

# WDM 网状网中双链路失效的保护设计

郭 磊, 虞红芳, 李乐民

(电子科技大学宽带光纤传输与通信系统技术重点实验室, 四川成都 610054)

**摘 要:** 本文研究了 WDM 网状网中双链路失效的动态共享链路保护设计问题, 提出了一种新的启发式算法 TBP (Two Backup Paths) 和一种改进的启发式算法 OBP (One Backup Path). 两种保护算法都能根据当前网络状态动态地动态调整链路代价, 所选路由都是最小代价的路径. 文本还研究了双链路失效的保护切换时间, 详细描述了保护切换过程. 仿真表明, (1) 两种算法都能有效地保护双链路失效; (2) TBP 的性能优于 OBP; (3) 与其他算法相比, TBP 具有最快的保护切换时间.

**关键词:** 波分复用 (WDM); 双链路失效; 共享链路保护; 故障恢复

**中图分类号:** TN913.24 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2005) 05-0883-06

## Protection Design for Double-Link Failures in Meshed WDM Networks

GUO Lei, YU Hongfang, LI Lemin

(Key Lab of Broadband Optical Fiber Transmission and Communication Networks, UESTC, Chengdu, Sichuan 610054, China)

**Abstract:** The paper studies the protection design with link shared for the double link failures in WDM mesh networks, and proposes a novel heuristic algorithm called TBP (Two Backup Paths) and an improved heuristic algorithm called OBP (One Backup Path). The two algorithms both can dynamically adjust the link cost according to the current state of the network, so that the paths are all the least cost routes. The paper also investigates the protection switching procedure and calculates the formula of the protection switching time. The simulation results show that, 1) the two algorithms both can effectively protect the double link failures; 2) TBP performs better than OBP; 3) with respect to other algorithms, TBP has the fastest protection switching time.

**Key words:** wavelength division multiplexing (WDM); double link failures; link shared protection; failure recovery

### 1 引言

在波分复用 WDM (Wavelength Division Multiplexing) 光网络中, 每条波长可以以高达上吉比特的速率进行传输, 因此光纤链路失效将会导致大量业务的中断. 显然有必要对 WDM 光网络进行保护设计. 目前, 较多文献研究了单链路失效的问题<sup>[1~3]</sup>, 其主要的保护方案有专用保护和共享保护. 由于共享保护具有较高的资源利用率, 因此大多数保护设计都基于共享模型. 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. 同时, 各种各样新型业务的不断出现、应用和推广, 比如电子商务、银行间业务结算等, 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服务质量支付更多的费用. 因此双链路失效的保护设计已经成为必须考虑的问题<sup>[4~5]</sup>.

目前, 已有少量文献研究了双链路失效的保护问题. 文献 [6] 所提算法是一种共享通路保护 PSP (Path Shared Protection). PSP 为每个业务请求寻找一条工作通路和两条链路分离的保护通路. 在最恶劣的情况下, 如果工作通路和某条保护通路分别穿过两条失效链路, 则业务量可以切换到另一条保护通路

上传输. 文献 [7] 所提算法是一种共享链路保护 LSP (Link Shared Protection). LSP 首先为每个业务请求  $n$  计算一条工作通路 (假设为  $W^n$ ), 然后为工作通路上每段工作链路 (假设为  $W_q^n$ ) 各计算一条链路分离的保护通路 (假设为  $BW_q^n$ ), 再为  $BW_q^n$  上每段工作链路 (假设为  $(BW_q^n)_k$ ) 各计算一条链路分离的保护通路 (假设为  $B(BW_q^n)_k$ ), 且满足  $B(BW_q^n)_k$  与  $W_q^n$  链路分离. 在最恶劣的情况下, 若  $W_q^n$  和  $BW_q^n$  分别穿过两条失效链路, 则业务量可以切换到  $B(BW_q^n)_k$  上传输. 可见, PSP 和 LSP 都可以有效地保护双链路失效. 但 PSP 和 LSP 在计算通路时, 没有考虑根据当前网络状态 (如资源占用情况) 来选路, 因此算法性能不太理想. 此外, 文献 [6, 7] 没有研究失效发生后的保护切换时间, 而保护切换时间作为一个重要性能指标是不容忽视的. 保护切换时间越短, 则故障恢复越快, 这也是很多实时业务和广大用户所需要的.

鉴于此, 本文针对双链路失效的保护设计问题, 提出了一种新的启发式算法 TBP (Two Backup Paths) 和一种对 LSP 改进的启发式算法 OBP (One Backup Path). TBP 和 OBP 算法都基于共享链路模型, 其详细描述将在下面章节中讨论. TBP 和 OBP 都能根据当前网络状态动态选路, 因此资源能得到更好的利用, 性能优于最短路径选路的 LSP; 与 PSP 相比, TBP 虽然需要

消耗更多的资源,但具有更快的保护切换时间,因此TBP适用于实时性要求较高的网络,而PSP适用于吞吐量要求较高的网络。如果引入共享风险链路组(Shared Risk Link Group, SRLG)<sup>[8]</sup>,通过把链路分离扩展为SRLG分离,本文算法可以很容易地扩展为保护双SRLG故障<sup>[9]</sup>。

本文组织如下:第二节描述了网络模型、两种算法的实现细节、各自的保护切换时间和算法比较。第三节描述了算法的具体步骤和性能指标。第四节进行了仿真和分析。第五节总结全文。

## 2 问题描述

### 2.1 网络模型及符号说明

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),  $W$  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  $(s, d)$  动态到达,  $s, d$  分别为源、宿节点,并在节点集  $N$  中随机选择,业务请求带宽为一个波长。采用的路径搜索算法为 Dijkstra 算法。

☆ TBP 算法使用到的符号:

$W^n$ : 业务请求  $n$  的工作通路;

$W_q^n$ : 工作通路  $W^n$  上通过光纤  $q$  的一段光路,也称工作链路;

$B_1 W_q^n, B_2 W_q^n$ : 分别表示工作链路  $W_q^n$  的第一条和第二条保护通路;  $W_q^n, B_1 W_q^n$  和  $B_2 W_q^n$  彼此链路分离;

$Y_{e,l}^n$ : 一个集合,由式(1)定义,

$$Y_{e,l}^n = \begin{cases} \{W_e^n\}, & \text{if } l \in B_1 W_e^n \text{ or } l \in B_2 W_e^n \\ \emptyset, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (1)$$

由式(1)可看出,如果工作链路  $W_e^n$  的保护通路通过光纤  $l$ , 则  $Y_{e,l}^n = \{W_e^n\}$ ; 否则  $Y_{e,l}^n$  为空。

$v_l^e$ : 由式(2)定义,它表示工作链路通过光纤  $e$  且相应的保护通路通过光纤  $l$  的工作链路集。

$$v_l^e = \sum_{n=0} Y_{e,l}^n, \forall e, l \in L; e \neq l \quad (2)$$

$A_l, F_l, R_l, FR_l, SR_l$ : 分别表示光纤  $l$  上已经消耗的波长总数、空闲波长总数、预留波长总数、最大预留波长数和次大预留波长数;需满足  $R_l = FR_l + SR_l, A_l + F_l = |W|$ ;

$C_l$ : 链路  $l$  的基本代价,由链路的建设费用、长度等因素决定;

$C'_l$ : 链路  $l$  的动态代价,由链路的基本代价和当前网络状态决定。

$TR_l$ : 程序运行过程中,链路  $l$  上预留波长总数的临时存储空间;

$|S|$ :  $S$  集合中的元素数。

☆ OBP 算法使用到的符号:

$W^n, W_q^n, A_l, F_l, TR_l, R_l, C_l, C'_l$ : 定义与 TBP 中定义相同;

$BW_q^n$ : 工作链路  $W_q^n$  的保护通路;

$(BW_q^n)_k$ : 保护通路  $BW_q^n$  上通过光纤  $k$  的一段光路,也称保护链路;

$B(BW_q^n)_k$ : 保护链路  $(BW_q^n)_k$  的保护通路;  $W^n, B W_q^n$  和  $(BW_q^n)_k$  彼此链路分离。

### 2.2 TBP 算法

☆ 路由选择

TBP (Two Backup Paths) 是一种共享链路保护算法,它为每个业务请求先计算一条工作通路,再为工作通路上每段工作链路各计算两条链路分离的保护通路。如图 1 所示,某业务连接的工作通路为  $a b c d$ , 其三段工作链路分别为  $a b$ ,  $b c$  和  $c d$ 。工作链路  $a b$  的保护通路为  $a e b$  和  $a f b$ , 工作链路  $b c$  的保护通路为  $b e c$  和  $b g c$ , 工作链路  $c d$  的保护通路为  $c b e d$  和  $c g d$ 。由图可见:

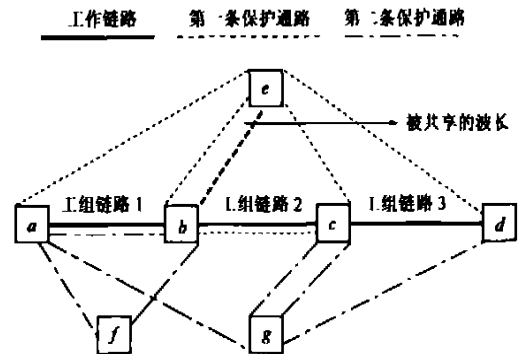


图 1 TBP 算法的路由选择

(1) 工作链路  $c d$  的第 1 条保护通路,与工作链路  $a b$  (或  $b c$ ) 的第 1 条保护通路在  $b e$  段共享了一个预留波长;也就是说,不同工作链路的保护通路可以共享相同的预留波长;

(2) 与 PSP 比较,共享链路保护消耗了更多波长资源;但由于工作链路和相应的保护通路的长度较短,在故障发生后的保护切换过程中,信令传输、信令处理等耗时较少,因此具有较快的故障恢复。

☆ 预留资源计算

为了有效地保护双链路失效,TBP 需要在最恶劣情况下的预留资源分配。

假定此时为业务请求  $n$  计算保护通路,考虑链路  $l$  的预留资源。假设临时集合  $P_1$  和  $P_2$ 。首先得到:

$$P_1 = v_l^w; \exists w \in L, \forall e \in L, w, e \neq l, |v_l^w| \geq |v_l^e|, \quad (3)$$

再得到:

$$P_2 = v_l^r; \exists r \in L, \forall e \in L, r, e \neq l, |P_1| \geq |v_l^r| \geq |v_l^e|, \quad (4)$$

得到  $P_1$  和  $P_2$  后,令  $TR_l = |P_1| + |P_2|$ 。若业务请求  $n$  的保护通路最终选择链路  $l$ , 则预留资源  $FR_l = |P_1|$ ,  $SR_l = |P_2|$ ,  $R_l = \min\{R_l, TR_l\}$ 。

如图 2 所示,工作链路 0~8 的第 2 条保护通路都通过链路  $l$ 。按照上面的分析,可得  $P_1 = \{5, 6, 7, 8\}$  和  $P_2 = \{2, 3, 4\}$ 。因此  $FR_l = 4$ ,  $SR_l = 3$ , 链路  $l$  上的预留资源  $R_l = 7$ 。在最恶劣的情况下,如果光纤链路  $y$  和  $z$  同时失效,则工作链路 2~8 和它们对应的第 1 条保护通路都不能使用,失效业务量都需要切换到第 2 条保护通路上传输,而链路  $l$  上事先预留的 7 个波长是足够承载这些业务量的。

☆ 链路代价分配

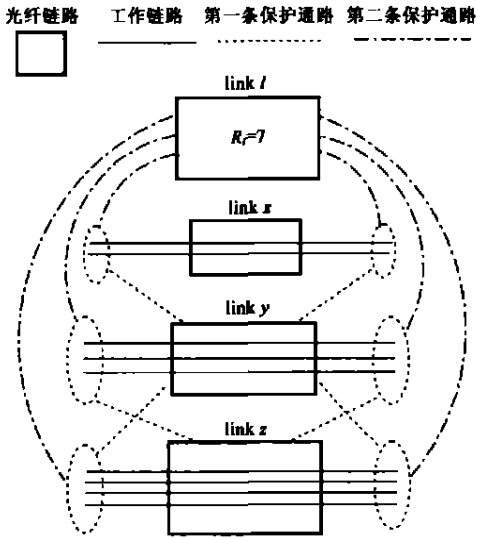


图2 TBP算法的预留资源分配

在路由选择时根据当前网络状态动态调整链路代价, 选择最小代价的通路, 可以获得较好的性能(如, 较高的资源利用率和较低的业务阻塞率)<sup>[10]</sup>。因此, TBP算法也采用此策略, 根据负载均衡度和资源共享度来调整链路代价, 计算最小代价的工作通路和保护通路。

假设业务请求  $n$  到达。对任意链路  $l$ , 根据式(5)调整其代价。式(5)中  $\alpha$  是调整负载均衡度的参数, 可取不同的正值, 但要保证  $C'_l > 0$  始终成立。根据式(5)调整完链路代价后, TBP 为业务请求  $n$  计算一条最小代价的路径作为工作通路  $W^n$ 。由式(5)可见, 空闲资源越多的链路, 其动态代价越小, 工作通路通过这些链路的机会越大, 这样新占用的波长资源就能较均匀的分布到各条链路上。

$$C'_l = \begin{cases} +\infty, & \text{if } F_l = 0 \\ -\alpha F_l + C_l, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (5)$$

计算完工作通路  $W^n$  后, 假定现在为工作链路  $W_q^n$  计算保护通路。对任意链路  $l$ , 根据式(6)调整其代价。式(6)中  $\varepsilon$  是调整资源共享度的参数, 可取不同的正值, 但要保证  $C'_l > 0$  始终成立。根据式(6)调整完链路代价, TBP 为工作链路  $W_q^n$  计算一条最小代价的路径作为第一条保护通路  $B_1 W_q^n$ , 之后根据式(7)调整链路代价, 再计算第二条最小代价的保护通路  $B_2 W_q^n$ , 其中集合  $U = B_1 W_q^n + \{q\}$ 。可见, 预留资源越多的链路, 其动态代价越小, 保护通路通过这些链路的机会越大, 预留资源得到充分共享, 资源利用率提高。由于新占用的波长较少, 后续业务请求有较多的空闲波长可用, 因此阻塞率降低。

$$C'_l = \begin{cases} +\infty, & \text{if } l = q \cup F_l + R_l < TR_l \\ -\varepsilon l W_l + C_l, & \text{if } R_l \geq TR_l \\ C_l, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (6)$$

$$C'_l = \begin{cases} +\infty, & \text{if } l \in U \cup F_l + R_l < TR_l \\ -\varepsilon l W_l + C_l, & \text{if } R_l \geq TR_l \\ C_l, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (7)$$

由式(5~7)不难看出, 当  $\alpha$  和  $\varepsilon$  都等于零时, 链路的动态

代价等于基本代价, 是一个常数。此时, 工作通路和保护通路都是最短的路径。最短路径选择具有较快的故障恢复时间, 但资源利用率和阻塞率性能较差, 从后面的仿真结果可以看到这一点。

### 2.3 OBP 算法

OBP (One Backup Path) 也是一种共享链路保护算法。它首先为业务  $n$  计算一条工作通路  $W^n$ , 然后为工作通路上每段工作链路  $W_q^n$  各计算一条链路分离的保护通路  $BW_q^n$ , 再为  $BW_q^n$  上每段保护链路  $(BW_q^n)_k$  各计算一条链路分离的保护通路  $B(BW_q^n)_k$ , 且满足  $B(BW_q^n)_k$  与  $W_q^n$  链路分离。如图3所示, 工作链路  $a-b$  的保护通路为  $a-d-b$ , 保护链路  $a-d$  的保护通路为  $a-e-d$ , 保护链路  $d-b$  的保护通路为  $d-c-b$ 。若  $a-b$  和  $a-d$  同时发

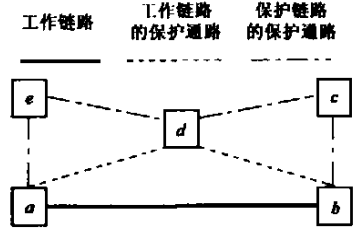


图3 OBP算法的路由选择

生故障, 则业务可以通过  $a-e-d-b$  传输。

OBP是基于文献[7]中LSP的改进算法, 其改进之处在于: 计算路由时考虑了动态调整链路代价。假定业务请求  $n$  达到。OBP首先根据式(5)调整链路代价, 计算最小代价工作通路  $W^n$ ; 根据式(6)调整链路代价, 计算工作链路  $W_q^n$  的最小代价保护通路  $BW_q^n$ ; 根据式(7)调整链路代价, 计算保护链路  $(BW_q^n)_k$  的最小代价保护通路  $B(BW_q^n)_k$ , 其中集合  $U$  需要调整为  $U = BW_q^n + \{q\}$ 。OBP算法的预留资源分配可参考文献[7], 这里就不再描述。

### 2.4 保护切换时间

保护切换时间定义为: 从故障发生到保护通路配置完毕开始承载失效业务所需要的时间。结合文献[1]中单链路失效的保护切换和所给数据, 现有如下符号需要说明:

$D_1$ : 网络节点消息处理时间, 假定为  $10\mu s$ ;

$D_2$ : 光纤链路传播延迟, 假定为  $400\mu s$ ;

$D_3$ : 配置或释放一个 OXC 的时间, 假定为  $10\mu s$ ;

$D_4$ : 链路失效探测时间, 假定为  $10\mu s$ ;

$L_1, L_2$ : 两条失效链路, 假定工作链路通过  $L_1$ ;

$T_r$ : 工作链路  $r$  的保护切换时间。

☆ TBP 的保护切换时间

采用TBP算法, 双链路失效后的保护切换存在两种情况:

(1) 第一条保护通路不经过  $L_2$ , (2) 第一条保护通路经过  $L_2$ 。

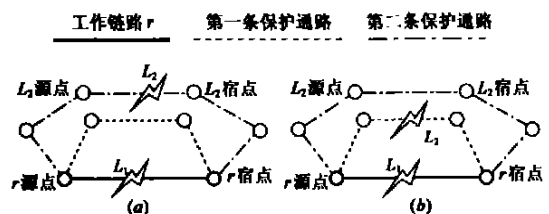


图4 TBP算法的保护切换

下面, 结合图 4 来描述情况(1)和(2)的保护切换过程和保护切换时间.

情况(1): 如图 4(a) 所示, 第一条保护通路不经过  $L_2$ . 假定第一条保护通路的长度(即通过的光纤跳数)为  $H_1$ . 当工作链路  $r$  失效被检测到以后,  $r$  源点沿第一条保护通路发出保护通路的建立信令(Setup Message), 同时配置每个中间节点的 OXC(因为在共享保护中, 当业务建立初始连接的时候, 事先预留的波长并没有消耗 OXC). 当 Setup Message 到达  $r$  宿点后,  $r$  宿点沿第一条保护通路反向发回确认信令(Confirm Message). 当 Confirm Message 到达  $r$  源点后, 保护切换完成. 可得  $T_r$  为:

$$T_r = 2(H_1 + 1)D_1 + 2H_1D_2 + (H_1 + 1)D_3 + D_4 \quad (8)$$

式(8)中,  $2(H_1 + 1)D_1$  表示节点信令处理总时间;  $2H_1D_2$  表示信令传输总时延;  $(H_1 + 1)D_3$  表示配置 OXC 总耗时. 可见,  $H_1$  越小(即保护通路长度越短), 则保护切换时间越短, 故障恢复越快.

情况(2): 如图 4(b) 所示, 第一条保护通路经过  $L_2$ . 假定第二条保护通路的长度为  $H_2$ ,  $r$  源点到  $L_2$  源点的长度为  $H_3$ . 当工作链路  $r$  失效被检测到以后,  $r$  源点沿第一条保护通路发出 Setup Message, 同时配置每个中间节点的 OXC. 当 Setup Message 到达  $L_2$  源点后发现  $L_2$  失效, 则由  $L_2$  源点返回保护通路建立失败的信令(Failure Message)到  $r$  源点, 同时释放中间节点配置的 OXC. 收到 Failure Message 后,  $r$  源点重新沿第二条保护通路发出 Setup Message 到  $r$  宿点, 同时配置每个中间节点的 OXC. 当 Setup Message 到达  $r$  宿点后,  $r$  宿点沿第二条保护通路反向发回 Confirm Message. 当 Confirm Message 到达  $r$  源点后, 保护切换完成. 可得  $T_r$  为:

$$T_r = 2(H_2 + H_3)D_1 + 2[(H_2 + 1) + (H_3 + 1)]D_2 + 2[(H_2 + 1) + (H_3 + 1)]D_3 + D_4 \quad (9)$$

式(9)中,  $2(H_2 + H_3)D_1$  表示节点信令处理总时间;  $2[(H_2 + 1) + (H_3 + 1)]D_2$  表示信令传输总时延;  $2[(H_2 + 1) + (H_3 + 1)]D_3$  表示配置和释放 OXC 总耗时. 可见,  $H_2$  和  $H_3$  越小(即保护通路长度越短), 则保护切换时间越短, 故障恢复越快.

#### ☆ OBP 的保护切换时间

采用 OBP 算法, 双链路失效后的保护切换也存在两种情况: (1) 保护通路不经过  $L_2$ , (2) 保护通路经过  $L_2$ . 下面, 结合图 5 来描述情况(1)和(2)的保护切换过程和保护切换时间.

情况(1): 如图 5(a) 所示, 保护通路  $BW_r$  不经过  $L_2$ . 假定保护通路的长度为  $H_4$ . 当工作链路  $r$  失效被检测到以后,  $r$  源

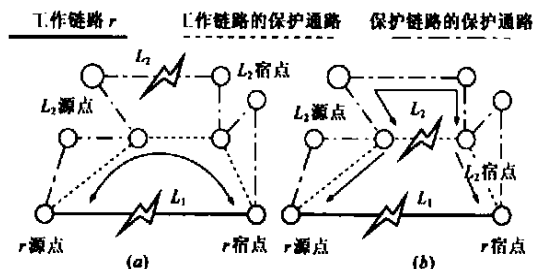


图 5 OBP 算法的保护切换

点沿保护通路  $BW_r$  发出 Setup Message, 同时配置每个中间节点的 OXC. 当 Setup Message 到达  $r$  宿点后,  $r$  宿点沿保护通路  $BW_r$  反向发回 Confirm Message. 当 Confirm Message 到达  $r$  源点后, 保护切换完成. 可得  $T_r$  为:

$$T_r = 2(H_4 + 1)D_1 + 2H_4D_2 + (H_4 + 1)D_3 + D_4 \quad (10)$$

式(10)中,  $2(H_4 + 1)D_1$  表示节点信令处理总时间;  $2H_4D_2$  表示信令传输总时延;  $(H_4 + 1)D_3$  表示配置 OXC 总耗时. 可见,  $H_4$  越小(即保护通路长度越短), 则保护切换时间越短, 故障恢复越快. 对照式(8), 此时 OBP 与 TBP 有相近的保护切换时间.

情况(2): 如图 5(b) 所示, 保护通路  $BW_r$  经过  $L_2$ . 假定保护链路  $(BW_r)_{L_2}$  的保护通路  $B(BW_r)_{L_2}$  的长度为  $H_5$ . 当工作链路  $r$  失效被检测到以后,  $r$  源点沿保护通路  $BW_r$  发出 Setup Message, 同时配置每个中间节点的 OXC. 当 Setup Message 到达  $L_2$  源点后发现  $L_2$  失效, 则由  $L_2$  源点沿  $B(BW_r)_{L_2}$  继续发送 Setup Message 到  $L_2$  宿点, 同时配置  $B(BW_r)_{L_2}$  上每个中间节点配置的 OXC. 当  $L_2$  宿点收到 Setup Message 后, 则由  $L_2$  宿点沿  $BW_r$  继续发送 Setup Message 到  $r$  宿点, 同时配置  $BW_r$  上每个中间节点配置的 OXC. 当 Setup Message 到达  $r$  宿点后,  $r$  宿点沿原路反向发回 Confirm Message. 当 Confirm Message 到达  $r$  源点后, 保护切换完成. 可得  $T_r$  为:

$$T_r = 2(H_4 + H_5 - 1)D_1 + 2(H_4 + H_5)D_2 + (H_4 + H_5)D_3 + D_4 \quad (11)$$

式(11)中,  $2(H_4 + H_5 - 1)D_1$  为节点信令处理总时间;  $2(H_4 + H_5 - 1)D_2$  为信令传输总时延;  $(H_4 + H_5)D_3$  为配置 OXC 总耗时. 可见,  $H_4$  和  $H_5$  越小(即保护通路长度越短), 则保护切换时间越短, 故障恢复越快.

## 2.5 两种算法的比较

### ☆ 资源占用比较

结合图(1)和图(3), 不难发现: 对任意业务请求  $n$ , TBP 为每段工作链路  $W_q^n$  计算两条保护通路; 而 OBP 除了为  $W_q^n$  计算一条保护通路  $BW_q^n$  外, 还需要为  $B(BW_q^n)_k$  上每段保护链路再计算一条保护通路. 可见, 采用 TBP, 每段工作链路具有两条保护通路; 而采用 OBP, 每段工作链路具有两条(甚至更多条)以上保护通路. 故 TBP 占用的资源少于 OBP, 即 TBP 具有较高的资源利用率. 而资源利用率越高, 后续业务请求可利用的空闲资源就越多, 因此阻塞率较低. 本文第 4 节的仿真结果证明了理论分析的正确.

### ☆ 保护切换时间比较

在情况(1)下, TBP 和 OBP 具有相近的保护切换时间, 两者保护切换时间的差别主要是由情况(2)所致. 对照式(9)和式(11), 不难发现, 由于  $D_2$  值较大, 二者保护切换时间的差别主要由信令传输延迟决定, 即  $2[(H_2 + 1) + (H_3 + 1)]D_2$  和  $2(H_4 + H_5)D_2$  决定, 二者的比值如下:

$$V = \frac{2[(H_2 + 1) + (H_3 + 1)]D_2}{2(H_4 + H_5)D_2} = \frac{H_2 + H_3 + 2}{H_4 + H_5} \\ = \frac{\frac{H_2}{H_4} + \frac{H_3}{H_5} + \frac{2}{H_4}}{1 + 1} \approx \frac{1}{2} + 1 + 0 < 1 \quad (12)$$

式(12)中  $H$  为保护通路的平均长度. 由于  $H_2, H_4$  和  $H_5$  的平均值同  $H$  相当, 因此它们的比值近似为 1. 而  $H_3$  的值, 最理想情况为 0, 最恶劣情况为  $(H-1)$ , 因此可近似认为  $H_3$  的平均值为  $(H-1)/2$ , 故  $H_3/H$  近似为  $1/2$ . 式(12)反映出 TBP 的信令传输时延比 OBP 短, 即 TBP 具有更快的保护切换时间. 本文第 4 节的仿真结果证明了理论分析的正确.

### 3 算法步骤及复杂度

#### ☆ TBP 算法步骤

步骤 1 等待业务请求到达. 如果业务请求到达, 则转至步骤 2; 否则更新网络状态, 继续等待.

步骤 2 根据式(5)调整链路代价, 调用 Dijkstra 算法为业务请求  $n$  计算一条最小代价的工作通路. 如果计算成功, 则转至步骤 3; 否则, 丢弃该业务请求, 更新网络状态, 返回步骤 1.

步骤 3 根据式(6)调整链路代价, 调用 Dijkstra 算法为工作链路  $W_q^n$  计算最小代价的第一条保护通路. 如果  $B_1 W_q^n$  计算失败, 则丢弃该业务请求, 更新网络状态, 返回步骤 1; 否则, 则再根据式(7)调整链路代价, 调用 Dijkstra 算法为工作链路  $W_q^n$  计算最小代价的第二条保护通路. 如果  $B_2 W_q^n$  计算失败, 则丢弃该业务请求, 更新网络状态, 返回步骤 1; 否则, 转至步骤 4.

步骤 4 如果还有工作链路没有计算保护通路, 则选择该工作链路, 返回步骤 3. 如果全部工作链路都计算了保护通路, 则建立该连接, 记录此时的路由及资源分配情况, 更新网络状态, 返回步骤 1.

#### ☆ OBP 算法步骤

步骤 1 和步骤 2 与 TBP 相同

步骤 3 根据式(6)调整链路代价, 调用 Dijkstra 算法为工作链路  $W_q^n$  计算一条最小代价的保护通路. 如果  $BW_q^n$  计算失败, 则丢弃该业务请求, 更新网络状态, 返回步骤 1; 否则, 转至步骤 4.

步骤 4 根据式(7)调整链路代价, 调用 Dijkstra 算法为  $BW_q^n$  上的保护链路  $(BW_q^n)_k$  计算一条最小代价的保护通路. 如果  $B(BW_q^n)_k$  计算失败, 则丢弃该业务请求, 更新网络状态, 返回步骤 1; 否则, 转至步骤 5.

步骤 5 如果还有保护链路没有计算保护通路, 则选择该保护链路, 返回步骤 4. 如果全部保护链路都计算了保护通路, 则建立该连接, 记录此时的路由及资源分配情况, 更新网络状态, 返回步骤 1.

#### ☆ 算法复杂度

两种算法的复杂度主要取决于各自调用 Dijkstra 算法计算路径的总次数. Dijkstra 算法复杂度近似认为是  $O(N^2)$ . 假定工作通路有  $q$  段工作链路, 保护通路有  $k$  段保护链路. TBP 需要调用 1 次 Dijkstra 算法计算工作通路, 调用  $2q$  次 Dijkstra 算法计算  $q$  段工作链路的保护通路, 则 TBP 复杂度可近似为  $O[(1+2q)N^2]$ . OBP 需要调用 1 次 Dijkstra 算法计算保护通路, 调用  $q$  次 Dijkstra 算法计算  $q$  段工作链路的保护通路, 调用  $k$  次 Dijkstra 算法计算  $k$  段保护链路的保护通路, 则 OBP 复杂度可近似为  $O[(1+kq)N^2]$ . 在大多数情况下,  $k$  值大于 2, 故 TBP 的算法复杂度一般比 OBP 的算法复杂度低.

## 4 仿真及分析

### 4.1 仿真模型

仿真时假设所有业务请求到达速率服从均值为  $\beta$  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  $\beta/\mu$  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, 请求带宽都是一个波长粒度, 如果业务连接建立失败则立即丢弃, 即无等待队列. 仿真网络如图 6 所示, 为美国国家网络拓扑. 网络拓扑中每条链路为一根双向传输的光纤, 假定每条光纤的基本代价为常数 100, 每根光纤支持 5

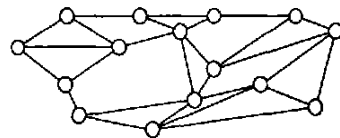


图 6 仿真网络: 美国国家网络拓扑

个波长. 与 TBP 和 OBP 进行性能比较的是文献[6]的 PSP 和文献[7]的 LSP. 其中 LSP 是 OBP 一个特例, 即  $\alpha=0$  且  $\varepsilon=0$ , 此时 OBP 计算最短长度的路由, 因此用 OBP(0,0) 等效于 LSP. 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.

### 4.2 性能参数

资源利用率(Resource Utilization Ratio, RUR)如式(13)表示, 其中  $E$  为网络所有连接的集合.

$$RUR = \frac{\sum_{i \in E} A_i / \sum_{i \in E} |E|}{|E|} \quad (13)$$

RUR 越小, 表明每个连接消耗的资源越少, 资源利用率越高. 而资源利用率越高, 业务阻塞率就会越低, 因为有更多的空闲资源能被后续业务请求所利用.

阻塞率(Blocking Ratio, BR)为被网络阻塞的业务请求数与业务请求总数的比值. BR 值越小, 反过来也表明资源利用率越高.

业务丢失率(Dropping Ratio, DR)为故障发生后丢失的连接数与网络中连接总数的比值. 如果 DR 值为零, 则表明算法能 100% 地保护失效连接.

平均保护切换时间(Average Protection Switching Time, APST)如式(14)表示, 其中  $V$  为发生故障的工作链路集合.

$$APST = \frac{\sum_{r \in V} T_r / |V|}{|V|} \quad (14)$$

APST 值越小, 表明故障恢复越快.

### 4.3 仿真结果

从图 7(a)可以看出, 不论是 TBP 还是 OBP, 当  $(\alpha, \varepsilon) = (0, 0)$  时 RUR 值较大, 表明资源利用率低. 因为当  $(\alpha, \varepsilon) = (0, 0)$  时, 式(5~7)实际上没有起到动态调整链路代价的作用, 所计算出的路由只是最短路径, 预留资源没有得到充分共享, 所以资源利用率低. 当  $(\alpha, \varepsilon)$  值增大, RUR 值减小, 表明资源利用率提高. 因为当  $(\alpha, \varepsilon)$  值增大, 根据式(5~7)可知, 具有较多空闲资源( $F_i$ )和预留资源( $R_i$ )的链路, 其链路代价减小, 这些链路被选中的机会增大, 资源将会得到更充分的利用, 所以资源利用率提高. 而资源利用率提高, 则会有更多的空闲资源可被后续业务请求利用, 故阻塞率也会随之降低, 这可以从图 7(b)看出. 从图 7(c)可以看出, 随着  $(\alpha, \varepsilon)$  值增大, 平均保护切

换时间也增大. 这是因为保护通路为了更充分地利用现有的预留资源, 可能会绕较长的距离, 这导致式(8~11)中  $H_1$ ,  $H_2$ ,  $H_3$ ,  $H_4$  和  $H_5$  增大, 因此保护切换时间增大. 可见, 算法在提高资源利用率和降低阻塞率的同时, 增长了故障恢复时间.

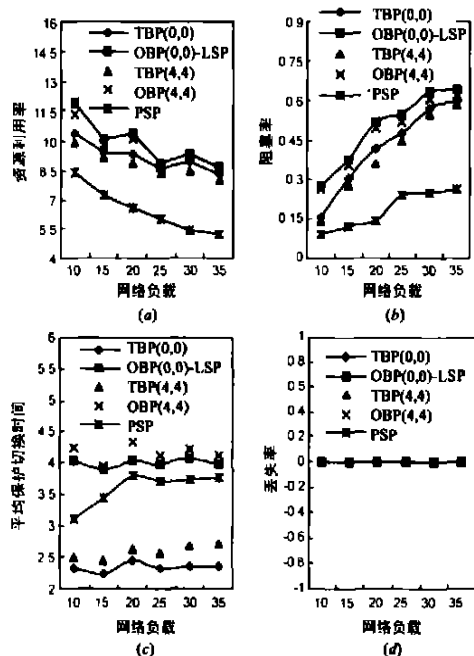


图7 随着网络负载增加, 各种算法的性能变化图: (a)资源利用率; (b)阻塞率; (c)平均保护切换时间(ms); (d)丢失率

比较各种算法的性能, 从图7(a~c)可以看出, PSP具有最高资源利用率和最低阻塞率, TBP具有最快保护切换时间. 产生此结果的原因在文本前面章节已经进行了理论分析(第2.2节阐明了PSP资源利用率优于TBP, 而TBP保护切换时间快于PSP; 第2.5节阐明了TBP资源利用率和保护切换时间均优于OBP), 这里就不再说明. 由此可见, TBP适合实时性要求较高的网络, 而PSP适合吞吐量要求较高的网络. 通过模拟随机双链路失效, 从图7(d)可以看出, 各种保护算法的DR值都等于零, 这表明都能有效地保护双链路失效.

## 5 结束语

本文针对WDM网状网中双链路失效问题, 提出了一种新的TBP算法和一种改进的OBP算法. 两种算法都能根据当前网络状态动态选路. 文本还研究了双链路失效的保护切换时间, 详细描述了保护切换过程. 仿真结果表明: TBP和OBP都能有效地保护双链路失效; TBP性能优于OBP; 与其他算法相比, TBP具有最快的保护切换时间, 因此适用于实时性要求较高的网络.

## 参考文献:

- [1] S Ramanurthy, L Sahasrabudhe, B Mukherjee. Survivable WDM mesh networks[J]. IEEE/OSA J. Lightwave Technology, 2003, 21(4): 870-883.
- [2] R He, H Wen, L Li, et al. Shared sub path protection algorithm in traffic grooming WDM mesh networks[J]. Photonic Network Communica-

tions, 2004, 8(3): 239-249.

- [3] H Wen, L Li, R He, et al. Dynamic grooming algorithms for survivable WDM mesh networks[J]. Photonic Network Communications, 2003, 6(4): 253-263.
- [4] D Schupke, R Prinz. Performance of path protection and rerouting for WDM networks subject to dual failures[A]. in Proc. OFC'03[C]. Atlanta, USA, Mar. 2003. 209-210.
- [5] W He, A K Somani. Path based protection for surviving double link failures in mesh restorable optical networks[A]. in Proc. IEEE GLOBECOM'03[C]. San Francisco, USA, Dec. 2003. 22(1): 2558-2563.
- [6] B G Jozsa, D Orincsay, A Kern. Surviving multiple network failures using shared backup path protection[A]. in Proc. IEEE ISCC'03[C]. Kemer Antalya, Turkey, Jun. 2003. 1333-1340.
- [7] H Choi, S Subramaniam, H Choi. On double link failure recovery in WDM optical networks[A]. in Proc. IEEE INFOCOM'02[C]. New York, USA, Jun. 2002. 23-27.
- [8] D Papadimitriou, F Poppe, J Jones, et al. Inference of shared risklink group[DB/OL]. 2001, Internet draft.
- [9] L Guo, H Yu, T Zhou, et al. Dynamic shared path protection algorithm for dual risk failures in WDM mesh networks[A]. in Proc. IEEE ICCP Workshop'04[C]. Quebec, Canada, Aug. 2004. 394-398.
- [10] L Guo, H Yu, L Li. Path protection algorithm with trade off ability for survivable wavelength division multiplexing mesh networks[J]. Optics Express, 2004, 12(24): 5834-5839.

## 作者简介:



郭磊 男, 1980年4月出生于四川眉山, 2002年毕业于电子科技大学通信与信息工程学院, 获学士学位, 现为电子科技大学宽带光纤传输与通信系统技术重点实验室博士研究生, 目前主要研究方向为光网络的生存性算法、路由配置以及虚拓扑设计问题. E-mail: haveball@263.net.



虞红芳 女, 1975年2月出生于浙江萧山, 1999年电子科技大学硕士毕业留校任教, 现为宽带光纤传输与通信系统技术重点实验室在职博士研究生, 目前主要研究方向为光网络的优化设计, 包括光网络生存性、虚拓扑设计、重配置问题以及业务量工程技术.



李乐民 男, 1932年5月出生于浙江吴兴, 中国工程院院士, 电子科技大学教授, 博士生导师, 宽带光纤传输与通信系统技术重点实验室学术委员会主席, 目前主要研究方向为通信网与宽带通信技术.