

多层网络抗毁机制的研究^{*}

Study of the Survivability Mechanism for Multi-layers Networks

石 兵^{1,2} 闵 帆¹ 周明天¹ 李兴明²

(电子科技大学 成都610054)¹(大唐电信光通信分公司 成都610062)²

摘 要 本文对基于共享备用容量的多层网络抗毁机制进行了研究,提出基于上层通路恢复的下层恢复策略和整数规划模型,这种方式可以有效地解决备用容量在上下层间的共享和动态移动问题,模型的实验数据证明了它的有效性。

关键词 抗毁,通路恢复,整数规划,共享

1. 前言

随着通信技术的发展,宽带通信网络可以传送多种不同类型的业务,同时通信网络必须能够高效地对具有不同 QoS 的业务提供支持。ATM, SDH, DWDM 技术在传送网络中的应用,使得通信量不断向高容量的少量设备集中并使网络故障的影响比以前更为严重。对不同传送网络技术下的抗毁网络的结构和恢复策略已进行了广泛的研究^[6]。对网络生存性的已有研究成果主要集中在针对某一网络技术(SDH, ATM, DWDM)的某一网络结构(环网, mesh 网)上的保护和恢复机制协议上,但多层抗毁策略的协调工作对现代通信网络也十分重要,其主要目标是优化网络的资源和增加网络的整体抗毁能力。在理想的情况下,不同的机制相互补充,共享备用资源。

2. 多层网络的协调恢复策略的基本思想

在欧共体 1994 年 1 月开始实施的 RACE 计划的 IMMUNE 项目中,关于多层网络协调抗毁(escalation)主要涉及到不同网络层和子网间恢复机制的交互功能^[1]。在研究多层恢复策略时,要求明确当故障发生后,应由哪个网络层来负责恢复以及如何协调层间的恢复机制。目前提出了两种方式:(1)自下而上的互连:首先启动层次尽可能低的恢复机制,在高故障源层最近的地方进行故障恢复。使用这种方式,要仔细设计下层恢复和上层恢复机制之间的协调。避免在下层进行故障恢复的同时又触发上层的恢复机制,造成资源竞争。当下层恢复超时,或无法在下层网络中进行恢复,再启动上层的恢复机制。(2)自上而下的互连:网络出现失效,总是先启动尽可能高层的恢复机制,业务流总是在其注入网络的那层进行恢复。例如:在 SDH/WDM 的网络中, WDM 网络的本地业务,在 WDM 层进行恢复,而 SDH 业务,在 SDH 层进行恢复。由于高层的恢复方案可以对低层的故障进行恢复,避免了不同方案之间实现互连的复杂性。其不足之处在于:一个下层的故障可能使很多的上层业务受到影响。这种情况下,需要对上层的业务的映射进行精心的设计^[6],以便减少下层故障对上层业务的影响。

在传统的多层网络规划设计中,各层独立地进行备用容量的规划,然后上层将此层的工作和备用需求一起作为提交给下层的业务量,然后进行下层的规划设计,下层按照同样的

方式针对不同的抗毁要求进行网络的规划和设计。如果每层网络的容量利用率定义为: $P_n = \text{工作容量} / \text{总容量}$ 的比率;那么从整体上看,在这种影射方式下,总的网络容量利用率将变为: $P_{\text{总}} = P_1 * P_2$ (p_1, p_2 分别代表上层和下层的容量利用率)。下层的备用容量不能用于上层的故障恢复,同理上层的备用容量也不能被下层使用。

文[7]中,提出了多层共享备用资源(common pool)的思想,这种策略,只将上层的业务容量作为提交给下层的业务,而将上层的备用容量影射到下层的备用容量上。上层的备用容量作为下层备用容量上的可抢先业务,当下层发生故障时,下层的备用路由将占用下层的备用容量,并将抑制上层进行相关的恢复动作。如果上层发生故障,启用了备用通路,下层的恢复路由将抢占此备用容量,并将上层业务阻塞。单独的上、下层故障,可以 100% 得到恢复。文[7]中,对下层为 SDH、上层为 ATM 的 MESH 网络进行了备用容量的规划计算,结果显示在 SDH 层备用容量的使用比单独使用 SDH 恢复时增加很少。但需要增加 ATM 层的备用容量,并且抗击同时上下层故障的能力有限。因此,更理想的方法是,在下层发生故障的同时,上层的恢复能力不受或少受影响。

在多层网络的环境中,下层网络的链路可能承载上层虚拓扑的多条链路,因此,下层的单一故障,可能影响上层的多条链路,造成上层网络拓扑结构改变,甚至有可能使上层网络分隔成互不相连的孤岛。在这种情况下,上层的主用通路和备用通路就可能由于下层的单一故障同时受损,无法在上层进行恢复。这就是下层故障的扩散。在进行多层网络的规划设计时,需要尽量克服故障的扩散。

有两种方式用于避免下层故障的扩散^[8],一种是在低层引入保护,使低层的故障对上层透明,在下层发生故障时,上层的网络拓扑结构不受到影响。这种方式需要下层拥有方便的保护倒换机制。此方法的主要优点是,保持了网络层间的独立性,设计和操作都相对简单。但需要下层具有双倍的资源冗余。第二种方式,通过联合的网络规划设计,在进行上层的通路规划的同时,兼顾下层的网络拓扑,使得下层的故障,不能同时影响到上层的工作通路和备用通路。这种方式容易进行优化设计,达到恢复性能和资源占用的优化结合^[4]。

从上面的论述可以看出,对于多层的协调恢复,如果下层提供快速的保护机制,层间不需要引入协调机制,但这种方式使得上下层的恢复机制重叠,资源利用率低。使用文[2,7]提

^{*} 本文工作受到四川重点科技攻关项目(BG05011)资助。

出的方式,可以有效地降低网络备用资源使用量,但需要使用下层对上层恢复的抑制机制。在本文中,我们对多层协调恢复机制的一个方面进行了研究,希望备用资源能够在层间共享,并且在一定的条件下,在层间移动。同时,在上层使用并发的基于通路的恢复措施。我们针对的网络模型是,上层为 SDH 的 MESH 网,下层为 WDM 的 MESH 网。第3节对此进行详细介绍,最后是总结。

3. 基于下层备用容量的上层通路恢复

我们所关注的问题,只是多层协调恢复的一个方面的问题,作为多层协调方案的一种补充另外增加一种灵活的选择。其实质是将故障集中在下层进行恢复。

3.1 网络模型

假设网络是 SDH/WDM 网络,一些节点只有 OXC 节点,而一些节点既有 OXC 又有 DXC 设备。下层为 WDM 的 MESH 网络,每个 OXC 可以进行完全的波长转换。上层的 SDH 网络的交叉连接单位为 VC-4,在单链路和单节点故障情况下,可以通过层间的恢复请求,在下层进行100%的恢复。上层的 DXC 设备通过下层的虚波长通路连接。一个波长通路的容量可以是 SDH 容量粒度的1.4倍或者更高。

假设在 WDM 层使用基于链路的恢复策略对下层的单链路故障进行恢复,在上层保留基于通路的恢复机制,并且在检测到故障后受损通路将沿路释放占用的上层资源,然后在上下层间进行并行的恢复。如果上层能够恢复,则将下层的恢复终止或者释放。下层将区分上层和下层的恢复请求,并给予下层恢复更高的优先权。

在进行网络的恢复设计时,应该对网络的备用容量进行规划,以便在设定的网络故障情况下,可以对受损业务进行恢复,并且使备用容量的需求量最小。那么,在上述恢复假设条件下,其备用容量的规划可以作为整数线性规划模型进行描述。

3.2 问题描述

在本小节,我们对上述问题使用整数线性规划模型进行描述,假设上下层网络拓扑和业务量矩阵已经给定,并且依据一定的规则,对上层业务进行了业务规划,并且将上层的业务分配映射到下层的网络中,同下层的本地业务一起构成了下层的总业务量矩阵,在此基础上,依据相应的规则,计算出了总的业务在下层的分配。在此使用以下的符号定义:

$G(N, L)$:代表下层的 WDM 网络拓扑, N 代表 OXC 节点集合, L 代表 WDM 网络的边集合。

W_j :代表链路 j 上的业务量。

S_j :代表链路 j 上的备用容量。

R_i^j :代表在下层链路 j 故障情况下,节点对 i 间的满足条件的可选路由集合。

$End(j)$:代表链路 j 的端节点。

$G'(N', L')$:代表上层 SDH 子网的网络拓扑, N' 代表 SDH 层的 DXC 节点集合, L' 代表 SDH 网络的边集合。 N' 是 N 的一个子集。

节点对编号从1到 $N'(N'-1)$ 。

W_j^I :代表上层发生故障 J 时的第 I 对节点对间需恢复的业务容量。

$f_{i,j}^{m,k}$:代表在下层链路 I 发生故障后,链路 I 端节点对间第 M 条可选路由承担的恢复容量。

$f_{i,j}^{m,k}$:代表在下层链路 I 发生故障,上层发生 J 故障后,

节点对 K 间的第 M 条可选通路所承担的恢复容量。

$\alpha_{i,j}^m, j=1$:代表在下层链路 I 发生故障的情况下,链路 I 的端节点对的第 M 条恢复路由经过链路 j ; $=0$, 表示不经过。

$\alpha_{i,j}^{m,k}=1$:代表在下层链路 I 发生故障的情况下,上层发生故障 J , 节点对 R 间的第 M 条恢复路由经过链路 k ; $=0$, 表示不经过。

按以上假设得到如下线性规划的表达式:(假设单位容量费用相等为1,恢复率为100%)

$$\text{目标函数为: } \min \left\{ \sum_{j=1}^L S_j \right\} \quad (1)$$

限制条件为:

$$\sum_{m \in R_i^{m, \text{End}(j)}} f_{i,j}^m \geq W_i, \quad i=1, \dots, L \quad (2)$$

$$\sum_{m \in R_i^{m, T}} f_{i,j}^{m, T} \geq W_i^T, \quad i=1, \dots, L, j=1, \dots, M', T=1, \dots, N'(N'-1) \quad (3)$$

$$\sum_{m \in R_i^{m, \text{End}(j)}} \alpha_{i,j}^{m,k} \cdot f_{i,j}^m + \max_{k=1, \dots, M'} \left(\sum_{m \in R_i^{m, T}} \alpha_{i,j}^{m,k} \cdot f_{i,j}^{m, T} \right) \leq S_j, \quad \forall (i, j) \in 1, \dots, L, T=1, \dots, N'(N'-1) \quad (4)$$

$$f_{i,j}^{m,k}, f_{i,j}^m, S_j \geq 0, \text{ 且是整数} \quad (5)$$

在上述表达式中,式(2)表示对下层单链路故障的恢复。式(3)表示在下层发生单链路故障后,对上层的任意故障情况下的恢复。式(4)表示下层的备用容量要能够同时对下层和上层的故障进行恢复。式(5)表示恢复流,备用容量都是非负整数。

对于上述基于下层备用容量的上层通路恢复策略,有以下的一些特点:

- 与传统的方法相比较,上下层可以共享备用容量,可以减少备用容量的需求,这是因为在 SDH 网络层并不规划备用容量。从而避免了冗余保护的问题。

- 由于故障恢复请求都交给下层网络进行恢复,所以可以有效克服故障扩散的问题。可以对上下层同时故障进行恢复。

- 当上层发生故障并在下层进行恢复后,上层受损业务实际上就释放了一些上层资源,这可以看成是,下层的备用容量向上层的转移。在这种情况下,并不影响对下层故障的恢复,还增加了上层的使用容量。

这种方法的一些不足之处在于:

- 与 COMMON POOL 方法相比较,需要在下层准备更多的备用容量,对上层的受损通路进行恢复。并且由于上层的业务单位容量小于下层的业务单位容量,可能出现恢复的零头冗余。比如,为了恢复上层的一个 VC-4 的通路,可能需要增加下层的一条光通路。

- 需要在下层引入恢复的优先级别,以便使下层的故障获得优先的恢复。这是因为,如果对下层链路不能及时恢复,将触发更多的上层恢复请求,从而引起对备用资源的竞争。增加网络的拥塞。

3.3 网络规划的研究

我们采用文[7]中的网络模型,其上下层网络拓扑如图2、图3所示。

其业务安排如下:分别在上下层安排均匀分布的业务量,然后根据最短路算法对业务量进行分配,再将上层的业务规划矩阵按上下层节点的映射关系映射到下层的业务矩阵

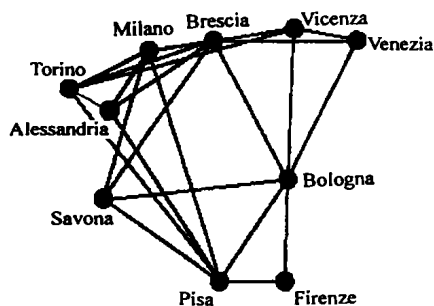


图2 上层网络拓扑



图3 下层网络拓扑

中,然后进行备用容量的规划。在进行备用容量规划时,分为两个阶段进行,第一阶段,在给定上下层联合业务分配矩阵和对下层单链路故障进行100%恢复条件下,对备用容量进行计算。对此问题的求解,可以通过专门的求解整数线性规划的软件如 LINGO 等进行求解,但要使用此工具求解,需要对节点对间的满足条件的备用路由进行事先计算。我们使用基于文[9]描述的算法思想自行编制的程序,使备用容量的计算同实际的动态恢复大体一致。恢复路由的可选路由的最大值设置为5。第二阶段,以此备用容量结果为基础,针对上下层的组合故障进行恢复,对总的备用容量进行计算,上层故障将在上层和下层同时进行恢复,并优先使用上层的恢复。整个过程分成两个阶段,在第一次备用容量规划的基础上,可以方便地了解,在进行第二次规划之前,下层的备用容量可以同时提供给上层进行恢复的百分比率。我们对给定的网络拓扑分别对上层和下层指定如下的本地业务,上层的均匀分布的业务量(以

VC-4为单位)分别为:180和360个单位。下层以波长为单位的业务量分别为:78,156,234。上下层业务单位的粒度比例分别设置为1:1或1:4,即是 SDH 层的交叉粒度为 VC-4,而 WDM 的一个波长通道的容量为155Mb/s,或622Mb/s。

表1 不同业务分布情况下的备用容量使用情况

下层业务量 (波长)	78				156				234			
单位容量比 例(下/上)	1		4		1		4		1		4	
上层业务 量(VC-4)	180	360	180	360	180	360	180	360	180	360	180	360
分配业务总 量(波长)	815	1423	359	511	1022	1630	566	718	1229	1837	773	925
恢复下层 故障所需 备用容量	1006	1776	431	620	1240	2011	681	862	1482	2238	931	1112
恢复上下 层故障所需 备用容量	1275	2257	504	762	1524	2550	754	1008	1766	2806	1004	1258
备用容量增 加率(%)	26	27	16	22	22	26	10	16	19	25	7	13

从以上结果可以看出,在下层本地业务量较小的情况下,上层业务对总的备用容量的影响较大,但上层业务量的容量的增加,对备用容量增加的增益较小。而在上层的业务量较大的情况下,上下层单位容量的比例越大备用容量的增加越小,但备用容量随着上层业务量的增加,其增量增益越大。这说明在本例情况:下层的网络连通度比较低,平均节点度 $D=2.5$,而上层网络的连通,其平均节点度 $D=4.6$ 较大的情况下,在下层本地业务量较大的情况下,网络容量利用更高,但增加上层网络的业务量,将导致网络容量利用率的更快下降。

小结 本文对 SDH/WDM 的 MESH 网络环境下,基于共享备用容量的一种恢复方式进行了研究。从全局方式的网络抗毁角度看,这种基于下层网络恢复机制的策略,可以作为一种补充机制,它可以在一定程度上动态地在上下层间调整网络的备用容量,为上层的网络业务提供一种疏导的手段。

(下转第112页)

(上接第144页)

对于采取会话窃取攻击的被攻击者来说,他感受到的也仅仅是连接异常中断,并不影响下一次的连接。因此,会话窃取的攻击手法较一般的攻击手段来得更隐蔽。

通过 TCP 协议传输会话窃取的手段虽然隐蔽,但仍有“马脚”可查。为了造成同步缺失状态,会产生大量的 ACK 报文,理论上 ACK 报文的多少与滑动窗口的大小成正比,在10 BASE-T 的网络条件下,滑动窗口的大小通常为4096位。在同步缺失状态下,当 SERVER 方收到了一个不可接受的数据报文后,会回应一个 ACK 报文要求所需要的分组报文。而这个报文会对于 CLIENT 来说同样是不可接受的,CLIENT 方也会回应一个 ACK 报文要求所需要的分组报文。如此反复,在网络通信中形成 ACK 风暴,又必然最终造成网络拥塞,网络拥塞一定会造成数据丢失。一旦有一个 ACK 报文丢失,整个 ACK 风暴即告结束。当然攻击者可以介入 ACK 应答,防止 ACK 风暴发生。因此加强对网络中的 ACK 风暴的监测,这也是防止会话窃取的重要手段。

因为攻击者伪造了合法用户的 TCP 报文,可通过防火墙的检测,而攻击的基础是网络监听,监听之后伪造用户报文是因为用户数据的明文传送为攻击者分析用户数据报文提供了极大的方便,因此最好的防范手段是谨慎使用未经加密的 TCP 应用。此外利用 IPSec,VPN 技术建立通信双方的通信加密数据通道可以有效地防止攻击者对数据报文的监听分析,从而防止攻击者利用伪造的数据报文展开攻击。

参考文献

- 1 Comer D E, Stevens D L. Internetworking With TCP/IP Vol I: Principles, Protocols, and Architecture (Third Edition). Prentice Hall
- 2 Comer D E, Stevens D L. Internetworking With TCP/IP Vol II: Design, Implementation, and Internals (Second Edition). Prentice Hall
- 3 Roberts D. Internet 协议手册. 海洋出版社, 1998
- 4 Meinel C P. 黑客如何侵入. 科学, 1998, 12, 44: 51
- 5 谢希仁, 陈鸣, 张兴元. 计算机网络. 电子工业出版社, 1998

va 编程语言进行了实现。

我们从多个网站随机抽取了一些网页,分别建立了包含50个网页信息和包含500个网页信息的实验数据库,然后使用本文提出的查询优化策略和 Stanford 大学的 Lore 系统中所采用的自顶向下查询策略进行了查询速度的比较,所得结果如图2所示。

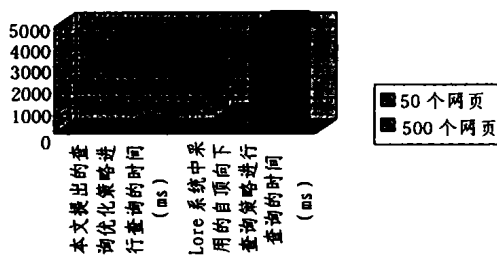


图2 测试结果比较

从图2可以看出:随着实验数据库中数据量的增加,本文提出的查询优化策略比使用 Lore 系统中所采用的自顶向下查询策略有越来越好的查询效果。因为随着实验数据库中数据量的增加,本文提出的查询优化策略进行查询的时间增加较少,而使用 Lore 系统中采用的自顶向下查询策略进行查询的时间增加较多。这主要是由于 Webmanager 系统使用了一些索引优化策略,在此基础上,还给出部分基本查询操作的优化算法的缘故。如在选择操作中运用了链接索引和值索引相结合的优化算法 Linkvalue,使得查询数据的速度明显加快。又如,将冗余的数据源结构进行归并,减少了数据冗余,也提高了查询速度。

结束语 鉴于异构数据源集成,特别是 Internet 中出现的大量难以存储的信息,本文提出了利用多 Agent 技术对 Internet 上的信息进行管理的系统模型 Webmanager。该模型是将半结构化数据和结构化数据分开进行处理,半结构化数据存放在 OEM 模型中,结构化数据仍保存在关系模型中。这样可以充分利用关系数据库管理系统的查询能力,并且只需将关系数据库做少量修改,从而减少了系统开销。从已发表的一些国内外文献来看,虽然在此方面已做了一些工作,但是我们的系统是通过对一些关键技术的改进,从而使得系统的性能得到明显的提高。例如在路径索引优化技术方面,本文将挖掘技术运用到查询优化中,提出了基于关联规则的 Max-Min 算法以及使用 Hash-tree^[5]来实现路径索引的 Hashtree 算法。此外,还提出了一个实现链接索引和值索引相结合的优化算法 Linkvalue。在此基础上,本文给出归并、选择、投影等

部分基本查询操作的优化算法,从而大大提高了查询速度。目前该系统的设计思想已运用在国家863高科技项目“Java 开发环境的开发”的研制过程中,并且这一项目已通过了国家863专家组组织的鉴定和验收。

进一步的工作包括如何更好地处理动态信息,以及当循环路径^[1]出现时,如何更好地进行处理。

参考文献

- Goldman R, Widom J. Approximate DataGuides. Proceedings of the Workshop on Query Processing for Semistructured Data and Non-Standard Data Formats, Jerusalem, Israel, January 1999
- Abiteboul S, et al. The Lorel Query Language for Semistructured Data. International Journal on Digital Libraries, 1997, 1(1): 68~88
- Papakonstantinou Y, Garcia-Molina H, Ullman J. Medmaker: A mediation system based on declarative specifications. In: Proc. ICDE Conf. 1996
- Goldman R, Widom J. Interactive Query and Search in Semistructured Databases. In: Proc. of the First Intl. Workshop on the Web and Databases (WebDB '98), Lecture Notes in Computer Science 1590, Springer-Verlag, Berlin, March 1998. 52~62
- Agrawal R, Srikant R. Fast Algorithms for Mining Association Rules. In: Proc. of the 20th Int. Conf. on Very Large Databases (VLDB'94), Santiago, Chile, Sep. 1994. 478~499. Expanded version available as IBM Research Report RJ9839, June 1994
- Atzeni P, Mecca G, Merialdo P. To Weave the Web. In: Proc. of the 23rd Intl. Conf. on Very Large Databases (VLDB'97), 1997
- Goldman R, McHugh J, Widom J. From Semistructured Data to XML: Migrating the Lore Data Model and Query Language. In: Proc. of the 2nd Intl. Workshop on the Web and Databases (WebDB '99), Philadelphia, Pennsylvania, June 1999
- McHugh J, et al. Indexing Semistructured Data: [Technical Report]. Stanford, Jan. 1998
- Spertus E, Stein L A. Squeal: A Structured Query Language for the Web. In: Proc. of the Ninth Intl. World-Wide Web Conf. Amsterdam, May 2000
- Konopnicki D, Shmueli O. WWW Information Gathering: The W3QL Query Language and the W3QS System. ACM Transactions on Database Systems, Sept. 1998
- Spertus E, Stein L A. Just-In-Time Databases and the World-Wide Web. In: Proc. of the Seventh Intl. ACM Conf. on Information and Knowledge Management, Nov. 1998
- Deutsch A, Fernandez M F, Suciu D. Storing semistructured data with STORED. In: Proc. of ACM SIGMOD Conf. on Management of Data, 1999. 431~442
- Florescu D, et al. Query optimization in the presence of limited access patterns. In: Proc. of ACM SIGMOD Conf. on Management of Data, 1999. 311~322
- Johnson T. Performance measurements of compressed bitmap indices. In: Proc. of the Int. Conf. on Very Large Data Bases (VLDB), 1999. 278~289
- Shanmugasundaram J, et al. Relational databases for querying XML documents: Limitations and opportunities. In: Proc. of the Int. Conf. on Very Large Data Bases (VLDB), 1999. 302~314
- Galhardas H, et al. AJAX: An extensible data cleaning tool. In: Proc. of ACM SIGMOD Conf. on Management of Data, 2000
- Buneman P, et al. Constraints for Semistructured Data and XML. SIGMOD Record, 2001, 30(1)
- 赵季红, 李增智, 曲桦. 多层传送网的生存性策略, 电信科学, 2000 (10): 14~17
- Wu T H. Emerging Technologies for Fiber Network Survivability. IEEE Comm. Mag., 1995, 33(2): 58~74
- Gryseels M, et al. Common pool survivability for meshed SDH-based ATM networks
- Crochat O, Boudec J Y L, Gerstel O. Protection Interoperability for WDM Optical Networks. IEEE/ACM Trans. on networking, 2000, 8(3): 384~395
- Grover W D, Bilodeau T D, Venables B D. Near Optimal Spare Capacity Planning In A Mesh Restorable Network, IEEE Globecom'91, pp2007~2012

(上接第134页)

参考文献

- Nederlof L, et al. End-to-End Survivable Broadband Networks. IEEE Comm. Mag., 1995 (Sep.): 63~70
- Gryseels M, et al. Common Pool Survivability for ATM over SDH Ring Networks. In: Proc. 8th Int'l. Symp. Network Planning, Sorrento, Italy, Oct. 1998
- Demeester P, et al. Resilience in Multilayer Networks. IEEE Comm. Mag., 1999 (Aug.): 70~76
- Keping L, Yuehui J, Shiduan C. A New SDH-Based ATM Network Survivability Escalation Mechanism. High Technology Letters, 2000, 6(1): 27~32