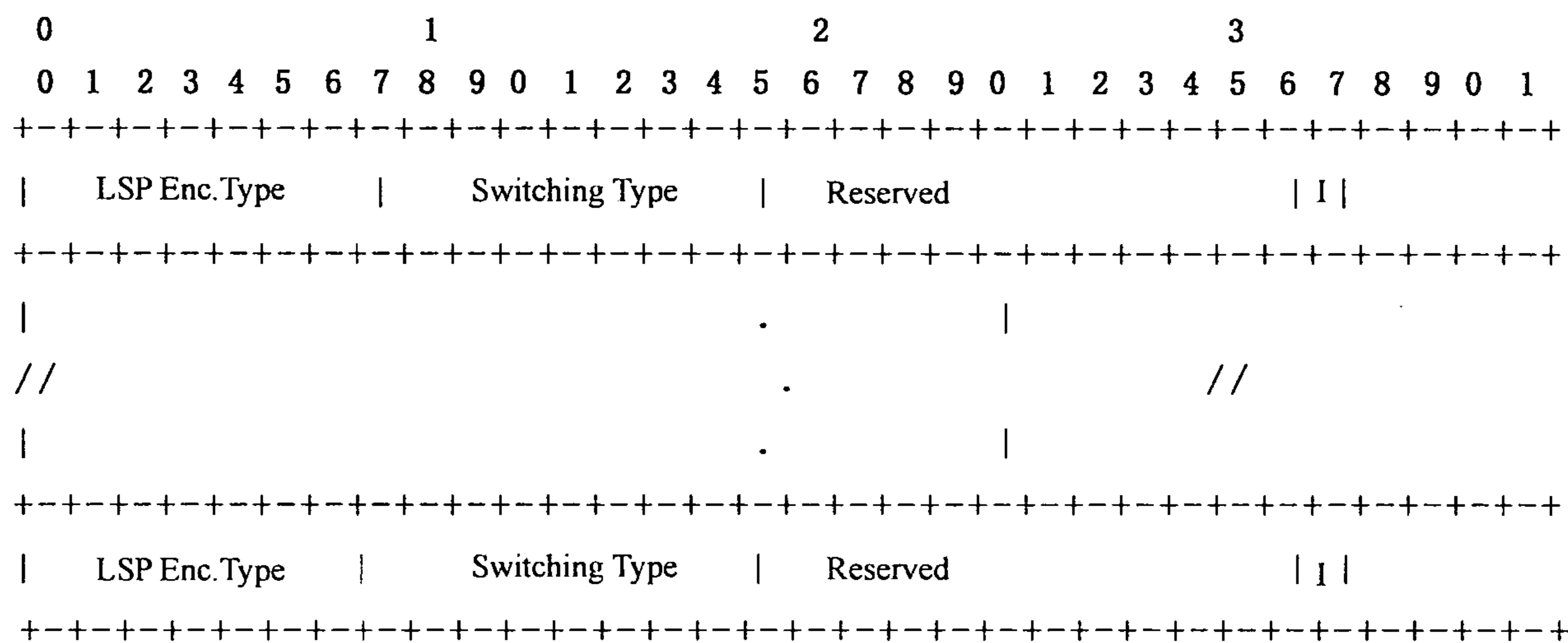


图 C.13 SWITCH-LAYER 对象体格式

各标志位的详细含义如下：

- LSP 编码类型(8 比特)：参见 IETF RFC3471 中对参数的描述。
- 交换类型(8 比特)：参见 IETF RFC3471 中对参数的描述。
- I 标志位(1 比特)：I 标志指示的是计算出的路径能否使用指定的交换类型和编码类型。当 I 标志为 1 时，表示计算出的路径应穿过和指定的交换类型和编码类型对应的层。当 I 标志为 0 时，表示计算出的路径绝对不能进入或穿过和指定的交换类型和编码类型对应的层。

如果 PCC 只想指定 Switching Type，而不指定 LSP Encoding Type 时，将 LSP Encoding Type 设为 0。

C.5.4 REQ-ADAP-CAP 对象

REQ-ADAP-CAP 对象是可选的，用它来指定为下层 LSP 两端点请求的适配能力。当负责计算上层路径计算的 PCE 作为 PCC 向负责下层路径计算的 PCE 发起请求时，可在 PCReq 中使用 REQ-ADAP-CAP 对象。

在路径计算失败时，PCRep 中可使用 REQ-ADAP-CAP 对象。此时，PCRep 对象也带有 NO-PATH 对象，REQ-ADAP-CAP 用来指示不能满足的约束条件。

在单层网络中，也可在 PCReq 中使用 REQ-ADAP-CAP 对象来指定 LSP 两个端点的适配能力。此时，不必同 INTER-LAYER 对象一起使用。

REQ-ADAP-CAP 对象-Class 被 IANA 赋值(推荐值=20)。

REQ-ADAP-CAP 对象-Type 被 IANA 赋值(推荐值=1)。

REQ-ADAP-CAP 对象体的格式如图 C.14 所示：

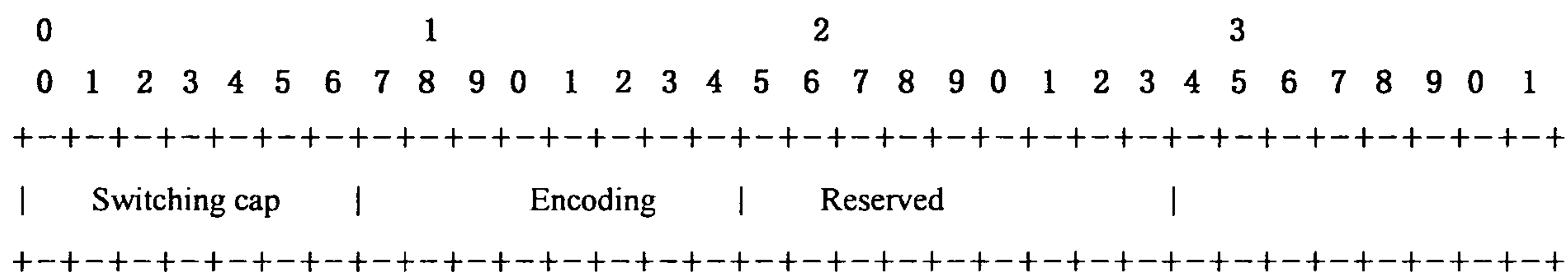


图 C.14 REQ-ADAP-CAP 对象体格式

各标志位的详细含义如下：

- 交换能力(8 比特)：参见 IETF RFC4203 中的描述。
- 编码(8 比特)：参见 IETF RFC3471 中的描述。

如果 PCC 只想指定 Switching Capability，而不想指定 Encoding 时，应将 Encoding 设为 0。

C.5.5 新的 METRIC 类型

为了支持多层多域网络,在 PCEP 的 METRIC 对象中定义了一种新的类型——type11,用于表示路径中的适配数量(Number of adaptations on a path)。

广东省网络空间安全协会受控资料

广东省网络空间安全协会受控资料

中华人民共和国
国家标准
自动交换光网络(ASON)技术要求
第10部分:多层多域控制平面
GB/T 21645.10—2017

*

中国标准出版社出版发行
北京市朝阳区和平里西街甲2号(100029)
北京市西城区三里河北街16号(100045)

网址 www.spc.net.cn
总编室:(010)68533533 发行中心:(010)51780238
读者服务部:(010)68523946

中国标准出版社秦皇岛印刷厂印刷
各地新华书店经销

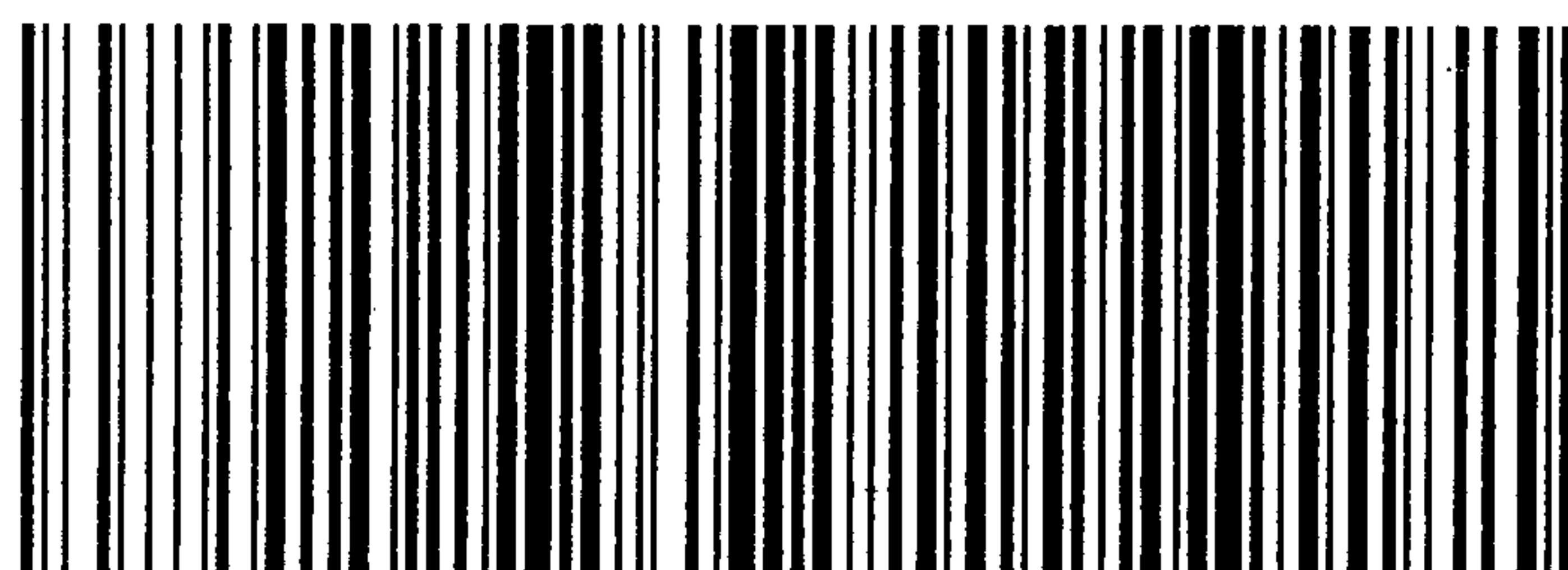
*

开本 880×1230 1/16 印张 3.75 字数 105 千字
2017年5月第一版 2017年5月第一次印刷

*

书号: 155066·1-56440 定价 51.00 元

如有印装差错 由本社发行中心调换
版权专有 侵权必究
举报电话:(010)68510107



GB/T 21645.10-2017