

# IP/MPLS over WDM 网中考虑链路 负载平衡的保护设计

张治中<sup>1,2</sup>, 程 方<sup>1</sup>, 何荣希<sup>2</sup>, 李乐民<sup>2</sup>, 张云麟<sup>1</sup>

(1. 重庆邮电学院通信工程学院, 重庆 400065; 2. 电子科技大学光通信国家重点实验室, 四川成都 610054)

**摘 要:** 利用网络链路资源被占用的部分信息实现保护资源共享, 可以极大地改善网络对业务的丢弃性能。这对采用多协议标记交换(MPLS, Multiprotocol Label Switching)技术的 IP over WDM 网络来说, 并不需要太大的代价。基于此, 本文提出了在 IP over WDM 网中考虑通路保护的动态路由算法。对工作通路的选取, 算法对选路成本和路由长度作了折衷考虑; 而对于保护通路, 则对其共享能力和路由长度作了权衡。仿真结果表明, 本文算法不管是对业务的丢弃性能, 还是对网络的链路负载平衡度, 均取得了较满意的结果。

**关键词:** IP over WDM; 多协议标记交换; 通路保护; 路由长度限制; 链路负载平衡

**中图分类号:** TN913. 24 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2003) 02-0264-04

## Protection Design for IP/MPLS over WDM Networks Considering Link Load Balance

ZHANG Zhi-zhong<sup>1,2</sup>, CHENG Fang<sup>1</sup>, HE Rong-xi<sup>2</sup>, LI Le-min<sup>2</sup>, ZHANG Yun-lin<sup>1</sup>

(1. Institute of Comm. Eng., CQUPT, Chongqing 400065, China; 2. National Key Lab of Optical Fiber Comm., UESTC, Chengdu, Sichuan 610054, China)

**Abstract:** To obtain partial information of network's resources, which indicates what fraction of each link's bandwidth is currently used by working paths, and is used by protection paths, is feasible in IP over WDM (Wavelength Division Multiplex) networks using MPLS technology. In this partial information scenario, this paper proposes a new dynamic routing algorithm of protection design for IP over WDM networks. For working paths selection, the algorithm makes a tradeoff between the routing costs and the corresponding transmitting length. As for protection paths selection, a tradeoff between the sharing of the protection paths and the associated transmitting length is made. Simulation results show that the developed load balance based algorithm performs very well in terms of performance metrics such as the number of rejected requests and the network link load balance.

**Key words:** IP over WDM; MPLS; path protection; route length constraint; link load balance

### 1 引言

基于 IP 的 Internet 的高速发展, 对网络带宽的需求呈现出线性增长的趋势, 同时, 波分复用技术在充分利用光纤带宽方面的潜力, 使得 IP over WDM (Wavelength Division Multiplex) 网络受到广泛的关注<sup>[1]</sup>。波分复用的做法使 WDM 网络在网络部件失效时可能遭受比传统网络更大的损失, 因此抗毁设计必不可少。目前已有不少文献对 WDM 网络通路保护问题进行了研究, 但大多局限于 WDM 层进行讨论, 应用于 IP over WDM 网络时, 以下几个问题还值得探讨: (1) (常常) 忽略了逻辑 IP 链路, 网络资源无法得到充分利用; (2) 由于 IP 层也有自身的自愈功能, 若孤立地只考虑了 WDM 层的保护/恢复能力, 将存在功能上的重复, 甚至出现多层保护机制的“同抢”<sup>[2]</sup>, 且进一步浪费资源; (3) 实际运营中动态到达的业务流的带宽请求是变化的, 常常小于一个波长粒度, 由于这些研究大多假设所有业务流都占用整个波长粒度, 不利于节约资源, 且很难真正做到链路负载的平衡分布; (4) 很多保护策略都是基于或近似于静态业务假设<sup>[2]</sup>, 在动态变化的业务环境, 算法性能未必优化。基于此, 应该将 IP over WDM 网络中各层综合考虑, 以使保护机制更有效、合理。由于利用 MPLS 技术可以将 IP over WDM 网络各层的控制平面最终融合为一体<sup>[1]</sup>, 全网

采用统一的路由协议, 从而可使网络节点(路由器和 OXC)维持同样的链路状态信息。因此, 基于 MPLS 技术的保护设计将是目前研究的重要内容<sup>[2]</sup>。尽管 MPLS 技术具有强大的流量工程能力, 但目前在 IP over WDM 网中基于此技术进行保护设计时, 还较少有文献考虑了这点。而且, 也很少考虑到网络链路状态信息与业务流分布特性的关系。例如文献[2, 3]中只要有足够剩余带宽就允许被选中的做法将会使网络链路残留大量的带宽碎片(即链路剩余带宽小于业务的最小带宽需求量), 不利于节约资源和升级网络。

基于上述存在的问题, 本文提出了一种基于 MPLS 技术的、考虑链路负载平衡的通路保护设计算法。对于动态到达的、有路由长度限制的业务连接请求: (1) 采用了类似于 SDH 网络 1:1 的单链路失效保护机制; (2) 对路由选择成本和路由传输长度进行了折衷考虑以保证负载分布具有较好的平衡性; (3) 利用网络链路状态信息, 对保护通路的预留资源进行共享, 提高了资源利用率; (4) 考虑了网络链路状态信息与业务带宽请求的到达特性, 减少了带宽碎片, 提高了资源利用率。

### 2 考虑链路负载平衡的动态路由算法

#### 2.1 问题描述

本文采用的是一种可应用于广域和骨干传输网络的网络

收稿日期: 2001-10-08; 修回日期: 2002-06-20

基金项目: 国家自然科学基金(No. 69990540, 60002004); 重庆市教委基金(No. 011704)

模型,物理拓扑由具有 WDM 接口的边缘路由器节点和带有 IP 路由器的 OXC 核心节点通过光纤互连而成。其中路由器节点可以按任意粒度对不同带宽的业务进行复用和解复用,而且具有波长变换能力。对于核心节点,尽管 OXC 只能以波长级的粒度进行波长交换,但配合路由器后,核心节点仍然具有业务疏导能力。假设网络的源宿路由器对间采用的是 MPLS 网络通道,在这种情形下,带宽保证的通道是 MPLS 带宽保证的标记交换通道(LSP, Label Switching Path)。

对于一个 LSP 连接建立请求来说,要获得网络内各条链路资源被占用的全部信息,在实际工程应用中无疑代价太大。而仅仅获得部分信息,如各条链路上工作通路和保护通路分别所占的资源总量,并不需要很大的代价,通过将流量工程扩展到路由协议上就很容易获得这些信息<sup>[1~3]</sup>。尽管只得到链路资源被占用的部分信息,我们却可以实现保护通路预留资源的共享。在此条件下,既要实现保护通路预留资源的共享,又要使网络保持较好的链路负载平衡性能,同时还要支持对业务路由长度的限制(这适合于某些业务的 QoS 要求和改善网络流量工程能力),本文采用的资源分配机制分析如下。

## 2.2 数学分析

以  $G(N, L, F, W)$  表示物理拓扑,其中  $N$  代表节点集,  $L$  代表双向链路集,  $F$  代表光纤集,  $W$  是每条光纤上的可用波长集。假设每条链路均由一对传输方向相反的单向光纤组成。不失一般性,还假设每条光纤可支持的波长集都相同。网络节点可能是路由器,也可能是带有路由器的 OXC(假设 OXC 具有波长变换能力)。假定每个路由器都具有足够的接口来处理所有到达它的业务,带宽请求的基本单位为单个波长的传输速率,服从均匀分布  $U(B_{\min}, B_{\max})$ 。用  $l_{ij}$  表示从节点  $i$  到节点  $j$  方向的光纤链路。用  $e_w^{ij}$  表示链路  $l_{ij}$  上的第  $w$  条信道,  $w \in \{1, 2, \dots, |w|\}$ 。用  $A(e_w^{ij})$ 、 $B(e_w^{ij})$  表示链路  $l_{ij}$  第  $w$  条信道上工作通路和保护通路分别已占用(预留)的总容量,  $R(e_w^{ij}) = 1 - A(e_w^{ij}) - B(e_w^{ij})$  为该信道的剩余容量。在以下分析中,链路  $l_{ij}$  的失效只意味着从节点  $i$  到  $j$  方向的光纤失效,其反方向的光纤并不一定失效。

假设 LSP 连接建立请求每次最多只到达一个,用参数  $s$ 、 $d$ 、 $b$  和  $H$  分别描述请求的源点、宿点、带宽请求大小和路由长度限制(若请求对路由长度没有限制,可以为  $H$  分配一个较大的正数值)。对第  $k$  个连接建立请求,能描述其参数特性的函数可定义如下:

$$R_k = (s_k, d_k, b_k, H_k) \quad (1)$$

首先完成对 LSPs 连接建立请求工作通路的选取。由于请求  $R_k$  的选路过程需要从节点  $s_k$  逐点进行,直至到达节点  $d_k$ 。不妨假设选路过程已到达节点  $v$ 。令  $P$  为从节点  $s_k$  到节点  $v$  所选中的路由通路;  $P.hop$  为到达节点  $v$  时所积累的路由长度;  $N^-(v)$  为节点  $v$  的相邻节点集合。则对于  $\forall v \in N^-(v)$ , 信道可以作为该连接请求转发路由的条件是:

$$R(e_w^{vv}) \geq b_k, \quad v \in N^-(v), w \in W \quad (2)$$

$$P.hop + D(e_w^{vv}) \leq H_k, \quad v \in N^-(v), w \in W \quad (3)$$

$$l_{uv} \notin P.path, l_{vu} \notin P.path, \quad \forall u \in N \quad (4)$$

其中:  $D(e_w^{vv})$  表示链路  $l_{vv}$  的长度,即  $v$  和  $v$  之间的光纤距离。式(2)是对链路的信道容量限制。式(3)是对该请求的路由长度限制。式(4)意味着节点  $v$  不能是当前已选路由上的节点。

当链路某信道上可获得的容量小于  $B_{\min}$  时,这些空闲容量至少在短期内不能为后续到达的请求所用,成为带宽碎片。因此,若能降低网络内的带宽碎片,将极大提高网络的资源利用率。因此,定义请求选择信道  $e_w^{ij}$  的成本函数为:

$$C(e_w^{ij}) = \begin{cases} +, & R(e_w^{ij}) < b_k \\ c, & R(e_w^{ij}) = 1 \\ c, & \text{其它} \end{cases} \quad (5)$$

其中,  $c$  由下式决定:

$$c = \begin{cases} 1, & 0 \leq R(e_w^{ij}) - b_k \leq B_{\min} \\ \vartheta, & B_{\min} < R(e_w^{ij}) - b_k \leq (B_{\max} + B_{\min})/2 \\ \vartheta, & (B_{\max} + B_{\min})/2 < R(e_w^{ij}) - b_k \leq B_{\max} \\ 1/\vartheta, & R(e_w^{ij}) - b_k > B_{\max} \end{cases} \quad (6)$$

式中,  $\vartheta$ ,  $\vartheta$  都是大于 1 的常数因子,它们的具体取值与所用网络模型的规模大小有关,网络规模越大,取值就相应增加。由式(5)、(6)可见,成本函数已将开辟新的波长通道(链路剩余容量为 1)和使用现存的逻辑 IP 链路综合进行了考虑。从减少网络带宽碎片以提高资源利用率的角度综合考虑,取

$\vartheta > c > \vartheta$ 。

如果没有路由长度限制,则对请求  $R_k$  只要依据式(5)和(6)在物理拓扑中选择一条最小成本的路由即可。但发现依据这两式选路,当网络负载较大时,网络链路负载分布的平衡性并不是很好。因此,不管有否路由长度限制,选路应该在最短路由和最小成本之间折衷考虑。为此,当请求  $R_k$  的选路过程已到达节点  $v$  时,对于满足式(2~4)的  $N^-(v)$ ,规定节点  $v$  的首选路径(转发路径)为具有最小 RLM(Residual Length Maximizing<sup>[4]</sup>)值的信道。RLM 函数定义如下:

$$RLM(e_w^{vv}, R_k) = \frac{C(e_w^{vv})}{H_k - P.hop - D(e_w^{vv}) - LHOP(v, d_k)}, \quad w \in W, v \in N^-(v) \quad (7)$$

其中:  $LHOP(v, d_k)$  为从节点  $v$  到节点  $d_k$  的最短光纤传输距离;  $C(e_w^{vv})$  由式(5)、(6)确定。对于式(7),如果在计算某信道的 RLM 值时,分母产生了负数或零值,则该信道不宜作为节点  $v$  的下一个首选路径。可见,即使没有路由长度限制(可令  $H_k$  为较大的一正数),选路也会在长度和成本之间取得折衷。亦即能更好的维持链路负载分布的平衡性。

至此,可以完成工作通路的选路。记  $R_k$  所选择的工作通路为  $p_k$ 。以  $G$  表示在图  $G$  中删除  $p_k$  所包含的所有链路后组成的新的物理拓扑。现在,只要在  $G$  中寻找一条请求为  $R_k = (s_k, d_k, b_k, H_k)$  的通路,就可以作为  $p_k$  的保护通路。

$p_k$  上的链路可能还承载有网络内其它请求的工作通路和/或保护通路,它们在不同时刻到达,并且也选择了  $p_k$  的部分/全部链路。令  $M$  为  $p_k$  上的所有链路被占用的容量最大值,可表示为:

$$M = \arg \max_{l_{ij} \in p_k, w \in W} A(e_w^{ij}) \quad (8)$$

为了实现保护通路预留资源的共享,需重新定义链路成

本函数,如下:

$$C(e_w^{uv}) = \begin{cases} r_1, & \text{若 } M \leq B(e_w^{uv}) \\ r_2, & \text{若 } M > B(e_w^{uv}) \text{ 且 } R(e_w^{uv}) \geq b_k, u, v \in G, w \in W \\ +, & \text{其 它} \end{cases} \quad (9)$$

其中,  $r_1 \ll r_2$  为常数. 从式(9)可见,当链路  $l_{uv}$  某信道上的预留资源能够恢复的失效容量不小于  $M$  时,若选择该链路,不需要预留额外的带宽(保护共享),因此,成本最小. 当预留资源小于  $M$ ,则不再考虑保护共享.

当选路到达节点  $v$  后,对于满足式(3)和(4)、并在式(9)取得有限值的  $C^{-1}(v)$ ,利用式(7)进行选路,则能够在图  $G$  中找到  $p_k$  的保护通路. 值得提到的是,在选择保护通路时,再一次考虑了链路负载分布的平衡性能,分析如前所述.

### 2.3 算法描述

首先对算法中所用到的两个函数予以解释:

(1) *History\_Node\_Stack* 是一个类似于堆栈的存储器,保留了算法在为某 LSP 连接建立请求选路时已选择的节点标号. 算法刚开始运行时,堆栈中并无数据. 栈内的数据一旦读出,则立即被清除. 在以下的描述中,令 *History\_Node\_Stack* =  $v$  完成将节点  $v$  压入堆栈的操作,令  $v = \text{History\_Node\_Stack}$  为从堆栈中弹出一个数据并将它赋给节点  $v$  的操作. (2) *Preferred\_Buffer(v)* 是一个存储器,只存储与节点  $v$  相邻信道的有效 RLM 值.

**算法输入:** 网络物理拓扑  $G(N, L, F, W)$ ; 对  $\forall l_{ij} \in L, \forall w \in W$ , 工作通路的占用容量  $A(e_w^{ij})$  及保护通路的预留容量  $B(e_w^{ij})$ ; LSP 连接建立请求  $R = (s, d, b, H)$ .

**算法输出:** 从源路由器  $s$  到宿路由器  $d$  的容量为  $b$  单位的一条工作通路及与之链路分离的保护通路.

#### 算法实现

**步骤 1** 初始化节点  $v = s, M = 0, \text{Preferred\_Buffer}(s) = \phi$ ; 置工作通路选择成功标志  $F = \text{False}$ ;  $G_t = G$  (保存物理拓扑).

**步骤 2** 在图  $G$  中,对于节点  $v$  对应的所有  $e_w^{v_1} (v_1 \in C^{-1}(v))$ : 如果  $F = \text{False}$ , 删除不满足式(2~4)的节点或信道; 如果  $F = \text{True}$ , 删除不满足式(3)和(4)、 $M > B(e_w^{v_1})$  且  $R(e_w^{v_1}) < b$  的节点或信道. 记剩下的可用信道集合为  $E(v)$ .

**步骤 3** 对图  $G$ , 由式(7)计算  $E(v)$  中所有信道的 RLM 值,并存入 *Preferred\_Buffer(v)*. 这里,如果  $F = \text{False}$ , 信道的成本函数由式(5)、(6)确定. 否则由式(9)确定.

**步骤 4** 如果 *Preferred\_Buffer(v)* =  $\phi$ , 转步骤 6; 否则从 *Preferred\_Buffer(v)* 中选择具有最小 RLM 值的信道作为  $v$  的转发路由, 记该路由产生的新节点为  $v$ . 然后将图  $G$  中的链路  $l_{vv}$  删除. 置 *History\_Node\_Stack* =  $v, v = v$ .

**步骤 5** 如果  $v = d$  且  $F = \text{False}$ , 则记录步骤 4 中的迭代过程所选择的路由(工作通路), 求出  $M$  值. 令  $G = G_t$  (恢复图  $G$ ), 并在图  $G$  中删除该路由经过的所有链路(得  $G$ ). 置  $v = s, \text{Preferred\_Buffer}(v) = \phi, F = \text{True}$ . 转步骤 2; 如果  $v = d$  且  $F = \text{True}$ , 则记录步骤 4 中的迭代过程所选择的路由(保护通

路), 请求  $R$  被接受, 刷新网络链路资源, 算法结束; 其它情况转步骤 2.

**步骤 6** 如果  $v = s$  且 *Preferred\_Buffer(v)* =  $\phi$ , 拒绝请求  $R$ , 算法停止; 否则,  $v = \text{History\_Node\_Stack}$ , 转步骤 2.

在步骤 4 中, 将图  $G$  中的链路  $l_{vv}$  删除的目的是: 当路由选择了节点  $v$  之后, 因不能到达宿点  $d$  而返回到节点  $v$  时(可能经过几次返回才到达节点  $v$ ), 节点  $v$  不会再被选中.

与采用通用的速度最高的最短路算法相比(类似于文献[5]的分析, 工作通路和保护通路总的计算复杂度将为  $O(2|N|^2|W|^2)$ ). 本文算法在选路时, 决定路由的 RLM 函数在最恶劣情况下, 需计算所有节点到宿点的最短距离及所有信道的 RLM 值(注意, 本文计算最短距离用于求解 RLM 值时, 毋需计算链路信道的成本加权值, 所以任何节点到宿点的最短距离计算毋需考虑信道波长数量的影响; 节点倒退及选择保护通路时, 如果 RLM 值或最短路由已经计算, 则毋需重复计算), 算法复杂度近似为  $O(2N^3 + |L||W|)$ .

### 3 实验结果及讨论

仿真时采用了如图 1 所示的网络物理拓扑<sup>[3]</sup>, 共有 15 个

节点, 其中带有阴影的节点表示路由器节点, 不带有阴影的节点为带有路由器的 OXC 核心节点. 假设 LSP 连接建立请求只在路由器节点间随机产生, 其带宽请求服从从 0.1 到 0.4 的均匀分布, 每条链路由一对传输方向相反的单向光纤连接

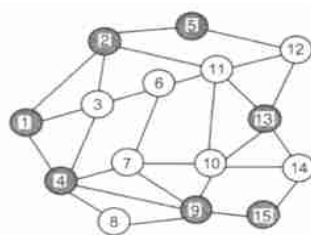


图 1 仿真实验的网络物理拓扑

组成; 允许同一路由器节点间存在多条连接, 每条链路的光纤长度一样, 这样, 前述基于长度受限的路由可转化为基于跳数受限的路由选择.

首先, 给出负载平衡度的定义. 由于链路  $l_{ij}$  上的总负载  $B_{ij}$  可表示为:

$$B_{ij} = A(e_w^{ij}) + B(e_w^{ij}) \quad (10)$$

显然, 有下述不等式成立:

$$B_{ij} \leq 2L \max_{i,j} B_{ij} \quad (11)$$

用  $\beta$  表示负载平衡度, 定义为:

$$\beta = \frac{2L \max_{i,j} B_{ij}}{\sum_{i,j} B_{ij}} - 1 \quad (12)$$

显然,  $\beta$  越小, 即链路的最大负载越小, 负载分布就越平衡, 当  $\beta = 0$  时, 达到较理想状态. 因此用式(12)来考察链路负载分布的平衡性能.

连接建立请求为 30 时, 考察算法对业务的丢弃数及网络的负载平衡度. 为对比, 还考察了文献[3]中的共享通路保护算法—SPI(Sharing with Partial routing Information)算法. 由于 SPI 算法将链路的带宽资源作为整体来考虑(文献[3]研究的是 MPLS 网络, 其算法应用于 IP over WDM 网络时, 这种考虑将不合实际. 因为, WDM 网络各条链路的波长信道是独立的, 如果将其容量作为整体来考虑, 并根据总剩余容量的大小来决定

是否可以建立 LSP 连接请求,在实际应用中未必可行. 一个典型的例子就是未必允许将业务流进行“分岔”传输,所以为了较准确地反应两算法的性能,将波长数量设为 1. 并且,与文献[3]保持一致,路由长度不设限制. 实验共进行了 10 次,结果如图 2、3 所示.

由图 2 可见,在考虑链路状态部分信息时,本文算法的业务丢弃性能与文献[3]的 SPI 算法大致相当. 从图 3 可以看出,本文算法的链路负载均衡度大大优于文献[3]的 SPI 算法,这说明,即使没有路由长度限制,本文算法也在路由长度和链路负载(即路由成本)间作了较好的折衷考虑,这有利于网络的升级.

其次,考察本文算法分别与专用通路保护算法—DPP 算法<sup>[6]</sup>和文献[2]中重点研究的共享通路保护算法—ISP (Integrated Shared Protection)算法的比较结果. 这里,专用通路保护采用文献[2]中用到的路由策略,即对任何 LSP 连接建立请求,只要找到两条链路分离的最短路由即可,保护通路不能进行资源共享. 对于 ISP 算法,由于文献[2]中考虑不同业务具有不同的保护要求,即对于某个带宽请求,其保护通路的预留

带宽只要为工作通路带宽的  $(0 \leq \leq 1)$  倍即可,实验中的最大值取为 0.7. 如果对任何连接建立请求,对其算法的值取固定值 1,则本文算法与之具有了可比性. 实验中,波长数量取值为 2,连接建立请求为 40,路由长度仍然不设限制. 10 次实验的仿真结果如图 4、5 所示.

由于 DPP 算法不能实现保护通路资源共享,因此,带宽利用率最低,从图 4 的仿真结果也能证明这一点,即具有最多的业务丢弃数. 结合图 4 和图 5 的实验结果,可见,在同样条件下,由于本文算法对选路成本和路由长度进行了折衷考虑,而且选路成本还考虑了减少带宽碎片的要求,故比 ISP 算法取得了更低的业务丢弃数,也取得了更好的链路负载均衡性能. 值得补充一点,本文算法在选路时,很容易作到基于不同可靠性要求的保护设计,这只要在选择保护通路时,对保护容量作出限制即可. 另外,对上述实验,我们还作了路由长度有限制的情况,路由限制大于 6 时,所有算法的性能与图 2~5 相差不大. 当路由限制比较严格(为 4 时),所有算法的性能都受到影响,但本文算法的负载均衡度仍然是最好的. 由于文章篇幅,这里没有列出结果.

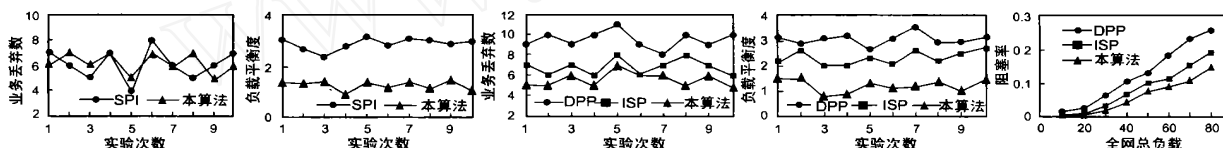


图 2 波长数为 1 时不同算法业务丢弃数比较 图 3 波长数为 1 时不同算法负载均衡度比较 图 4 波长数为 2 时不同算法业务丢弃数比较 图 5 波长数为 2 时不同算法负载均衡度比较 图 6 波长数为 2 时不同算法的阻塞性能比较

最后,考察本文算法在动态业务下的共享保护性能. 假设业务以参数为  $\mu$  的泊松过程到达,服务时间服从均值为  $1/\mu$  的指数分布,则全网总负载为  $\rho/\mu$  Erlang. 波长数量取值为 2,路由长度仍然不设限制. 本文算法和 DPP 算法及 ISP 算法(取固定值 1)的平均阻塞性能的对比结果如图 6 所示. 可见,由于 DPP 算法既不能实现保护通路预留资源的共享,也不考虑链路负载的平衡分布,所以阻塞性能最差. ISP 算法尽管考虑了保护资源共享,但由于选路时采用了最短路由算法,不考虑降低带宽碎片及负载分布的平衡性,故其阻塞性能要逊色于本文算法.

#### 4 结束语

本文提出了在 IP over WDM 网中基于链路负载均衡的、具有通路保护的动态路由算法,由于算法针对路由最小成本和最短传输距离作了折衷考虑,故在减少网络带宽碎片提高资源利用率的同时,也极大地改善了网络负载分布的平衡性能. 即使没有路由长度限制,本文算法的平均路由长度也不会太长,这对支持不同 QoS 要求的业务应用及改善网络流量工程能力是有好处的. 仿真结果表明,本文算法在业务的丢弃数量、网络链路负载均衡性能上均取得了较满意的结果.

#### 参考文献:

- [1] S Seetharaman, et al. IP over optical networks: A summary of issues [DB/OL]. Internet Draft, draft-osr-ipompls-issues-02.txt, Apr. 2001.
- [2] Ye Yinghua, et al. A simple dynamic integrated provisioning/protection

scheme in IP over WDM networks [J]. IEEE Comm. Mag., 2001, 39 (11): 174 - 182.

- [3] M Kodialam, et al. Dynamic routing of bandwidth guaranteed tunnels with restoration [A]. IEEE INFOCOM [C]. Tel-Aviv, Israel: INFOCOM, 2000.
- [4] R Sriman, et al. Preferred link based delay-constrained least cost routing in wide area networks [J]. Computer Communications, 1998, 21 (18): 1655 - 1669.
- [5] Xu S, Li Lemin, Wang S. Dynamic routing and assignment of wavelength algorithms in multifiber wavelength division multiplexing networks [J]. IEEE JSAC, 2000, 18 (10): 2130 - 2137.
- [6] S Ramamurthy, et al. Survivable WDM mesh networks, Part I—Protection [A]. Proc. IEEE INFOCOM '99 [C]. New York: INFOCOM, 1999.

#### 作者简介:



张治中 男, 1972 年出生于湖北恩施, 1993 年和 1998 年于重庆邮电学院分别获得工学学士和硕士学位, 2002 年获得电子科技大学工学博士学位, 现为重庆邮电学院讲师, 主要研究方向为 WDM 光互连体系结构和生存性的研究、IP 网的 QoS 路由技术、通信网及其信令系统等.