

## 软管不确定业务量模型下基于 Valiant 负载均衡的抗毁 WDM 网络研究

戴睿 李乐民 王晟 章小宁

(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 WDM 网状网在软管(Hose)不确定业务量模型下的鲁棒抗毁问题, 提出一种基于 Valiant 负载均衡(Valiant Load Balancing, VLB)以及共享保护机制的分段保护算法——VLB-SSP (VLB-based Shared Segment Protection) 算法。该算法遵照共享保护的思想配置波长, 并通过分割保护环的方式来满足恢复时间的要求。仿真表明, 相对于专用通道 VLB 保护算法和均匀负载均衡保护方案, VLB-SSP 算法不仅具有较小的全网代价, 同时也提高了恢复的速度。

**关键词:** WDM 网状网; Hose 不确定业务量模型; Valiant 负载均衡; 分段保护

中图分类号: TN915.63

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2009)12-2795-06

### On Protecting WDM Networks with Valiant Load Balancing under Hose Uncertain Traffic Model

Dai Rui Li Le-min Wang Sheng Zhang Xiao-ning

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

**Abstract:** In this paper, the issue of robust protection is investigated in WDM networks under the hose uncertain traffic model. Based on Valiant Load Balancing (VLB) and shared protection, a segment protection algorithm called VLB-SSP (VLB-based Shared Segment Protection) is proposed. The algorithm provisions wavelengths in terms of the shared protection, and splits the protection loops so as to meet the requirement of recovery time. Simulation results indicate that VLB-SSP can not only achieve a lower cost budget but also perform a faster recovery in contrast to dedicated-path protection VLB algorithm and uniform Load Balancing protection scheme.

**Key words:** WDM mesh networks; Hose uncertain traffic model; Valiant Load Balancing; Segment protection

#### 1 引言

在 WDM 网状网中, 一根光纤的失效往往会致巨大的损失<sup>[1]</sup>, 因此必须对网络进行抗毁设计。其中最常见的方案是在光层引入保护机制。通常情况下, 在规划设计具有抗毁性能的 WDM 网络时都需要给出一个确定的业务量矩阵, 然而在实际情况下却很难预测出节点对之间具体的业务量模型<sup>[2]</sup>。最直接的原因在于随着宽带业务需求的增加, 运行于光层之上的 IP 或 MPLS 分组数据会出现变化的情况。另一方面, 由于无法预测新兴业务的出现会对当前业务流造成何种影响, 所以根据对发展的预测所估计出的光路需求矩阵也很难保证准确。因此有必要研究业务量矩阵不确定情况下的抗毁设计问题。

在针对不确定业务模型的鲁棒抗毁设计问题的研究中, 基于软管(Hose)不确定业务量模型<sup>[3]</sup>(即只给出流入/流出节点业务量的上限)的 Valiant 负载

平衡(Valiant Load Balancing, VLB)机制<sup>[4]</sup>具有节约资源, 能抵御多网络部件失效等优点<sup>[5]</sup>, 是一种具有竞争力的解决方案。文献[5]提出了一种基于均衡负载均衡机制(Uniform Load Balancing, ULB)的抗毁方案, 并给出了所需带宽的理论上限。由于 ULB 在配置带宽时没有考虑具体的 Hose 业务模型以及网络拓扑, 所以无法对资源优化配置。文献[6]将 VLB 用于 WDM 网络中, 提出了最大资源利用率(Maximal Resource Utilization, MRU)算法。但是 MRU 是一种专用通道保护(Dedicated Path Protection, DPP)算法<sup>[1]</sup>, 不同节点对之间的业务无法共享保护带宽, 因而耗费资源较多; 同时, 在通道较长时, 其恢复时间也较长。

本文研究了 WDM 网状网在 Hose 不确定模型下的鲁棒抗毁问题, 提出一种基于 VLB 以及共享保护机制的分段保护(Segment Protection, SP)<sup>[7]</sup>算法——VLB-SSP(VLB-based Shared Segment Protection)算法。遵照工作路径分离的节点对可以共享保护资源的思想, VLB-SSP 首先为每个节点对建立一条工作路径以及一条与之物理链路分离的保

2008-12-26 收到, 2009-10-26 改回

国家 973 计划项目(2007CB307104), 国家自然科学基金(90604002)和教育部新世纪优秀人才支持计划(NCET-05-0807)资助课题

护路径,并根据网络拓扑和给定的 Hose 业务量模型为其配置波长;然后判断所有节点对的工作路径与其端到端保护路径所形成的“保护环”是否满足给定的要求,即环所包含的链路数是否超过规定的门限值;最后将不合要求(链路数超过门限值)的保护环分割成若干个合乎要求且互不重叠的子环。VLB-SSP 选择保护环的工作路径与保护路径之间链路数最小的一条路径对环进行分割。图 1 给出了一个保护环分割的例子。假定链路数门限值为 7,由于结点对  $(s,d)$  的工作路径与其端到端保护路径所构成的保护环  $L_1$  的链路数为 14,所以需要对其进行分割。经过第 1 次分割之后所形成的两个子环  $L_2$  和  $L_3$  的链路数分别为 11 和 7,因此  $L_3$  不再被分割,而  $L_2$  仍需分割。经过第 2 次分割之后, $L_2$  被分为  $L_4$  和  $L_5$ 。此时  $L_4$  和  $L_5$  的链路数(分别为 7 和 6)均未超过 7,所以分割过程停止。在资源配置方面,VLB-SSP 采用共享保护机制,并且将尽可能多的业务放在代价较小的路径上传输,所以能有效地利用资源;在故障恢复方面,由于使用了分段保护,按要求分割保护环,因而恢复速度也较快。仿真结果也表明,相对于 ULB 方案和 MRU 算法,VLB-SSP 算法不仅具有较小的全网代价(Total Network Cost, TNC),同时也缩短了恢复时间。

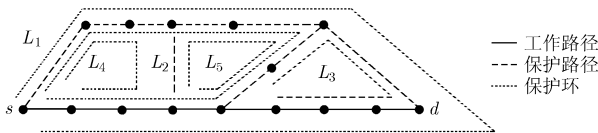


图 1 一个分割保护环的例子

本文结构如下:第 2 节给出问题描述;第 3 节详细阐述 VLB-SSP 算法;第 4 节给出计算机仿真结果和分析;第 5 节总结全文。

## 2 问题描述

首先给出网络模型和基本假设。

(1)给定 WDM 网状网的物理拓扑  $G(N,E)$ ,  $N$  为节点集合,  $E$  为单向链路集合;  $N$  和  $E$  分别表示网络节点数以及单向链路数。网络的单向链路被赋予了链路代价,代表该条链路的物理距离。假设网络对称,即两条具有相同端节点但方向不同的单向链路的物理距离相同。

(2)网络中的每一个节点为一个光交叉连接器(Optical Cross-Connect, OXC),并且不具有波长转换能力。因此,一条光路仅能占用一个波长信道。同时,假设每个节点有足够多的光收发器,且每个收发器能谐调至任一波长信道上。

(3)WDM 网络中每个连接请求的基本带宽单位为一个 OC-1 的带宽;一个波长能够支持的最小带宽粒度也等于一个 OC-1 请求的带宽粒度。本文假定一个波长的带宽(记为  $W$ )为 48 个 OC-1 请求的带宽。

(4)业务量模型为 Hose 不确定业务模型  $H(R,C)$ 。  $R=[R_1, R_2, \dots, R_M]$ , 其中  $R_i$  表示以节点  $i$  为源节点的 OC-1 连接请求数目的上限( $i=1,2,\dots,N$ );  $C=[C_1, C_2, \dots, C_M]$ , 其中  $C_i$  表示以节点  $i$  为目的节点的 OC-1 连接请求数目的上限( $i=1,2,\dots,N$ )。

本文的工作是为一个给定的网络拓扑及其相应的 Hose 业务模型进行抗毁设计,通过有效的资源配置对所有可能出现的单链路失效进行 100% 的恢复,同时达到节约资源和满足恢复时间要求的目的。为减少全网代价,采用共享保护的策略,并且在为工作路径配置波长时考虑网络拓扑以及业务模型对网络开销的影响。全网代价定义为所有单向链路分配到的波长数(包括工作波长和保护波长)与其链路距离之积的总和,即

$$TNC = \sum_{e \in E} W(e)d(e) \quad (1)$$

式中  $W(e)$  表示单向链路  $e$  上所分配到的波长数;  $d(e)$  表示单向链路  $e$  上的物理距离。

为满足恢复时间的要求,本文采用分段保护方案,把链路数超过规定门限值(记为 TH)的保护环切割成若干个符合要求的子环。此外,由于假设用户需求为细粒度带宽需求,在配置资源时还须考虑业务量疏导<sup>[8-10]</sup>的问题。

## 3 启发式算法

文献[1]已说明 WDM 网状网中的保护优化问题为 NP-C 问题,而基于 VLB 的共享分段保护问题更加复杂,所以也是 NP-C 问题。在网络规模较大的情况下,只有通过启发式算法加以解决。本节首先介绍 Valiant 负载平衡机制的基本思想,然后详细阐述 VLB-SSP 算法。

### 3.1 Valiant 负载平衡机制

Valiant 负载平衡机制最早出现在多处理器分布式系统的研究中<sup>[11]</sup>。文献[4]将其应用在网状网的鲁棒选路中,该路由算法分两阶段完成:

(1)第 1 阶段:每个源节点将其业务量按比例  $\alpha_i$  发送到中间节点  $i$ ,而不考虑这些业务的目的节点(其中  $\alpha_i$  被称为负载分配系数,满足约束条件  $\sum_{i=1}^N \alpha_i = 1$ ,而  $\alpha=[\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_N]$  则表示负载分配向

量);

(2)第2阶段:经过第1阶段路由,每个网络节点将收到的前往不同目的节点的负载进行处理,并将其转发至相应的目的节点。

VLB路由的实质在于任意网络节点对之间工作路径上的容量要求仅与负载分配向量和Hose模型有关,而与具体的业务量矩阵无关。具体解释如下:在第1阶段选路时,节点*i*向节点*j*发送的业务量上限为 $\alpha_j r_i$  ( $r_i$ 表示以*i*为源节点的业务量上限);当第1阶段结束时,节点*i*作为中间节点所收到的来自于节点*k*的业务负载为 $\alpha_i t_{kj}$  ( $t_{kj}$ 为源节点*k*到目的节点*j*的业务量),因此节点*i*到节点*j*的工作路径(记为 $WP_{ij}$ )在第2阶段选路的容量需求上限为 $\sum_{k=1}^N \alpha_i t_{kj} \leq \alpha_i u_j$  ( $u_j$ 表示以*j*为目的节点的业务量上限)。根据上述分析可知, $WP_{ij}$ 在两阶段路由过程中所需要的带宽不会超过 $\alpha_j r_i + \alpha_i u_j$ 。

将VLB用于WDM网络时,由于受到波长粒度的限制,进行两阶段路由的业务连接请求必须保证以最小粒度(OC-1)为单位。当出现比最小粒度还小的请求时,必须为其分配一个OC-1粒度的带宽。例如,节点*i*到节点*j*的第1阶段选路的请求最多为 $N-1$ 个,所以第1阶段选路的总带宽需求为 $\lfloor \alpha_j R_i \rfloor + N-1$  ( $\lfloor x \rfloor$ 表示对*x*向下取整数)。同理, $WP_{ij}$ 上第2阶段选路的带宽需求为 $\lfloor \alpha_i C_j \rfloor + N-1$ 。因此,经过两阶段路由,分配给 $WP_{ij}$ 的带宽上限为 $\lfloor \alpha_j R_i \rfloor + \lfloor \alpha_i C_j \rfloor + 2(N-1)$ 。另一方面,由于VLB路由机制是一种两跳路由机制,所有业务必须经由中间节点才能被转发至相应的目的节点,因而从逻辑上讲,VLB构建起了一个全连接的虚拓扑,任何路径 $WP_{ij}(i,j=1,\dots,N)$ 均由一条光路组成。考虑到波长连续性,分配给 $WP_{ij}$ 的波长数为: $\lceil \lfloor \alpha_j R_i \rfloor + \lfloor \alpha_i C_j \rfloor + 2(N-1) \rceil / W$  ( $\lceil x \rceil$ 表示对*x*向上取整数)。

### 3.2 VLB-SSP 算法

VLB路由机制中点到点之间的业务信息由虚业务量矩阵 $T^v$  ( $T^v = [t_{ij}^v]$ )表示。在WDM网络中, $T^v$ 为两跳路由过程中经过任意节点对之间工作路径的连接请求个数上限的集合,即:

$$t_{ij}^v = \lfloor \alpha_j R_i \rfloor + \lfloor \alpha_i C_j \rfloor + 2(N-1), \forall i, j = 1, \dots, N \quad (2)$$

因此,使用VLB进行抗毁设计的实质是对 $T^v$ 进行保护。

VLB-SSP启发式算法分为相互关联的4个步骤:

(1)计算各业务节点对的工作路径并确定虚业务量矩阵 $T^v$ ;

(2)为 $T^v$ 寻找端到端的保护路径;

(3)判断每一个节点对的工作路径和端到端保护路径所形成的保护环是否满足给定的链路数限制:若保护环的链路数小于门限值TH,则不再对环进行分割;如不然,则将环切割成符合要求的若干子环;

(4)为每个节点对的工作路径以及保护路径分配波长。

VLB-SSP的核心思想体现在两个方面:(1)优化虚业务量矩阵 $T^v$ ,从而减少配置工作路径所耗费的代价;(2)分割链路数过大的保护环以提高恢复速度。由式(2)可知,负载分配向量 $\alpha$ 为影响 $T^v$ 的唯一变量,因此优化虚业务量矩阵的关键在于优化 $\alpha$ 。此外,本文利用Dijkstra算法,通过对链路赋予不同的权重来完成对工作路径和保护路径的选路。对于工作路径,遵循最短路径优先的原则,每条链路上的权重被赋值为链路的物理距离。由于每个节点对的工作路径、端到端保护路径以及分割保护环的保护路径(简称为环分割路径)必须链路分离,同时考虑到网络的对称性以及工作路径分离的节点对可以共享保护资源,本文使用下面两个代价函数来确定计算节点对(*i,j*)的端到端保护路径(式(3))以及环分割路径(式(4))时的链路权重:

$$c(e) = \begin{cases} \varepsilon d(e), & e \in LD_{ij} \text{ 且 } e \notin WP_{ij} \cup WP_{ji} \\ d(e), & e \notin LD_{ij} \text{ 且 } e \notin WP_{ij} \cup WP_{ji} \\ \infty, & e \in WP_{ij} \cup WP_{ji} \end{cases} \quad (3)$$

$$c(e) = \begin{cases} \varepsilon d(e), & e \in LD_{ij} \text{ 且 } e \notin WP_{ij} \cup BP_{ij} \cup WP_{ji} \cup BP_{ji} \\ d(e), & e \notin LD_{ij} \text{ 且 } e \notin WP_{ij} \cup BP_{ij} \cup WP_{ji} \cup BP_{ji} \\ \infty, & e \in WP_{ij} \cup BP_{ij} \cup WP_{ji} \cup BP_{ji} \end{cases} \quad (4)$$

其中 $BP_{ij}(BP_{ji})$ 为(*i,j*)(*j,i*)之间的端到端保护路径; $LD_{ij}$ 表示与节点对(*i,j*)工作路径链路分离的其他节点对端到端保护路径的集合; $\varepsilon$ 为一个足够小的正数,如0.0001。对于步骤(4),VLB-SSP根据FF(first-fit)原则进行波长配备。

**3.2.1 计算负载分配向量** 考虑抗毁设计中影响全网代价的3个要素:(1)路由策略;(2)业务模型;(3)保护机制。对于路由策略,将尽可能多的业务放在距离短,链路数小的路径上传输不仅能节约成本还能减小传播时延。对于Hose业务模型而言,利用业务流量上限更大的节点转发更多的连接请求可以提高资源利用率。而对于共享保护机制,一个节点对的工作路径若与更多其他节点对之间的工作路径链路分离,那么让更多的连接请求通过该节点对的工

作路径则意味着更多的保护资源可以被共享。基于上述分析,定义网络路径效率(Network Path Efficiency, NPE)来量化上述 3 个要素,并通过最大化 NPE 优化负载分配系数向量。

对于节点对  $(i, j)$ , NPE 定义为:  $t_{ij} \text{NLD}_{ij} / d_{ij} H_{ij}$ 。其中  $\text{NLD}_{ij}$  表示与  $\text{WP}_{ij}$  链路分离的工作路径数,  $d_{ij}$  为  $\text{WP}_{ij}$  的物理距离,  $H_{ij}$  为  $\text{WP}_{ij}$  的链路数。在第 1 阶段路由中,网络节点  $i$  接收来自其他网络节点  $k$  的业务请求,大小为  $\alpha_i R_k$ 。因此,节点  $i$  在第 1 阶段路由的 NPE 可以写为:  $\alpha_i \sum_{k=1, k \neq i}^N (\text{NLD}_{ki} R_k / d_{ki} H_{ki})$ 。同理,节点  $i$  在第 2 阶段路由中将大小为  $\alpha_i C_k$  的业务量发送至节点  $k$ ,故  $i$  在第 2 阶段路由的 NPE 为:  $\alpha_i \sum_{k=1, k \neq i}^N (\text{NLD}_{ik} C_k / d_{ik} H_{ik})$ 。所以节点  $i$

在两阶段路由中总的 NPE 为:  $\alpha_i \left[ \sum_{k=1, k \neq i}^N (\text{NLD}_{ki} R_k / d_{ki} H_{ki} + \text{NLD}_{ik} C_k / d_{ik} H_{ik}) \right]$ 。

令  $M_i = \sum_{k=1, k \neq i}^N (\text{NLD}_{ki} R_k / d_{ki} H_{ki} + \text{NLD}_{ik} C_k / d_{ik} H_{ik})$ , 那么所有网络节点在两阶段路由中的 NPE(total\_NPE)则可以表示为:  $\sum_{i=1}^N M_i \alpha_i$ 。于是有

$$\left. \begin{aligned} & \text{maximum} \quad \sum_{i=1}^N M_i \alpha_i \\ & \text{s.t.} \quad \sum_{i=1}^N \alpha_i = 1, \quad 0 < \alpha_i < 1 \end{aligned} \right\} \quad (5)$$

根据式(5)可知,最大化 total\_NPE 时,  $\alpha_i$  必须与  $M_i$  成正比,因而有  $\alpha_i = M_i / \sum_{i=1}^N M_i, i = 1, \dots, N$ 。

**3.2.2 分割保护环** 分割保护环的目的在于缩短恢复时间。图 2 反映了链路发生故障(如断裂等)时的恢复过程。假设链路  $\langle 3, 4 \rangle$  失效,经过一段时间以后被其上游节点(节点 3)所探测到,于是节点 3 向链路  $\langle 3, 4 \rangle$  所属保护环的起始节点(节点 2)发出告警信号。节点 2 收到告警信号以后立即沿保护路径 2-7-8-9-5 向环的端节点(节点 5)发送配置信息,用于对保护路径上的各节点进行配置。当节点 5 收到配置信息时立刻准备从保护路径上接收业务,恢复过程完毕。因此,保护环  $L_i$  上第  $m$  条链路发生故障后所需要的恢复时间( $\text{RT}_i^m$ )可以用如下式(6)计算:

$$\text{RT}_i^m = \text{fd} + \text{mpp} + \text{cd} + \text{mp} \times (n_w + n_c) \quad (6)$$

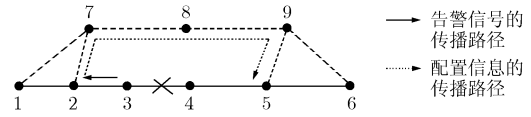


图 2 链路失效后的恢复过程

其中  $\text{fd}$  为失效检测时间(设定为  $10 \mu\text{s}$ );  $\text{mpp}$  为消息传播时延,  $\text{mpp} = (d_w + d_c) / u$  ( $d_w$  与  $d_c$  分别为告警信号和配置信息在保护环中经过的物理距离,  $u$  为光纤中光的传播速度,近似为  $2 \times 10^8 \text{ m/s}$ );  $\text{cd}$  表示保护路径上所有节点的配置时间(设定为  $5 \text{ ms}$ );  $\text{mp}$  表示每个节点的消息处理时间(设定为  $20 \mu\text{s}$ );  $n_w$  和  $n_c$  分别代表告警信号和配置信息在保护环中经过的节点数。通过式(6)可以看出,一条链路所属保护环的链路数越小,其所需的恢复时间也就越短。

图 3 给出了保护环分割的迭代过程。为方便描述,将保护环进行编号,即把由工作路径和端到端保护路径所组成的环编号为  $L_1$ ,  $L_1$  被分割为  $L_2$  和  $L_3$ , 而  $L_2$  则又可能被分割成  $L_4$  与  $L_5 \dots$  以此类推。在迭代开始前,算法根据式(4)计算出  $L_1$  上所有可能的环分割路径  $\text{SP}_{ij}$ (以及  $\text{SP}_{ji}$ ),  $\forall i \in \text{NWP}(L_1), j \in \text{NBP}(L_1)$ (其中  $\text{NWP}(L_1)$  和  $\text{NBP}(L_1)$  分别表示  $L_1$  的工作路径和端到端保护路径上除去其端节点的所有节点的集合)。由于  $L_k(k > 1)$  为  $L_1$  的子环,因此  $L_1$  的环分割路径已经包含了所有  $L_k$  的环分割路径。在迭代过程中,如果存在不合要求的保护环,则选择端节点分别在环的工作段上和保护段上的链路数最小的环分割路径对其进行分割。若新形成的两个子环都满足链路数要求,则迭代停止;否则继续分割不合要求的子环,直到所有子环的链路数都小于 TH 或者无法对任何子环进行分割(无法找到环分割路径或新形成的环的链路数没有小于分割之前的环的链路数)为止。如图 3 所示,  $n$  次迭代后最多产生  $2^n - 1$  个子保护环,所以分割一个工作路径链路数为  $H$  的保护环最多需要  $\lceil \log_2 H \rceil$  次迭代。分割保护环的伪码如图 4 所示(其中  $H(L_i)$  表示保护环  $L_i$  的链路数)。

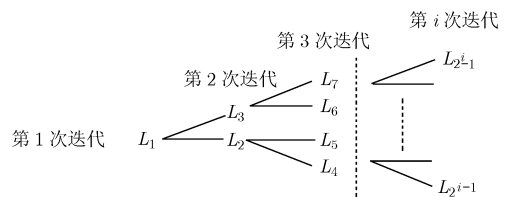


图 3 保护环分割的迭代过程

```

while (i ≤ ceil(log2 H))
{
    flag=1; m=2i-1;
    for (k=0; k<2i-1; k++)
    { if(H(Lm+k) ≤ TH) {H(L2m+2k)=0; H(L2m+2k+1)=0; continue;}
      else {分割环 Lm+k; flag=0;}
      flag=flag × flag;
    }
    i++;
    if (flag=1) break;
}
if (flag=0)报告无法满足链路数约束要求
    
```

图 4

### 4 仿真与分析

本文采用计算机仿真对 ULB 方案, MRU 算法以及 VLB-SSP 算法的全网代价和恢复时间进行比较。仿真所采用的网络拓扑为 NSFNET(14 个节点, 42 条单向链路)和 USANET(24 个节点, 86 条单向链路), 如图 5 所示。每条链路旁的数字代表其物理距离(单位为 km)。为计算全网代价, 分别为两个拓扑随机生成 100 个 Hose 不确定模型, 其中每个节点的  $R$  值与  $C$  值满足[100, 300]间的均匀分布。恢复时间 RT 使用式(7)计算:

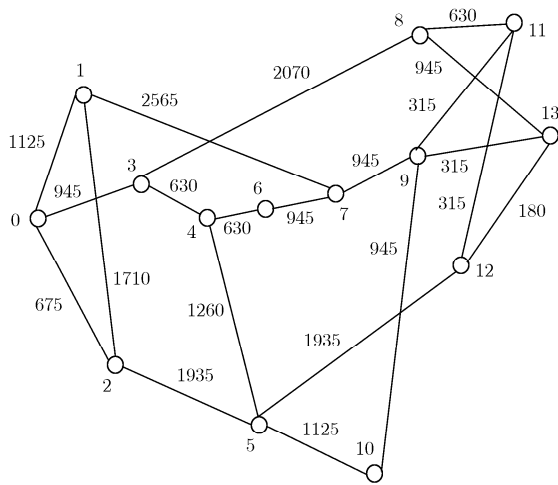
$$RT = \left( \sum_{i=1}^{n_p} \sum_{m=1}^{f_i} RT_i^m \right) / (n_p f_i) \quad (7)$$

其中  $n_p$  为网络中保护环的数目;  $f_i$  为保护环  $L_i$  工作路径上的链路数;  $RT_i^m$  表示  $L_i$  上第  $m$  条链路失效后所需要的恢复时间, 可通过式(6)求得。

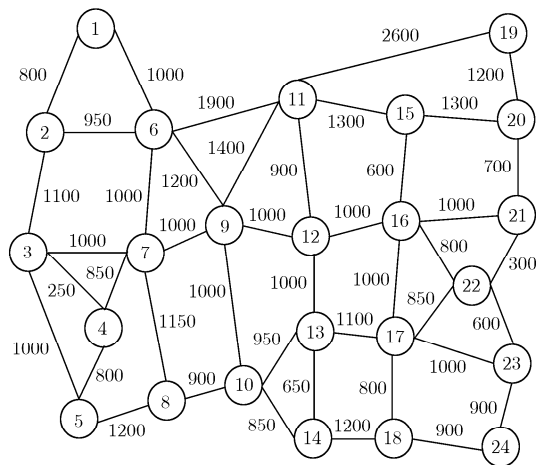
图 6 比较了 3 种方法在不同的 TH 下对随机产生的 100 个 Hose 业务模型进行抗毁设计时所消耗的

平均全网代价(图 6(a)为 NSFNET 拓扑下全网代价的比较, 图 6(b)为 USANET 拓扑下全网代价的比较)。从图中可以看出, ULB 和 MRU 的全网代价不随 TH 的改变而改变; 而 VLB-SSP 的代价曲线却随 TH 的递增而呈现递减的趋势。这是由于 ULB 和 MRU 均不考虑链路数门限的约束; 而 VLB-SSP 却根据恢复时间的需求分割过大的保护环: 链路数约束越紧, 所需要的环分割路径也就越多, 因此代价也就越大。通过比较可以看出, 当 TH 较大时, VLB-SSP 的全网代价低于 ULB 和 MRU 的全网代价; 即便在恢复时间要求较为严格的情况下, VLB-SSP 所耗费资源也仅略多于 ULB 与 MRU(例如在 USANET 拓扑下, 当 TH=5 时, VLB-SSP 的代价比 ULB 和 MRU 高 1.6% 和 7.7%)。原因在于 ULB 采用专用通道保护, 且未虑及网络拓扑以及 Hose 业务模型对全网代价的影响; 虽然 MRU 在计算负载均衡向量时考虑了节点业务量以及工作路径代价等因素, 但也没有使用共享保护。与 ULB 和 MRU 不同, VLB-SSP 采用共享分段保护机制, 并根据网络的具体情况配置工作带宽, 所以能够抵消由于配置环分割路由而对全网代价产生的影响。

图 7 给出了 ULB 和 VLB-SSP 随 TH 变化的恢复时间曲线(图 7(a)为 NSFNET 拓扑下的恢复时间曲线, 图 7(b)为 USANET 拓扑下的恢复时间曲线, 由于 ULB 与 MRU 的恢复时间曲线几乎重合, 所以仅给出 ULB 的曲线)。可以看出, VLB-SSP 具有最快的恢复速度。这是因为 ULB 和 MRU 均采用通道保护的策略, 当通路较长时, 恢复时间也较长, 所以无法满足恢复时间的要求; 而 VLB-SSP 使用分段保护, 尽量通过环分割路径将过大(即链路数超过



(a) NSFNET 拓扑结构图



(b) USANET 拓扑结构图

图 5

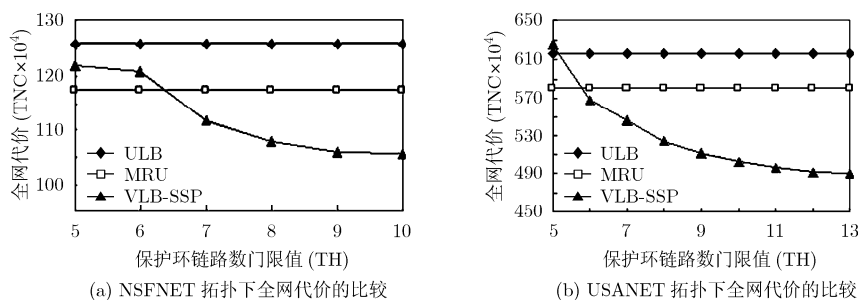


图 6

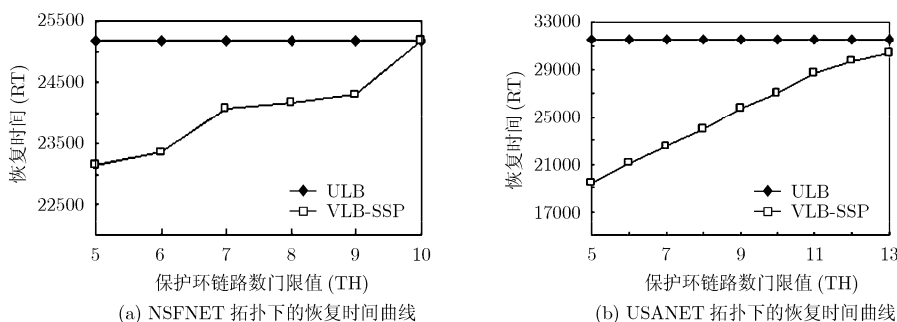


图 7

规定门限值)的保护环分割成若干符合要求且互不重叠的子环, 因而其恢复速度会根据恢复时间要求的提高而提升。

## 5 结束语

本文研究了 WDM 网状网中基于 Valiant 负载均衡机制的鲁棒抗毁问题, 提出了一种共享分段保护启发式算法—VLB-SSP 算法。计算机仿真表明, VLB-SSP 算法相对于均匀负载均衡保护方案 ULB 以及专用通路保护算法 MRU 具有较小的网络代价, 同时还能更快地恢复失效的链路。

## 参考文献

- [1] Ramamurthy S, Sahasrabudhe L, and Mukherjee B. Survivable WDM mesh networks[J]. *IEEE/OSA Journal of Lightwave Technology*, 2003, 21(4): 870-883.
- [2] Vaughn M and Wagner R. Metropolitan network traffic demand study[C]. 13th Annual Meeting of the Lasers and Electro-Optics Society 2000, LEOS: IEEE, Rio Grande, 2000: 102-113.
- [3] Duffield N G, Goyal P, and Greenberg A G, et al. A flexible model for resource management in virtual private networks [J]. *ACM Sigcomm Computer Communication*, 1999, 29(4): 95-98.
- [4] Kodialam M, Lakshman T V, and Sengupta S. Efficient and robust routing of highly variable traffic[C]. Third Workshop on Hot Topics in Networks, San Diego, 2004.
- [5] Zhang-Shen R and McKeown N. Designing a fault-tolerant network using Valiant load-balancing[C]. IEEE INFOCOM, Phoenix, 2008: 2360-2368.

- [6] 章小宁, 李乐民, 王晟, 杨飞. WDM 网状网在鲁棒资源配置下的抗毁设计[J]. *电子科技大学学报*, 2008, 37(4): 519-522. Zhang Xiao-ning, Li Le-min, Wang Sheng, and Yang Fei. Design of resilient WDM mesh networks under robust resource provisioning[J]. *Journal of University of Electronic Science and Technology of China*, 2008, 37(4): 519-522.
- [7] Ho P, Tapolcai J, and Cinkler T. Segment shared protection in mesh communications networks with bandwidth guaranteed tunnels[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2004, 12(6): 1105-1118.
- [8] Zhu K and Mukherjee B. Traffic grooming in an optical WDM mesh network [J]. *IEEE Journal of Selected Areas on Communications*, 2002, 20(1): 122-133.
- [9] Dutta R, Kamal A, and Rouskas G. Traffic Grooming for Optical Networks: Foundations and Techniques [M]. Germany, Springer, 2008: 73-88.
- [10] Chen B, Rouskas G, and Dutta R. On hierarchical traffic grooming in WDM networks[J]. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2008, (5): 1226-1238.
- [11] Valiant L and Brebner G. Universal scheme for parallel communications[C]. Proceeding of the 13th Annual Symposium on Theory Computing, Wisconsin, 1981: 263-277.

- 戴 睿: 男, 1980 年生, 博士生, 研究方向为 WDM 光网络。  
 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技术。  
 王 晟: 男, 1971 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为宽带通信网技术。  
 章小宁: 男, 1980 年生, 博士, 讲师, 研究方向为 WDM 光网络。