

基于支撑树的光网络保护容量配置算法

林绵峰,何建吾,方来付,张 杰,顾晚仪

(北京邮电大学光通信中心 128 信箱,北京 100876)

摘 要: 本文提出了一种新的保护容量配置算法. 该方法基于网络的支撑树概念,在支撑树树干和部分连枝上保留网络容量,保证网络上任何两个节点之间都有至少两条不同路由,为单一链路或节点故障提供良好的保护能力.

关键词: 光传送网络;保护容量网络;算法;支撑树;连枝

中图分类号: AN929.18 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2002) 05-0617-04

Spanning Tree-Based Protection Capacity Allocation Algorithm for Optical Networks

LIN Mian-feng, HE Jian-wu, FANG Lai-fu, ZHANG Jie, GU Wan-yi

(Beijing University of Posts and Telecommunications, P. O. Box. 128, Beijing 100876, China)

Abstract: One novel protection capacities reservation algorithm is proposed in this paper. Through reserving protection capacities in all trunks and partial chords on one pre-created spanning tree, the proposed algorithm assures that every node-pair on network keeps connection by at least two diverse protection routes, which can protect the networks from failing in case of the single link or node failure event.

Key words: optical network; protection capacity network; algorithm; spanning tree; chord

1 引言

随着 Internet 业务的快速增长,光网络技术得到了前所未有的巨大发展. 点对点光传输系统、WDM 环形网络已经大量应用于实际网络,复杂拓扑(如格式网络)的光网络实用性问题也提上了议事日程,网络的保护系统设计便成为关注的焦点. 复杂的网络拓扑和网络故障形式,加大了光网络故障对业务影响程度的判断难度,也增加了复杂光网络保护设计的困难程度,最终的结果是增加了网络业务的保护时间. 在格形网络中,可以采用保护通道预配置方法^[1]以及预留保护容量方法来提供网络业务在故障条件的恢复能力. 一般来说,预配置方法的倒换时间短,可以实现 100% 的保护,但是网络冗余度比较高,网络资源利用率受到影响^[1,2];而预留保护容量时虽然可以提高网络资源的利用效率,但是不一定可以获得 100% 的保护能力,而且业务恢复执行时间长^[5].

为了控制网络故障对业务的影响,在格形网络中,可以使用预配置的方法来预留网络的保护容量,由此获得的网络称为保护容量网络.“p-圈法”^[3,4]和“冗余树法”^[7]就是其中两种可行的保护容量预留方法.“p-圈法”的思路是构建一个或多个保护环路连通所有网络节点,任何单一的网络故障都可以通过保护圈上预留的容量来实现保护. 该方法的难点是构造能够提供充分保护能力的保护圈. 而“冗余树法”的思路是对

一个节点起源的所有业务创建两棵互为保护的、链路或节点不相关的树,这样,任何单一的网络故障最多只影响一棵树,从而提供必要的业务保护能力. 该方法的难点是构造冗余树. 本文提出一种简便易行的网络容量预留算法对光传送网络的保护容量进行预留——环支撑树法.

2 环支撑树法

在 p-圈法中,产生大规模网络的环路覆盖是图论中还未解决的 Hamilton 问题. 事实上,一个连通图的支撑树就是连通所有顶点的最小子图,因此以支撑树为基础构造保护容量网络应该是可行的. 这就是下面要详细介绍的环支撑树法的出发点.

如图 1(a) 所示网络中,粗实线构成的子图就是图的支撑树. 如图 1(a) 所示,如果只在支撑树上预留保护容量,网络故障将无法获得完全的保护. 举例说明,如果链路(2,4)出现故障(故障点 A),则其工作容量可以使用图中 4-5-6-3-2 迂回通道来保护;但故障点在 B 时,由于节点 10 相关链路(1,10)和(9,10)上都没有预留容量,而无法有效恢复链路(5,7)承载的工作业务. 如果在链路(1,10)上预留保护容量,则可以解决这个问题. 同样地,为了实现其它树枝上业务的保护,还需要在链路(11,12)上预留容量. 这种在支撑树的树枝和部分连枝上预留保护容量的方法就是环支撑树法,使用该方法构造的

保护网络图也称作叶形图. 如图 1(b) 所示, 实线为支撑树, 而虚线为连枝. 由于在叶节点相关连枝上预留了容量, 该方法可以保护节点失效故障.

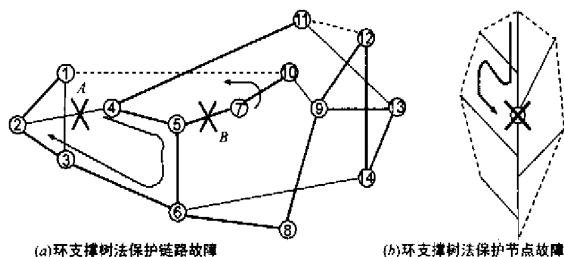


图 1 叶形法实现网络故障的保护

环支撑树法的特点是用叶节点之间的连枝上预留的容量来加强保护容量网络的连通性, 使任意节点之间至少存在两条不同的路由, 从而提供充分的生存性. 因此环支撑树法的关键之一是寻找可以增强保护容量网络连通性的合适连枝; 其二是对支撑树的优化. 支撑树的优化目标是减少保护容量网络使用的链路数量, 以降低网络保护容量.

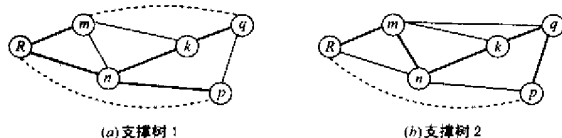


图 2 树形图的聚合

这里把叶形图的分支称为树形图. 设图 2 所示的图 G 是网络图的一个子图, 其中的支撑树可能有多种形式. 图中粗实线是支撑树, 细实线和虚线是连枝. 设支撑树的节点数量是 v ($=6$), 叶节点数 v_L ($=3$), 就是支撑树中分支的数量. 要使支撑树上每个节点的连接度不小于 2, 至少需要附加 $\lfloor (v_L + 1) / 2 \rfloor$ ($=2$) 条连枝, 即叶形图中链路总数不小于 $v - 1 + \lfloor (v_L + 1) / 2 \rfloor$ ($=7$). 如果支撑树分支数量为 1, 则只需要附加一条连枝就可以构成叶形图, 此时叶形图中链路数量是 $v - 1 + 1 = 6$. 显然在端节点数量 v_L 大于 2 时, 也就是多分支情况下, 叶形图使用的链路数量要多于单分支叶形图使用的链路数量. 同理可知多分支的叶形图中链路数量要比少分支的多.

由此可见, 树形图的聚合是构造叶形图的基础. 为了实现支撑树叶节点之间的连接, 树形图可以按照以下原则聚合: 原则 1 使叶节点数量最少; 原则 2 除了通过所在的树形图, 叶节点还可以通过其它路径与非本树形图的其它网络节点连接; 原则 3 为了实现原则 2, 可以重构支撑树.

3 构造方法

树形图的聚合也可以看作是子图的 Hamilton 问题, 由于涉及的节点少, 难度大大降低; 而且在构造叶形图时, 可以方便地控制保护分支的长度, 使之满足保护通道的性能要求. 叶形图的构造可以以环路为基础, 但通常以图的支撑树为基础. 因为生成图的支撑树要比产生一个连接多数节点的环路要简单得多. 以环路为基础的构造方法可以参考文献[7]中的相关算法, 下面以支撑树为基础来构造叶形图.

叶形图的构造包括三个阶段: 深度或广度优先的支撑树的构造; 支撑树的整形和叶形图的优化. 以广度优先方式构造的支撑树的分支比较多, 整形操作比较复杂, 而以深度优先方式构造的支撑树为基础, 整形操作可以简单一些.

在以下算法中, 设给定分支的最大长度为 L_B , 如果未给定 L_B , 则不限制算法中搜索的路由的长度. 设图 $G(V, E)$ 代表网络, $V(G)$, $E(G)$ 分别表示节点和链路集合; $N_G(v)$ 表示节点 v 的相邻节点集合, $d_G(v)$ 表示节点 v 的顶点度, $d_G(v, u)$, $d_R(v, u)$ 分别是节点 v, u 在图 G 上和物理路由 R 上的距离; $a(u, v)$ 表示节点 u, v 的邻接关系; 另设用 $V(S)$ 表示图 S 的节点集合.

不失一般性, 假设图中没有物理连接度为 1 的节点. 如果有, 则只考虑删除它们后得到的图. 对于一个多度节点或者一个子网, 如果有效连接度为 1 (指输入与最终的输出链路只连接到一个节点上), 则把它们当成一个连接度为 1 的宏节点处理.

树形图中分支指的是从根节点到任意叶节点的一条路径, 用 B 表示. 在图 2(a) 中, $R-m$, $R-irp$, $R-irk-q$ 都是该子图支撑树 T 的一个分支. 分支的长度 L 用分支节点的数量表示; 分支的距离可以定义为分支间相同节点的数量, 即 $d(B_1, B_2) = \sum_{i,j} |ij|$, $i \in B_1, j \in B_2$ 且 $d_{B_1}(i, root) = d_{B_2}(j, root) \geq 1$, $root$ 是 T 的根节点; 如果 $i = j$, $ij = 1$; 否则 $ij = 0$. 相对分支指根节点与支撑树的根节点不同的分支.

叶形图的构造算法:

(1) 构造支撑树: 选出任意一个最小度节点 $\forall x \in V(G)$, $d_G(x) \geq 2$, 以均衡负载为原则, 用深度或广度优先策略产生图 G 的一棵生成树 T . 设其各个分支为 B_i , 长度分别为 L_i .

(2) 树的整形: 产生基础保护图 R : (a) 如果 T 只有一个分支 B , 则 $B^* = B$; 否则选择两个长度最长、距离最小的分支 B_1, B_2 , $B^* = B_1 \cup B_2$; (b) 调用树的整形算法, 产生连枝 C 构造回路 R , 使 $V(R) = \max V(R^*)$, $R^* \subseteq B^* + C$, $\forall v_C, v_C^2 \in V(B^*)$. 该 R 就是基础保护图, 标号 R 上的所有节点.

(3) 如果 $V(R) = V(G)$, 且对于 $\forall r \in R$, $d_R(r) \geq 2$, 算法转优化阶段. 否则转步骤 4.

(4) 树的整形. 调用树的整数算法, 计算以 R 上某个节点为根节点的相对分支集合的主相对分支, 添加到 R 上. 重复执行树的整形算法逐步把所有不在 R 上的叶节点都连接到 R 上.

叶形图的优化: 以上步骤执行后得到叶形图 R , 本阶段对叶形图进行优化处理. 优化处理的目标是满足对保护通道的需求, 降低保护图上的冗余链路, 同时尽可能地均衡节点的保护容量.

(5) 在产生的保护图 R 上选择节点 p, q ($d_R(p) \geq 3$, $d_R(q) \geq 3$). 如果 $d_R(p, q) = 1$, 而且与 p, q 关联的两个基本块规模 (节点的数量) 都不大于给定的分支长度, 则可以从 R 中删除链路 (p, q) . 重复本步骤完成优化删除操作.

(6) 如果一个基本块的规模大于 L_B , 则选择具有 R 上最大距离的两个节点 p, q , ($d_R(p, q) = \max_{u,v \in p,q} d_R(u, v)$) 且 $d_G(p,$

$q) = 1$, 增加连枝 (p, q) 到 R 上. 重复本操作完成优化插入操作.

树的整形算法:

输入信息: 树 T 、基础保护图 R 和节点的标号信息.

输出信息: 主相对分支 P_B , 更新的基础保护图和节点标号信息.

(1) 选择以 R 上节点 r 为根节点的一个相对分支 B , 要求其节点未被标号.

(2) 选择长度最大的相对分支为主相对分支 P_B .

(3) 评估 P_B 的叶节点. 如果 $\exists u \in V(T) - V(B)$, 使 $d_G(p, u) = 1$ 或者 p 有临时标号, 则转步骤 4; 否则在 $P_B \setminus r = \phi$ 时选择节点 $q \in P_B$, $P_B \setminus r = \phi$ 时选择一未标记的节点 $q \in B$, 使 $d_B(q, r)$ 最大, 且 $d_G(p, q) = 1$. 如果 $q \in P_B$, 则执行 $P_B - p \Rightarrow P_B$; 否则执行 $P_B + (p, q) \Rightarrow P_B$. 记录 p 不能作为主分支叶节点, $q \Rightarrow p$ 后继续评估*.

(4) 应用文献[6]介绍的路由扩展方法, 扩展 P_B 尽量包括集合 $B \setminus P_B$ 上的节点. 在这个扩展过程中, 以图 G 上节点的连接关系为主, 即可以按照整形原则 3 重新构造支撑树.

(5) 如果 $u \in V(R)$ 或 $d_T(u) = 1$, 则 $P_B + (p, u) + R \Rightarrow R$. 否则如果 $d_R(u, r) = 1$, 则 $R - (u, r) + P_B + (p, u) \Rightarrow R$.

(6) 为 P_B 中节点固定标号; 如果 $d_T(u) = 1$, 为 u 临时标号.

4 示例

树的整形算法保证了叶形图的连通性, 而支撑树和基础保护图的构造方法保证了算法构造出来的保护图上任意节点之间存在两条路由, 因此算法获得的子图有良好的生存能力. 这里用图 3 所示的网络来演示上述算法的运行过程.

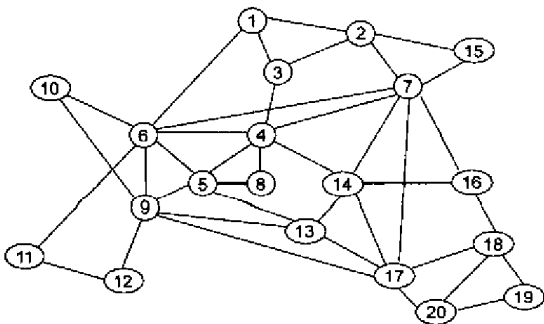


图3 算法演示用网络

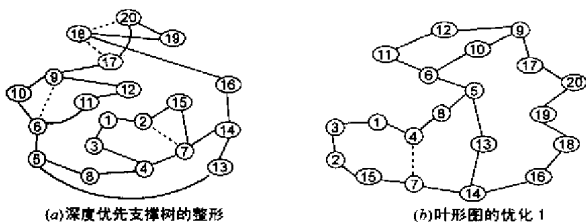


图4 深度优先策略下的保护图构造示意图

图4是使用深度优先策略构造支撑树和保护图的过程示意图, 图4(a)是支撑树的整形过程, 粗实线是整形过程中增

加的链路, 而虚线是被替代的支撑树的树干(图5标记同此说明). 而图4(b)是保护图的优化处理示意图. 在图4(b)中, 假设链路(4,7)满足优化条件1, 因此把它删除.

图5是使用广度优先策略构造支撑树和保护图的过程示意图, 图5(a)是支撑树的整形过程, 而5(b)是保护图的优化处理示意图. 在图5(b)中, 链路(5,9)为减少冗余而删除, 增加链路(7,14), (13,17)则为了缩小块的规模.

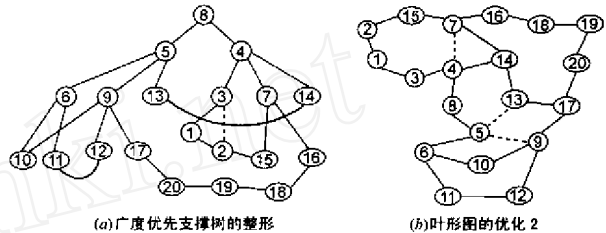


图5 深度优先策略下的保护图构造示意图

从获得的叶形图可以发现, 用环支撑树算法构造的保护图上, 任意两个节点之间至少有两不同的物理路由, 因此可以保护单一链路或节点的故障.

5 比较与结论

与参考文献给出的方法相比, “p-圈法”需要分别处理节点失效和链路失效情况, 而且并没有完全解决大规模网络条件下 p-圈的生成问题. “冗余树法”也是基于环路覆盖原则, 与“p-圈法”类似, 存在环路搜索的问题; 另外, 也需要分别处理节点失效和链路失效情况. 而本文提出的方法同时考虑了节点和链路失效情况, 最后生成的保护网络可以同时保护节点和链路失效情况. 另外, 该算法是基于支撑树构造的, 因此它具有良好的算法适用性. 虽然优化叶形图时可能需要一些特殊的技巧, 但优化的结果不会影响最后生成的网络的生存能力. 如果进一步考虑到实际的网络工作容量配置情况, 则“环支撑树法”还可以生成一个具有良好生存性的保护容量网络.

本文基于图论中支撑树的概念, 研究了光传送网络的保护容量网络的设计问题. 从算法演示结果可见, 由环支撑树算法创建的保护网络在单一故障情况下可以保持良好的连通性, 事实上, 该算法与网络实现技术无关的, 只要网络节点具备配置保护容量所需要的能力, 就可以用文中提出的方法来设计保护网络.

参考文献:

- [1] Gurusamy Mohan, C Siva Ram Murthy. Lightpath restoration in WDM optical network [J]. IEEE Network, 2000, (11-12): 24 - 32.
- [2] S Ramamurthy, B Mukherjee. Survivable WDM mesh network, part I: protection [A]. Proc. INFOCOM '99 [C]. Sydney, Australia: 1999. 744 - 751.
- [3] W D Grover, D Stamatelakis. Cycle-oriented distributed preconfiguration: ring-like speed with mesh-like capacity for self-planning network

* 根据假设, 相对分支集合中至少有一个节点可以与其它分支节点相邻, 因此该步骤可以执行成功.

- restoration [A]. Proc ICC '98 [C]. New Jersey, America: 1998.
- [4] W D Grover, D Stamatelakis. Self-organizing closed path configuration of restoration capacity in broadband mesh transport networks [A]. Proc. CCBR '98 [C]. New York, America: 1998. 145 - 156.
- [5] S Ramamurthy, B Mukherjee. Survivable WDM mesh network, part II: Restoration [A]. ICC '99 [C]. Toronto, Canada: 1999. 2023 - 2030.
- [6] 林绵峰, 方来付, 等. 全光网络的路由扩展方法 [J]. 光子学报, 2000(9): 819 - 823.
- [7] M Medard, S G Finn, et al. Redundant trees for preplanned recovery in arbitrary vertex-redundant or edge-redundant graphs [J]. IEEE/ACM Trans. On Networking, 1999, 7(5): 641 - 651.

作者简介:



林绵峰 男, 1972 年 11 月生于江西省会昌县, 现为北京邮电大学工学博士, 主要研究方向为光网络与光组网, 以及光网络的路由算法和流量工程问题, 并对通信网络的规划和管理有浓厚兴趣. linmfwish@yahoo.com

何建吾 男, 1971 年 12 月出生于安徽省巢湖市, 现为博士研究生, 主要研究方向为智能光网络, 包括智能光网络的控制, 网络恢复与保护算法以及网络性能模拟等.

方来付 男, 河南南阳人, 现为北京邮电大学工学博士, 主要研究方向为光网络节点设备和组网.

张 杰 男, 1972 年 6 月出生于河南省开封市, 现为北京邮电大学副教授. 主要研究方向为光网络及光组网.

顾晚仪 女, 北京邮电大学博士生导师, 主要研究方向为智能光网络, 超长超大容量光网络研究等.