IP over WDM 网中基于p圈的保护设计*

冯宇翔,张治中,张云麟
(重庆邮电学院 通信网及信令系统重点实验室,重庆 400065)

摘 要:在介绍了GMPLS和目前基于p圈法对IP层进行保护设计的研究成果基础上,分析了多层抗毁研究中IP层和光层各自不同之处,设计了将GMPLS和p圈法相结合,对光层进行抗毁保护的算法,并对该算法进行了仿真实现和分析。

关键词:GMPLS;p圈法;多层抗毁;分布式圈预置协议
中图分类号:TN913.24 **文献标识码**:A

P-Cycled Based Protection Design For IP over WDM Networks

FENG Yu-xiang, ZHANG Zhi-zhong, ZHANG Yun-lin
(*Key Laboratory of Telecommunications Networks and Signalling Systems, CUPT, Chongqing* 400065, *P.R. China*)

Abstract: This paper introduces GMPLS and overseas research results of IP layer resilience scheme based on p-cycle, analyzes the difference of multilayer resilience scheme about IP layer and optical layer, then, presents a new scheme of optical layer failure protection by combining GMPLS with P-cycle Scheme. Simulation and analyses of the results show that the developed scheme is effective.

Key words: GMPLS; p-cycle scheme; multiplayer network resilience scheme; distributed cycle pre-configuration protocol

0 引 言

现在出现的IP over WDM技术在提高通信系统的带宽(系统容量)比IP over SDH和IP over ATM更具有特有的优势。在IP over WDM网中,高性能路由器通过光ADM或WDM耦合器直接连至WDM光纤。高性能路由器成为关键的统计复用设备,用作主要的交换/选路设备。而路由器之间收发的数据通过它们之间的WDM进行传输。

由于是宽带传输,短时间内在光纤中传输的数据量十分巨大。那么在网络出现传输故障时的快速恢复能力也变得非常重要。在众多的保护算法中,p圈(p-cycle:preconfiguration cycle)法是一种十分优秀的路由保护算法。它既具有环型网络通路倒换快的优点,又具有和空闲容量分配(SCA:Spare Capacity Assignment)算法或者关节容量分配(JCA:Joint Capacity Assignment)算法网状网络保护设计有一样的容量利用率高的优点[1]。现在的研究中,由于IP层和光层的路由具有不同的特点,所以p圈法都是用分布式圈预置(DCPC:Distributed Cycle Preconfiguration)协议进行IP层的保护。本文利用通用多协议波长交换(GMPLS:Gerneralized)提供

* 收稿日期:2002-04-25 修回日期:2002-05-07
基金项目:重庆市教委重点科研项目(011704)及重庆邮电学院青年科技基金(A2001-08)资助
作者简介:冯宇翔(1976-),男,四川省达州市人,硕士研究生,主要研究方向为全光通信网络体系结构及其路由和波长分配算法的研究、多媒体音视频压缩及编码技术等;张云麟,男,教授,硕士导师。

的新增的对网络的控制能力，提出了将 p 圈法用于光层保护的一种新算法，并说明了在实际中怎么将分布式圈预置协议进行修改以便将本新算法付诸实现。这样在光网络出现故障时，可以不通过 IP 层直接对故障链路进行保护。这种新算法在建立保护环和保护倒换时都只需要进行分布式运算，不需要进行集中控制，这样就大大缩短了恢复时间。

1　算法背景知识

1.1　GMPLS 介绍

MPLS 把标记交换构架和网络层路由结合起来，其基本思想是把短固定长度的标签在 MPLS 入口处分配给分组（基于转发等价类的概念），被绑到分组的标签以用于下一个转发决定（通常不需依靠分组头）。通过MPLS，我们就拥有了两个控制层面：一个是 WDM 的光纤交换层；另一个是路由器之间的网络层，即 IP 层。随着光联网技术的发展以及 MPLS 技术的逐步成熟，人们开始考虑将二者结合起来，使 IP 分组能够通过 MPLS 的方式直接在光网络上承载。近来随着对下一代网络的研究以及以 IP 为基础的网络融合趋势的明朗化，人们开始扩展 MPLS 的外延和内涵，提出了 GMPLS 的概念。

GMPLS 技术的提出将促进网络从最基础的传输层走向融合。它将推动传输网络和交换网络的统一，实现基础网络的智能化。GMPLS 的体系结构扩展了 MPLS，将时分系统和空间交换系统包含进来，并对 GMPLS 在光域的应用进行了相应扩展。GMPLS 的焦点在于如何实现这些不同层次之间的控制平面的协调作用。因为它们每一个层次都可以使用完全不同的数据或转发平面，这里涵盖了控制平面的信令和路由部分。GMPLS 体系结构涵盖了为多个交换层次建立一个一致的控制平面所需要的主要构建模块。它可以应用于不同的模式：如重叠模型、对等模型和扩展模型。再进一步，每一邻接的层次间都共同工作于不同的方式下。GMPLS 的体系结构的引入使得不同的厂商和运营者进行某种程度上的联合成为可能。在传统网络模型中，传输层、链路层、网络层相互独立，各自用自己的语言在本层内的设备间沟通，形成了各自的标准体系。在GMPLS 的体系结构中，没有语言的差异，只有分工的不同，GMPLS 就是各层设备的共同语言。GMPLS 统一了各层设备的控制平面，各个层面的交换设备都将使用同样的信令完成其对用户平面的控制。它是未来适应对智能光网络进行动态控制和传送信令的要求而对传统的MPLS 进行的扩展和更新。使用GMPLS 可以为用户动态地提供网络资源以及实现网络的保护和恢复功能。与传统的MPLS 相比，GMPLS 为新的 IP 网络结构提供了强大的和灵活的指令、路由解决方案。

1.2　p 圈保护介绍

p 圈即是预置环的意思，它的形状也是一个环（如图 1 所示）。

p 圈的保护倒换时间可以和环保护相比拟，具有和环保护差不多的保护倒换时间，这是因为对任何信令指示都只有两个节点执行任何实时动作，并且这些动作在故障发生前都已经预先规定好了[1]。

p 圈比环保护多了一层保护功能，即它能够对两个端节点都视为环上节点，但又不属于它的链路（类似于环上的弦，以后简称为弦链路（straddling link），如图 3 所示故障链路）进行保护[1]。当它本身的一条链路故障时，它可以进行类似于环保护的保护倒换（如图 2 所示）。当它的一条弦链路发生故障时，它就可以有两条通路进行保护倒换（如图 3 所示）。现有的环保护（UPSR、BLSR、FDDI）对单位容量都只能最多提供一条保护路径，而且只保护环上故障[1]。这样它的保护效率就大大提高了。如图4 和图 5 所示，在同样的容量占用情况下，p 圈的保护链路有大大的增加。据测算，在与环保护达到同样的恢复能力的情况下，p 圈的容量占用只有环保护的 1/3 到 1/6[1]。

1.3　建立 p 圈保护的信令过程及 DCPC

p 圈保护的信令过程是通过GMPLS 建立的，这是由于GMPLS 能够在光交换节点之间灵活地传送各种信令，使 GMPLS 通过收发信令在网络拓扑中建立 p 圈成为可能。

DCPC 是在自愈网络协议中对信令数据块（Statelet）处理方法进行修改的基础上产生的[2]。DCPC 通过在网络中的每个节点同时收发信令 Statelets 来预置 p 圈。

Statelets 包括 5 个域：(1) 索引：用于标识该 p

圈，每个节点的索引由它的上一个节点决定；(2)跳数；(3)发送节点：即起始节点也叫圈节点 C_n(cycler node)；(4)路由数 N_p(numpaths)：路由找寻到当前节点为止，所有已经被保护的链路数，包括圈上链路和弦链路(如图6所示，路由到1节点、2节点时其路由数为1和2，到3节点时其路由数为5，到4节点时为6，回到圈节点时为7)；(5)路由：从圈节点到当前节点的路由。所以节点同时开始向所有的相邻节点发Statelets，收到的节点就修改Statelets中的参数，然后将它发给所有的相邻节点。当一个节点收到Statelets后校验其索引，发现是自己发送出去的时候，它就将不再转发这个Statelets。经过一定的采样时间后，所有Statelets将被挂起。所以节点将检查自己收到的Statelets，确定其p圈。

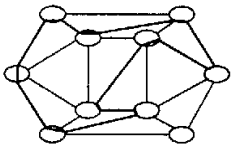

图1 p圈实例
Fig. 1 p-Cycle example

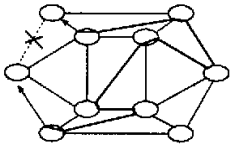

图2 p圈上的一条边故障时的保护通路
Fig. 2 The protecting path when one link on p-Cycle is broken

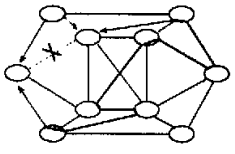

图3 p圈上的一条弦故障时的保护通路
Fig. 3 The protecting path when one chord on p-Cycle is broken

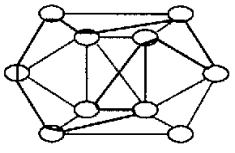

图4 用图1进行环保护时被保护的链路
Fig. 4 The protected links with ring protection

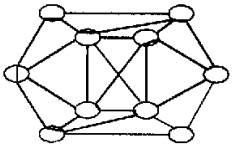

图5 用图1进行p圈保护时被保护通路
Fig. 5 The protected links with p-Cycle protection

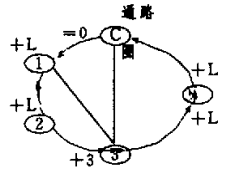

图6 在接续节点中对路由数的修改过程
Fig. 6 Modification of the route number

2 p圈法用于光层的共享链路保护的新算法

p圈法用于光层的共享链路保护的新算法的每个节点只需要记录经过它的p圈标号和与它相邻的该p圈上的链路，相邻链路的一个空闲波长通道正在被用于保护另外一条链路，并不需要了解全局拓扑等数据。故本算法在实用的时候可以实现完全的分布式保护。

2.1 p圈在IP层和光层的异同

p圈用于IP网络中逻辑链路故障的恢复是这样的：当监测到一个IP链路错误后，故障链路的端口被置为"死亡"(dead)。在全局从路由完成之前，任何要经过错误链路的数据包都映射到相应的保护p圈上。通过将原始IP包封装为p圈数据包并重新进入路由表，就可以实现暂时由保护p圈传输数据包。这时数据包的地址和p圈预先定义的端口吻合。数据包通过这个端口在p圈上传输。在其他节点按照预先定义在p圈IP地址或标签序列上的标签交换或者路由表入口，在节点之间转发。最终，数据包绕过dead链路到达另一端。这个节点通过校验IP包中的路由地址，知道应该为IP包解封装。这时，原始IP包被重新封装并按照正常的路由到达目的节点[3]。

由于未来的路由器能以任意的粒度处理业务，且能完成波长转换，p圈在用于对IP层的逻辑链路的保护上具有极大的灵活性。例如，在弦链路错误时，允许恢复的业务流分叉进入两个方向的保护通路绕过错误链路。而且在错误时，某个特定的节点还可以将经过它的数据流分叉到许多个经过它的逻辑p圈[3]，而光IP网将由大量的带有WDM接口的路由器或者光交叉连接设备(OXCs)通过光纤互连而成。其中OXC是具有多个标准的光纤接口，可对任一光纤信号或其波长信号与其他光纤信号进行可控的连接和再连接，它可能具有波长转换能力，但只能以波长级的粒度交换业务。所以用p圈对光层进行抗毁设计时，就必须考虑光层灵活性不高的特点。

2.2 p圈法用于光层的共享链路保护的新算法

2.2.1 网络模型

假设：(1)网络的源－目的路由器对间采用的是GMPLS网络通道，带宽保证的通道在这种情形下是GMPLS带宽保证的标记交换通道LSPs(Label Switched Paths)；(2)带宽请求的基本单位为单个波长的传输速率，业务连接请求的带宽通常都小于一个基本单位，且服从均匀分布 $U(B_{min}, B_{max})$；(3)每个节点都具有波长变换能力和保护倒换能力[4]。

设网络物理拓扑为$G(N,L,F,W)$，其中N代表网络节点集，L代表双向链路集，W是每条光纤上的可用波长集，F代表光纤集。不失一般性，假设每条链路的光纤数均相等，每条光纤可支持的波长集都是$\{\lambda_1,\lambda_2,\ldots,\lambda_{|w|}\}$，考虑的光路也是双向光路。节点数、链路数和每条链路的光纤数分别用$|N|$、$|L|$和$|F|$表示。

定义业务连接建立请求R为

$$R=(s,d,H) \tag{1}$$

其中，s和d分别表示源－目的路由器节点，H为光路长度限制。如果光路长度没有限制，可使H取很大的一正数值。每次请求都只占用一个波长信道。

2.2.2　寻找p圈的算法

根据分布式圈预置协议的思想，设计了寻找p圈的算法如下。

设N_s为node-stack，是一个类似于堆栈的存储器，保留了算法已经遍历的节点标号。算法刚开始运行时，堆栈中数据为起始节点s，$v=N_s$，即是从当前栈中读出现在到达的节点标号。设$N_{c.b}$为cycle-buffer，是一个存储器，存储的是N_s按照压栈顺序存储的节点标号，算法刚开始时$N_{c.b}=\varphi$，表示所有已经找到的p圈。设N_b为node-buffer，是一个存储器，存储的是已经遍历过的所有节点的标号，算法刚开始时数据为始节点s。设$N_{h.b}$为node-history-buffer，$N_{h.b}(v)$也是一个存储器，存储的是从v出发已经遍历的所有节点的标号。算法刚开始时$N_{h.b}(v)=\varphi$，其执行寻找p圈的算法在后面介绍。

算法输入：网络物理拓扑$G(N,L,F,W)$。

算法输出：遍历了每个节点。

步骤1：将s的一个相邻节点s'对N_s压栈，并将s'存入N_b，$v=s'$；

步骤2：以v作为参数输入，执行寻找p圈的算法。如果v的每个相邻节点都在N_b中，且v为s，则算法终止；如果v的每个相邻节点都在N_b中，但v不为s，则转步骤3；否则将其中一个未在$N_{h.b}(v)$中的相邻节点s''对N_s压栈，并将s''存入N_b和$N_{h.b}(v)$中，$v=s''$；转步骤2；

步骤3：将v对N_s出栈，在N_b中将v删除，$v=N_s$，转步骤2。

下面给出节点s出发寻找p圈的算法：输入参数为起始节点s。算法刚开始时$N_{c.b}=\varphi$。定义n_{hop}为经过的链路数，算法开始时为0。n为已经找到的p圈的数目，初始值为0。$N_{p.i}$为找寻到节点I时的当前的路由数。算法开始时为0。有如下定义。

从s开始，按照压入N_s的顺序各个节点分别被记为n_0,n_1直到n_{hop}，由n_i寻路到n_{i+1}新增加的路由数的值为$N_{p.i+1}$；

$$N_{p.i+1}=\sum_{k=0}^{i}=a_k \tag{2}$$

如n_k与n_{i+1}有边直接相连，则$a_k=1$；否则$a_k=0$；则

$$N_{p.i}=\sum_{k=0}^{i}=N_{p.k} \tag{3}$$

$$\text{score}=N_{p.hop}N_{p.hop}/n_{hop} \tag{4}$$

算法输入：网络物理拓扑$G(N,L,F,W)$；要寻找的p圈数(cyclenum)为N_c；起始节点s。

算法输出：N_c个圈数经过节点s的p圈。

步骤1：将s的一个相邻节点s'对N_s压栈，并将s'存入N_b和$N_{h.b}(s)$，$v=s'$。

步骤2：计算$N_{p.i}$，$n_{hop}=n_{hop}+1$。

步骤3：如果v的每个相邻节点都在$N_{h.b}(v)$或者N_b中，且v为s，则算法终止；如v不为s，则转步骤4。否则则找寻一个v的不在$N_{h.b}(v)$和N_b中相邻节点s''，如$s''=s$，则转步骤5；否则将s''对N_s压栈，并将s''存入N_b并且$N_{h.b}(v)$，$v=s''$，转步骤2。

步骤4：将v对N_s出栈，在N_b中将v删除，$v=N_s$，$n_{hop}=n_{hop}-1$，转步骤3。

步骤5：计算score。将N_s中的值与$N_{c.b}$中的值比较，如与某值的顺序刚好完全相反，则转步骤6；否则，如$n<N_c$，则将N_s的值存入$N_{c.b}$，$n=n+1$，并转步骤6；如$n=N_c$，则将score与$N_{c.b}$中所有含有节点s的p圈的score比较，如比其中最小的值大，则将其替换并转步骤6。

步骤6：将s存入$N_{h.b}(v)$，转步骤3。

由于本算法仅仅是针对网络拓扑，静态地预先寻找p圈的算法，所以不必考虑算法复杂度。

2.2.3　连接建立请求R进行共享p圈保护的算法

为一个请求建立连接阶段：含有k条链路的通路p经过的节点为n_0、n_1直到n_k，n_i到n_{i+1}的链路为l_{i+1}。

设：储存在$N_{c.b}$中的p圈$p_k=\sum_{i,j}l_{i,j}$，i,j为其

所过的节点标号。

算法输入：网络物理拓扑 $G(N,L,F,W)$，其中 $L=\sum_{i,j} l_{i,j}$（其中 i,j 为 $l_{i,j}$ 的端节点标号）；储存了寻找到的所有 p 圈的 $N_{c,b}$；满足业务连接建立请求 $R=(s,d,H)$ 的一条路由 $r_{sd}=r_{ds}=(n_{0,i},n_{1,i},\ldots,n_{k,m})$，（其中 $i,j,\ldots,m$ 为节点标号）。

算法输出：为 $r_{sd}(r_{ds})$ 的某一条链路 $l_{km}=(n_{ik},n_{i+1,m})$ 寻找到一条 p 圈上的保护通道。

步骤 1：在 $N_{c,b}$ 中找寻一个没有访问过的 p_k，其中 $l_{km}\in p_k$。如失败则算法终止。

步骤 2：将 $G(N,L,F,W)$ 中标记为 l_{km} 的保护通路的波长链路去掉，得到新的网络物理拓扑 $G'(N,L,F,W')$。在 G' 中的 p_k 上的未占用容量中寻找能够保护 l_{km} 的一条通路。如成功则将找到的通路上的链路标记为 l_{km} 的保护通路。如失败则转步骤 1。本算法的时间复杂度为 $O(N_c*(|N|-1))$。

本算法每个节点只需要记录经过它的 p 圈标号和与它相邻的该 p 圈上的链路，以及相邻链路的一个空闲波长通道正在被用于保护的另外一条链路，并不需要了解全局拓扑等数据。它所需要存储的信息量为 $O(|W|^2|F|^2)$。在实际应用中，一般的网络的 p 圈都会收敛到一个或者两个（后面的仿真可以证明），所有每个节点需要存储的信息量很小。当一个要求预置保护通路的信令从其中一条在 p 圈上的链路到来时，它只需要根据信令中提供的要保护的链路号，在另外一条链路中找寻一个不用于保护同一条链路的波长就可以了。故本算法在实用的时候可以实现完全的分布式保护。

3 仿真结果及其分析

仿真时采用图 7 中类似于中国教育科研网（CERNET）的网络物理拓扑。假设：每个节点均具有完全波长转换能力；每条链路由一对方向相反的单向光纤组成（$|F|=2$）。虽然每条链路有两条光纤，但由于每根光纤的传输方向为单向，所以在各个节点选择一条路径，均只能在其中一条光纤上进行。

图 8 记录的是当业务到达率为 20.0，服务时间满足均值为 1.0 的负指数分布时，随着每根光纤中的波长数目的增加，使用 p 圈法、共享通路保护算法

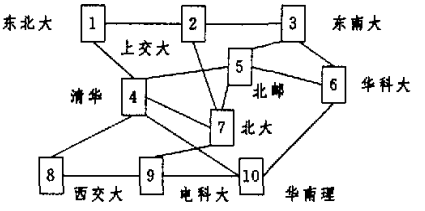

图 7 中国教育科研网物理拓扑

Fig. 7 The physical topology of simple education network of China

（为每个建立的连接都预先寻找到一条保护通路，在连接没有被拆除之前，保护通路不能被新的连接占用。保护通路可以共享，但通路有重合的连接的保护通路也不能有重合）和共享链路保护算法（为每个建立的连接的每条链路都预先寻找到一条保护通路，在连接没有被拆除之前，保护通路不能被新的连接占用。保护通路可以共享，但同一条链路的保护通路不能有重合）计算各自的呼叫阻塞率变化情况。

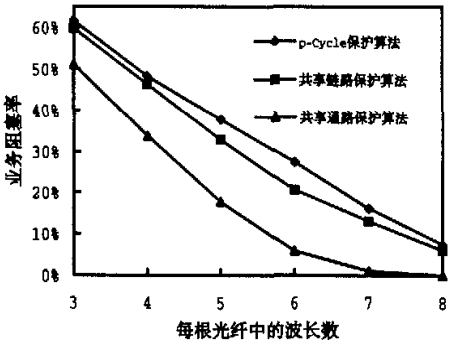

图 8 阻塞率随波长数变化的结果

Fig. 8 Change of the blocking rate with wavelength variation

图 9 为每根光纤有 4 个波长时，使用 3 种保护算出，随着业务到达率的增加时的呼叫阻塞率的变化

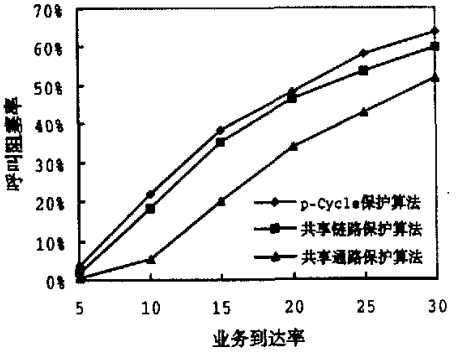

图 9 阻塞率随业务到达率变化的结果

Fig. 9 Change of the blocking rate with traffic arriving rate

情况。由图9 可知，在相同情况下，3 种算法的业务接通率相差不大。在网络生存状况比较恶劣的情况下，如每根光纤中的波长数较少，增加波长数和业务接通率有明显的提高。在业务到达率低的时候，相应地增加到达率时，业务接通率有明显的减少。

图10 为业务请求之间间隔满足均值λ为1/20.0 的负指数分布，服务时间满足均值λ为1.0 的负指数分布，每根光纤中波长数为 2 种网络生存状况比较

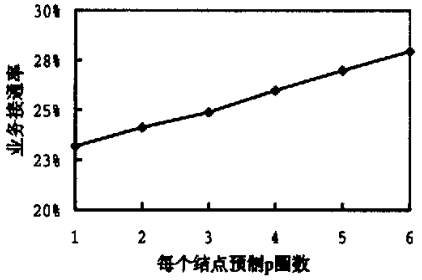

图10　预置p 圈数对接通率的影响
Fig. 10 Change of the reaching rate with preplacement p-Cycle number

恶劣时的业务请求的接通率情况。仿真表明，修改每个节点的圈数，即以该节点为起始节点找到的p 圈数目，对p 圈保护算法的结果几乎就没有影响。在研究了找到的p 圈以后，发现中国教育网有其特殊性，其为汉密尔顿图，存在一条遍历了各个节点的环路为：1→2→7→5→3→6→10 → 9 →8 → 4→1。每个节点存储的Score 值最大的p 圈都收敛为该环路。通过对意大利和美国的全国光纤网络[5]进行仿真测试，它们都收敛为一个或两个p 圈。通过对非汉密尔顿图的佩特森图(如图11 所示)进行测试，结果也表明用两个 p 圈(0→1→2→3→4→9→6→8→5→0 和 0→1→6→8→5→7→→2→3→4→0)就可以将所有的节点覆盖，对每个节点都可以提供一条基于p 圈的保护通路。由于该p 圈经过了所有的节点。由p 圈保护链路的方式可知，该p 圈一个圈就可以对图中所有链路进行保护。所以在仿真中每个节点只需要存储一个 p 圈的拓扑信息就可以达到用p 圈法进行保护的目的。

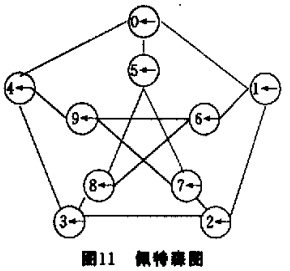

图11　佩特森图
Fig. 11 Paterson map

通过以上的分析可知，虽然只需要存储很少的信息量，但却可以达到和共享通路和共享链路保护相同的效果。而且因为是环形通路，可以用ring 倒换保护相同的处理方式通过倒换来对链路失效进行处理，这样就可以大大缩短保护倒换时间。

4　结束语

本文研究了 IP over WDM 网络的路由保护问题，提出了GMPLS 和p 圈结合，对光层进行抗毁保护设计的算法，对算法在实际应用中的实现方式和可行性都进行了具体分析。最后通过仿真将本算法与另外两个共享保护算法做了比较，得到了满意的结果，并且证明了本算法在实际应用中的可行性。

参　考　文　献

[1] WAYNE Grover, JOHN Doucette. New option and insights for survivable transport networks[J]. IEEE Communications Magazine, 2002, 40(1):34-41.

[2] WAYNE Grover D, DEMETRIOS Stamatelakis. Cycle-oriented distributed preconfiguration : ring-like speed with mesh-like capacity for self-planning network restoration [C]. Reprint of paper 15.7 in Proceedings of IEEE ICC'98, Altanta, June, 1998: 537-543.

[3] WSYNE Grover D, DEMERTRIOS Stamatelakis. IP layer restoration and network planning based on virtual protection ycles [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communication, 2000, 15(10):1738-1749.

[4] GEORGIOS Ellinas. Protection cycles in mesh WDM networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 15(10):25-28.

[5] NASIR Ghani, WANG Ti-Shiang. On IP over WDM integration[J]. IEEE Communication Magazine, 2000, 38(3): 72-84.

(编辑：龙能芬)