

网状 WDM 网中双链路失效的共享路径保护设计

郭 磊 虞红芳 李乐民

(电子科技大学宽带光纤传输与通信网技术重点实验室 成都 610054)

摘 要: 该文研究了 WDM 网状网中双链路失效问题, 在假定所有链路共享风险链路组(Share Risk Link Group, SRLG)分离的条件下, 提出了一种动态共享路径保护(Dynamic Shared-Path Protection, DSPP)算法。DSPP 能根据网络状态动态调整链路代价, 为每条业务请求选择一条最小代价的工作路由和两条最小代价且 SRLG 分离的保护路由。仿真表明, DSPP 不仅能完全保护双链路失效, 并且能在资源利用率、阻塞率和保护切换时间之间进行性能折衷。

关键词: 网状 WDM 网, 共享风险链路组, 双链路失效, 共享路径保护

中图分类号: TN913.24, TN929.1 **文献标识码:** A **文章编号:** 1009-5896(2005)06-0948-04

Shared-Path Protection Design for Double-Link Failures in WDM Mesh Networks

Guo Lei Yu Hong-fang Li Le-min

(Key Lab of Broadband Opt. Fiber Transm. & Comm. Networks, UEST of China, Chengdu 610054, China)

Abstract In this paper, a Dynamic Shared-Path Protection (DSPP) algorithm is proposed for double-link failures in WDM mesh networks on the condition that all links are assumed to be Share Risk Link Group (SRLG) disjoint. DSPP can dynamically adjust the link-cost according to the current state of the network, and it searches a minimum cost primary path and two minimum cost and SRLG-disjoint backup paths for each connection request. Under dynamic traffic with different load, the performances of DSPP have been investigated via simulations. The results show that DSPP not only can completely protect double-link failures but also can make the tradeoffs between the resource utilization ratio, blocking ratio, and protection-switching time.

Key words WDM mesh networks, Share risk link group, Double-link failures, Shared-path protection

1 引言

在波分复用(Wavelength Division Multiplexing, WDM)光网络中, 每条波长可以以高达上吉比特/秒的速率进行传输(如: OC-48, OC-192, OC-768), 链路(指光纤链路)失效将会导致大量业务的中断, 显然有必要对网络进行保护设计。传统的保护设计只研究了单链路失效的问题^[1-4], 主要的保护方案有专用路径保护、共享路径保护和共享链路保护。

随着网络用户不断增多, 网络承载的业务量越来越大, 网络规模也随之不断扩大; 各种异类网络的大量互联, 使网络结构也更加复杂。各种失效风险发生的可能性都大大增加, 发生双链路失效已经不能被忽略。各种各样新型业务的不断出现、应用和推广, 比如跨国公司间的生意洽谈、银行间的业务结算、电子商务等都不满足于单链路失效的保护, 而需要非常可靠的传输, 并且愿意为所受到的高质量的服务支付更多的费用。传统的只考虑单链路失效的保护设计, 已

经不能满足对双链路失效的完全保护, 因此双链路失效的保护设计已经成为网络生存性研究中必须考虑的问题。

文献[5]研究了双链路失效问题, 提出了一种共享路径保护(Shared-Path Protection, SPP)方案, SPP 为每条业务的工作路由分配两条链路分离的保护路由。但是此方案选择的保护路由只是简单的“链路分离”的路径, 而没有考虑共享风险链路组(Share Risk Link Group, SRLG)的限制。文献[6]提出了 SRLG 的概念, SRLG 指共享相同的物理资源(也就是具有共同失效风险)的一组链路, 这些物理资源可以是网络节点、路由器、管道等。SRLG 可以通过物理链路的路由信息自动生成, 也可以通过网络管理者人工指定。每个 SRLG 对应唯一的标识, 在路由选择的时候, 为物理链路分配不同的 SRLG 标识来满足业务请求的工作路由和保护路由的分离程度。本文假定每条链路都具有不同的 SRLG 标识后, “链路分离”就等效于 SRLG 分离。SPP 在路由选择时, 采用传统的最小跳数路由算法, 而没有采用根据网络状态动态调整链路代价的最小代价路由算法, 因此 SPP 的资源利用率并不是最佳。

鉴于此,本文研究了 WDM 网状网中双链路失效问题,提出了一种动态共享路径保护(Dynamic Shared Path Protection, DSPP)算法 DSPP(α, η),其中 α 和 η 为常数。从下面章节的分析中可以看到, SPP^[5]是 DSPP(α, η)的一个特例,即 DSPP(0, 0)。

本文结构如下:第2节描述了 DSPP 的基本思想、网络模型、链路代价分配、DSPP 算法步骤、保护切换时间和性能指标,第3节进行了仿真和分析,第4节总结全文。

2 问题描述

2.1 DSPP 基本思想

DSPP 为每条业务请求的工作路由寻找两条 SRLG 分离的保护路由,两条保护路由之间也必须 SRLG 分离。不同业务请求的保护路由可以共享路径或链路。如图 1,假定每条链路为一根双向传输的光纤,链路上标注的黑体数字为网络管理者指定的 SRLG 标识,彼此不相同。源、宿节点分别为 0, 6 的业务请求,工作路由(0, 1, 11, 14, 6)被选定后, DSPP 为工作路由寻找两条 SRLG 分离的保护路由分别为(0, 10, 8, 7, 6)和(0, 9, 10, 11, 12, 4, 13, 6)。源、宿节点分别为 2, 13 的业务请求,工作路由(2, 11, 14, 13)被选定后, DSPP 为工作路由寻找两条 SRLG 分离的保护路由分别为(2, 3, 4, 13)和(2, 1, 11, 12, 4, 5, 13)。可见两条业务请求的保护路由共享链路(12, 4)和(4, 13)。

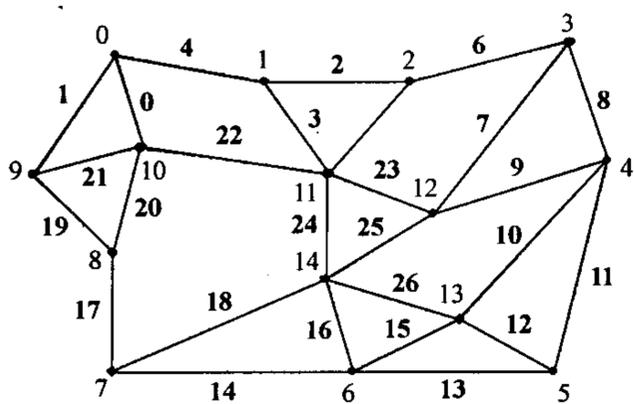


图 1 USA network 拓扑图

2.2 网络模型

假定网络物理拓扑 $G=(N, L, W)$, 其中 N 为节点集; L 为链路集, 每条链路为一根双向传输的光纤, 容量为 CM ; W 为每根光纤上的波长集。节点数、链路数和波长数分别用 $|N|$, $|L|$ 和 $|W|$ 表示。假定每个业务请求 (s, d, b) 动态到达, s, d 分别为源、宿节点, 并在节点集 N 中随机选择, b 为业务请求带宽。采用的路径搜索算法为 Dijkstra 算法。需要用到的符号如下: l 为一根双向光纤链路; c_l 为链路 l 的基本代价, 由该链路的物理长度、建设费用等因素决定; c'_l 为链路 l 的代价函数, 由当前网络状态决定; s_l 为链路 l 的 SRLG 标识, a_l 和 r_l 分别为链路 l 上已经占用的带宽和剩余的带宽, 满足 $a_l+r_l=CM$; p_{1l}, p_{2l} 和 w_l 分别为链路 l 上预留带宽的最大值、次大值和所有业务请求已占用的带宽, 满足 $p_{1l} \geq p_{2l}$ 且 $p_{1l}+p_{2l}$

$+w_l=a_l$; DP_{1l} 和 DP_{2l} 分别为影响 p_{1l} 和 p_{2l} 的业务代号集合; tp_{1l} 和 tp_{2l} 分别为链路 l 上预留带宽的最大值和次大值的临时存储记录; tDP_{1l} 和 tDP_{2l} 分别为影响 tp_{1l} 和 tp_{2l} 的业务代号集; wp_n 为业务代号为 n 的工作路由, 业务代号按照业务请求先后到达的顺序分配; bp_{1n} 和 bp_{2n} 分别为业务 n 的第一条和第二条保护路由。

2.3 链路代价分配

在采用 Dijkstra 算法为业务请求寻找工作路由时, 为了有利于全网负载均衡从而减少业务阻塞率, 如何确定链路代价成为问题的关键^[1]。根据链路的基本代价和当前网络状态, 链路代价函数 c'_l 如式(1)定义, 其中 α 为考虑负载均衡的控制因子, 是一个常数, 需满足 $-\alpha r_l+c_l>0$ 。利用式(1)调整完链路代价后, DSPP 用 Dijkstra 算法在网络拓扑图上为业务请求寻找一条最小代价的路径作为工作路由, 要求 $0<C_w<+\infty$, 其中 C_w 为工作路由上所有链路的代价函数之和。

$$c'_l = \begin{cases} +\infty, & r_l < b \\ -\alpha r_l + c_l, & \text{其他} \end{cases} \quad (1)$$

成功建立工作路由后, 需要为业务请求寻找两条 SRLG 分离的保护路由。这时需要考虑提高预留资源的利用率, 减少对空闲资源的占用, 从而减小后继业务请求的阻塞率^[4]。假定此次业务请求代号为 n , 在 n 之前被成功接受的业务请求的代号, 构成了集合 B 。设定集合 $Y=\{j; j \in B \cap (l \in bp_{1j} \cup l \in bp_{2j})\} + \{n\}$, 对每条链路 k ($k \in wp_n$), 检查 $k \in wp_m$ ($m \in Y$) 的重复次数, 把所有 k 按照重复次数多少排序, 形成集合 E 。顺序搜索 E 中每条链路 f ($f \in E$), 统计每条链路 f 上的业务量之和, 最大者和次大者分别存入 tp_{1l} 和 tp_{2l} , 相应的业务请求代号集合分别存入 tDP_{1l} 和 tDP_{2l} 中。被重复次数多的链路(也就是在 E 中排序靠前的链路)统计过的业务量和对应的业务请求代号, 不能再被重复次数少的链路统计。因此, tDP_{1l} 和 tDP_{2l} 没有重复的业务请求代号。设定临时记录 $temp_1=tp_{1l}$, $temp_2=tp_{2l}$, $temp_3=p_{1l}$ 和 $temp_4=p_{2l}$, 分别对应的业务请求代号临时集合为 $Dtemp_1=tDP_{1l}$, $Dtemp_2=tDP_{2l}$, $Dtemp_3=DP_{2l}$ 和 $Dtemp_4=DP_{2l}$ 。设定集合 $N=\{temp_1, temp_2, temp_3, temp_4\}$, 找出 N 中最大者 $\max(N)$ 存入 tp_{1l} , 相应的业务请求代号临时集合存入 tDP_{1l} 。设定 $N=N-\{\max(N)\}$, 调整 N 中每个 $temp_i$ 对应的业务请求代号临时集合 $Dtemp_i$, 去掉与 tDP_{1l} 有重复的业务请求代号, $temp_i$ 也要减去这些业务请求的业务量。在调整后的 N 中选出最大者存入 tp_{2l} , 对应的业务请求代号临时集合存入 tDP_{2l} 。设定集合 $U=\{s_f; f \in wp_n \cap f \in L\}$, 此时链路的代价函数为式(2)。其中 η 为考虑预留资源利用率的控制因子, 是一个常数, 需满足 $-\eta C+c_l>0$ 。DSPP 利用式(2)调整完链路代价后, 再用 Dijkstra 算法为业务请求 n 寻找一条最小代价的路径作为第 1 条保护路由, 要求 $0<C_b<+\infty$, C_b 为保护路由上所有链路的代价函数之和。

$$c'_l = \begin{cases} +\infty, & (S_l \cap S_l U \neq \emptyset) \cup (r_l + p_{1l} + p_{2l} < tp_{1l} + tp_{2l}) \\ -\eta CM + c_l, & P_{1l} + P_{2l} \geq tP_{1l} + tP_{2l} \\ -\eta r_l + c_l & \text{其他} \end{cases} \quad (2)$$

成功找到第1条保护路由 bp_{1n} 后, 链路 j ($j \in bp_{1n}$) 上预留资源应该为 tp_{1j} 和 tp_{2j} 之和。之后, 还要为业务请求 n 寻找第2条保护路由。设定集合 $Q = U + \{s_f; f \in b_{1n} \cap f \in L\}$, 此时链路的代价函数为式(3)。DSPP 利用式(3)调整完链路代价后, 再用 Dijkstra 算法为业务请求 n 寻找一条最小代价的路径作为第2条保护路由, 要求 $0 < C_b < +\infty$ 。成功找到第2条保护路由 bp_{2n} 后, 链路 j ($j \in bp_{2n}$) 上预留资源应该为 tp_{1j} 和 tp_{2j} 之和。

$$c'_l = \begin{cases} +\infty, & (S_l \cap S_l Q \neq \emptyset) \cup (r_l + p_{1l} + p_{2l} < tp_{1l} + tp_{2l}) \\ -\eta CM + c_l, & p_{1l} + p_{2l} \geq tp_{1l} + tp_{2l} \\ -\eta r_l + c_l & \text{其他} \end{cases} \quad (3)$$

2.4 DSPP 算法步骤和复杂度

步骤1 等待业务请求到达。如果业务请求达到, 则执行步骤2; 否则继续等待。

步骤2 根据式(1)调整链路代价, 用 Dijkstra 算法在网络拓扑图上为业务请求寻找一条工作路由。如果没有找到, 则执行步骤5。否则执行步骤3。

步骤3 根据式(2)调整链路代价, 用 Dijkstra 算法在网络拓扑图上为业务请求寻找第1条 SRLG 分离的保护路由。再根据式(3)调整链路代价, 用 Dijkstra 算法在网络拓扑图上为业务请求寻找第2条 SRLG 分离的保护路由。只要有一个没有找到, 则复位已找到的工作路由、保护路由和资源占用情况的临时记录, 执行步骤5; 否则执行步骤4。

步骤4 记录下此时的工作路由、保护路由和资源占用情况, 同时更新工作路由、保护路由和资源占用情况的临时记录, 返回步骤1。

步骤5 拒绝该业务请求, 更新网络状态, 返回步骤1。

DSPP 的复杂度主要取决于使用 Dijkstra 算法的次数。运行一次 Dijkstra 算法的复杂度为 $O(|M|^2)$ 。DSPP 为业务请求寻找一条工作路由的复杂度为 $O(|M|^2)$, 此外还要为业务请求的工作路由寻找两条 SRLG 分离的保护路由, 其复杂度为 $O(2|M|^2)$ 。从而可得 DSPP 的复杂度近似为 $O(3|M|^2)$ 。

2.5 保护切换时间

业务请求 r 的保护切换时间定义为工作路由上链路失效的时刻起到保护路由配置完毕开始承载业务量的时刻止。文献[3]对单链路失效的保护切换时间做了详细描述, 很容易扩展到双链路失效上来。假定节点消息处理时间 D 为 $10\mu s$ 。链路传播延迟 P 为 $400\mu s$ 。配置或者释放一个 OXC 的时间 C 为 $10\mu s$ 。失效探测时间 F 为 $10\mu s$ 。假设 l, k 为失效的两条

链路, l 和 k 是 SRLG 分离的。如果: (1) 失效链路 l 在工作路由 wp_r 上, k 在其第1条保护路由 bp_{1r} 上, 则 n_1 为 l 源点到业务源点的跳数, n_2 为 k 源点到业务源点的跳数, m 为第2条保护路由 bp_{2r} 的跳数, 保护切换时间为式(4)。(2) k 不在工作路由 wp_r 和第1条保护路由 bp_{1r} 上, 则 m 为第1条保护路由 bp_{1r} 的跳数, 保护切换时间为式(5)。

$$t_r = F + n_1 \times P + (n_1 + 1) \times D + 2 \times n_2 \times P + 2 \times (n_2 + 1) \times C + 2 \times (n_2 + 1) \times D + 2 \times m \times P + 2 \times (m + 1) \times D + (m + 1) \times C \quad (4)$$

$$t_r = F + n_1 \times P + (n_1 + 1) \times D + 2 \times m \times P + 2 \times (m + 1) \times D + (m + 1) \times C \quad (5)$$

2.6 性能指标

资源利用率(Resource Utilization Ratio, RUR): 如式(6)表示。RUR 越小, 表明保护路由预留的带宽资源越少, RUR 越高。而 RUR 越高, 后续业务请求可用的空闲资源就越多, 业务阻塞率就会越低。

$$RUR = \left(\sum_{k \in L} p_{1k} + p_{2k} \right) / \sum_{k \in L} w_k \quad (6)$$

负载均衡度(Balance Degree, BD): 如式(7)表示。BD 越接近1, 表示全网负载越趋于均衡。

$$BD = |L| \max_{k \in L} \{ \alpha_k \} / \sum_{k \in L} \alpha_k \quad (7)$$

保护切换时间(Protection-Switching Time, PST): 如式(8)所示, 其中 t_k 为业务 k ($k \in M$, M 为工作路由通过了失效链路的业务请求集合)的保护切换时间。PST 越小, 表明故障恢复时间越短。

$$PST = \sum_{k \in M} t_k / |M| \quad (8)$$

3 仿真和分析

假设所有业务请求的到达速率服从均值为 β 的泊松分布, 所建业务连接的持续时间服从均值为 $1/\mu$ 的指数分布, 即全网总负载为 β/μ 爱尔兰 (Erlang), 仿真时可取 $\mu=1$ 。到达业务请求的源、宿节点在所有节点对之间随机选择, 如果业务连接建立失败则立即丢弃, 即无等待队列。每条链路为一根双向传输的光纤, 其 SRLG 标识随机分配, 彼此不相同。两条失效链路在链路集中随机选择。每根光纤支持20个波长, 每个业务请求的带宽都是1个波长粒度, 网络具有完全波长变换能力。仿真网络拓扑为 USA Network, 如图1, 链路上标注的黑体数字为随机分配的 SRLG 标识。仿真时可取每条链路的基本代价为100。与 DSPP 比较的双链路失效保护方案是 SPP^[5], 实际上 SPP^[5] 是 DSPP (α, η) 的一个特例, 即 DSPP (0, 0)。仿真所得结果都是在模拟 10^6 次业务请求后得到的平均值。

图2和图3中 Load- n 的 n 表示网络负载。从图2可以看出, 在不同网络负载下, 当 $\alpha=0$ 时负载均衡度 BD 的值最

大,随着 α 增大BD值在减小。因为当 $\alpha \neq 0$ 时,式(1)根据网络状态调整链路代价,使网络负载趋于均衡;而当 $\alpha=0$ 时,式(1)没有起到调整链路代价的作用。从图3可以看出,在不同网络负载下,当 $\eta=0$ 时资源利用率RUR的值最大,随着 η 增大RUR值在减小。因为当 $\eta \neq 0$ 时,式(2)和式(3)根据网络状态调整链路代价,提高了资源利用率;而当 $\eta=0$ 时,式(2)和式(3)都没有起到调整链路代价的作用。

由此可见,确定适当的 α 和 η 可以使网络负载均衡和提高资源利用率,从而减小阻塞率。本文在下面的讨论中,采用这3组数据:(4,4),(1,4),(3,4)。

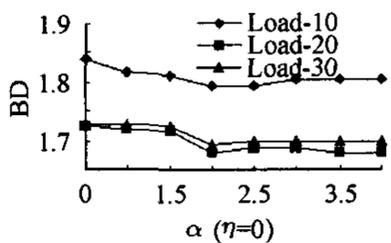


图2 负载平衡度(BR)随参数 α 变化的曲线图

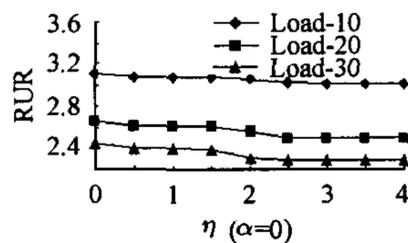


图3 资源利用率(RUR)随参数 η 变化的曲线图

从图4可以看出,在网络负载变化时,DSPP(α, η)($\alpha \neq 0, \eta \neq 0$)的资源利用率RUR的值总是比SPP小,表明DSPP(α, η)($\alpha \neq 0, \eta \neq 0$)的资源利用率比SPP高。从图5可以看出,在网络负载变化时DSPP(α, η)($\alpha \neq 0, \eta \neq 0$)的阻塞率(Blocking Ratio, BR)总是比SPP小。因为SPP资源利用率低,需要预留的保护资源多,后续业务请求可用的空闲资源就少,从而导致全网业务请求的阻塞率大。而DSPP(α, η)($\alpha \neq 0, \eta \neq 0$)动态调整链路代价,使网络负载均衡并且提高了资源利用率,后续业务请求可用的空闲资源多,从而导致全网业务请求的阻塞率小。

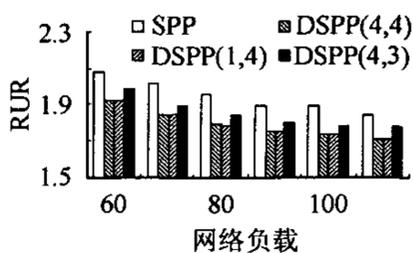


图4 资源利用率(RUR)随网络负载变化的柱状图

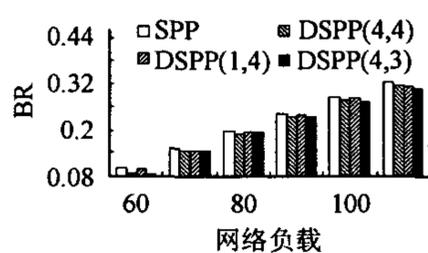


图5 阻塞率(BR)随网络负载变化的柱状图

通过随机产生两条失效链路,从图6可以看出,不论网络负载如何变化,DSPP和SPP的业务丢失率(Dropping Ratio, DR)总为0,表明都能完全保护双链路失效。

从图7可以看出,在网络负载变化时,DSPP(α, η)($\alpha \neq 0, \eta \neq 0$)的保护切换时间PST总是比SPP长。因为SPP选择最小跳数路由,而DSPP(α, η)($\alpha \neq 0, \eta \neq 0$)选择最小代价路由,后者的路由跳数一般都大于最小跳数,从而导致式(4)和式(5)中的 n_1, n_2 和 m 都增加,因此保护切换时间PST增大。

以上仿真结果表明,DSPP(α, η)($\alpha \neq 0, \eta \neq 0$)能有效地保护双链路失效,虽然保护切换时间比SPP长,但在资源利用率

和阻塞率性能上都优于SPP。通过调整参数(α, η),DSPP能在资源利用率、阻塞率和保护切换时间之间进行性能折衷。

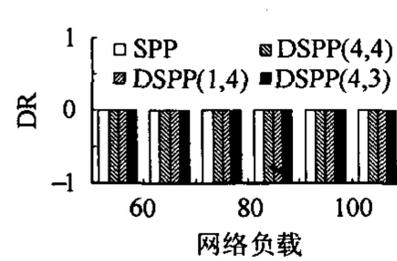


图6 业务丢失率(DR)随网络负载变化的柱状图

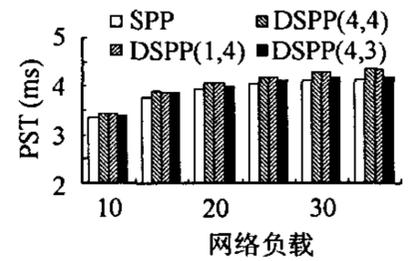


图7 保护切换时间(PST)随网络负载变化的柱状图

4 结束语

随着网络规模不断扩大,网络结构更加复杂,各种失效风险发生的可能性都大大增加,发生双链路失效已经不能被忽略。在假定所有链路SRLG分离的条件下,本文提出了一种动态共享路径保护算法DSPP。DSPP根据网络状态动态调整链路代价,为每条业务请求选择一条最小代价的工作路由,并为此工作路由寻找两条最小代价且SRLG分离的保护路由。仿真表明,DSPP不仅能完全保护双链路失效,并且能在资源利用率、阻塞率和保护切换时间之间进行性能折衷。

参考文献

- [1] 王焯, 李乐民, 王晟. 考虑链路负载均衡和容量限制的WDM光传送网保护设计. 电子学报, 2001, 29(10): 1319 - 1323.
- [2] Grover W, Doucette J, et al.. New options and insights for survivable transport networks. *IEEE Communications Magazine*, 2002: 34 - 41.
- [3] Ramamurthy S, Sahasrabudhe L, Mukherjee B. Survivable WDM mesh networks. *Journal of Lightwave Technology*, 2003, 21(4): 870 - 883.
- [4] 何荣希, 王晟, 李乐民. 光网络中支持多粒度的子通路保护算法. 电子科技大学学报, 2003, 32(3): 245 - 250.
- [5] Jozsa B G, Orincsay D, Kern A. Surviving multiple network failures using shared backup path protection. Proc. the Eighth IEEE International Symposium on Computers and Communication (ISCC'2003), Turkey, 2003: 1333 - 1340.
- [6] Poppe F, et al.. Inference of shared risk link group [EB/OL]. Internet Draft, Work in progress, <http://www.watersprings.org/links/mlr/id/draft-many-inference-srlg-00.txt>, February, 2001.

郭磊: 男, 1980年生, 硕士生, 主要研究方向为WDM光网络技术。
 虞红芳: 女, 1975年生, 博士生, 主要研究方向为WDM光网络技术。
 李乐民: 男, 1932年生, 中国工程院院士, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为通信网与宽带通信技术。