

WDM 网络动态组播业务管道失效保护

程晓军 葛宁 冯重熙

(清华大学电子工程系 北京 100084)

摘要 在光网络的建设中,为降低建设成本,多条链路往往经过同一条管道。在很多情况下,光纤链路的失效是由管道故障引起的,需要为网络的管道故障提供保护。该文研究了动态组播业务的单管道故障保护,给出了两种专有保护算法(SDP-DP 和 SDS-DP)和一种保护波长共享保护算法(SDS-SDP),并对各算法的连接阻塞率进行了仿真分析。仿真表明,在大部分情况下,由于 SDS-SDP 共享了连接请求之间的保护波长,SDS-SDP 算法的连接阻塞率最低;而在低网络负载的情况下,SDP-DP 算法有最低的连接阻塞率。

关键词 组播,保护,管道,波分复用

中图分类号: TN915.63

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2006)03-0451-04

Provisioning of Protection for Dynamic Multicast Traffic Against Single Duct Failures in WDM Networks

Cheng Xiao-jun Ge Ning Feng Chong-xi

(Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

Abstract Under the construction of optical networks, in order to reduce construction cost, several links may pass through a duct. In many cases, fibers fail due to duct failures. It is required to provide protection against duct failures. The paper investigates protection for dynamic multicast traffic against single duct failures. The paper explores two dedicated protection algorithms (SDP-DP, SDS-DP) and a shared protection algorithm(SDS-SDP). Block probabilities of the algorithms are assessed through simulation. Simulation results show that, in most cases, block probability of SDS-SDP is lowest since SDS-SDP shares protecting wavelengths among connection requests. When the network load is light, SDP-DP has lowest block probability.

Key words Multicast, Protection, Duct, Wavelength-Division Multiplexing (WDM)

1 引言

在光网络的建设中,光纤是以光缆的形式置于铺设的管道中的,一条光缆中有多条光纤。当网络拓扑结构比较复杂或网络建设区域地质条件比较恶劣时,如果为每一条链路都铺设一条管道,将需要巨大的建设成本。如图1所示的网络,(a)为网络的逻辑拓扑图,(b)为网络的管道拓扑图,短粗线表示管道的截面,链路经过同一截面表示经过同一管道。如果为每条链路都铺设一条管道,8条链路将需要8条管道;而在图1(b)中,只需要4条管道,大大地降低了网络的建设成本。因此在网络建设时,往往使得多条链路共用一条管道。

在网络运营过程中,光纤链路失效往往是由于其所经过的管道发生故障引起,如不恰当的施工、地震可能将整个管道破坏。此时,经过故障管道的所有光纤链路都将失效。这时需要为管道故障提供保护,使得网络在管道发生故障的情况下,业务仍可以正常传输。本文考虑单管道故障的情况。

与单链路失效保护^[1, 2]类似,管道失效保护也可以实现

专有保护和共享保护。当两个连接请求的工作路由没有经过同一条管道时,两个连接请求的保护路由在所经过的相同链路上可以共享波长。Zang^[3]对单播业务管道失效保护问题进行了分析,给出了专有保护和共享保护的ILP模型,并提出了启发式算法。

由于 WDM 技术的不断成熟和组播业务(如高清晰度电视,视频会议,远程教学等)的不断发展,在光层实现组播能够为组播业务提供低延时高带宽的服务。

本文研究了动态组播业务管道失效保护问题,分别给出了专有保护和共享保护的启发式算法,并对算法的性能进行了计算机仿真。

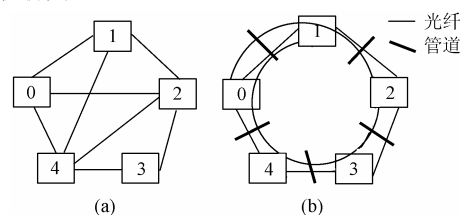


图1 网络的逻辑拓扑图与管道拓扑图
(a)网络逻辑拓扑图 (b)网络管道拓扑图

2 网络模型

网络的物理拓扑用无向图 $G_p = (N, E, C, D, E^d, D^e)$ 表示。其中 N 是网络中节点的集合； E 是网络中链路的集合， $e(i, j)$ 表示连接节点 i 和节点 j 的链路； C 表示各链路费用的集合； D 为网络中管道的集合， $d(i, j)$ 表示节点 i 和节点 j 之间的管道； E^d 表示各链路所穿过管道的集合，其中的元素 d_e 表示链路 e 穿过的管道； D^e 表示各管道所包含的链路的集合，其中元素 e_d 表示穿过管道 d 的链路。

用户的连接请求 $G = \{s, d_1, d_2, \dots, d_F\}$ 是动态达到的，其中， s 为连接请求的源节点， d_i 为连接请求的目的节点。当目的节点数 $F = 1$ 时，连接请求成为单播连接请求。用户的连接请求可以在任何时刻请求释放。

为了在 WDM 层支持组播业务，节点需要有分光能力 (splitting capacity)^[4]，即从一个输入端口进来的光信号能够在光层上分成多路光信号输出到多个端口。本文假定所有的网络节点都有足够的分光能力，所有节点都有全波长转换能力。

路由算法的目标是使得建立工作组播树及其保护路由所需要的波长资源最少。由于组播的路由属于 NP 问题^[5]，需要有效的启发式算法。

3 专有保护算法

专有保护指保护波长不被多个连接请求所共享，只被一个连接请求所使用。对于一个组播连接请求，在单管道故障的情况下，并不是从源节点到所有目标节点的业务都受到影响。对于图 1(b) 所示的网络拓扑，假设现有以节点 0 为源节点，1, 4 为目标节点的连接请求。工作组播树为 $e(0, 1)$ ， $e(0, 4)$ 。当 $d(0, 1)$ 发生故障时，不需要一条从节点 0 到节点 1 的保护路由，只需要对节点 4 做配置，将节点 4 收到的业务通过 $e(4, 2)$ ， $e(2, 1)$ 传送到节点 1，节省了波长资源；同样，如果 $d(0, 4)$ 发生故障，只需要对节点 1 做配置，将节点 1 所受到的业务通过 $e(1, 2)$ ， $e(2, 4)$ 传送到节点 4。由于 $d(0, 1)$ 和 $d(0, 4)$ 不会同时发生故障，所以在保护链路 $e(1, 2)$ ， $e(2, 4)$ 上只需要一个保护波长，实现了连接请求内保护波长的共享。

3.1 算法 1: SDP-DP(Shared Disjoint Paths Duct Protection)^[5] algorithm

SDP-DP 依次为每一个目标节点寻找两条不会经过相同管道的从源节点到此目标节点的路由，其中一条作为工作路由，另一条作为保护路由。当两条路由建立之后，其所经过的链路费用设为 0，以实现连接请求内工作路由和保护路由上的波长共享。

表 1 为 SDP-DP 算法的流程图。步骤 7 是在无法寻找到保护路由时，通过改变链路费用调整工作路由，以提高寻找到保护路由的概率， k 是尝试次数^[6]。算法复杂度为 $O(k \times F \times |N|^2)$ 。

表 1 SDP-DP 算法流程图

步骤 1	根据各链路的剩余波长得到计算拓扑 G_p 。对连接请求中的每一个目标节点重复步骤 2 到步骤 8；
步骤 2	初始化尝试次数 k ；
步骤 3	利用 Dijkstra 算法计算源节点到此目标节点的工作路由；
步骤 4	得到工作路由所经过的管道。将经过工作路由所经过管道的链路从拓扑图 G_p 中移除，得到图 G_b ；
步骤 5	利用 Dijkstra 算法在图 G_b 上计算源节点到目标节点的保护路由，如果保护路由寻找成功，转至步骤 8；
步骤 6	$k = k - 1$ 。如果 $k = 0$ ，则路由失败，返回；
步骤 7	如果无法找到备用路由，说明图 G_b 是非连通图。 S 表示 G_b 中源节点可以到达的节点， D 表示 G_b 中目标节点可以到达的节点。 C 表示在拓扑图 G_p 中，连接 S 和 D 的链路集合。在 C 中随机选择一条链路，并将此链路的费用设为一个较大的值。转至步骤 3；
步骤 8	将工作路由和保护路由所经过的链路费用设为 0；
步骤 9	更新各链路剩余波长并返回路由结果。

3.2 算法 2: SDS-DP(Shared Disjoint-Segments Duct Protection)^[5] algorithm

SDS-DP 是一种基于段的组播保护算法。算法首先生成工作组播树，然后将组播树分成一系列点到点的段(segment)，为每一个段寻找其保护路由。

一个段指组播树上从一个源节点或一个分光节点(splitting node)到一个叶结点或一个下游的分光节点所经过的链路。如图 2 所示的网络拓扑，现有一棵以节点 1 为源节点，以节点 4 和节点 5 为目的节点的组播树。业务从 1 出来，到达节点 3，在节点 3 分成两路分别通往节点 4 和节点 5。在此组播树中，节点 3 是一个分光节点，4 和 5 是叶节点。组播树上一共有 3 个段，分别是 1-2-3，3-4，3-5。分别为这 3 个段寻找保护路由，1-2-3 的保护路由为 1-6-3，3-4 的保护路由为 3-5-4，3-5 的保护路由为 3-4-5。为节省网络资源，在段保护中，某个段的工作路由可以与别的段的保护路由共享波长，不同段的保护路由之间也可以共享波长。3-4 段的工作路由和 3-5 段的保护路由 3-4-5 在链路 $e(3, 4)$ 上共享波长，同时 3-4 段的保护路由和 3-5 段的保护路由在链路 $e(4, 5)$ 上共享波长。

算法首先建立连接请求的工作组播树 $T_p(N_p, E_p)$ ， N_p 为工作组播树上节点的集合， E_p 为工作组播树上链路的集

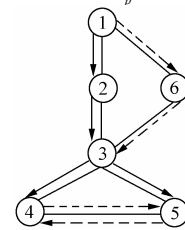


图 2 段保护示例图

合。本文采用了MPH算法^[7]作为组播树生成算法。在建立组播树之后,确定组播树上的所有段 S_p , 然后为每个段 s_i^p 寻找保护路由 s_i^b 。表2为SDS-DP的流程图,其中 d_i^p 表示段 s_i^p 所经过的管道, E_b 表示连接请求的保护路由所经过的链路。算法复杂度为 $O(|N|^3)$ 。

表2 SDS-DP 算法流程图

步骤1	建立工作组播树 $T_p(N_p, E_p)$;
步骤2	确定工作组播树 T_p 上的段 S_p ;
步骤3	对于组播数上的每个段 s_i^p , 重复步骤4到步骤7;
步骤4	按以下费用函数确定链路费用:
	$C_b(e) = \begin{cases} +\infty, & d_i^p \cap d_e \neq \emptyset \\ 0, & (e \in E_p \vee e \in E_b) \wedge (d_i^p \cap d_e = \emptyset) \\ C(e), & \text{其它} \end{cases}$
步骤5	利用上述链路费用函数计算段 s_i^p 的保护路由 s_i^b ;
步骤6	如果无法为工作段 s_i^p 找到保护路由, 则路由失败, 返回, 否则继续;
步骤7	将 s_i^b 上非0费用的链路增加到保护链路集合 E_b 中;
步骤8	更新网络各链路剩余波长, 返回路由结果。

4 共享保护算法—SDS-SDP(SDS-based Shared Duct Protection)

在单播业务中,当两个连接的工作路由没有经过同一条管道时,它们的保护路由在所经过的相同链路上可以共享波长。对于组播业务,也可以实现不同组播连接之间保护链路上的波长共享。如图3所示的网络拓扑,这里假定为每条链路都铺设一条管道。现有A和B两棵组播树,组播树A为1-2,1-3。组播树B为4-2,4-3。组播树A的保护链路为 $e(2,3)$, 其保护的链路为 $e(1,2)$ 和 $e(1,3)$ 。组播树B的保护链路为 $e(2,3)$, 其保护的链路为 $e(4,2)$ 和 $e(4,3)$ 。由此可知,链路 $e(2,3)$ 同时为组播树A和组播树B的保护链路,其所保护组播树A上的链路和组播树B上的链路不经过相同的管道。对于单管道故障,组播树A和组播树B在保护链路 $e(2,3)$ 上可以共享一个保护波长,节省了波长资源。

为实现不同连接请求之间保护链路上的波长共享,定义集合 v_e ^[6]。 v_e 指链路 e 所保护的管道的集合。 v_e^d 指当管道 d 发生故障时链路 e 上需要的保护波长数。由此,链路 e 上需要预留的保护波长数为 $v_e^* = \max_{d \in D} \{v_e^d\}$ 。

当为一个新的连接请求建立保护路由时,如果链路 e 作为连接请求保护路由上的链路,那么对于工作路由经过的管道 d , 管道 d 发生故障时 e 上需要的保护波长数 v_e^d 需要加1。如果工作路由上任一管道 d , 原来满足 $v_e^d = v_e^*$, 那么在加1之后,链路 e 上预留的保护波长数已经不能够满足需要的保护波长数,链路 e 上需要预留新的波长作为保护波长;如果工作路由经过的所有管道原来都满足 $v_e^d < v_e^*$, 那么在加1之后,预留的保护波长数仍然满足需要的保护波长数,那么链路 e 上无需预留新的波长作为保护波长。

和SDS-DP类似,SDS-SDP算法也是基于段的保护算法,

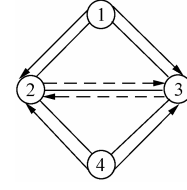


图3 共享保护示例图

算法首先建立连接请求的工作组播树 $T_p(N_p, E_p)$, 确定组播树上的所有段 S_p , 然后为每个段 s_i^p 寻找保护路由 s_i^b 。

在计算保护路由时,为充分共享链路上的波长资源,按以下优先级确定每条链路的费用:

(1) 段的保护路由不能经过被保护段所经过的管道,因而经过被保护段所经过管道的链路费用为无穷大;

(2) 为实现保护路由和工作组播树之间的波长共享,工作组播树上除了被保护段之外所经过的链路费用为0;

(3) 为实现各段保护路由之间的波长共享,对于已建立的段的保护路由中,凡需要预留新的保护波长的链路费用为0。用 E_b^{new} 表示已建立的段的保护路由中需要新的保护波长的链路集合;

(4) 为实现当前段的保护路由和已建立连接请求的保护路由之间的波长共享,如果链路 e 作为段 s_i^p 保护路由上的链路,当 e 上不需要预留新的波长作为保护波长时,其费用为0;当需要预留新的波长作为保护波长且链路 e 不再有剩余波长时,其费用为无穷大;否则费用为 $C(e)$ 。用 λ_e^c 表示链路 e 上的剩余波长数;

(5) 其他链路的费用为 $C(e)$ 。

在确定各链路费用之后,利用Dijkstra算法求得保护路由。如果无法寻找到保护路由,则连接请求建立失败;否则,更新相关信息,为下一个段寻找保护路由。当工作组播树上

表3 SDS-SDP 算法流程图

步骤1	建立工作组播树 $T_p(N_p, E_p)$;
步骤2	确定工作组播树 T_p 上的段 S_p ;
步骤3	初始化 $E_b^{\text{new}} = \emptyset$ 。对于组播树上的每个段 s_i^p , 重复
步骤4到步骤7:	
步骤4	按以下费用函数计算每条链路的费用:
	$C_b(e) = \begin{cases} +\infty, & (d_e \cap d_i^p \neq \emptyset) \vee (\lambda_e^c = 0 \wedge (\exists d \in d_i^p, v_e^d = v_e^*)) \\ 0, & ((\forall d \in d_i^p, v_e^d < v_e^*) \vee (e \in E_p \wedge e \notin s_i^p)) \\ & \vee (e \in E_b^{\text{new}} \wedge e \notin s_i^p) \wedge (d_e \cap d_i^p = \emptyset) \\ C(e), & \text{其它} \end{cases}$
步骤5	根据步骤4得到的链路费用利用Dijkstra算法计算段 s_i^p 的保护路由 s_i^b ;
步骤6	如果无法为工作段 s_i^p 找到保护路由, 则路由失败, 返回, 否则继续;
步骤7	将保护路由增加到连接请求的保护路由集合中, 将 s_i^b 中需要增加保护波长的链路增加到 E_b^{new} 中;
步骤8	更新网络状态(各链路剩余波长, $v_e^d (e \in E, d \in D)$, $v_e^* (e \in E)$), 返回路由结果。

所有段的保护路由都寻找成功后,更新网络状态,连接请求建立完成。表3为算法的流程图。算法复杂度为 $O(|N|^3)$ 。

5 算法仿真

连接请求阻塞率是衡量动态路由算法优劣的重要指标,本文对算法的连接请求阻塞率 ρ 进行了仿真。当一个连接请求的工作组播树和保护路由全部建立成功时才表示连接请求建立成功,否则连接请求建立失败。假定连接请求以到达率为 λ 的泊松过程到达,每个连接请求的持续时间服从均值为 $1/\mu$ 的负指数分布。由于网络的负载取决于 λ 和 μ 的比值,令 $\mu=1$,根据不同的网络负载调整连接请求到达率 λ 。

本文利用上述3种算法对图4所示的网络进行了仿真分析,并对3种算法的性能作了比较。仿真假定链路费用 $C(e)=1 (e \in E)$ 。

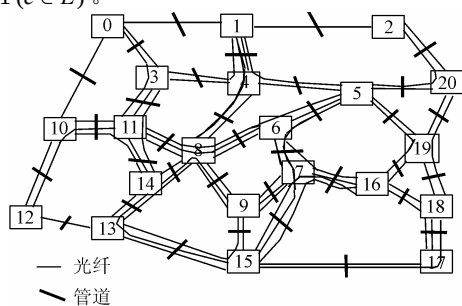


图4 仿真网络管道拓扑图

图5(a)给出了在链路的波长数 $|A|=16$ 时,连接请求到达率 λ 与连接请求阻塞率 ρ 之间的关系;图5(b)给出了在连接请求到达率 $\lambda=32$ 时,链路上的波长数 $|A|$ 和连接请求阻塞率 ρ 之间的关系。

从图中可以看出,在大部分情况下,专有保护的算法(SDP-DP和SDS-DP)的阻塞率非常接近。由于SDS-SDP算法共享了连接请求之间的保护波长,因此SDS-SDP算法比专有保护算法有更低的连接阻塞率。

但是,从图5(a)中还可以看出,在较低的网络负载下,如在连接请求到达率 $\lambda < 8$ 时,SDS-DP和SDS-SDP的阻塞率相同,而SDP-DP有最低的阻塞率。这是因为,在较低的网络负载下,波长资源不再是连接阻塞率的决定因素,这时网络的拓扑结构成为决定连接阻塞率的主要因素。SDP-DP

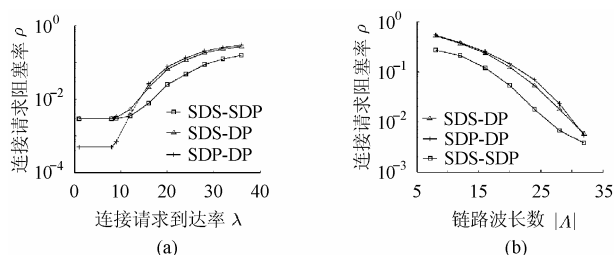


图5 算法仿真结果

算法可以根据情况调整工作路由,提高了路由成功的概率,因此比SDS-DP和SDS-SDP对网络的拓扑结构有更强的适应性。

6 结束语

本文研究了动态组播业务的管道失效保护问题。给出了两种专有保护算法(SDP-DP和SDS-DP)和一种共享保护算法(SDS-SDP),并对算法的连接阻塞率进行了仿真。仿真表明,在大部分情况下,两种专有保护算法具有相近的连接阻塞率,共享保护算法SDS-SDP有最低的连接阻塞率;在低负载的情况下,网络的波长资源不再是连接阻塞率的决定因素,SDP-DP的连接阻塞率最低。

参考文献

- [1] Doshi B T, Dravida S, Harshavardhana P, Hauser O, Wang Y. Optical network design and restoration. *Bell Labs Technical Journal*, 1999, 4(1): 58 – 94.
- [2] Liu Y. Spare capacity location: model, analysis and algorithm. [Ph.D. Dissertation], Pittsburgh: University of Pittsburgh, 2001.
- [3] Zang H, Ou C, Mukherjee B. Path-protection routing and wavelength assignment in WDM mesh networks under duct-layer constraints. *IEEE J on SAC*, 2003, 11(2): 248 – 258.
- [4] Sahasrabudde L H, Mukherjee B. Light trees: optical multicasting for improved performance in wavelength routed networks. *IEEE Communications Magazine*, 1999, 37(2): 67 – 73.
- [5] Singhal N K, Sahasrabudde L H, Mukherjee B. Provisioning of survivable multicast sessions against single link failures in optical WDM mesh networks. *Journal of Lightwave Technology*, 2003, 21(11): 2587 – 2594.
- [6] Ou C, Zhang J, Sahasrabudde L H, Mukherjee B. Near-optimal approaches for shared-path protection in WDM mesh network. *IEEE ICC2003*, Anchorage, Alaska, USA, 2003: 1320 – 1324.
- [7] Takahashi H, Matsuyama A. An approximate solution for the Steiner problem in graphs. *Math. Japonica*, 1980, 24(6): 573 – 577.

程晓军: 男, 1978年生, 博士生, 研究方向为多业务传输平台及光网络的路由和保护。

葛宁: 男, 1971年生, 副教授, 研究方向为多业务传输平台、光通信、ASIC设计。

冯重熙: 男, 1930年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为光通信、宽带网络。