

业务量疏导 WDM 网状网中的动态子通路保护算法¹

何荣希 * ** 温海波 ** 王光兴 * 李乐民 **

*(东北大学信息科学与工程学院 沈阳 110004)

** (电子科技大学宽带光纤传输与通信系统技术国家重点实验室 成都 610054)

摘 要: 该文研究了业务量疏导 WDM 网状网中的生存性问题, 提出一种自适应子通路保护 (ASPP) 算法. 该算法根据网络当前状态以及到达业务连接请求的带宽要求动态调整链路权值; 在此基础上选择一条最短路作为工作通路, 然后将该通路分为互不重叠的 n 段子通路 (每段经过的链路数为 m), 并分别找出各自的保护通路. 仿真结果表明: ASPP 既可以保证业务连接的可靠性要求, 同时又允许网络管理者根据一定优化策略调整 m 值, 从而可以在资源利用率和恢复时间之间进行折中.

关键词: 波分复用网状网, 业务量疏导, 生存性, 子通路保护, 自适应

中图分类号: TN913.24 **文献标识码:** A **文章编号:** 1009-5896(2004)06-0896-07

Dynamic Sub-path Protection Algorithm for WDM Mesh Networks with Traffic Grooming Capabilities

He Rong-xi* ** Wen Hai-bo** Wang Guang-xing* Li Le-min**

*(Info. Science and Engineering College, Northeastern Univ., Shenyang 110004, China)

** (National Key Lab of Broadband Optical Fiber Transm. and
Comm. Net., UEST of China, Chengdu 610054, China)

Abstract In Wavelength Division Multiplexing (WDM) optical networks, lightpaths are high-capacity all-optical channels. A single fiber failure can lead to the failure of all the lightpaths traversing the fiber, and results in significant loss of traffic. Therefore, effective survivability mechanism is needed to minimize the data loss. This paper proposes an Adaptive Sub-Path Protection (ASPP) algorithm for WDM mesh networks with traffic grooming capabilities. The idea of ASPP is to segment each working path into several equal length sub-paths, and to compute their protection paths respectively. Based on dynamic traffic with different load, the performance of ASPP has been compared with traditional protection approaches via simulations. The results show that ASPP can make the tradeoffs between the resource utilization and recovery times.

Key words Wavelength-Division Multiplexing (WDM) mesh network, Traffic grooming, Survivability, Sub-path protection, Adaptive

1 引言

在采用波分复用 (Wavelength Division Multiplexing, WDM) 技术的光网络中, 一条光路的传输速率可达吉比特 / 秒甚至更高, 一旦某个网络部件失效 (如光纤链路断裂等), 将造成经过它的所有光路失效, 从而引起大量业务连接中断. 因此, WDM 技术在极大地提高传输容量的同时也使网络的生存性问题日渐突出^[1,2]. 尽管客户层协议 (如 IP 等) 有自己的恢复机

¹ 2002-12-19 收到, 2003-07-14 改回

国家自然科学基金 (60002004)、教育部科学技术研究重点项目 (02064)、中国博士后科学基金 (2003033031) 资助课题

制来处理网络部件的失效, 但是, 光层的生存性机制可以在网络出现故障时提供快速的恢复, 是对客户层恢复机制的有力补充^[1-4]。近年来, 大量文献 [1-8] 都对光层的生存性机制进行了研究, 而且大多针对单链路失效的情况进行讨论, 常用的方法是在光层引入一定的恢复 / 保护 (restoration/protection) 机制^[5,6]。由于恢复方案能够实现空闲资源的完全共享, 因此资源利用率高于保护方案。但是, 保护方案具有更快的恢复时间^[1,5]。根据是否允许共用预留的保护资源, 保护方案可分为共享保护 (Shared-Protection, SP) 和专用保护 (Dedicated-Protection, DP) 两种。二者各有优缺点, 分别具有不同的应用背景。本文仅讨论单链路失效下的 DP 方案。

传统的 DP 方案可归结为专用链路保护 (Dedicated Link-Protection, DLP) 和专用通路保护 (Dedicated Path-Protection, DPP) 两种。DLP 需要为工作通路上的每条链路都找到一条与它分离的保护路径, 而 DPP 仅针对整个工作通路找一条与它链路分离的保护通路, 二者都不共享保护资源。前者具有更高的资源利用率, 后者具有更短的恢复时间^[1,5]。为了结合二者的优点, 在资源利用率和恢复时间之间进行折中, 文献 [1,7,8] 提出子通路保护 (Sub-Path Protection, SPP) 概念。SPP 将每个业务连接请求对应的工作通路分为等长的 n 段, 每段经过的链路数为 m , 称为子通路; 然后为每个子通路都找到一条与它链路分离的保护通路。文献 [1,7,8] 基于整个波长粒度来讨论 SPP, 假设所有业务连接都将占用一个波长粒度的带宽, 因此对于所有请求都要建立端到端光路 (lightpath)。实际上, 由于每个波长可提供高达吉比特 / 秒 (如 OC-48, OC-192 等) 的传输容量, 而业务连接请求的带宽要求 (如 OC-1, OC-3, OC-12 等) 往往小于波长容量^[9-11]。如果为每个请求都建立光路, 一方面会极大地浪费网络资源; 另一方面由于网络中光纤、波长等资源的限制, 也不可能为每个请求都能成功建立端到端光路。因此, 为了提高全网资源利用率, 有效降低网络运营成本, 本文将研究支持多粒度业务的 SPP 算法, 也就是讨论具有业务量疏导² 能力的 SPP 算法, 这种思想目前文献中还未见涉及。

本文第 2 节针对无波长变换器的 WDM 网络对可达图 (Reachability Graph, RG) 模型^[9] 进行修改, 在此基础上对 SPP、DPP 和 DLP 进行了比较; 第 3 节提出一种支持多粒度业务的自适应子通路保护 (Adaptive Sub-Path Protection, ASPP) 算法。第 4 节通过仿真对 ASPP 和支持多粒度业务的 DPP 和 DLP 算法进行了对比研究, 给出了仿真结果, 第 5 节是全文的总结。

2 问题描述

2.1 可达图模型

给定网络物理拓扑 $G(N, L, W)$, 其中 N 为节点集, L 为双向链路集, 每条链路由一对方向相反的单向光纤组成; W 为每根光纤上的可用波长集 $W = \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_{|w|}\}$ 。节点数、链路数和波长数分别用 $|N|$, $|L|$ 和 $|W|$ 表示。考虑的光路为双向光路。每个节点由波长选路交换机 (Wavelength-Routing Switch, WRS) 和接入控制站组成^[10]。WRS 由 OXC、网络控制管理单元以及光复用 / 解复用器组成, 完成波长选路以及波长的复用 / 解复用功能; 接入控制站完成本地业务的上 / 下 (adding/dropping) 以及业务量疏导功能。假定每个节点都有足够的接口来处理所有到达它的业务流, 其光收发器具有完全可调谐能力。假定每个波长的最大容量为 C , 所能支持的最小带宽粒度为 g , C 为 g 的整数倍^[11]。所有业务连接请求动态到达网络节点, 而且每次只到达一个请求, 其源、宿节点在节点集 N 中随机选择, 可表示为 (s, t, b) ; 其中 $s, t \in N$, 代表源、宿节点, 而 $b(g \leq b \leq C)$ 为该请求的带宽要求。

文献 [9] 利用 RG 模型对支持多粒度业务的选路和波长分配 (Routing and Wavelength Assignment, RWA) 算法进行了研究, 但是文献 [9] 假设所有节点都具有波长变换能力, 也就是都配置了波长变换器。实际上, 由于技术上的限制以及从成本上考虑, 并不是每个节点都配置波长变换器。因此, 本文在讨论支持多粒度业务的 SPP 时将遵循波长连续性限制。为了更好地描述所提算法, 首先针对节点无波长变换的情况对 RG 模型^[9] 进行修改。

² 业务量疏导 (traffic grooming) 就是将低速业务流聚合 / 解聚合并交换到光路上传输^[10]。

RG 模型将物理拓扑 G 转化为 $|W|$ 个互不相邻的子图，分别对应一个特定的波长，称为波长平面 (Wavelength Plane, WP)。WP 中的节点与 G 中的节点一一对应，边取决于此时网络中的资源占用情况和存在的可疏导光路 (在端点处可上下业务流的光路^[9]) 情况，可分为波长链

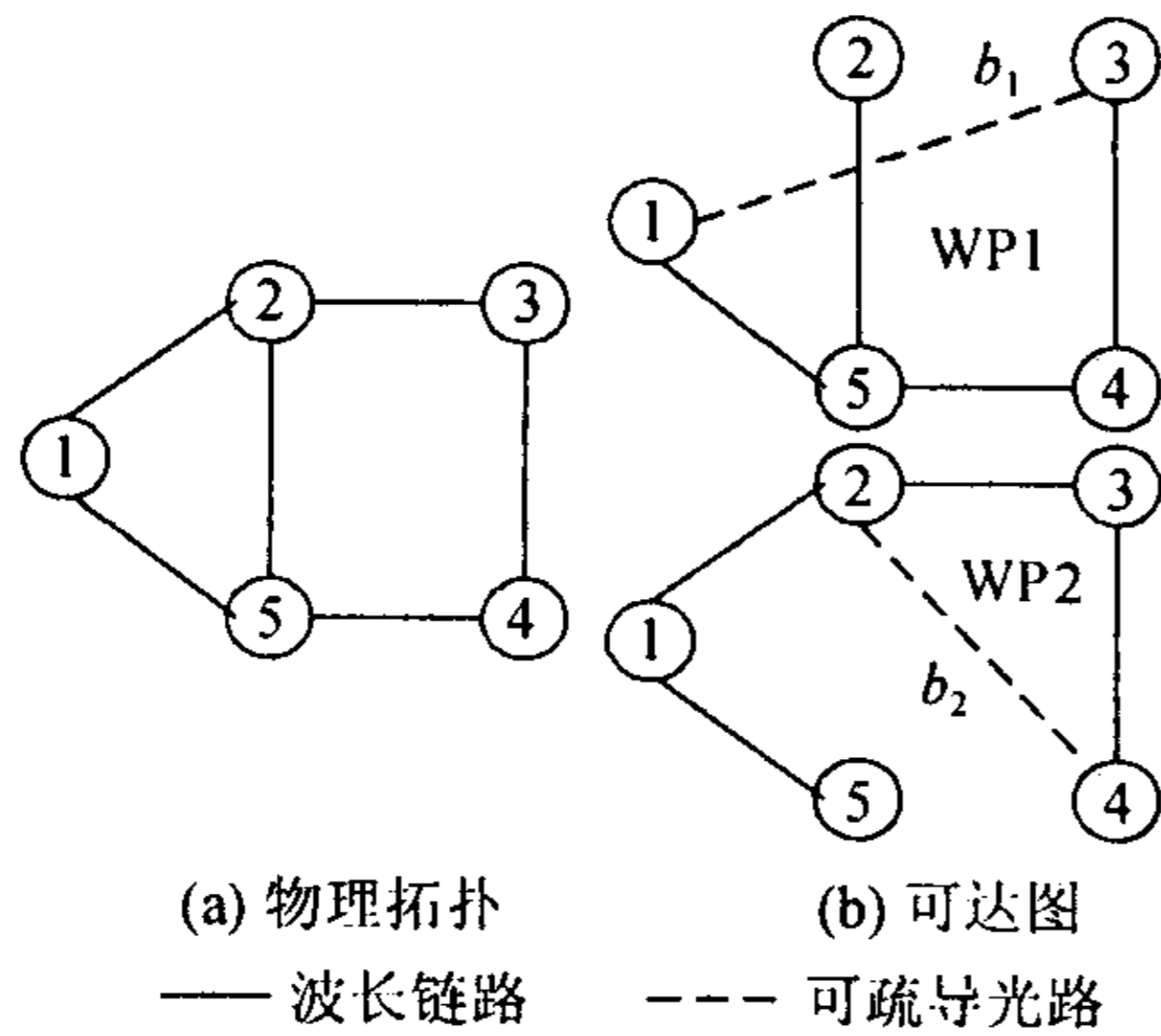


图 1 WDM 网状网中的可达图模型

路和可疏导光路链路。如果 G 中连接某对节点的光纤上存在空闲波长，则相应 WP 的相应节点对间就存在一条波长链路。如果两个节点间已经建立一条可疏导光路，则在相应 WP 的相应节点对间增加一条可疏导光路链路。图 1(a) 所示为一个 5 节点、单光纤、2 波长的物理网络，图 1(b) 为其 RG 模型。图中表示节点对 1-3 之间利用波长 1 建立了一条可疏导光路，剩余带宽为 b_1 ；节点对 2-4 之间利用波长 2 建立了一条可疏导光路，剩余带宽为 b_2 。

2.2 基于 RG 的子通路保护

文献 [1,7,8] 提出支持单粒度业务的 SPP 概念，本节将基于 RG 模型来阐述支持多粒度业务的 SPP 思想，如图 2 所示。该图表示某时刻 RG 中某个 WP 上，节点 1 和 5 之间已经建立的工作通路及其保护路径情况。各个节点之间的链路可能是波长链路，也可能是可疏导光路链路。

SPP 首先选择源、宿节点对间的最短路径 1-2-3-4-5 作为工作通路，然后将该通路分成互不重叠的子通路，并针对每个子通路找出各自链路分离的保护通路，如图 2(a) 所示。图中表示工作通路被分为 2 个子通路，每个子通路包含 2 条链路 ($n = 2, m = 2$)，图中同时反映了链路 (4,5) 发生故障 (如断裂等) 时的恢复过程。当节点 4 和 (或)5 探测到链路 (4,5) 出现故障时，节点 4 经过专用的信令信道向该子通路的起始节点 3 发出告警信令。节点 3 收到该信令后立即沿相应的保护通路 3-8-5 向端节点 5 发送配置信令，用来对保护通路上的节点进行配置 (所有配置动作可以并行完成^[7])。节点 5 收到后立即准备在保护通路接收业务流。下面将讨论当子通路上某条链路发生故障时所需的恢复时间。

假设 τ_{ijl} 为第 k 个业务连接 (s_k, d_k, b_k) 的某条子通路 P_{wkl} 上链路 (i, j) 出现故障时的恢复时间。 τ_{ijl} 主要取决于故障探测时间 δ (假设为 $10\mu s$)、各节点对信令的处理时间 (包括排队等待等) θ (假设为 $20\mu s$)、信令的传播时延 d (从发现故障的节点传到该子通路的起始节点，然后又从起始节点沿保护通路传到子通路端节点的时间) 以及 OXC 的配置时间 ε (假设为 $5ms$)^[7]，即 $\tau_{ijl} = \delta + d + \varepsilon + \theta(n_{is} + n_{sd})$ ，其中 n_{is} 和 n_{sd} 分别表示告警信令和配置信息经过的节点数；而 $d = (l_{is} + l_{sd})/u$ ，其中 l_{is} 和 l_{sd} 分别表示告警信令和配置信令经过链路的物理距离之和； u 为光纤中光的传输速度，近似为 $2 \times 10^8 m/s$ ^[8]。从而可求出子通路 P_{wkl} 上链路出现故障时的平均恢复时间 $\tau_{kl} = \sum_{(i,j) \in P_{wkl}} \tau_{ijl} / |P_{wkl}|$ ，其中 $|P_{wkl}|$ 表示子通路 P_{wk} 包含的链路个数。进而可求出业务连接 (s_k, d_k, b_k) 的工作通路 P_{wk} 上链路出现故障的平均恢复时间 τ_k 和全网所有业务连接的平均恢复时间 τ ，即 $\tau_k = \sum_{l=1}^n \tau_{kl} / n$ 和 $\tau = \sum_{k \in K} \tau_k / |K|$ ，其中 n 为工作通路 P_{wk} 包含的子通路个数； K 表示所有成功建立的业务连接构成的集合， $|K|$ 表示该集合所包含的业务连接的数目。

DPP 为工作通路 1-2-3-4-5 找到一条链路分离的保护通路 1-6-7-8-5，如图 2(b) 所示。当节点 4 和 (或)5 探测到链路 (4,5) 出现故障时，节点 4 向源节点 1 发送报警信令，节点 1 收到后立即沿保护通路向宿节点 5 发送配置信息，节点 5 收到后准备在保护通路接收业务流。显然通路保护的恢复时间高于 SPP。图 2(c) 所示为链路保护，DLP 为工作通路 1-2-3-4-5 上的每条链路都找出一条与它分离的保护路径。当节点 4 和 (或)5 探测到链路 (4,5) 出现故障时，节点 4 无需向源节点发送告警信令，而是直接沿作对应的保护路径向链路的端点 5 发送配置信息，当端点 5 收到配置信息后立即切换到保护路径准备接收业务流。DLP 的恢复时间比 SPP 短。在 SPP 中，网络管理者可以根据不同的优化目标 (如

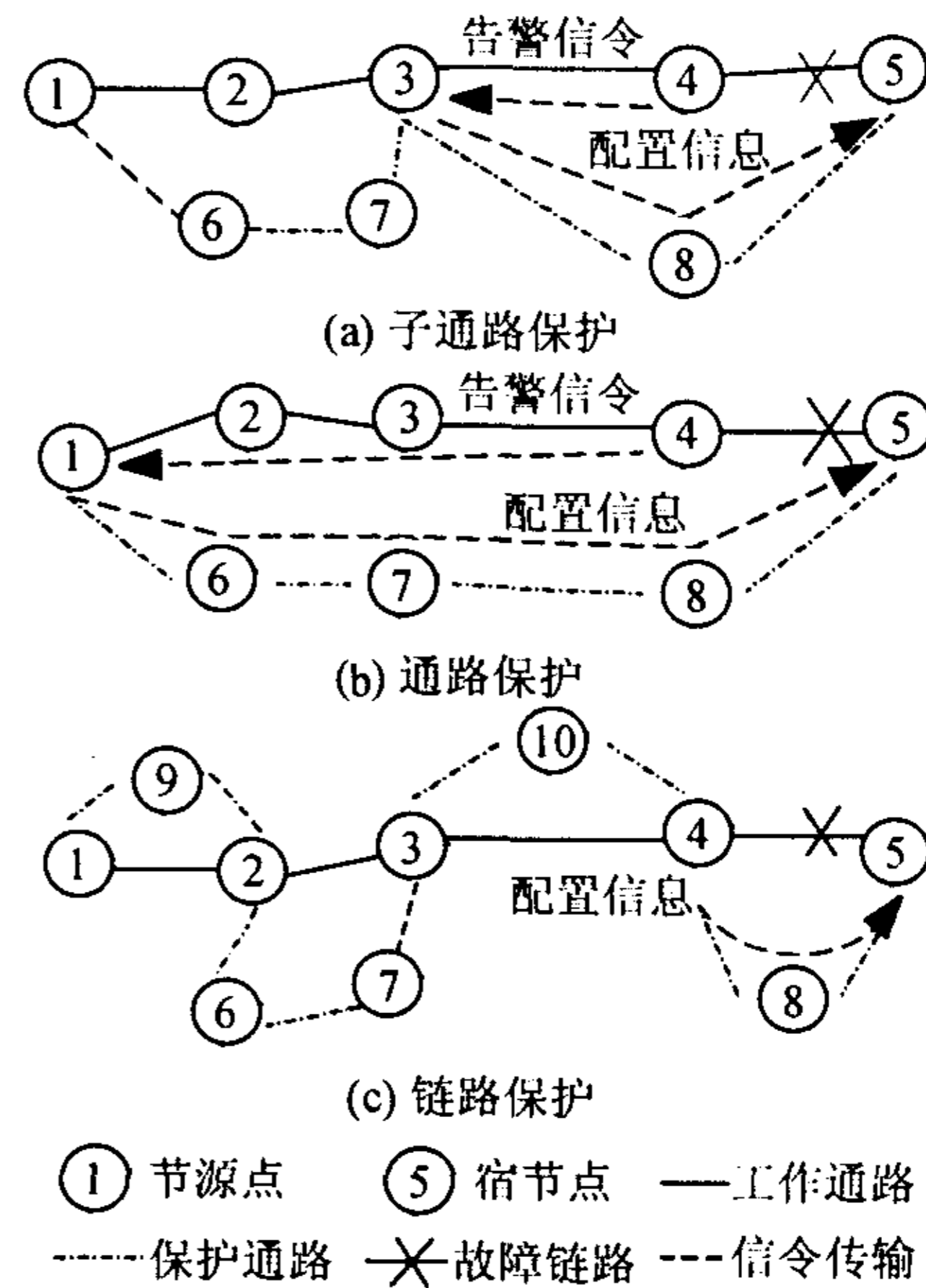


图 2 基于可达图的保护方案

资源利用率或恢复时间) 来确定 m 值：如果想提高资源利用率，则 m 取较大值；如果想缩短恢复时间，则 m 取较小值。从图中可看出：DPP 和 DLP 实际上就是 SPP 在 $n = 1$ 和 $m = 1$ 时的特例。

3 算法描述

一旦将物理拓扑转化为 RG，子通路保护问题就转化为在 WP 上为业务连接请求找寻工作通路，然后按照网络管理者的要求将该通路分为相应的子通路，分别为它们找寻保护通路。因此，如何确定 RG 中链路的权值 (代价函数值) 成为解决问题的关键。为了降低业务连接请求的阻塞率，同时又有利于全网负载均衡，ASPP 根据网络拓扑信息以及资源使用情况动态调整链路权值。在具体阐述之前引入如下定义：

(i, j) ：物理拓扑 G 中节点 i, j 之间的光纤链路，它代表从节点 i 到 j 和从节点 j 到 i 的两条单向光纤链路；

c_{ij} ：链路 (i, j) 的基本代价值，它由该链路的物理长度、建设费用等多种因素共同决定；

$(i, j)_k$ ：波长平面 k 中节点 i, j 之间的链路，它代表该波长平面上从节点 i 到 j 和从节点 j 到 i 的两条链路。它可能是波长链路或可疏导光路链路；

a_{ijk} 和 r_{ijk} ：分别表示链路 $(i, j)_k$ 上已经占用的带宽和可用带宽，它们满足 $r_{ijk} = C - a_{ijk}$ ；

c'_{ijk} ：链路 $(i, j)_k$ 的代价函数，它取决于拓扑信息、全网的资源利用情况以及到达业务连接请求的带宽要求 b ，定义如下：

$$c'_{ijk} = \begin{cases} +\infty, & r_{ijk} < b \\ \alpha \cdot \frac{a_{ijk}}{C} + c_{ij}, & \text{其他} \end{cases} \quad (1)$$

其中 α 为考虑负载均衡的控制因子，是一个常数。

调整完链路的代价函数值后，在 RG 上利用最短路径算法 (如 Dijkstra 算法) 从所有 WP 中找出一条最短通路 P_w (假设该通路在 WP- k 上)，要求 $0 < C(P_w) < +\infty, C(P_w)$ 为该通路所经链路的代价函数之和；然后根据网络管理者指定的策略将 P_w 分为 n 个子通路 $P_{wl} (l \in$

$\{1, 2, \dots, n\}$)。最后在 RG 上为每个子通路 P_{wl} 寻找相应的保护通路 P_{bl} 。在 ASPP 中, 当某条链路出现故障时, 只需将该链路所在子通路切换到其保护通路。由于网络节点不具备波长变换能力, 因此 ASPP 要求所有保护通路都必须建立在与工作通路相同的波长上, 也就是说 P_{bl} 与 P_{wl} 位于相同 WP。由于 P_{bl} 与 P_{wl} 链路分离, 因此在为它寻找保护通路时, 应该在相应 WP 上删除 P_{wl} 所经物理节点间的所有链路, 可通过修改相应链路代价函数值来实现, 即

$$c'_{ijk} = \begin{cases} +\infty, & (i, j) \in Z \\ c_{ijk}, & \text{其他} \end{cases} \quad (2)$$

其中 Z 为 P_{wl} 所经物理节点间的所有链路构成的集合。

修改完链路的代价函数值, 然后在 WP- k 上再次利用最短路径算法 (如 Dijkstra 算法) 找出一条最短路径 P_{bl} 作为 P_{wl} 的保护通路, 要求 $0 < C(P_{bl}) < +\infty$ 。

所提算法的流程图如图 3 所示, 其复杂度主要取决于在 RG 中多次使用的 Dijkstra 算法。在一个 WP 上运行 Dijkstra 算法的复杂度为 $O(|N|^2)$, 由于要在 $|W|$ 个 WP 上分别找出各自的最短通路, 因此需要执行 Dijkstra 算法 $|W|$ 次; 然后再从找到的最多 $|W|$ 条通路中选择代价最小的作为工作通路, 此时最多需要进行 $(|W| - 1)$ 次运算。另外 ASPP 还需在工作通路所在波长平面上为 n 个子通路找寻保护通路, 其复杂度为 $O(n|N|^2)$; 从而可得出 ASPP 算法的复杂度近似为 $O(n|N|^2 + |W||N|^2)$ 。

4 仿真及数据分析

为了更好地说明所提算法的有效性, 本节将对所提算法 (ASPP) 进行仿真研究, 并且同支

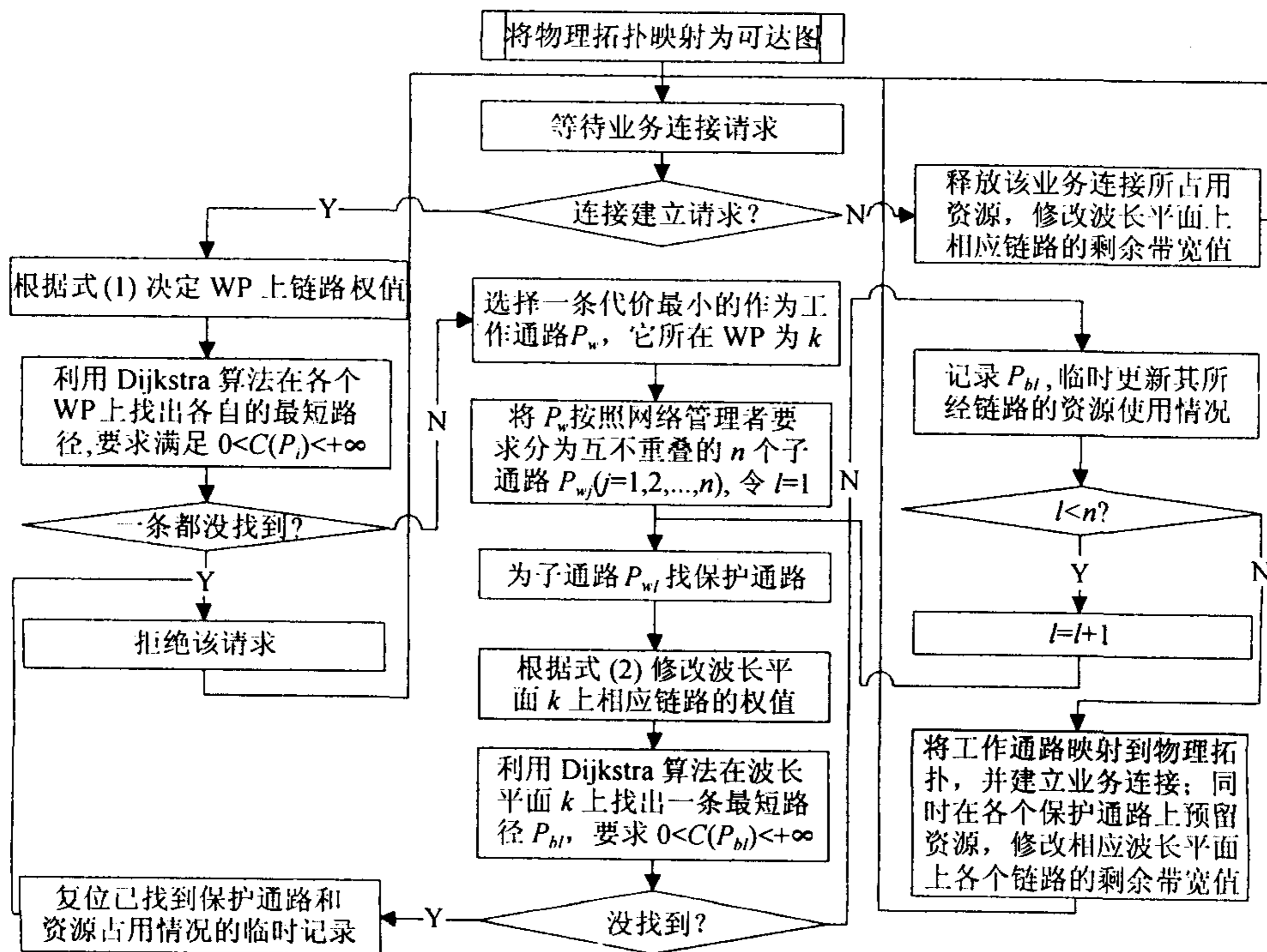


图 3 自适应子通路保护算法流程图

持多粒度业务的 DLP 和 DPP 进行对比。仿真时采用两种不同的网络拓扑, 如图 4 所示。第一种采用 NSFNet T1 骨干网, 共 14 个节点, 21 条链路; 第二种是 5×5 格型环网 (mesh torus), 25 个节点, 50 条链路。假设每条链路由一对方向相反的单向光纤组成, 每根光纤可支持 4 个波长, 每个波长的容量为 OC-192。所有节点都不具备波长变换能力。

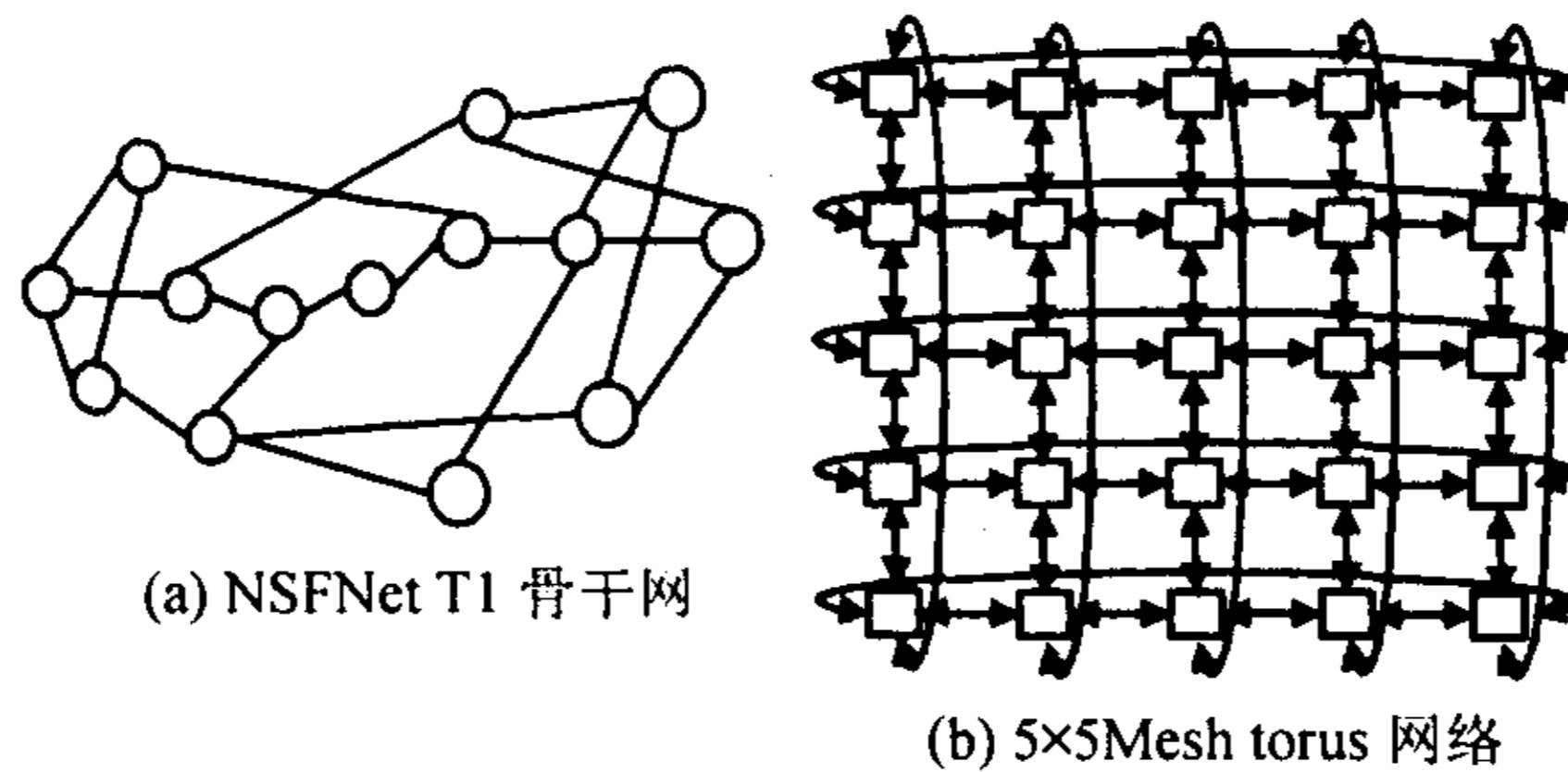


图 4 仿真用的网络拓扑

假定所有连接请求按照平均速率服从参数 β 的泊松分布到达, 所建连接的持续时间服从均值 $1/\mu$ 的指数分布, 即全网总负载为 β/μ Erlang。到达请求的源、宿节点在所有节点对间随机选定, 允许一对节点间同时存在多条连接。对于到达的每个连接请求, 要求为它建立工作通路并找出相应的保护路径。只要有一个没有成功, 则拒绝该次请求。一旦被拒绝 (阻塞), 就立即丢弃, 即无等待队列。到达请求的带宽要求在 OC-1, OC-3, OC-12, OC-48 和 OC-192 之中随机选择。我们在不同负载的动态业务下, 对三种算法的阻塞率 (阻塞率越小, 表示资源利用率越高)

和平均恢复时间进行了仿真研究; 同时, 我们还研究了 m 取不同值时对 ASPP 性能的影响。仿真时所得结果是在模拟 10^6 次业务请求后经统计得出的, 如图 5- 图 8 所示。图中 SUB- m ($m = 2, 3, 4, 5$) 表示 m 取不同值时的 ASPP 算法, DLP 和 DPP 分别表示支持多粒度业务的专用链路保护和专用通路保护。仿真时取 $\alpha = 0$, 并且假设每条链路的基本代价值为 1, 每条链路的物理距离为 1000km。

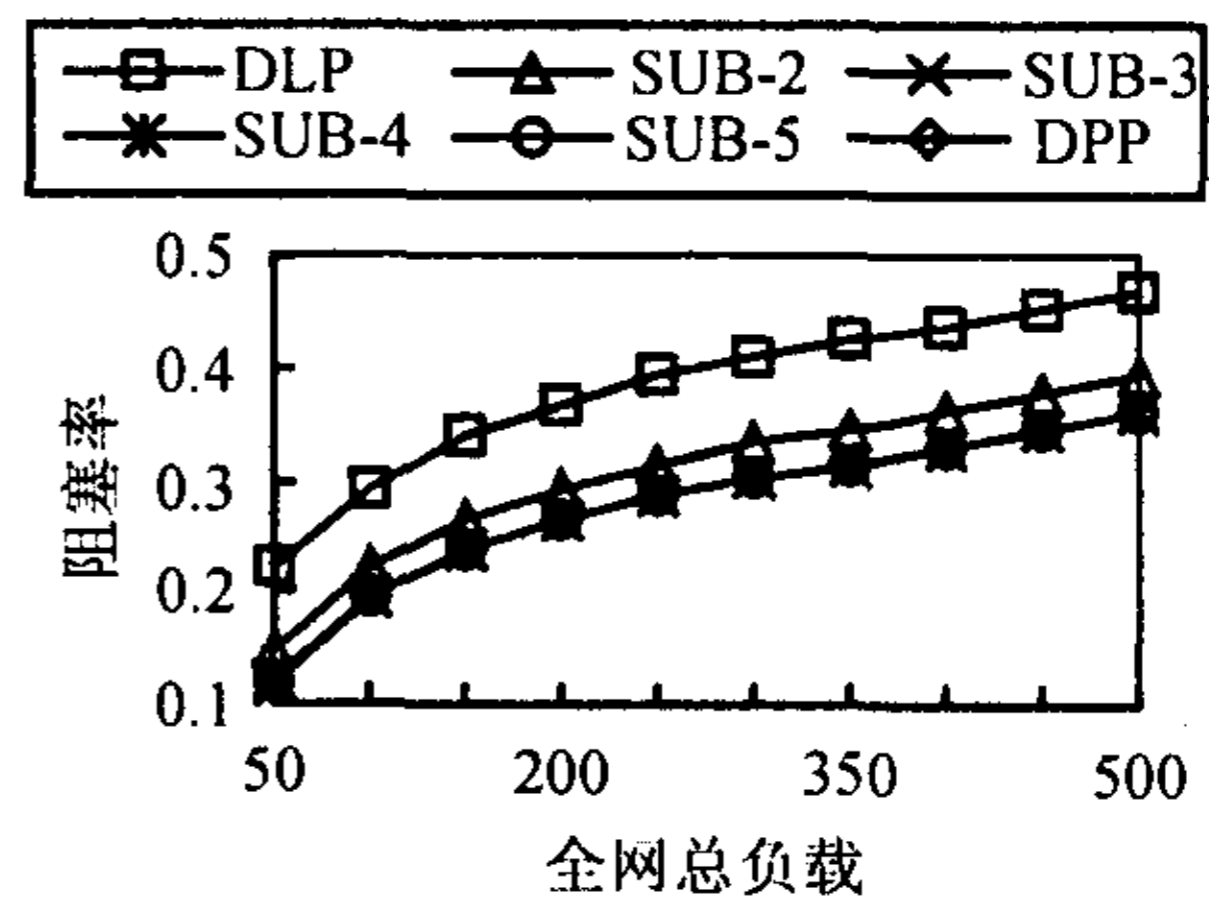


图 5 NSFNet T1 网中的阻塞率性能比较

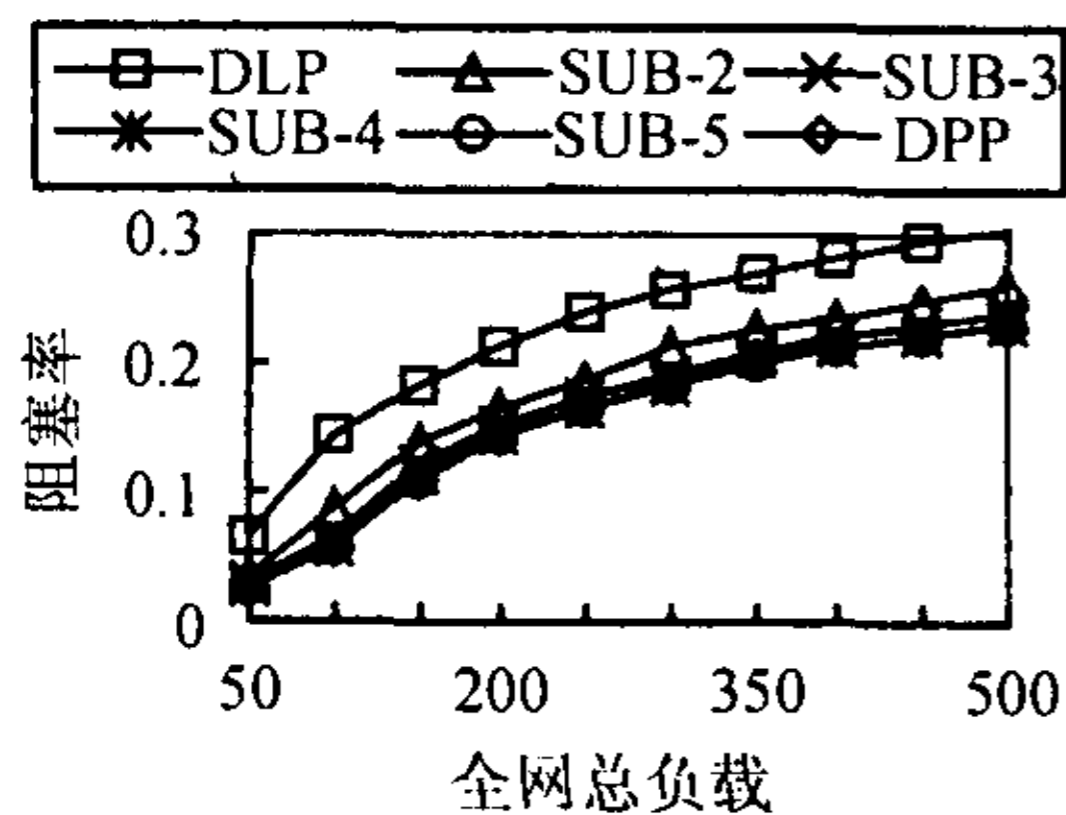


图 6 5×5 Mesh torus 中阻塞率性能比较

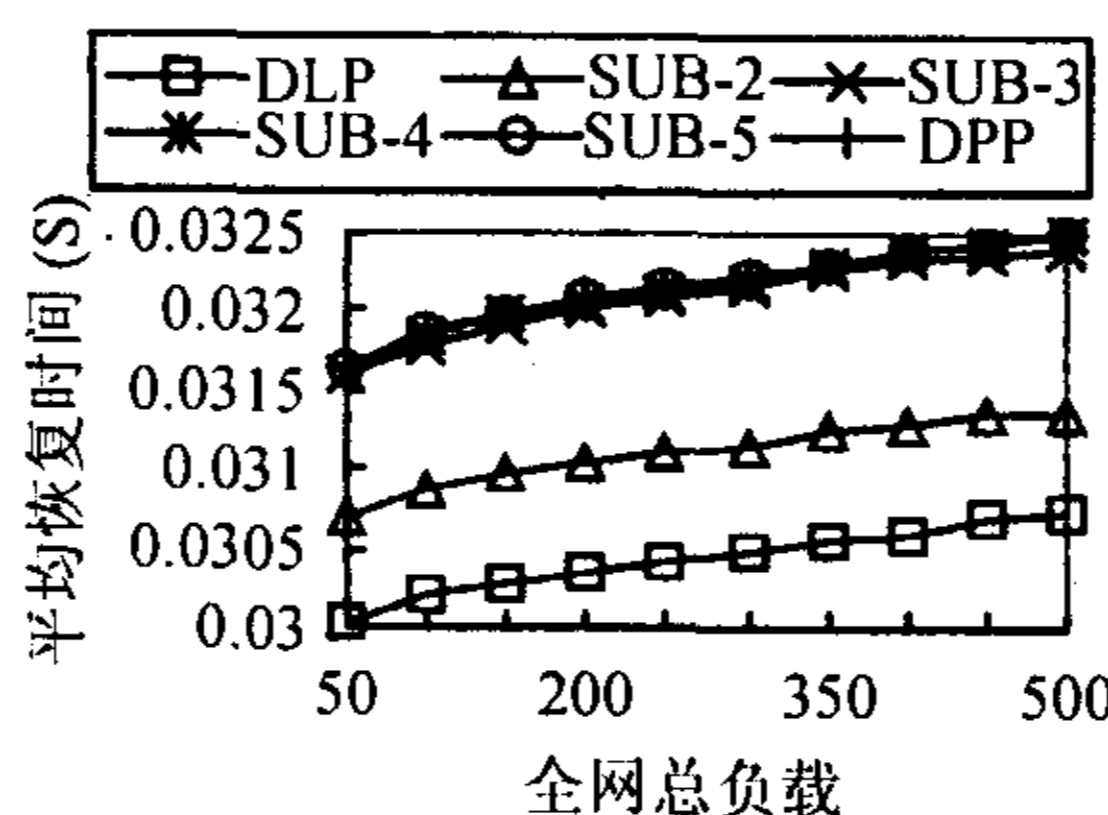


图 7 NSFNet T1 中平均恢复时间比较

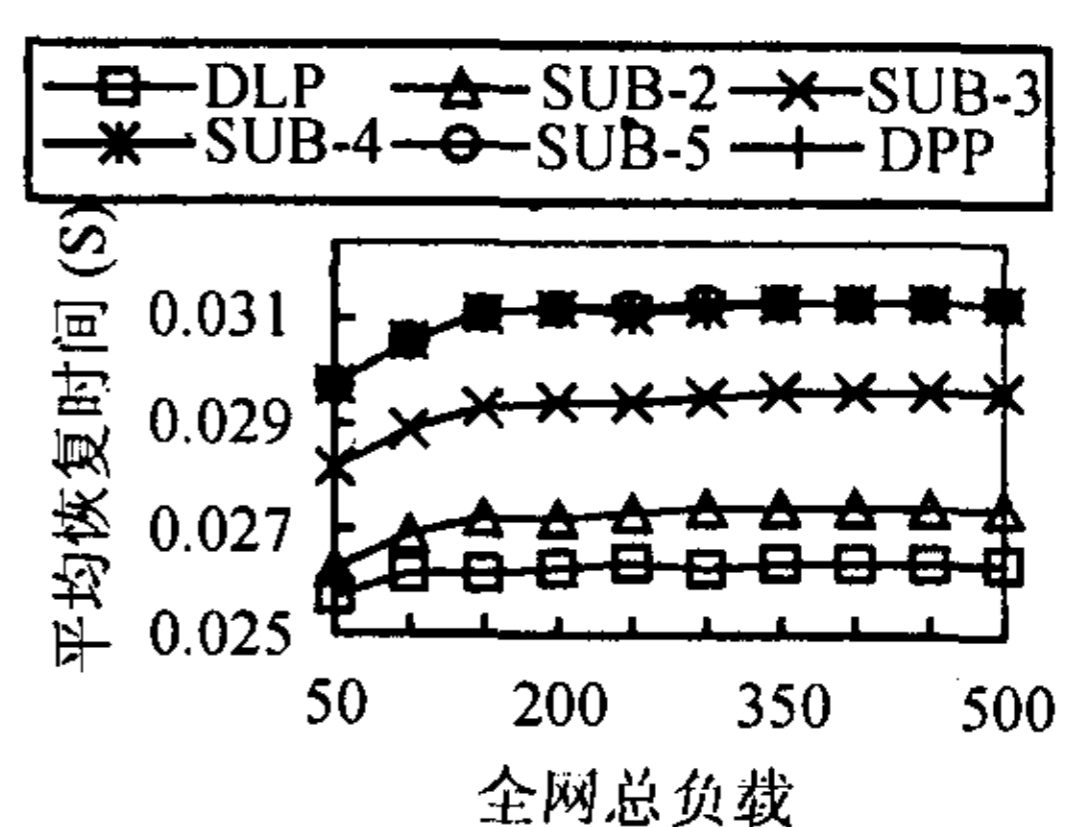


图 8 5×5 Mesh torus 中平均恢复时间比较

从图5和图6可以看出:无论全网负载怎样变化,DLP阻塞率最大,DPP阻塞率最小,ASPP介于二者之间;而且随着 m 值的增加,阻塞率减小,并逐渐逼近DPP。这是因为 m 越小,每条工作通路包含的子通路越多。由于ASPP需要为每条子通路都建立保护通路,因此全网需要预留的保护资源增多,致使后续业务连接请求可用的空闲资源减少,从而导致全网业务连接请求的阻塞率增加。从图7和图8可以看出:DLP恢复时间最短,而DPP最长,ASPP介于二者之间,并且 m 越小,恢复时间越短。这是因为 m 越小,每条子通路包含的链路数越少,相应地其保护通路较短。因此,当链路出现故障时,信令传输所经中间节点越少,传输距离也越短,从而具有更短的恢复时间。从图中可以看出,合理选择 m 值可以在恢复时间和资源利用率之间很好折中,从而满足不同的优化指标要求,如 $m=2$ 时ASPP的阻塞率指标接近DPP而恢复时间却大大低于DPP。

5 结束语

本文研究了业务量疏导WDM网状网中的生存性问题,基于RG模型提出一种自适应子通路保护算法(ASPP)。该算法根据网络状态动态调整链路权值,在此基础上选择一条最短路作为工作通路;然后将该通路分为互不重叠的子通路,并分别找出各个子通路的保护通路。通过不同负载的动态业务下对所提算法进行仿真研究表明:ASPP既可以保证业务连接的可靠性要求,同时又允许网络管理者根据一定优化策略调整子通路长度,从而可以在资源利用率和恢复时间之间进行折中。

参 考 文 献

- [1] Anand V, et al.. Sub-path protection: a new framework for optical layer survivability and its quantitative evaluation [EB/OL], UB CSE Technical Report, Jan. 2002. <http://www.cse.buffalo.edu/tech-reports/2002-01.ps>.
- [2] Washington A N, et al.. A survey of optical network survivability [EB/OL], NCSU CSC Technical Report, Jun. 2002, <ftp://ftp.csc.ncsu.edu/pub/tech/2002/TR-2002-08.ps.Z>.
- [3] Gersterl O, Ramaswami R. Optical layers survivability: An implementation perspective [J]. *IEEE J. on SAC*, 2000, 18(10): 1885-1899.
- [4] Gersterl O, Ramaswami R. Optical layers survivability: A services perspective [J]. *IEEE Comm. Mag.*, 2000, 38(3): 104-113.
- [5] Ramamurthy S, Mukherjee B. Survivable WDM mesh networks, part I - protection [C]. in Proc., IEEE INFOCOM'99, New York, NY, Mar. 1999, vol.2: 744-751.
- [6] Ramamurthy S, Mukherjee B. Survivable WDM mesh networks, part II - restoration [C]. in Proc., ICC'99, Vancouver, Canada, Jun. 1999: 2023-2030.
- [7] Qu C, et al.. Sub-path protection for scalability and fast recovery in WDM mesh networks [C]. in Proc. OFC'02, Anaheim, CA, Mar. 2002: 495-497.
- [8] Ho P H, Hussein T M. A framework for service-guaranteed shared protection in WDM mesh networks [J]. *IEEE Comm. Mag.*, 2002, 40(2): 97-103.
- [9] Zhu K, Mukherjee B. On-line approaches for provisioning connections of different bandwidth granularities in WDM mesh networks [C]. in Proc. of IEEE/OSA OFC'02, Anaheim, CA, Mar. 2002: 549-551.
- [10] Zhu K, Mukherjee B. Traffic grooming in an optical WDM mesh network [J]. *IEEE J. on SAC*, 2002, 20(1): 122-133.
- [11] Thiagarajan S, Somani A. Capacity fairness of WDM networks with grooming capabilities [J]. *Optical Network Mag.*, 2001, 2(3): 24-32.

何荣希: 男, 1971年生, 博士, 副教授, 主要研究方向为光网络的路由算法和生存性问题等。

温海波: 男, 1976年生, 博士生, 主要研究方向为光网络的约束路由算法和多播算法等。

王光兴: 男, 1937年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为宽带通信网及其相关技术。

李乐民: 男, 1932年生, 教授, 博士生导师, 中国工程院院士, 主要研究方向为宽带通信网及其相关技术。