

doi:10.3788/gzxb20134206.0661

# 基于路径计算单元的光网络故障恢复中的并行流量迁移

张引<sup>1</sup>, 卢建国<sup>2</sup>, 黄善国<sup>1</sup>, 李新<sup>1</sup>, 张民<sup>1</sup>, 赵永利<sup>1</sup>, 张杰<sup>1</sup>, 顾皖仪<sup>1</sup>

(1 北京邮电大学 信息光子学与光通信国家重点实验室, 北京 100876)

(2 内蒙古电力信息通信中心, 呼和浩特 010020)

**摘要:** 基于路径计算单元的光网络, 根据无充足空闲资源用于无需流量迁移状态的恢复光路建立的背景, 围绕故障恢复时尽量减少被中断连接的流量迁移过程, 对并行的流量迁移过程进行了研究, 建立了相应的数学模型, 提出了并行流量迁移的实现方法, 给出了可以得到并行流量迁移过程中连接新旧光路搭建顺序的启发式算法. 文中提出的最小化最大中断连接资源需求数并行流量迁移算法包含依赖关系图分割算法和最小化最大中断连接资源需求数搭建顺序确定算法两大部分. 仿真证明了最小化最大中断连接资源需求数并行流量迁移算法相对于普通串行流量迁移算法可以利用较少的额外中断得到迁移时间的大幅缩短.

**关键词:** 流量迁移; 光网络; 故障恢复; 并行

**中图分类号:** TN915.5

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1004-4213(2013)06-0661-7

## Parallel Traffic Migration of Restoration in PCE-based Optical Networks

ZHANG Yin<sup>1</sup>, LU Jian-guo<sup>2</sup>, HUANG Shan-guo<sup>1</sup>, LI Xin<sup>1</sup>, ZHANG Min<sup>1</sup>,  
ZHAO Yong-li<sup>1</sup>, ZHANG Jie<sup>1</sup>, GU Wan-yi<sup>1</sup>

(1 *State Key Laboratory of Information Photonics and Optical Communications, Beijing University of Posts and Telecommunications, Beijing 710072, China*)

(2 *Inner Mongolia Power Information Communication Center, Hohhot 010020, China*)

**Abstract:** The problem about the parallel traffic migration in recovery of the optical network based on path computation element is studied under the condition that the backup lightpaths cannot be setup using present available resources without traffic migration. A mathematical model is established, and the parallel traffic migration is realized. A heuristic algorithm is provided to obtain the order of restoration in parallel traffic migration, which is composed of dependence graph partition and lightpath sorting by minimizing the max number of the required resource of disrupted connections algorithm. The simulations show that minimizing the max number of the required resource of disrupted connections algorithm can significantly shorten the duration of the traffic migration in recovery with acceptable cost.

**Key words:** Traffic migration; Optical networks; Restoration; Parallel

## 0 引言

光网络中各种复用技术的应用大大增加了光纤的传输容量<sup>[1-2]</sup>, 也对光网络的生存性提出了更高的

要求. 保护恢复机制对于保证网络生存性是十分重要的. 保护机制利用预先配置和工作光路同时存在的备用光路在故障发生时替代受影响工作光路. 恢复机制则是在故障发生后动态地利用网络中的可用

**基金项目:** 国家重点基础研究发展计划 (Nos. 2010CB328202, 2010CB328204, 2012CB315604)、国家自然科学基金 (No. 61271191)、国家高技术研究发展计划 (No. 2012AA011302)、教育部新世纪优秀人才支持计划 (No. NCET-12-0793)、北京市科技新星计划 (No. 2011065) 和中央高校基本科研业务专项基金资助

**第一作者:** 张引 (1989-), 女, 研究生, 硕士, 主要研究方向为光通信和宽带网技术. Email: zhyin@bupt.edu.cn

**收稿日期:** 2013-03-05; **录用日期:** 2013-04-19

资源建立恢复光路,具有一定的滞后性,但网络资源利用率较高.而对于任一类型的故障恢复,在经历故障定位、恢复路由计算之后,都必定要把因故障而中断的各个连接根据重路由结果建立一条新的端到端的光路,文中把各业务从原光路迁移到新光路上的过程称之为流量迁移.

目前在网络保护恢复方面的研究主要集中于故障定位的弹性策略、恢复路由算法、以及共享光路恢复等的相关方向<sup>[3-6]</sup>.对于故障恢复中流量迁移的研究则比较少,但流量迁移的过程是故障恢复所必须经历的,是中断连接恢复的必需步骤.在光网络全局优化和绿地路由方向<sup>[7-9]</sup>都研究过类似的流量迁移问题.对于此类的流量迁移问题,分别有两种针对重配置时新旧连接拆建顺序的不同算法:中断连接数最少(Minimum Feedback Vertex Set, MFVS)<sup>[10-11]</sup>算法和同时中断连接数最小(Min Max Disruption, MMD)算法<sup>[10-11]</sup>.MFVS和MMD算法都是启发式的串行流量迁移算法,而整个流量迁移中新旧光路拆建的相对有序性导致串行流量迁移过程持续时间较长.

本文在网络中流量迁移过程必须有序的特定场景下对有序的并行流量迁移过程中相关新旧光路拆建顺序的建立进行了建模和分析,提出了并行的流量迁移算法,均衡了流量中断和迁移的并发程度,仿真证实了并行流量迁移算法相对于串行流量迁移算法可以以较小的代价获得有序流量迁移过程执行时间的大幅缩短.

## 1 故障恢复中流量迁移

在基于路径计算单元(Path Computation Element, PCE)架构的波分复用(Wavelength Division Multiplexing, WDM)光网络中,包括故障恢复在内的所有算路请求都会由路径计算客户端(Path Computation Client, PCC)发送至PCE,PCE会负责所有的算路过程,然后将结果返回给发起请求的PCC<sup>[12]</sup>.在运营商网络中一般冗余资源较少,而WDM网络中单个光纤或者节点故障就会导致大量的连接被中断,网络中就很可能出现仅用现有的冗余资源不能够恢复全部连接的情况.光路,又被称为全光WDM信道,一般被认为是故障恢复的最小单位<sup>[6]</sup>.在流量迁移这个步骤被执行之前,如果PCE计算恢复路由时发现,对于某些中断连接,如图1(a)中的中断连接E,网络中并没有足够的空闲资源为其建立新光路,而要将一部分正在传输数据的连接重路由,为恢复路由的建立挪出可用资源.图1中网络共6个节点,假设每纤两波.此时为尽可能

地保证各连接的重路由过程符合先建后切(Make Before Break, MBB)原则<sup>[13]</sup>,流量迁移时除需要各条重路由连接的新光路的路由信息之外,还要为各条新光路被建立和相应旧光路被拆除建立一定的顺序.如图1(b),故障恢复过程中使用了业务A、B、C原光路上的资源,所以三条业务都被重路由.若流量迁移时不考虑拆建顺序,极端情况下就有可能出现工作业务A、B、C的重路由都不符合MBB原则的情形.

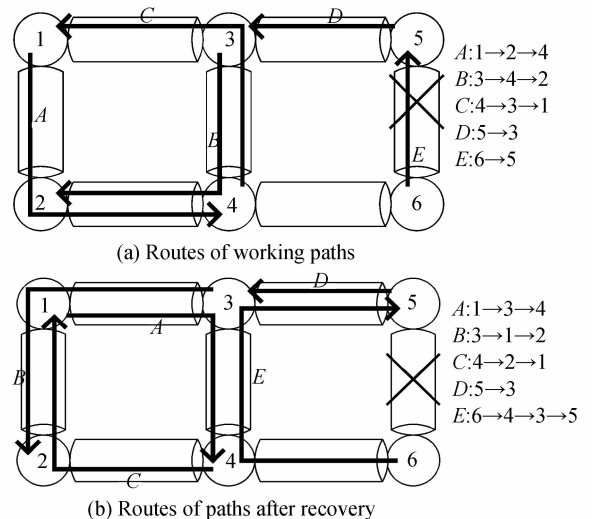


图1 故障恢复中流量迁移示例  
Fig. 1 Traffic migration in restoration

## 2 并行流量迁移模型

故障发生后,未被故障中断的连接/业务称为工作连接,其对应光路为工作光路,故障恢复后连接被新建的光路称为新光路.不满足MBB原则工作连接的重路由中工作光路的拆除称之为工作连接的中断.假设已知PCE计算好的恢复过程中需要拆除和建立的连接的新旧路由,并且任两条新路由都是不相交的,这样不会出现资源冲突,目的是得出已知的新旧光路的拆建顺序.在图1中的工作连接即为A、B、C、D.根据故障后重路由结果,要得到的就是工作连接A、B、C的工作光路和新光路以及因故障被中断连接E的新光路之间的拆建顺序.

### 2.1 依赖关系图

在确定拆建顺序时,要尽量保障流量移动到新光路时是满足MBB原则的,又要考虑到迁移所用的时间.为了更好地分析和解决问题,文中使用依赖关系图<sup>[13-14]</sup>来描述相关各连接之间的关系.依赖关系图 $G(V, E)$ 生成规则为:1)G中每个节点代表一条连接.2)若连接A的重路由需要正在被连接B的工作光路使用的资源,则就画上一条从节点A到节点B的有向弧 $e$ .

根据图 1 中各连接的关系,可以得到和这次故障恢复相对应的依赖关系图,见图 2. 依赖关系图清晰明确地展示了故障恢复时各连接之间资源占用的关系. 图 2 中可以看出连接 B 新光路的建立需要连接 C 的工作光路正在占用的资源,连接 C 反之,即当依赖关系图中无圈时才可能实现符合 MBB 原则的流量迁移过程<sup>[12]</sup>. 若依赖关系图中有圈且各连接的重路由都要满足 MBB 原则,则在故障恢复重路由过程中的流量迁移就会处于死锁状态. 这时就必须有某一条或者某几条造成死锁的连接先被中断,为其他连接的重路由提供必须资源. 当依赖关系图中包含连接较多时,由于流量迁移过程有序性的约束,就会造成整个流量迁移过程持续时间较长.

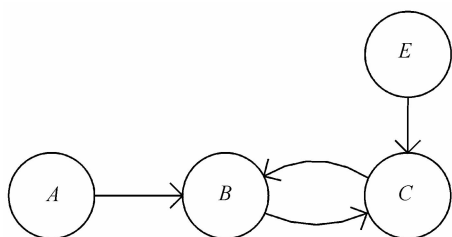


图 2 与图 1 中流量迁移过程相对应依赖关系  
Fig. 2 Dependence graph

## 2.2 并行流量迁移的线性规划模型

以故障恢复过程中得到的各连接间的依赖关系图为研究对象,假定光路的拆除和建立都为单位时间,建立并行流量迁移的线性规划(Integer Linear Programming, ILP)模型:

参量和符号定义:

$G(V, E)$ : 有向的依赖关系图,  $x, y \in V$ ;

$|A|$ : 集合  $A$  中包含元素的个数;

$t$ : 时间, 设故障恢复的流量迁移过程的持续时间为  $T$ ,  $t=0, 1, 2, \dots, T$ ;

$D(t)$ : 故障恢复过程中, 在时刻  $t$  已被中断的连接集合, 简记为  $D, D(0)=0, t=0, 1, 2, \dots$ ;

$M(t)$ : 故障恢复过程中, 在时刻  $t$  已被拆除工作光路的连接集合, 简记为  $M, M(0)=0, t=0, 1, 2, \dots, T$ ;

$P(t)$ : 在时刻  $t$  因分割依赖关系图而被中断的连接集合, 简记为  $P, P(0)=0, P(t) \subseteq D(t), t=0, 1, 2, \dots, T$

$S_X$ : 由点集  $X$  组成的导出子图中连通分支的数量,  $X \subseteq V$

$\alpha(x)$ :  $\alpha(x)$  是一个点集,  $\forall y \in \alpha(x)$ , 在依赖关系图中定有一条从点  $y$  指向点  $x$  的有向弧, 也就是重路由时需要正在被连接  $x$  的工作光路使用的资源的连接的集合.

$\beta(x)$ :  $\beta(x)$  是一个点集,  $\forall y \in \beta(x)$ , 依赖关系

图中一定存在一条从点  $x$  指向点  $y$  的有向弧.

$d_x^t$ : 若工作连接  $x$  的工作光路在时刻  $tt (tt \leq t)$  时被中断, 则  $d_x^t = 1$ , 否则  $d_x^t = 0$ .

$m_x^t$ : 若工作连接  $x$  的工作光路在时刻  $tt (tt \leq t)$  时被拆除, 则  $m_x^t = 1$ , 否则  $m_x^t = 0$ .

$e_x^t$ : 若连接  $x$  的新光路在时刻  $tt (tt \leq t)$  时被建立, 则  $e_x^t = 1$ , 否则  $e_x^t = 0$ .

对于以上参量, 可以建立如下的 ILP 约束条件和目标函数

$$d_x^{t+1} \geq d_x^t, m_x^{t+1} \geq m_x^t, e_x^{t+1} \geq e_x^t, x \in C, \\ t=0, 1, \dots, T \quad (1)$$

$$d_x^t - e_x^t \geq 0, m_x^t = 0, x \in D(t), t=0, 1, 2, \dots, T \quad (2)$$

$$e_x^t - m_x^t \geq 0, d_x^t = 0, x \in M(t), t=0, 1, 2, \dots, T \quad (3)$$

$$d_x^t \times m_x^t = 0, x \in V, t=0, 1, 2, \dots, T \quad (4)$$

$$D(t) = \bigcup_{x \in V, d_x^t = 1} x, M(t) = \bigcup_{x \in V, m_x^t = 1} x \quad (5)$$

$$\sum_{x \in C} e_x^T = |V| \quad (6)$$

$$\sum_{x \in C} e_x^T - 1 < |V| \quad (7)$$

$$|\beta(x)| \times e_x^t \leq \sum_{y \in \beta(x)} (d_y^t + m_y^t), x \in V, \\ t=0, 1, 2, \dots, T \quad (8)$$

$$m_x^{t+1} = e_x^t, x \in M, t=0, 1, 2, \dots, T \quad (9)$$

$$d_x^t \leq S_{V(DUM)} - S_{V/(DUM)UP(t)}, x \in P(t), \\ t=0, 1, 2, \dots, T \quad (10)$$

$$Z_1 = \min \max |D(t)| \quad (11)$$

$$Z_2 = \min \max \sum_{x \in D, t=1}^T d_x^t \times e_x^t \quad (12)$$

式(1)表示连接不会被重复执行同一操作. 式(2)表示中断要先发生等被中断连接满足的条件. 式(3)表示无需被中断的连接满足的条件. 式(4)代表中断和拆除是互斥的. 式(5)代表  $D(t)$ 、 $M(t)$  分别和  $d_x^t$ 、 $m_x^t$  之间的关系. 式(6)说明在最后时刻  $T$  必须完成整个故障恢复过程, 相关连接都已建立新光路. 式(7)代表在时刻  $T$  时要有新光路被建立. 式(8)代表连接  $x$  的新光路在其所需资源全部被释放后才会被建立. 式(9)说明集合  $M$  中连接在新光路被建立后马上拆除旧光路. 式(10)表示  $P(t)$  中连接工作光路的拆除会使依赖关系图中的连通分支数增加. 式(11)为目标函数, 最小化最大中断数. 式(12)为目标函数最小化最大中断连接新光路建立所需非空闲资源数.

## 3 MMRD 并行流量迁移算法

虽然故障恢复时串行流量迁移可以保证较少的中断连接数, 但是执行时间较长. 为了缩短流量迁移所用时间, 结合已建立的 ILP 模型, 本文提出了可以计算出并行的流量迁移中连接光路拆建顺序的

MMRD 并行流量迁移算法. 算法的目的是根据依赖关系图的连通性, 求出合适点割集将图分成两个连通分支, 并在各连通分支之间并行的进行流量迁移. 不仅可以大大降低故障恢复时流量迁移所用时间, 也大大减小了新旧光路拆建顺序的计算规模.

文中定义所有属于集合  $P(T)$  的连接为 C 类连接, 所有属于  $D(T)$  但又不属于  $P(T)$  的连接为 R 类连接. R 类连接和 C 类连接的重路由过程都是不满足 MBB 原则的. R 类连接的中断是为了去除依赖图中的圈, 即解除处于死锁中的重建资源的依赖状态. C 类连接的中断是为了分割依赖图, 使其他连接的流量迁移可以并行进行. 全部 C 类连接所对应的节点的集合就组成了依赖关系图的一个点割集.

本文中适用于并行流量迁移的算法包括两部分: 分割算法和最小化中断连接资源需求最大数 (Minimizing the Max number of the Required resource of Disrupted connections, MMRD) 算法. 分割算法是进行并行流量迁移的基础. MMRD 算法则在各个分支中求出故障恢复过程中新旧光路的拆建顺序.

### 3.1 分割算法

#### 3.1.1 简单分割算法

简单分割算法是一个简单的贪婪算法用于分割依赖图, 如表 1.

表 1 简单分割算法

Table 1 Pseudo code of the brief partition algorithm

graphDivide( $G(V, E), V'$ )	
input:	$G(V, E)$ , vertex cut $P$ , set of alternative nodes $V'$
output:	vertex cut $P, \tilde{V}_1, \tilde{V}_2$
1	$V' \leftarrow V \setminus \bigcup_{x \in V, \alpha(x)=0, \beta(x)=0} \{x\}$
2	While $d=0$
3	$x \leftarrow \text{proConChoose}(g(V, E), V')$
4	$P \leftarrow P \cup \{x\}$
5	$V' \leftarrow V' \setminus \{x\}$
6	$y \leftarrow \text{rand}(\bigcup_{x \in P} \alpha(x) \cup \beta(x))$
7	if DFS( $y$ ) $< V$ then
8	$\tilde{V}_1 = \text{DSF}(y)$
9	$\tilde{V}_2 = V \setminus (\tilde{V}_1 \cup P)$
10	$d=1$
11	else
12	$g(V, E) \leftarrow g(V, E) \setminus x$
13	graphDivide( $g(V, E), V'$ )
14	end
15	end

简单分割算法中函数 proConChoose 对构成点割集的节点的选择主要基于四条仲裁原则:

- 1) 选择依赖关系图所有入度、入度均非零的点中  $|\alpha(x) \cup \beta(x)|$  值最大的点, 即邻居节点数最多的;
- 2) 如果符合条件一的不止一个, 选择其中具

有最大出度的节点;

3) 如果符合条件一的不止一个, 选择其中具有最大入度的节点;

4) 如果还有不止一个符合条件的节点, 则随机选择其中一个.

仲裁原则的依据为: 1)  $G$  中度越大的点被去除之后得到的图  $G'$  的连通性越弱; 2) 避开入度为 0 的节点, 因为所对应的连接都是因故障已中断的连接; 3) 避开出度为 0 的节点, 因为所对应连接的新光路的建立明显可以符合 MBB, 避开这些节点就可以减少中断; 4) 相对于入度大的节点, 出度大的节点所代表连接新光路需要的重建时间更长, 在选择中断连接时要尽量选择重建时间最多的那组连接, 这样可以使这组的中断时间变短<sup>[12]</sup>, 因为其余连接重建所需时间较短, 而其余连接新光路的建立时间又决定了中断连接的中断时长, 从而可以缩短这些中断连接的中断时间; 5) 连接对应节点的入度即代表了新光路的建立需要此连接工作光路所占用资源的连接数, 连接中入度较大者的中断可以为更多的连接的重路由提供其所需资源.

#### 3.1.2 均衡分割算法

由于简单分割算法的不完备, 使得通过分割算法一得到点割集会将依赖关系图分割不均匀的几率较大. 这种分割不均匀现象所带来的直接后果就是在并行流量迁移的过程中, 会出现一个子集内连接的重路由执行时间比另一并行子集长很多的情况, 从而增加了整体流量迁移所需时间, 削弱了并行流量迁移相对于逻辑简单、易执行的串行流量迁移在执行时间上的优势. 针对简单分割的缺点, 为得到将原始依赖关系图分割成两个均衡的互不相关子图的点割集, 提出了均衡分割算法.

均衡分割既保证 C 类连接集合  $P$  较小, 又实现  $G \setminus P$  中的两个连通分支中的节点集合大小近似相同. 均衡分割算法伪代码见表 2.

表 2 均衡分割算法伪代码

Table 2 Pseudo code of the bisection algorithm

input: $G(V, E)$	
output:	vertex cut $\tilde{V}, \tilde{V}_1, \tilde{V}_2$
1	$\text{cut}(V_1, V_2) = \text{UNBISECT}(G(V, E))$
2	$\text{Bip}(V', V'', E') = \text{cut}(V_1, V_2)$
3	if $V' \cap \max(V_1, V_2) \neq \emptyset$
4	$\tilde{V} = V'$
5	else
6	$\tilde{V} = V''$
7	end
8	$\tilde{V}_1 = \max(V_1, V_2) \setminus \tilde{V}$
9	$\tilde{V}_2 = \min(V_1, V_2)$
$\text{cut}(V_1, V_2)$ 为图 $G(V, E)$ 的边割集, 其中 $V_1,$	

$V_2$  是图  $G(V, E)$  的二不相交的非空顶点子集,且满足:  $V_1 \cup V_2 = V, V_1 \cap V_2 = \phi$ . 首先用 UNBISECT 算法找到依赖图  $G(V, E)$  的非均衡分割边割集  $\text{cut}(V_1, V_2)$  (第 1 行), 其中的 UNBISECT 函数是在 BISECT 算法<sup>[15]</sup>的基础上得到的. UNBISECT 算法修改了 BISECT 算法中得到两个点集  $V_1, V_2$  的平衡条件, 使得结果中  $\text{cut}(V_1, V_2)$  包含的边尽量少并且使  $|V_1|$  和  $|V_2|$  大小不同, 这样做是为了保证由点割集分割得到的两个连通分支大小近似. BISECT 算法具体内容可见文献<sup>[15]</sup>, 此处不再赘述.

边割集  $\text{cut}(V_1, V_2)$  中包含的边及其相关联的节点形成了一个二部图  $\text{Bip}(V', V'', E')$  (第 2 行), 其中  $V'$  和  $V''$  即为二部图  $\text{Bip}$  的 2-划分<sup>[16]</sup>. 只要对于点集  $\bar{V} \subseteq (V' \cup V''$  有  $E' \subseteq \bigcup_{v \in \bar{V}, e \cap v \neq \phi} e$ , 此点集  $V$  就一定是图  $G$  的一个点割集. 根据二部图的性质, 对于满足以上条件的点集  $\bar{V}$  有  $\min \bar{V} = \min(V', V'')$ . 令点集  $V', V''$  中属于点集  $V_1, V_2$  中较大者的那个为点割集  $\bar{V}$  (第 3~7 行), 以平衡两个连通分支中节点的数量.

然后就可以得到  $G(V, E)$  被点割集  $\bar{V}$  分割得到的两个连通分支的节点集合  $\tilde{V}_1, \tilde{V}_2$  (第 8~9 行). 可以证明节点集合  $\tilde{V}_1, \tilde{V}_2$  中的任两点都互不相邻, 所以即为依赖图  $G$  的点割集. 这样就保证了分割得到的两个连通分支中节点数近似的同时点割集中的节点数尽量少.

### 3.2 MMRD 算法

本文提出的 MMRD 算法是决定依赖关系图  $G(V, E)$  中点集  $V \setminus P$  的导出子图中每个连通分支中包含的所有连接新旧路由的拆建顺序, 是一个对连接排序的过程. MMRD 算法不考虑总的或者某个时刻的中断连接数, 而考虑每个时刻所有已中断连接建立新光路所需要的、且还被其他连接占用的资源数, 其中既包括 C 类连接也包括 R 类连接. 流量迁移最终的拆建顺序可以由新光路的建立顺序所唯一决定<sup>[5]</sup>, 所以 MMRD 算法中首先得到的是依赖关系图总各个连接对应新光路的建立顺序, 之后由这个顺序推断出所有新旧光路的拆建顺序.

MMRD 算法结构属于分支定界算法, MMRD 算法中得到所有新光路建立顺序的伪代码如表 3. MMRD 算法中的输入变量包括分割依赖关系图得到的两个点集  $\tilde{V}_1$  和  $\tilde{V}_2$ . 算法循环体中首先要判断  $C'$  是否包含输入连接集合  $\tilde{V}_i$  中全部元素, 如果是的话说明得到了一个更优解, 更新  $Z^*$  和  $\hat{z}$  (第 2~6

行). 否则就在当前状态下为所有属于  $\tilde{V}_i \setminus C'$  的未排序连接按照权重排序并输出 (第 8 行). 排序函数  $\text{sortAndPrune}()$  中的排序权重即为在已重建连接  $C'$  的基础上, 连接  $x (x \in \tilde{V}_i \setminus C')$  新光路建立后所有仍中断连接的重路由所需资源中还未被释放的资源总数. 排序函数  $\text{sortAndPrune}()$  中的仍中断连接集合包括 C 类连接集合  $P$  以及本分支中的 R 类连接. 遍历  $U$  的过程中, 对于  $U$  中的连接  $x$  若得到的权重大于等于  $z$ , 则此次递归不可能得到更优解, 也就不必继续此次递归, 起到了剪枝的作用 (第 9~14 行).

表 3 MMRD 算法伪代码

Table 3 Pseudo code of the MMRD algorithm

	sequence $Z^*$ : best sequence found currently
	sequence $C'$ : partial sequence in this recursive
	integer $\hat{z}$ : max number of the required resource of disrupted connections in $\langle Z^* \rangle$
	integer $k$ : biggest cost found so far
	Input: vertex cut $P$ , vertex set of $\tilde{V}_i$
1	$D = P$
2	if $C' = \tilde{V}_i$ then
3	if $k < \hat{z}$ then
4	$\hat{z} \leftarrow k$
5	$\langle Z^* \rangle \leftarrow \langle C' \rangle$
6	end
7	else
8	$\langle U \rangle \leftarrow \text{sortAndPrune}(\tilde{V}_i / C', C', \hat{z}, D)$
9	for $x \in \langle U \rangle$ do
10	$D \leftarrow (D \cup x) \setminus (C' \cup \{x\})$
11	$k' \leftarrow \max\{x, k, k\}$
12	if $k' < \hat{z}$ then
13	$\text{minMaxDisruption}(\langle \tilde{V}_i \rangle \oplus \{x\}, k')$
14	end
15	end
16	end

全部递归结束后就得到了与输入连接集合相对应的连接新光路建立顺序, 存储于数列  $Z^*$  中. 之后根据依赖关系图中各连接对应节点与其他节点的邻接关系, 得到所有工作光路和新光路的拆建顺序.

## 4 仿真和结果分析

仿真中随机生成节点数从 6 到 80、平均度为 4 且图中不存在环的有向连通图为原始的依赖关系图, 每一节点数目的依赖关系图都随机生成 50 个, 分别使用 MMD 串行流量迁移算法和本文所提出的基于均衡分割的 MMRD 并行流量迁移算法得到各个连接新光路及工作光路的拆建顺序和各类参量, 最后求其均值并画图.

图 3 中为不同节点数的依赖关系图在每次均衡分割后得到的两个连通分支中包含的平均节点数.

从图3中可以看出每次分割得到的两个连通分支的大小相差不大,证明了均衡分割算法的有效性.从而为在两个连通分支间并行的进行流量迁移打下了较好的基础,可以更好的发挥并行流量迁移在减小拆建顺序计算规模、提高效率 and 速度方面的优势.

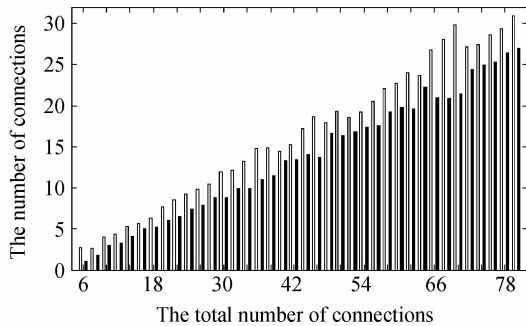


图3 均匀分割得到两连通分支平均包含连接数  
Fig. 3 The average number of connections in subdivisions obtained by the bisection algorithm

分别用流量迁移时间和总中断连接数来衡量两种分割算法,统计结果如图4.在计算流量迁移时间时,按照 ILP 模型假设,每条光路的拆建都为单位时间.从图4中可以看出基于 MMRD 的并行流量迁移算法得出流量迁移时间明显低于串行的流量迁移算法,可以大大降低故障恢复时流量迁移所用时间.

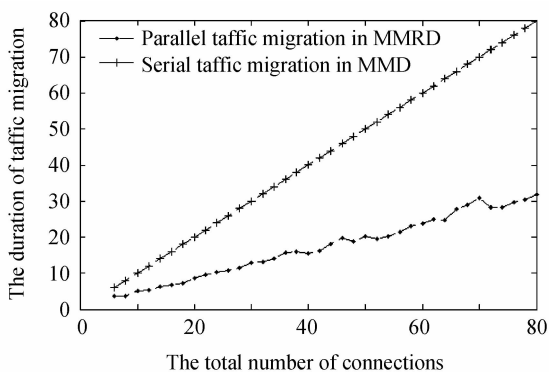


图4 并、串行流量迁移算法得到的流量迁移持续时间比较  
Fig. 4 Durations for MMD and MMRD in parallel

图5为由流量迁移算法而被中断的连接数的统

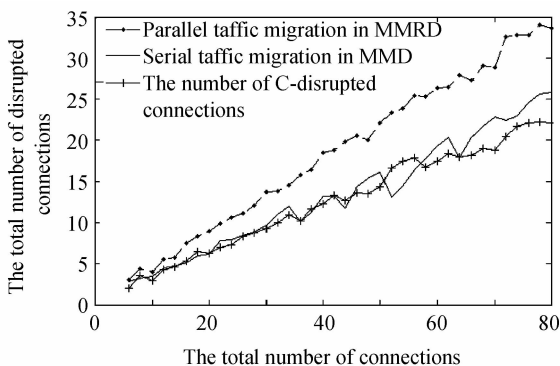


图5 并、串行流量迁移算法得到的总中断连接数  
Fig. 5 Total disruptions for MMD and MMRD in parallel

计结果.图5中三条曲线分别代表使用均衡分割的MMRD并行流量迁移算法和MMD串行流量迁移算法得到的总中断连接数,以及MMRD并行流量迁移算法得到的C类连接数.从中可以看出,并行流量迁移算法以较小的中断连接代价换取了故障恢复中流量迁移过程持续时间的大幅缩短.

另外从图5中可以看出,基于MMRD的并行流量迁移算法得到的中断连接中,C类连接占大多数.由于C类连接都是在分割算法中产生的,如果可以找到更好的分割算法,总中断连接数有可能进一步降低.

## 5 结论

本文在无充足空闲资源用于恢复光路建立背景下,研究了故障恢复过程中的流量迁移.提出了并行流量迁移在故障恢复中的实现方法,并且给出了可以得到并行流量迁移过程中连接的新旧光路拆建顺序的启发式算法.仿真结果表明,MMRD并行流量迁移算法利用较少的中断得到了迁移时间的大幅缩短,从而证明了该算法的有效性.在以后的研究中会进一步优化分割算法和光路拆建顺序选择算法,以期进一步减少故障恢复的流量迁移时的中断连接数.

### 参考文献

- [1] CHEN Cun-kang, QIAO Yao-jun, JI Yue-feng. Dynamic bandwidth allocation algorithm for orthogonal frequency division multiplexing access-passive optical network[J]. *Acta Photonica Sinica*, 2011, **40**(5): 684-689.
- [2] WU Yue, YAN Juan-juan, ZHENG Zheng. Improved performance of wavelength routing optical network with all-optical regenerator[J]. *Acta Photonica Sinica*, 2011, **40**(z1): 60-63.  
武玥, 闫娟娟, 郑铮, 等. 全光再生器对波长路由网络性能改善的研究[J]. *光子学报*, 2011, **40**(z1): 60-63.
- [3] EIRA A, PEDRO J, PIRES J. Optimized design of shared restoration in flexible-grid transparent optical networks[C]. *Optical Fiber Communication Conference and Exposition (OFC) and the National Fiber Optic Engineers Conference (NFOEC)*: JTh2A. 37, 2012.
- [4] FERROZ M M, KIANI A K. On the use of failure detection and recovery mechanism for network failure[C]. *High Capacity Optical Networks and Enabling Technologies (HONET)*, 2012: 72-76.
- [5] TALIA A, VILLALBA T G, DAVALOS E, et al. Optimal selection of p-cycles on WDM optical networks with shared risk link group independent restorability using genetic algorithm[J]. *Latin America Transactions*, 2012, **10**(1): 1385-1390.
- [6] SAI KIRAN RRDDY G, MANIMARAN G, MURTHY C S R. Reconfiguration based failure restoration in wavelength-routed WDM networks[C]. *IEEE Dependable Systems and Networks (DSN/FTCS)*, 2000: 543-552.
- [7] BELHARETH S, COUDERT D, MAZAURIC D, et al. Reconfiguration with physical constraints in WDM networks

[C]. Communications (ICC), 2012: 6257-6261.

[8] AHMED J, SOLANO F, MONTI P, *et al.* Traffic re-optimization strategies for dynamically provisioned WDM networks [C]. Optical Network Design and Modeling (ONDM), 2011.

[9] MODIANO E. Traffic grooming in WDM networks[J]. *IEEE Communications Magazine*, 2001, **39**(7): 124-129.

[10] SOLANO F, PIORO M. Lightpath reconfiguration in WDM networks [J]. *Journal of Optical Communications and Networking*, 2010, **2**(12): 1010-1021.

[11] SOLANO F, PIORO M. Analyzing Two conflicting objectives of the WDM lightpath reconfiguration problem [C]. IEEE conference on Global telecommunications, Honolulu, 2009.

[12] LEE Y, Le ROUX J L, KING D, *et al.* PCEP Requirements & Protocol Extensions for GCO [S]. IETF, July 2009, RFC5557.

[13] AWDUCHE D, BERGER L, GAN D, *et al.* RSVP-TE: Extensions to RSVP for LSP Tunnels [S]. IETF, December 2001, RFC3209.

[14] JOSE N, SOMANI A. Connection rerouting/network reconfiguration[C]. IEEE Design of Reliable Communication Networks(DRCN), 2003: 23-30.

[15] SAAB Y G. A fast and robust network bisection algorithm [J]. *IEEE Transactions on Computers*, 1995, **44**(7): 903-912.

[16] 孙惠泉. 图论及其应用[M]. 北京:科学出版社, 2004.



• 下期预告 •

## 基于和频与差频级联的全光单光子波长变换

李万杰,朱畅华,赵楠,裴昌幸

(西安电子科技大学 综合业务网理论及关键技术国家重点实验室,西安 710071)

**摘要:**基于周期极化铌酸锂波导,提出了一种采用和频产生与差频产生级联的全光单光子波长变换方案.在海森堡绘景下,通过非线性变换过程的哈密顿量求解了目标单光子信号的湮灭算子,进而根据变换前后的光子数算符之比得到了单光子波长变换的效率.分析和频产生过程以及差频产生过程中单光子的转换效率与泵浦功率之间的关系,证明了存在最佳泵浦功率使得量子态能够完全转移.数值分析结果表明,当上变换(和频产生)泵浦光功率为 65 mW、下变换(差频产生)泵浦光功率为 150 mW 时,由 1 550 nm 到 1 530 nm 的单光子波长变换可达到 61% 的转换效率.给出了级联单光子波长变换的实验装置,包括周期极化铌酸锂波导、泵浦激光、准单光子信号源、滤波等光学元器件、单光子探测器和同步线路.

**关键词:**全光单光子波长变换;和频产生;差频产生;周期极化铌酸锂波导