

上海交通大学

---

博士学位论文

---

光网络分布式故障恢复技术研究

---

姓名：贺辉

---

申请学位级别：博士

---

专业：通信与信息系统

---

指导教师：范戈

---

20050701

## 光网络分布式故障恢复技术研究

### 摘要

网络生存性技术是网络正常运营和发展的基础和保障,人们对信息网络的依赖使得网络对生存性的要求也越来越高,因此世界各国都投入巨资在此领域进行广泛的研究。网络生存性技术是伴随着网络的发展而发展的,目前网络规模的增大、拓扑复杂度的增加以及网络管理的智能化都使得原有采用集中式控制的生存性技术日渐不济,以分布式控制为主的智能管理方式成为人们研究的热点。无论是从理论指导还是从实际工程应用的角度看,分布式故障恢复的研究对于网络故障的快速修复、智能网络的设计、网络运营的成本管理以及动态业务的支持等众多方面都显得尤为重要。本文在总结已有的生存性技术的基础上,提出了一套比较完整的分布式子系统控制与恢复体系,其中涉及网络构建、保护技术、恢复技术、预留资源、动态恢复等多项生存性技术的研究。

首先,本文提出了将工作通路分段进行子通路恢复的方案,并将各类共享恢复技术统一至一个数学模型之中,随后在实验研究中发现每段子通路在链路长度为二或三时可以较好地兼顾恢复时间和占用资源这两个最为重要的生存性技术指标,据此本文进一步提出二三分段共享恢复方案,并通过理论分析和仿真实验研究了该方案的恢复效果。这种按既定规则进行分段处理的设计理念是本文总体规划思想——“分而治之”的一种体现。

接着,本文提出一种全新的分布式子系统——车轮子网,它具有良好的控制与恢复能力。本文先从宏观层面对车轮子网进行了介绍和分析。每个车轮子网有一个中心节点和一个外环通路,这种多胚结构使其具有丰富的环路资源,且不同的链路之间可以互为备用资源,从而使这种子网拓扑具有灵活多样的故障恢复方式。文中在给出车轮子网的数学模型、理论分析及仿真实验之后,改变原有网络恢复与管理技术的顺向思维,反其道而行之,提出了以车轮子网为基本网络单元构建具有高度生存性的大型通信网络的设计方案。具体的工作涉及对网

络架构、网络管理、路由技术以及网络业务支持等方面的研究，其中最为重要的是提出了一种分级虚拟节点的管理思想，它通过对子网内的集中控制与子网间的分布控制二者的融合实现了对网络的分级管理，通过这种管理模式及相应的路由和信令协议可以为网络业务提供“点击”式的通路配置。

随后，本文施以重墨从微观层面对车轮子网的网络划分和车轮子网具体的恢复方案进行了较系统的阐述。本文根据不同的网络管理体制，分别提出了子网的集中式划分算法和子网的分布式划分算法。在集中式划分算法中本文通过对网络拓扑的 BFS 遍历实现了子网的全覆盖，在分布式划分算法中本文则提出一种细胞繁殖仿生的设计策略，并以此实现了子网的分布式生长(即划分)。为使车轮子网不仅可以应对网络业务的动态变化，还可以适应网络拓扑的动态变化，本文提出了细胞生长与分裂的仿生策略，使车轮子网在链路或是节点发生变化时可以自适应地调节自己的网络拓扑，这为智能网络的研究开辟了一条新的道路。

因为网络生存性技术是与网络拓扑密切相关的，所以本文结合车轮子网的拓扑特点提出了适用于多胚网络结构的环路分流恢复方案，它可以基于链路实施，也可以基于通路实施。文中给出了具体的工程化算法及 ILP 数学模型，并进一步通过仿真实验证明了环路分流恢复方案具有高效的资源利用率，接近于(甚至有时在网络重负载情况还优于)传统的基于通路的共享恢复方案，同时值得关注的是它还具有几十毫秒量级的恢复速度，这是其它同类算法所无法比拟的。

最后，本文对于多点多类型的重度故障给出了子网间协同恢复方案，并从全网资源配置的角度分析并提出了将环路分流技术与 PWCE 技术相结合的可行性及具体实施方法。本文还利用 ARM7 软硬件系统作为网络节点构建了一个车轮子网的实验平台，并在此平台上对网络拓扑的自动发现、故障的定位、环路分流恢复方案的备用资源配置及受损业务切换等方面进行了硬件实验仿真，实验结果表明了车轮子网体系与嵌入式设备相融合的可行性。

**关键词：** 光网络，网络生存性，分布式恢复，网络划分，子网恢复，网络业务分流，动态恢复，网络设计

# STUDY ON DISTRIBUTED FAILURES RESTORATION IN OPTICAL NETWORKS

## ABSTRACT

Network survivability technology is foundation and safeguard of network's operation and development. Along with the increasing of dependence of people for information network, survivability technology was requested more credible and more effective. Therefore large fund was employed in this field by lots of country. Survivability technology is developed together with the development of network. Central control scheme in survivability technology can't adapt to current networks, which have large-scale configuration, complicated topology and intelligent management. Therefore, distributed control scheme was imported into network management and was studied passionately. It's very important to study distributed control scheme for fast traffic comeback, network design, dynamic traffic support and so on. A set of novel system of control and restoration based on distributed sub-system was proposed in this dissertation. This system includes many research fields that are network construction, network protection, network restoration, capacity booking and dynamic restoration.

Firstly, this dissertation proposed Parted Shared Restoration scheme in which work path was parted into several segment as restored object. In this part, kinds of shared restoration methods were put into a uniform mathematical model. Simulation experiment shown that Shared Restoration scheme can get fine effect at both restoration time and capacity using when each work sub-path have two or three links. Therefore, a Two-Three Partition Shared restoration scheme was proposed in this dissertation. Through theoretical analyze and simulation experiment the availability of this scheme was validated. This partition process is an application of ideology of this dissertation that is 'parted to deal with'.

Secondly, this dissertation proposed a novel distributed sub-system, that is wheel-like sub-network, which has fine capability of control and restoration. Each wheel-like sub-network has a core and a ring. This framework gives abundant rings in the sub-network. Different links of wheel-like sub-network can provide reciprocal

protection. On the other hand, a novel network design scheme was proposed in this dissertation. In this scheme, a dependable large-scale network can be establishment with wheel-like sub-network. Material content includes network configuration, network management and traffic supply. The most important idea of this scheme is hierarchy virtual nodes management. It has both central control and distributed control. Through this new control model, "end to end" traffic can be configured in a simple way.

Thirdly, this dissertation gives system narration of network partition and restoration methods of wheel-like sub-network in microcosmic view. According different control mechanism, central partition and distributed partition of sub-networks were proposed. Network is covered with sub-networks in central partition by BFS while in distributed partition by cell bionics propagation scheme. In order to answer to topology change, cell bionics growth scheme was proposed in which wheel-like sub-network can judge sub-network topology in self-adaptive way when links or nodes added. This method exploited a new direction for study of intelligent network.

Because network survivability technology has close correlativity with network topology, according to the topology character of wheel-like sub-network, ring distributaries shared restoration scheme (RDS) is provided, which can be base on links or paths. In addition, engineering algorithms and ILP mathematical model of RDS were given. Simulation results show that RDS has excellent capacity employment as approaching to that of PBSR. Another important merit of RDS is RDS has fast restoration speed, which is fewer than one hundred millisecond.

Finally, cooperative restoration inter-sub-networks was proposed to deal with multi-point or multi-kind failures. From the view of capacity configuration of whole network, RDS is united with PWCE. In the end of dissertation, a hardware experiment platform was constituted, which uses ARM7 system as experimental node. Based this platform topology automatic discovery, failures verdict, capacity configuration of RDS and traffic rearrange was operated. Simulation results show amalgamation between wheel-like sub-network and embedded equipment is feasible.

**KEY WORDS:** optical network, network survivability, distributed restoration, network partition, sub-network restoration, traffic distributaries, dynamic restoration, network design

## 英文缩略词汇表

ASON	Automatic Switching Optical Network, 自动交换光网络
ATM	Asynchronous Transfer Mode, 异步传输模式
BFS	Breadth First Search, 广度优先遍历算法
BLSR	Bidirectional Line Switched Ring, 两纤双向线路保护环
BoD	Bandwidth on Demand 按需提供带宽
CDC	Cyclic Double Cover, 双圈覆盖
CRC	Cyclic Redundancy Check, 循环冗余校验
CNM	Client Network Management, 用户网络管理
CSMA/CD	carrier sense multiple access/collision detected, 载波侦察听多路访问/冲突检测
DSIN	Distributed Sub-system Intelligent Network, 基于分布式子系统的智能网络
DUAL	Distributed Update Algorithm, 弥散修正算法
DXC	Digital cross Connect, 数字交叉连接
EIGRP	Enhanced Interior Gateway Routing Protocol 增强型内部网关路由协议
GMPLS	Generalized Multiple Protocol Label Switching, 通用多协议标签交换
ILP	Integer Linear Programming, 整数线性规划
IP	Internet Protocol, 网际协议
IWS	Intact Wheel-like Sub-network, 完全车轮子网
LBSR	Link Based Shared Restoration, 基于链路的共享恢复方案
LOF	Loss of Frame, 帧损伤
LOS	Loss of Signal, 信号损伤
MPLS	Multiple Protocol Label Switching, 多协议标签交换
OADM	Optical Add-Drop Multiplexer, 光分插复用
OSPF	Open Shortest Path First, 开放最短路径优先
OTN	Optical Transform Network, 光传输网
OVPN	Optical Virtual Private Network, 光虚拟专用网
OXC	Optical cross Connect, 光交叉连接
PBDR	Path based Bidirectional Distributed Restoration, 基于通路的双向分布式恢复
PBSR	Path Based Shared Restoration, 基于通路的共享恢复方案
PSR	Parted Shared Restoration, 分段共享恢复方案
PWCE	Protected Working Capacity Envelope Concept, 保护资源信封

PWS	Partial Wheel-like Sub-network, 非完全车轮子网
QoS	Quality of Service, 服务质量
RDS	Ring Distributary Shared restoration, 环路分流共享恢复方案
RPR	Resilient Packet Ring, 弹性分组环
RWA	Routing and Wavelength Assignment, 路由波长指配
SDH	Synchronous Digital Hierarchy, 同步数字系列
SLA	Sever Level Assignment, 服务水平协议业务
SONET	Synchronous Optical Network, 同步光网络
SRLG	Shared Risk Link Group, 共享风险链路组
VoIP	Voice over Internet Protocol, 网络语音
VPN	Virtual Private Network, 虚拟专用网
WDM	Wavelength Division Multiplexing, 波分复用

# 上海交通大学

## 学位论文版权使用授权书

本学位论文作者完全了解学校有关保留、使用学位论文的规定，同意学校保留并向国家有关部门或机构送交论文的复印件和电子版，允许论文被查阅和借阅。本人授权上海交通大学可以将本学位论文的全部或部分内容编入有关数据库进行检索，可以采用影印、缩印或扫描等复制手段保存和汇编本学位论文。

保密 ，在 2 年解密后适用本授权书。

本学位论文属于  
不保密 。

(请在以上方框内打“√”)

学位论文作者签名: 贺斌

指导教师签名: 范志

日期: 2005年7月26日

日期: 05年7月26日

# 上海交通大学

## 学位论文原创性声明

本人郑重声明：所呈交的学位论文，是本人在导师的指导下，独立进行研究工作所取得的成果。除文中已经注明引用的内容外，本论文不包含任何其他个人或集体已经发表或撰写过的作品成果。对本文的研究做出重要贡献的个人和集体，均已在文中以明确方式标明。本人完全意识到本声明的法律结果由本人承担。

学位论文作者签名：

日期：2015年7月6日

# 第一章 绪论

## 1.1 网络生存性技术概述

### 1.1.1 网络故障是网络生存性技术产生的直接原因

正如有病患、树有枯损一样，通信网络自出现以来就时常有网络故障发生，并且无论人们采用多么周密的方法去维护，都无法完全消除网络故障，从哲学角度看，这符合万物盛衰消长的自然规律。比如，对于目前广泛应用的光纤网络而言，无论采用何种高级的保护手段，光纤网络出现故障的平均概率仍为 4.39 个故障点每年每千英里，这就意味着，一个 10 万英里的光纤网络平均每天至少会出现 1.2 个故障<sup>[1]</sup>。因此，网络故障的一个根本特性就是：不可避免性。

随着人们对各种信息需求的不断增加，人们的工作和生活也越来越依赖于通信网络，网络的一次故障就可能使银行、航空和公共安全等多方面陷入瘫痪。另一方面，随着光纤技术的发展，链路传输速率已达数 10Gb/s<sup>[2-6]</sup>。一条链路的局部损坏将影响大量的应用业务。比如，02 年 4 月，由于道路施工人员的野蛮施工，中国一级干线沪闽光缆被挖断，经济损失达数千万元<sup>[7]</sup>；01 年 2 月和 3 月接连发生两起中美海缆断裂事故，仅维修费用就达到 1 亿美元，相关经济损失难以估量<sup>[8]</sup>。因此，网络故障的另一个明显的特性就是：重大危害性。

正是由于网络故障的不可避免性和重大危害性促使人们不得不利用各类技术和策略来应对随时可能突如其来的故障，网络生存性技术应运而生。网络生存性技术定义为：在网络意外故障或是失效的情况下，使网络仍能维持或是恢复到可接受的性能指标的方法和策略<sup>[9]</sup>。尽管网络故障不可避免，但故障的快速检测、识别与恢复却可以使网络更为可靠。近年来，IP 业务的飞速发展使得网络传输的信息量成倍增加，相应的网络生存性技术也显得越来越重要。

不同的网络故障决定了不同的网络生存性技术，根据网络故障所存在的不同网络层面，生存性技术可以粗分为传输层、控制层和管理层三种不同的技术层面。当然，不同网络层面的生存性技术可以相互配合，协同保护。对于某一单一层面，网络故障又可清晰地分为链路故障和节点故障。传输层是整个网络的基础，并且由于物理损伤而造成的网络故障也大多集中在传输层；另一方面，链路出现故障的概率是节点出现故障概率的几百倍乃至上千倍<sup>[10]</sup>，上述两点就是目前网络生存性技术为何大多以研究传输层上的链路故障为主要研究对象的原因所在。

评估一种网络生存性技术的优劣目前主要从恢复时间，冗余资源，恢复率和健壮性四个指标来考虑。恢复时间定义为：从检测到网络故障至网络业务恢复正常传输所需要的时间。这是一项最为直接，最能体现生存性技术效果的衡量指标。因为对于用户而言，他所在意的，也就是他所能见到的就是网络提供的业务质量，

而恢复时间的长短将直接影响业务的服务质量和网络的稳定。比如，当恢复时间小于 50ms 时，绝大多数网络业务感受不到网络故障的发生，但当恢复时间大于 2s 时，大部分网络业务都将受到影响。因此，2s 是业界公认的一个实时恢复的时间上限<sup>[11]</sup>。冗余资源是指为实施网络生存性技术所必须提前预留的备用网络资源，以便替换发生故障的链路或节点。冗余资源虽然对网络用户不可见，但它直接影响运营商的网络建设和运营成本，是网络优化的一个主要目标。恢复率是指所能恢复业务占全部受损业务的比例，它可以反映出生存性技术的效率。健壮性是指在经历过一次网络故障恢复后，网络承受再次网络故障的能力，它主要是衡量生存性技术的可持续性。其中，恢复时间和冗余资源是两个最常用的评价指标，几乎在所有有关网络生存性技术的文章中都可以看到它们的踪迹。

综上，可以看出，在网络生存性技术发展的任何一个阶段，其所追求的目标都是一样的，一言以蔽之：利用最小的网络资源，在最短的时间内，以最稳固的方式提供100%的故障恢复。

### 1.1.2 网络生存性技术随着网络的发展而发展

网络生存性技术主要有两大类实施方案，保护和恢复。保护方案在网络业务传输之初就同时建立了工作通路和备用通路两条路由且已经完成资源预留和节点连接配置，故障出现后，在物理层直接实施自动倒换即可<sup>[12-15]</sup>。恢复方案的资源预留可在故障发生之前也可在故障发生之后，但节点连接配置是在故障之后完成的，也就是说恢复方案的备用通路的启动是在故障之后进行的<sup>[16-19]</sup>。两者相比，保护方案恢复时间短，恢复方案则具有更高的资源利用率。这两种基本方案随着网络技术的发展出现了各种不同的形式<sup>[12-60]</sup>，生存性技术也因此呈现出多样性。

点对点网络生存性技术：在通信网络应用初期，其拓扑结构大多是简单的点对点线性结构，这种结构决定了相应的网络生存性技术只能是点对点的网络保护，比如 1+1, 1:1, 1:N 和 M:N。网络线路的终端设备通过对信号的检测来判断有无故障，若出现故障，系统会启动自动保护切换，用备用通道来传送业务<sup>[12-15]</sup>。

环路网络生存性技术：在网络发展中期，人们为了使规模渐增的网络有较好的生存能力，人们提出了环路结构-自愈环<sup>[20-26]</sup>，自愈环从本质上讲是由多个点对点的线性网络连接而成的，自愈环自身闭合的拓扑结构使其具有很好的生存性。在这种结构中，系统利用备用资源来为工作资源提供保护，这里的资源可以是光纤，可以是时隙，也可以是波长。这种环路结构使自愈环的双向(一顺一逆)业务传送成为可能，同时也为迂回保护和环回保护提供了物理条件。在此基础上，环路的生存性技术得到了广泛的研究，并形成一系列有效可行的方法，如 BLSR, RPR 等<sup>[27-29]</sup>。

MESH 网络生存性技术：MESH 网从本质上看，也是由多个点对点的网络连

接而成的,换个角度思考, MESH 网也可以认为是由多个相互嵌套的环网构成。一段线路出现故障后, MESH 网的保护可以在故障线路的两段节点间安排新的替代线路,这种方案具有点对点保护的性质;也可以选择包含故障线路在内的几段线路同时被新的线路替代,或是为受故障影响的网络业务从源节点到宿节点重新安排路由,这种方案具有环形网保护的性质。MESH 网的网络结构的复杂性决定了 MESH 网保护方案的多样性, MESH 网不仅可以采用固定路由的保护方案,还可以根据当前网络的状况以及业务需求情况采用更为灵活的各种恢复技术<sup>[30-39]</sup>, 以便于更好地兼顾恢复时间和网络资源利用率二者的关系。

WDM 网络生存性技术: 以上主要是从网络规模和拓扑演进的角度来观察网络生存性技术的发展。但从光纤通信系统的发展来看, 其重要的转折是 WDM 技术的应用。WDM 技术在大幅提高网络传输容量的同时, 也为网络生存性技术提供了新的发展空间。在基于 WDM 技术的光网络生存性研究中, 其最小的保护粒度是一个波长。网络的保护和恢复是通过用备用波长来替代工作波长实现的。WDM 网络生存性技术从研究伊始, 就和上述的点对点、环路及 MESH 网络生存性技术实现了有机的结合, 此类问题都可以归结为带故障约束的 RWA 问题<sup>[40-41]</sup>。

智能网络生存性技术: 为了适应快速变化的业务环境, 人们提出智能光网络架构<sup>[61-68]</sup>, 它可以动态自动完成网络带宽分配和调度, 根据不同的用户需求和路由算法, 动态地为用户建立端到端的光路。智能光网络的基础是智能网元, 各网元内嵌的分布式控制平台实现了网络的智能管理。智能网络的生存性技术第一次将分布式管理技术作为网络故障恢复的主导控制技术, 各网元之间通过端到端的信息交互实现了网络状态信息的在线调整, 以保证网络在出现故障时, 网元能根据当前网络的状态快速做出反应, 并为故障路由找出替代路由以保障业务的传输。智能光网络的国际标准中已单独将生存性技术作为一个主要项目来考虑<sup>[69]</sup>。

综上, 我们可以用归纳出网络生存性技术发展的规律, 即网络生存性技术必然随着网络技术的发展而发展, 且与网络自身特性密切相关。这也是一种启示, 即无论以后出现何种新型网络技术, 其相应的生存性技术的研究必须要从新网络的本质特性上去寻找突破点。

### 1.1.3 网络生存性技术的研究现状与发展趋势

现有网络正在从基于 WDM 技术的 MESH 网逐步向结合了 GMPLS 协议, 分布式控制协议的 ASON 智能光网络进化<sup>[70-76]</sup>, 国内外众多研究机构 and 高校纷纷开展了各类网络生存性技术的研究, 各国政府和企业也给予了高度重视和大力资助, 如朗讯的 Bell-Lab, 北电与 Alberta 大学的 TRLab, NTT 公司, New York 大学, Cincinnati 大学, Colorado 大学, Queen's 大学, 北京邮电大学, 电子科技大学, 清华大学, 上海交通大学等等, 总数达上百家。因此近年来, 网络生存性

技术的研究在众多方面都取得了实质性的进展。文献[77-81]专注于 WDM 网络生存性技术, 提出许多以故障和资源为限制的 ILP(整数线性规划)路由模型, 并分析了满足波长转换条件和不满波长转换条件下生存性策略的资源占用率和恢复性能。文献[82-86]提出了在应用 MPLS, GMPLS 网络中, 以 LSP 和 LSR 为保护对象的生存性方案, 以及物理拓扑与虚拓扑的映射方法和在考虑多层生存性技术实施联合恢复的策略。文献[87-90]在原有常规的以环路为保护机制的基础上另辟蹊径, 提出并拓展了 P-cycle 保护方案, 兼顾了环路和跨距的保护, 提高了资源利用率。文献[91]提出了 P-tree 保护方案, 以树枝, 树干和连枝构成保护回路。文献[92-93]就最新的 ASON 网络分析了生存性技术的应用基础和实施策略, 并就传输层故障和控制层故障进行了分类讨论, 文献[94-98]还以实验的形式讨论了光交换节点对生存性技术的影响。

光网络生存性技术的发展总是以光网络自身的发展为前提的, 光网络的规模日益庞大, 拓扑结构也越来越复杂, 光网络所能提供的业务种类也在不断增加, 这都需要光网络的生存性技术进一步发展, 其总体趋势是向分布式、智能化、多层面, 多等级业务恢复的方向发展。网络生存性技术的智能是依靠网络节点的智能化来实现的, 而网络节点的智能化又是通过把分布式控制算法嵌入各个网络节点来实现的, 所以光网络的故障检测与故障恢复的研究方向应是网络资源的分布式智能控制与调度。关于光网络的多等级业务恢复是网络为应对日益丰富的各类业务而提出的生存性要求, 网络业务的不断拓展, 使其对网络资源的需求更为灵活繁杂, 从整体的角度为每种业务都提供尽可能优化的网络恢复资源也必然是以后光网络生存性技术研究的一个重要方向。总之, 光网络生存性技术研究的目标始终是快速的恢复时间, 高效的网络利用率, 优良的业务传输服务。

## 1.2 网络分布式恢复技术概述

### 1.2.1 分布式恢复技术是大势所趋

网络恢复技术根据控制策略的不同分为集中式恢复技术和分布式恢复技术。集中式恢复技术需要一个控制中心, 控制中心不断地从网络各处汇集网络信息, 从而可以在了解全局资源的情况下对网络故障的恢复路由进行求解计算, 然后将重路由信息发送至各相关节点, 相关节点按令行事即可。如图 1-1 所示, 无论故障发生在哪里, 节点 B, C, D, E 都要将故障信息传递至控制中心 A, 由 A 统一进行管理和资源调配。分布式恢复技术则将计算能力分布至各个节点, 在故障出现后, 恢复算法可以在网络中的各个节点同时启动运行。网络中的各个节点通过彼此之间的信息交互就可以得到自己所处网络区域的资源信息, 并进一步根据这些信息在线提供恢复路由, 新路由的建立也是各节点依据分布控制协议进行的。如图 1-2 所示, 每个节点对网络状态的认识都是在与相邻节点的信息交互中

得到的，每个节点的控制权都是平等的。

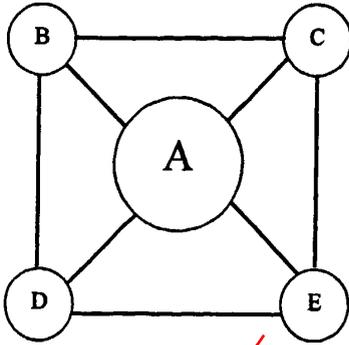


图 1-1 集中式控制模型

Fig. 1-1 Centralized control model

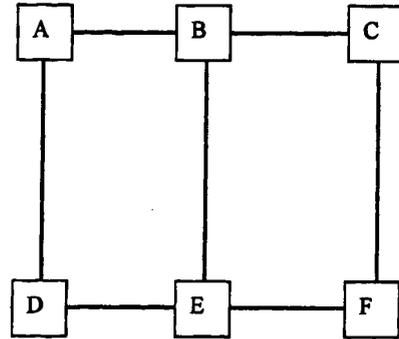


图 1-2 分布式控制模型

Fig. 1-2 Distributed control model

因为集中式恢复技术需要掌握全网的资源信息进行全局优化，所以它具有很高的资源利用率，但反应速度慢。分布式恢复技术采用的是局部优化，所以资源利用率不及集中式恢复，但反应速度快，所牵涉的网络区域小。二者的综合性能对比，如表 1-1 所示：

表 1-1 集中式恢复与分布式恢复的对比表

Table 1-1 Contrast of centralized restoration and distributed restoration

集中式恢复策略	分布式恢复策略
计算能力集中于一处	计算能力分散于全网
统一汇集全网信息	交互共享局部信息
全局最优	局部次优
节点以被动响应为主	节点以主动呼叫为主
<u>资源利用率高</u>	<u>资源利用率次之</u>
<u>恢复时间较长</u>	<u>恢复时间短</u>

集中式恢复技术具有的对网络设备要求低、管理简单和便于实施等特点使其在网络初期就成为网络生存性技术的主流，并且时至今日 80% 以上的网络生存性技术的研究都是基于集中式控制策略的。但随着网络规模的飞速增长，特别是智能光网络的提出，网络的控制策略开始变革。

目前光网络业务的不断拓展使原有的简单网络逐步演化为具有节点众多，拓扑结构复杂，多等级业务并存等特性的复杂网络。集中式恢复策略对于复杂的大型光网络的意外故障已日渐感到力不从心，其中最突出的一点就是无法快速灵活地启动恢复进程，同时网络复杂性的提高也使集中式恢复策略很难再进行全局寻优，因此集中式恢复技术原有的资源占用优势已名存实亡。本文从以下几个方面阐述这种控制策略变革的必然性和重要性。

- **网络规模**：通信网络日益向大型复杂网络发展，集中式恢复所需要的全局信息随着网络规模的增大而成指数增长，这将使控制中心的计算能力不堪重负。此外，网络规模的增大也使网络中各节点与控制中心的信息传递变得路长道远。
- **网络业务**：数据业务成为网络业务主力之后，使网络业务的动态性大大提高，相应地就需要网络能按需提供（或是恢复）随时变化的业务，如果事无巨细都由一个控制中心来处理，那么业务的实时性必然降低。
- **网络安全**：集中式的控制中心将全网的控制权集于一身，那么控制中心必然是整个网络安全的关键所在，一旦控制中心受到攻击，那么全网将处于瘫痪，这是集中式控制的一个致命隐患。
- **故障特性**：故障都是具有区域性的，即使是影响面巨大的通信故障，其原发故障点通常也只是存在于一个极小的区域内。集中式恢复策略没有充分利用这一特性，从而常常会因单一故障点而影响众多节点，甚至是远离故障点的节点也要参与故障消息的传递和故障重路由的建立。

为解决上述问题，分布式管理的思想被引入网络恢复之中，分布式恢复策略可以有效减少网络规模与网络管理之间的相关性，可以得到较快的恢复速度，从而能够为复杂网络的故障快速恢复，智能控制，状态监测等一系列问题提供一个良好的解决平台。因此，对于未来规模庞大，拓扑复杂且高度智能的光网络而言，分布式的网络故障恢复策略无疑将是首选的生存性技术。

## 1.2.2 经典的分布式恢复技术

在分布式恢复技术的研究中，最基本的恢复思想来源于采用发送器(Sender)一选择器(Chooser)方法的自愈网络算法(Self-Healing Network Algorithm)<sup>[99]</sup>。分布式恢复技术的前期研究大都集中在单链路故障的恢复上，它是以后分布式恢复技术发展的基础。

### (一) 单链路故障的分布式恢复

单链路故障的分布式恢复按其信号传递的实现过程不同可以分为三步恢复、两步恢复和双向恢复三种恢复方式。

三步恢复如图 1-3 所示，整个恢复过程分为广播、通知和确认三个步骤。故障链路的两侧节点在检测到故障之后，将按预先规定的编号原则，将其中一个节点设为发送器，另一个节点设为选择器，发送器通过相邻的节点逐层向外部广播故障信号，当选择器收到此信号且是第一次收到时，便沿路返回通知信号，各中间节点通过交叉连接进行相应的路由配置，当发送器收到通知信号后，将根据掌握的通路情况决定重路由的方案，并通过确认信号将结果传递给选择器，完成恢复过程。

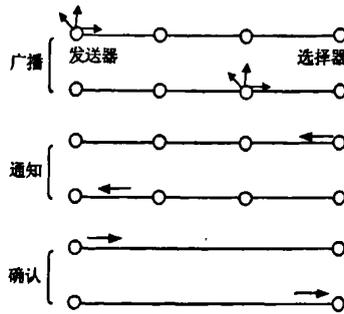


图 1-3 三步恢复

Fig. 1-3 3S-restoration

在二步恢复方案中，选择器在一定的时限内接收多个来自发送器的恢复信号，随后从中选择一条具有最大容量的信号传递路径作为恢复路径，然后选择器将确认信号传递至发送器，沿途完成中间节点的路由配置，从而实现故障的恢复。如图 1-4 所示，恢复过程分为广播和确认两个步骤。

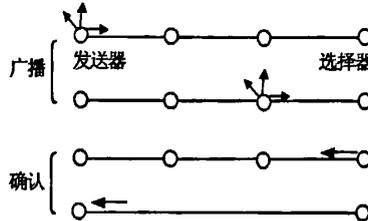


图 1-4 两步恢复

Fig. 1-4 2S-restoration

在单链路故障的恢复中，由于两侧节点都可以确定故障的出现，所以可以让故障链路的两侧节点同时发出恢复信号，这可以明显地减少信号传递的路程进而可以提高恢复的速度。如图 1-5 所示，故障出现时，两侧节点同时设为发送器，都发出恢复信号，然后两侧节点由发送器状态变为选择器状态，当中间节点收到来自不同发送器的恢复信号后，便向选择器发出确认信号，当两侧的选择器收到确认信号后，就可以建立恢复通路。

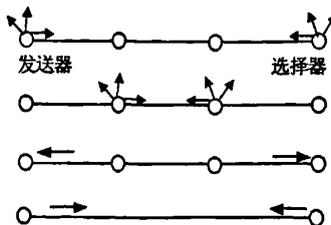


图 1-5 双向恢复

Fig. 1-5 Bidirectional restoration

## (二) 节点故障和多链路故障的分布式恢复

由于在实际环境中，不同区域的施工可能会多处光缆同时受损，这就会导致光网络中出现多链路故障，此外，节点设备的老化和意外事故也会导致

节点故障,多链路故障和节点故障会给网络带来更大的影响,其恢复难度也大大增加,具体表现在故障定位困难和恢复信号复杂等方面。在1990年,H. Komine等利用三步恢复的思想,提出了一种适用于多链路故障和节点故障的分布式恢复方案<sup>[100]</sup>。为了减少多路恢复信号对网络资源的占用,此方案中沿用了单链路故障恢复中的信号传输超时取消的方法,并进一步增加了取消信号用于主动删除无用的信号通路。在故障定位时,此方案采用了一个发送器与多个选择器相配合的方式,其具体实现过程如图1-6所示,当节点C不能正常接收到DBC和ABC两条通路上的信号时,说明B节点或是DB、AB、BC间的链路出现故障,但具体是那一故障不能确定,这时节点C被设定为发送器,而与业务有关联的A、B、D三个节点设为准选择器。广播阶段:C节点向外部广播故障信号,通过逐级检测可以在准选择器中发现节点D和节点A是恢复信号的终点,所以节点D和节点A就被设定为选择器。通知阶段:节点D和节点A将通知信号沿路返回给节点C,并向其它未用通路发出取消信号,这样,节点C可以根据通知信号来判断选择器的位置。确认阶段:节点C向节点D和节点A发送确认信号,并启动备用资源建立业务通路,以DFC代替了原来的DBC,以AC代替了原来的ABC,从而实现了网络故障的恢复。

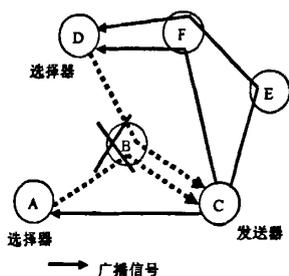


图 1-6 (a) 广播阶段

Fig. 1-6 (a) Broadcast

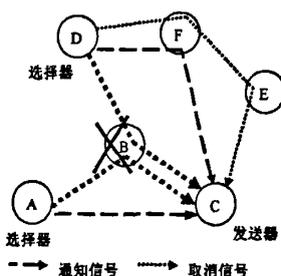


图 1-6 (b) 通知阶段

Fig. 1-6 (b) Inform

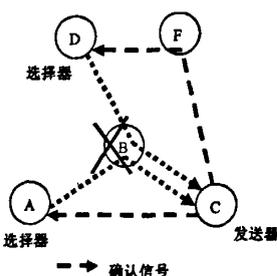


图 1-6 (c) 确认阶段

Fig. 1-6 (c) Acknowledgement

### 1.2.3 分布式恢复技术的研究现状与发展趋势

1997年Wayne D. Grover提出的自组织网络对分布式的网络信息管理,分布式的网络资源管理以及分布式的故障恢复作了较为全面的研究,并提出了“以简单规则来应对复杂系统”的自组织分布式管理思想,其代表作[11]也因此获得IEEE Baker Prize Paper Award。文献[101-104]也从故障信息的分布式传递、分布式的路由技术以及分布式的资源共享管理等众多方面进行了研究。自智能光网络的概念提出之后,分布式网络控制的研究进入了实质性的快车道。文献[105]在实验中对智能光网平台上的分布式网络恢复策略进行了研究,此外智能光网络控制平面的标准规范中关于分布式网络恢复专门设置有生存性管理模块(SM)。与此

相应的新型的分布式控制系统也已逐步进入产品化阶段。由美国 NSF(National Science Foundation)的 ITR(Information Technology Research)资助的 OptIPuter 项目, 意将 Optical, IP 和 Computer 三者有机的融合为一体, 实现分布式的虚拟计算机, 那时网络将成为一个大规模的分布式系统。朗讯科技的第三代光网络网管 Navis (Optical Management System, OMS), 阿尔卡特的光交叉机 1678 Metro Core Connect 以及我国烽火公司的网络解决方案都实现了对集中式网管向分布式网管的平滑演进的支持<sup>[106-109]</sup>。

分布式恢复技术的基础是分布式的带宽管理, 而分布式带宽管理的基础是分布式的智能网元, 即具有自主运算能力, 高速光接口, 大容量的交叉连接矩阵的网络节点。但网络节点的智能化在短期内是不易实现了, 因此目前分布式恢复技术的发展有两点是十分明确的, 一是分布式控制协议要简单高效, 以减少网络节点的运算量; 二是分布式控制策略要先与集中式控制策略相结合, 而后逐步向完全分布式演化。

### 1.3 本文研究内容及创新之处

本文的研究内容主要包括 WDM 网络中分段共享恢复模型的建立和应用、用于网络控制的分布式子系统的创建及其建模分析、网络的拓扑分割以及在分布式子系统内及子系统间的恢复和路由技术等。

基于 MESH 拓扑结构的 WDM 网络是目前网络主体, 以波长为保护单位的共享恢复技术可以通过备用资源的共享达到节省总体网络资源需求量的目的。但传统的基于通路和基于链路的共享恢复技术难以平衡恢复时间与资源占用量两方面的矛盾, 特别是对于长距离多节点的主干网络, 恢复时间与资源占用量更是顾此失彼。如何找到一种可以合理的兼顾恢复时间与资源占用量的共享恢复方案对于网络建立和网络故障恢复是十分重要的。为此本文在第二章将对共享恢复技术的恢复效果进行分析。该章的创新点在于: 为共享恢复技术建立一个统一的性能分析模型, 并通过实验发现了对于普通拓扑结构的网络当工作通路的长度为两个或三个链路时可以实现较好的资源共享且同时可达到较快的恢复速度, 并据此提出二三分段共享恢复方案, 同时给出相应的理论分析和实验仿真。

目前有不少关于分布式网络控制和管理以及用于故障恢复的研究, 也有一些关于网络拓扑分割的论文, 但以分布式子系统为管理单元建立一整套控制与恢复管理的研究至今未见报道, 且关于本文中构建的分布式子系统-车轮子网的拓扑结构更在本领域内首次提出。分布式子系统的研究对于网络故障的快速修复、智能网络的设计、网络建设和运营成本和动态业务的网络支持等众多方面都显得尤为重要。从第三章开始, 本文对分布式子系统从设计理念、模型分析、构建过程及具体的故障恢复算法进行了较系统的研究。由于分布式恢复策略可以有效减少

网络规模与网络管理之间的相关性，所以面对日益庞大复杂的通信网络本文将以分布式子系统的构建作为研究的切入点。经过长时间的分析和实验，本文最终找到了一种全新的子网拓扑结构，即车轮子网，如图 1-7 所示。

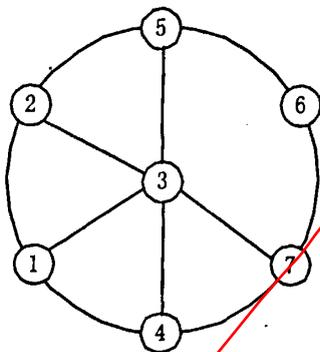


图 1-7 车轮子网的拓扑结构

Fig. 1-7 Topology of wheel-like sub-network

由图 1-7 可以知，车轮子网由中心节点和外环通路构成，所以车轮子网在内部可以采用集中式控制，也可以采用分布式控制，而多个子网之间则是采用分布式控制以实施区域自治。在车轮子网中其外环资源与环内资源可以互为备用资源，且车轮子网的多胚结构使其具有丰富的环路资源，这些拓扑特点保证了车轮子网在网络控制和故障恢复上的多样性和灵活性。

本文第三章和第四章从总体规划的角度对分布式子系统的恢复模型和车轮子网的拓扑划分两个方面进行了研究。

分布子系统作为网络系统中的构成单元，它的特性将直接影响全网的控制与恢复能力。第三章将对车轮子网的基本构成和数学模型进行叙述，并由此给出车轮子网的拓扑结构所赋予此分布式子系统的优良恢复能力；然后从网络设计的角度给出了以车轮子网为网络单位构建具有高度生存性的大型复杂网络，并将对构建的新型网络与现有网络技术的融合在网络管理、路由技术、业务支持等多方面进行分析。该章的创新点在于：提出了全新的车轮子网结构，这为全文整套分布式控制与恢复系统的建立奠定了基础和研究方向。

分布式系统在已有网络中的应用分为两个步骤：一是将网络划分成若干个分布式子系统，二是在分布式子系统中实施具体的控制算法。第四章根据网络的不同控制模式将分别给出在集中控制与分布控制两种情况下的网络分割方案，并利用 Hamilton 回路提出一种可应对网络拓扑变化的子网自适应策略。

在第三章和第四章对分布式子系统的特性及构建方案研究的基础上，第五章则给出了具体的车轮子网应对网络故障的恢复方案。整套恢复方案包括了子网对故障的发现与定位，子网中故障信息的定向传递以及为车轮子网量身订做的环路

分流共享恢复方案。此外，本文还将对动态恢复技术在车轮子网中的应用给出应用分析与举例，同时对于多个子网间的协同恢复也将给出可行性分析和相应策略。在分布式子系统的恢复技术研究的最后还将给出环路分流技术与 PWCE 技术相匹配的自然特点及由此而生成了一种分布式子系统的资源配置方案。由于作为恢复方案基础的车轮子网结构本身是创新的，所以整个恢复方案是一套全新的网络分布式控制与恢复技术，可以说它为网络生存性技术的研究试探性地开辟了一条新的道路。

在第五章的最后，本文将阐述以网络控制器为主要器件构建分布式子系统的硬件实验平台及其硬件设备故障恢复的实现过程。

第六章总结了本文的主要贡献，并展望了伴随着网络向智能方向发展的分布式生存性技术的研究方向。

## 第二章 WDM 网络分段共享恢复方案的研究

### 2.1 引言

光层的生存性技术是整个网络生存性的基础,也是本文的研究重点。如 1.1.2 节中所述的生存性技术可分为保护技术和恢复技术两大类,若按研究范围的不同可以分为链路级生存性技术和通路段生存性技术,若按资源的占用情况又可分为专用备用资源生存性技术和共享备用资源生存性技术,以上两类方式的相互组合构成了光层生存性技术的基本框架,如图 2-1 所示。

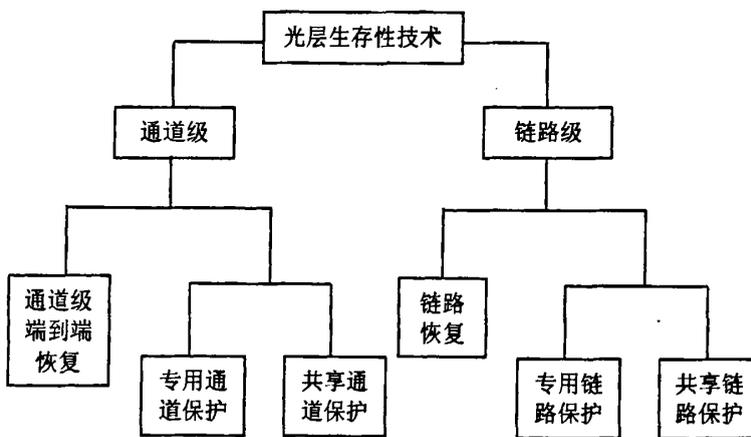


图 2-1 光层生存性技术基本种类

Fig. 2-1 Class of survivability technology in optical layer

与保护技术相比恢复技术具有更为灵活的资源分配方式,它可以根据网络业务服务等级及网络内资源情况采用故障前的预先资源分配或是故障后的动态资源分配。恢复技术在具体的实施过程中,根据备用路由进行路由计算、路由建立和波长资源分配的时刻不同,可分成不同的资源分配策略,具体如图 2-2 所示。

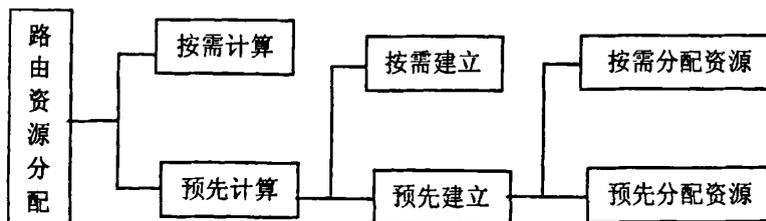


图 2-2 恢复技术的资源分配策略

Fig. 2-2 Capacity distribute scheme of restoration

基于链路的共享恢复方案 (LBSR, link based shared Restoration) 和基于通路的共享恢复方案 (PBSR, path based shared Restoration) 在工作路由和备用路

由的配置方面有许多不同的方法,共享资源的不确定性使其存在众多有待优化的问题,这二种方案与预先资源分配策略相结合,可达到较好的资源利用率和恢复速度,这具有理论和实际意义,所以研究者颇多。以下就此做一简单介绍。LBSR 的应用图例如图 2-3 所示,光路 A-E-F-D 中的链路 E-F 的故障备用路由是 E-B-C-F,光路 A-G-H-D 中的链路 G-H 的故障备用路由是 G-B-C-H,这样 B-C 链路就是 E-F 和 G-H 两条链路共享的备用资源。

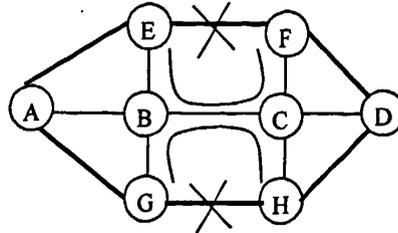


图 2-3 LBSR 方案示例

Fig. 2-3 Illustration of LBSR

LBSR 适用于简单拓扑结构的保护方案,它具有较快的恢复时间,但需要利用较多的网络资源。随着网络拓扑结构的日益复杂和网络规模的日益庞大,人们为了有效地利用有限的网络资源,提出了网络故障基于通路的共享恢复方案—PBSR,如图 2-4 所示,工作光路 A-F-G-D 和 E-H-I-B 的备用光路分别为 A-B-C-D 和 E-D-C-B,BCD 段为两条工作光路的共享备用资源。

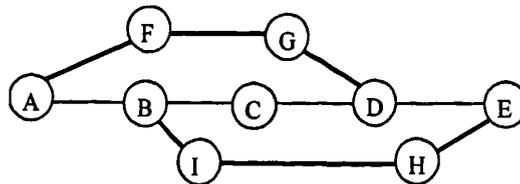


图 2-4 PBSR 方案示例

Fig. 2-4 Illustration of PBSR

LBSR 和 PBSR 的根本思想都是利用不共用链路的工作波长全部或部分的共享一段备用光路,从而减少了网络资源的消耗总量<sup>[110]</sup>。LBSR 方案恢复时间快,但网络资源优化程度低,PBSR 方案在资源利用率方面有优势但需要较长的恢复时间,特别是对于多节点长距离的主干 WDM 网络,恢复时间常常超过人们的需求底限。因此,可以将 LBSR 方案和 PBSR 方案视为被保护光路长度单位划分的两个极端,即端到端的最长保护单位和单一链路的最短保护单位。考虑到实际应用的灵活性,本文提出了分段共享恢复方案,此方案的保护长度介于上述两种方案之间,同期提出类似方案的还国内外一些研究文献,如文献[112] (2003 年)、文献[111] (2004 年)和文献[113] (2004 年)。

进一步, 本文通过实验发现对大多数情况, 采用链路长度为 2 或是 3 的保护长度可以使恢复方案在资源占用量和恢复时间两个方面都得到较好的效果。为此本文进一步提出“二三分段”共享恢复方案, 并提出用一种满意度函数来评价不同的分段方案对资源占用量和恢复时间的影响情况; 另一方面, 利用满意度函数还可以根据网络规则中对资源占用量和恢复时间的实际需求来设计最为合适的分段共享方案。

## 2.2 共享恢复模型

本文为了兼顾资源占用量和恢复时间两方面, 且为了使共享恢复方案的恢复效果与实际网络规划的要求更加吻合, 提出了一种分段共享恢复方案 (PSR, Parted Shared Restoration)。PSR 方案的核心思想是对工作通路进行“分而治之”的处理, 即将从源至宿的工作通路分割成  $m$  段工作子通路, 并为每一段工作子通路提供各自的备用通路。

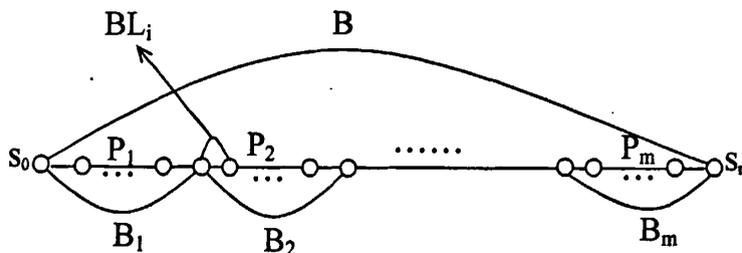


图 2-5 PSR 方案示例

Fig. 2-5 Illustration of PSR

如图 2-5 所示, 图中  $S_0$  至  $S_n$  为一个网络业务需求而提供的工作通路, PSR 方案是将工作通路按一定划分规则分成  $P_1, P_2, \dots, P_m$  共  $m$  段, 然后为每段工作子通路建立各自的备用通路  $B_1, B_2, \dots, B_m$ 。当网络处于正常工作状态时, 从  $S_0$  至  $S_n$  的业务经工作通路传输; 若工作通路出现故障, 则启动备用通路, 若故障出现在  $P_i$  段内, 则用  $B_i$  替换  $P_i$ , 使  $B_i$  和其它正常的工作子通路构成业务传输的光路, 从而实现故障的恢复。由上图易知, 若  $m=1$ , 则备用通路为  $B$ , 此时的 PSR 方案即为 PBSR 方案, 若  $m=n$ , 则各段备用通路等同于各链路的备用通路  $BL_i$ , 此时的 PSR 方案即为 LBSR 方案。因此, 本节将 PBSR, BSR 和 PSR 三种方案的恢复模型都统一至 PSR 的恢复模型之中进行研究。恢复方案的两个主要评价指标是故障的恢复时间和恢复方案所需的网络资源总量, 这两者也是恢复方案最直观的评价参量, 为此本文将共享恢复模型分为恢复时间模型和资源占用模型两个部分。

### 2.2.1 恢复时间模型

本文只考虑单链路失效的问题,且不失一般性的认为网络中各节点之间有两条方向相反的单向链路,网络中每段链路长度相同。在对 PSR 进行恢复时间的分析之前,我们先介绍一下网络故障恢复的过程。本文中采用的是 two-phase process 方法<sup>[12]</sup>。

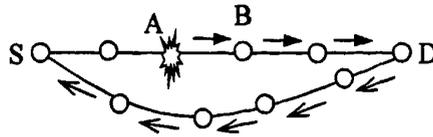


图 2-6 网络故障恢复过程

Fig. 2-6 Process of restoration

如图 2-6 所示,当链路在 A 点出现故障后,与 A 点相邻的节点 B 探测到链路故障(通常是利用光信号的有无来进行检测的),B 节点把故障信息向相邻节点进行广播,当工作通路的终点 D 节点收到故障信息后,沿备用通路向源节点 S 节点发送启动信号。在启动信号传输的同时,沿途的节点完成了光交换设备的路由配置,当 S 节点收到启动信号,并完成路由配置之后,网络业务就可以开始沿备用通路向 D 节点传送。网络故障的恢复时间是指从故障出现到新的光路启用这段时间,在上例中就是从 A 节点出现故障到 S 节点完成路由配置这段时间。据此,我们可以把网络故障的恢复时间分成二个阶段:第一阶段:故障信息广播时间,第二阶段:备用通路启动时间<sup>[14]</sup>。

本文以 PSR 方案来构建共享恢复的数学模型,同时以 PBSR 方案作为对比方案进行分析,其中所需的指示符如下所述:

$T_L$ : 光信号在每段链路上的传输时间;

$T_P$ : 节点对错误信息的确认和处理时间;

$T_R$ : 节点接收启动信号并完成路由配置的时间;

$T_E$ : 故障的发现时间(这段时间包括了故障点到第一个相邻节点的线路时延和第一个相邻节点的故障信息确认时间,因此,  $T_E \approx T_L + T_P$ );

$T_I$ : PBSR 所需的恢复时间;

$T_{I1}$ : PBSR 在第一阶段中所需的恢复时间;

$T_{I2}$ : PBSR 在第二阶段中所需的恢复时间;

$J$ : PBSR 中采用的备用通路的链路数目;

$T_a$ : PSR 所需的恢复时间;

$T_{a1}$ : PSR 在第一阶段中所需的恢复时间;

$T_{a2}$ : PSR 在第二阶段中所需的恢复时间;

$J_i$ : PSR 中第  $i$  个备用子通路的链路数。

不失一般性，本文中假设工作通路中每条链路出现故障的概率是相等的。

$T_i$ 的计算：

当工作通路第  $i$  段出现故障后，PBSR 在第一阶段所需的恢复时间为  $(n-i)(T_L + T_P) + T_E = (n+1-i)(T_L + T_P)$ ，由于工作链路是等概率出故障的，因此，

$$T_{11} = \sum_{i=1}^n (n+1-i)(T_L + T_P) / n = (n+1)(T_L + T_P) / 2 \quad (2.1)$$

$$T_{12} = JT_L + (J+1)T_R = J(T_L + T_R) + T_R \quad (2.2)$$

$T_s$ 的计算：

在 PSR 中，我们按等平均分配的原则把工作通路划分成  $m$  段子通路，其中前  $m-1$  段子通路的链路数为  $[n/m]$ ，最后一段为  $n - (m-1)[n/m]$ 。

$$\begin{aligned} T_{m1} &= \frac{(m-1)([n/m]+1)(T_L + T_P)/2 + (n - (m-1)[n/m]+1)(T_L + T_P)/2}{m} \\ &= \frac{(m+n)(T_L + T_P)/2}{m} \end{aligned} \quad (2.3)$$

$$T_{m2} = \frac{\sum_{i=1}^m (J_i T_L + (J_i + 1)T_R)}{m} = \overline{J_i(T_L + T_R) + T_R}, \quad (2.4)$$

其中  $\overline{J_i(T_L + T_R) + T_R}$  表示取  $J_i(T_L + T_R) + T_R$  的平均值。

因此，共享恢复方案统一的恢复时间模型为：

$$T_{\text{共享}} = \frac{(m+n)(T_L + T_P)/2}{m} + \overline{J_i(T_L + T_R) + T_R} \quad (2.5)$$

PSR 与 PBSR 的比较：

$$\frac{T_{11}}{T_{m1}} = \frac{(n+1)(T_L + T_P)/2}{\frac{(m+n)(T_L + T_P)/2}{m}} = \frac{(n+1)m}{m+n} \quad (2.6)$$

$$\frac{T_{12}}{T_{m2}} = \frac{J(T_L + T_R) + T_R}{\overline{J_i(T_L + T_R) + T_R}} \quad (2.7)$$

很明显在恢复的第一阶段，随着  $m$  和  $n$  的增大，PSR 所需的恢复时间与 PBSR 所需的恢复时间的比值成倍减少，在恢复的第二阶段，PSR 中的备用子通路所保护的链路数目只是 PBSR 保护的工作链路数的  $1/m$ ，所以大体可以估计出  $J_i$  通常

比  $J$  小许多。综合共享恢复的两个阶段，我们可以看出，这种 PSR 方案由于不需要将故障信息从故障点传输至最终的目的端，而是只需要将其传递至与故障点最近的段端点即可，此外 PSR 方案每段备用通路与 PBSR 中的端至端的备用通路相比也大体成比例缩短，因此 PSR 与原有的 PBSR 相比恢复时间成倍下降。

### 2.2.2 资源占用模型

资源占用模型所需的指示符设定如下：

$G(N, L)$ ：所研究的网络，由  $N$  个节点和  $L$  条边构成；

$W_i$ ：是 PBSR 方案所使用的资源总量；

$W_p$ ：是 PSR 方案所使用的资源总量；

$W_w$ ：工作通路所占用的网络资源（以每条链路每波长作为最小度量单位）；

$W_p$ ：备用通路所占用的网络资源；

$\lambda_{wi}$ ：在第  $i$  条链路上工作波长的个数；

$\lambda_{pi}$ ：表示在第  $i$  条链路上备用波长的个数；

$L_{wi}$ ：当有工作通路经过链路  $i$  时取 1，否则取 0；

$L_{pi}$ ：当有备用通路经过链路  $i$  时取 1，否则取 0；

$\lambda_{w/jpi}$ ：在  $i$  条链路上用于为第  $j$  个工作通路作备用波长的数目。

共享恢复方案的网络资源使用总量模型为：

$$W = W_w + W_p \quad (2.8)$$

$$\text{其中：} W_w = \sum_{i=1}^{N \times N - 1} (\lambda_{wi} \times L_{wi}) \quad (2.9)$$

$$W_p = \sum_{i=1}^{N \times N - 1} (\lambda_{pi} \times L_{pi}) \quad (2.10)$$

$$\lambda_{pi} = \text{MAX}(\lambda_{w/jpi}) \quad (2.11)$$

$$\sum_{i=1}^{N \times N - 1} \sum_j (\lambda_{w/jpi} \times L_{pi}) = W_w \quad (2.12)$$

PSR 方案由于在每个分段中采用最短路算法而不是端到端的最短路优化，所以  $W_p$  可能会比  $W_w$  大一些，但是另一方面，由于 PSR 方案是以每一个工作子通路为恢复对象，要比原有的端到端的恢复对象短得多，所以在选择备用通路时，与其它通路发生链路重叠的机会就会减少许多，因此 PSR 所能达到的光路共享的程度要比 PBSR 大得多，从这方面看来，PSR 方案还有减少网络资源占用总量的趋势。关于 PSR 方案在网络资源占用量方面的具体情况，本文在后面的章节中给出了详细的仿真结果。

### 2.2.3 评估函数

上面两节分别给出了共享恢复方案的资源占用量和恢复时间的两个计算模型。一般情况下，任何一种恢复方案的恢复时间和资源占用总量都是一对呈对立关系的参量，要达到较快的恢复时间，最常用的方法是增加备用资源以减少备用资源在选择和配置上所花费的时间；反之，若要通过较少的网络资源来实施故障恢复，则往往是通过多种资源共享和多层路由选择来实现的，这自然就导致了恢复时间上的增多。就共享恢复方案而言，如何使恢复时间和资源占用量，此两方面性能都能得到很好的平衡，就要对共享恢复方案进行有效地规划和评估。此外，在网络的实际应用中，不同的网络会对不同的恢复效果有不同的侧重之处，甚至于在不同的网络应用阶段，不同的业务类型中也可能对恢复时间和资源利用率有不同的要求。为此本文提出了一种综合衡量网络故障共享恢复效果的评估函数，称之为“满意度函数”。一方面，满意度函数可以评价一个共享恢复方案性能的优劣，另一方面它还可以从网络规划者的角度针对不同的网络需求来调整权重因子，这样借助于满意度函数规划者就可以制订出合适的恢复方案。

满意度函数记为  $\Psi()$ ，相应的优化目标函数是  $\Psi_M$ ， $\Psi_M$  是满意度函数  $\Psi$  的最大值，其定义如下：

$$\left\{ \begin{array}{l} \Psi_M = \text{MAX}(\Psi) = \text{MAX} \left( \frac{\beta \frac{T_1}{T_m}}{\alpha \frac{W_m}{W_1}} \right) = \text{MAX} \left( \frac{\beta T_1 W_1}{\alpha T_m W_m} \right) \\ \text{约束条件: } W_m \leq W_{req}; \quad T_m \leq T_{req}; \end{array} \right. \quad (2.13)$$

$\alpha$ ：资源占用量权重因子；

$\beta$ ：时间权重因子；

$W_{req}$ ：网络规划者所限定的网络资源允许占用的最大值；

$T_{req}$ ：网络规划者所能容忍的恢复时间的最大值。

满意度函数  $\Psi$  灵活地实现了网络资源占用率和恢复时间这一对相互矛盾的参数的合理统一。这样，在网络设计时可以根据网络的实际需求来设定  $\alpha$  和  $\beta$  这两个因子的比例，通过满意度函数可以计算出在统一的共享恢复模型中最佳的  $m$  值，并以此值实施分段共享恢复策略就可达到优良的故障恢复效果。

## 2.3 共享恢复的性能仿真分析

本节将利用已经建立的共享恢复模型进行计算机仿真实验，以便观察恢复时间与资源占用量随着共享策略的变化而变化的情况。

在本仿真实验中，仿真假设条件描述如下：

1. 每条链路长 100 公里，因此  $T_L=500\mu s$ ；
2. 每个节点的处理器频率为 1GHz，需要处理的错误信息为 10000 条指令，则  $T_P=10\mu s$ ；
3.  $T_R=100\mu s$ （参考文献[19]）。

实验的网络选取：

在众多已测试的网络中，本文选择其中两个较有代表性的网络进行结果说明，其一是中国网<sup>[115]</sup>，在本文中称为 NET1，如图 2-7 所示；其二是文献[116]中使用的实验网络，在本文中称为 NET2，如图 2-8 所示。

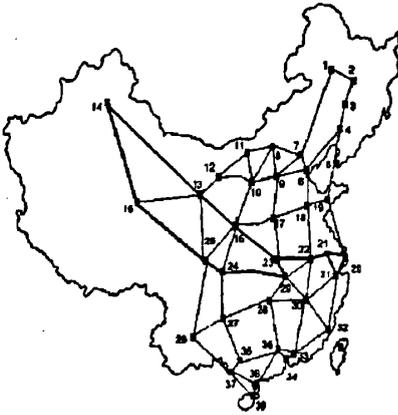


图 2-7 实验网络 1

Fig. 2-7 NET1

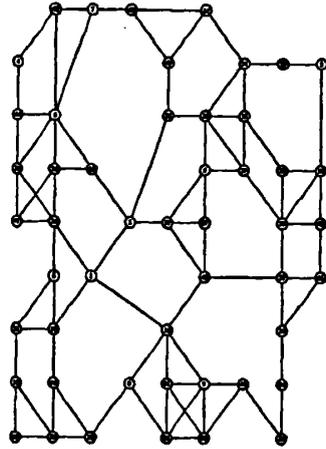


图 2-8 实验网络 2

Fig. 2-8 NET2

表 3-1 实验网络的业务选取

Table3-1 Traffic chosen for test

业务组	工作通路数目	每条工作通路的链路数目	一组工作通路中总链路数目
1	100	6	600
2	120	5	600
3	150	4	600
4	200	3	600
5	300	2	600
6	600	1	600

本文分别以包含不同链路数目的工作通路作为保护对象，随机地从 NET1 和 NET2 两个实验网络中取出 6 组网络业务，然后对其出现故障后的恢复情况进行计算机仿真，网络业务的选取情况如表 3-1 所示。由于每组业务的工作通路所包含

的链路数目不等以及每组都是多样本实验,为此本文引入了两个新的统计量来衡量网络故障的恢复性能,即平均保护一条链路所需的网络资源和平均一条链路出故障后的恢复时间,其中平均保护一条链路所需的网络资源为每组网络业务所需要的网络资源总量与该组业务所占用的工作通路的总链路数的比值,平均一条链路出故障后的恢复时间为每组工作通路总的恢复时间与工作通路数目的比值。实验结果分别如图 2-9 和图 2-10 所示。

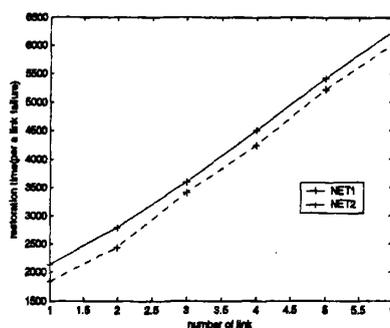
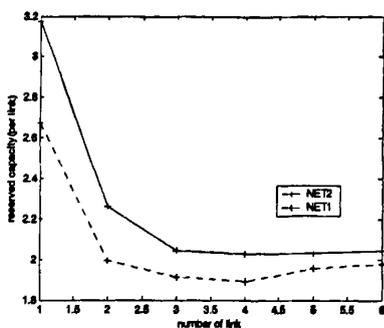


图 2-9 平均保护一条链路所需的网络资源    图 2-10 平均一条链路出故障后的恢复时间  
 Fig. 2-9 Average of reserved resource per link    Fig. 2-10 Average of restoration time per link

从图 2-9 我们可以看到,当工作通路所包含的链路数目从 1 增至 2 和 3 时,平均保护一条链路所需的网络资源有较大幅度的下降,而当工作通路所包含的链路数目增加到 4、5 和 6 时,平均保护一条链路所需的网络资源已变化不大,所需容量大体相同;另一方面,从图 2-10 我们可以清楚地看到,工作通路所包含的链路数目与平均每条链路出故障后的恢复时间大体上呈线性关系。随着工作通路所包含的链路数目的增加,平均每条链路出故障后的恢复时间也成比例增加。综合以上两点,我们可以判断出当工作通路所包含的链路数目为 2 或 3 时,网络出故障后的恢复性能可以在恢复时间和资源占用率两方面得到较好的兼顾。

在实验分析中发现这一现象后,本文为了进一步证实这一现象的可靠性,针对单一通路的不同分段长度的变化进行了新一轮的实验。

我们再次利用 NET1 和 NET2 两个实验网络分别随机生成了 1000 个依次到达的端到端的网络业务,并且为了便于观察分段长度的变化,限定网络业务的工作通路中的链路数不小 4。

表 3-2 NET1 采用 PSR 方案的恢复性能

Table3-2 Restoration performance of PSR in NET1

	$W_w$	$W_p$	$W$	$T_{m1}$	$T_{m2}$	$T_m$
m=1	3048	2151	5199	930240	2365200	3295440
m=2	3048	2682	5730	541620	1660200	2201820
m=3	3048	3261	6309	412080	1461600	1873680
m=4	3048	4755	7803	347310	1417800	1765110

表 3-3 NET2 采用 PSR 方案的恢复性能

Table3-3 Restoration performance of PSR in NET2

	$W_W$	$W_P$	$W$	$T_{m1}$	$T_{m2}$	$T_m$
m=1	3008	2183	5191	920040	2137200	3057240
m=2	3008	2532	5540	536520	1463400	1999920
m=3	3008	3121	6129	408680	1331400	1740080
m=4	3008	4060	7068	344760	1228200	1572960

表 3-2 和表 3-3 分别给出了 NET1 和 NET2 采用 PSR 方案因分段值  $m$  不同所达到的不同的恢复效果。

根据以上数据, 利用式 (2.13) 的满意度函数对分段恢复方案的效果进行评估, 由于未加主观设计要求, 我们可设定  $\alpha$  和  $\beta$  两个参数的比例为 1:1, 具体的满意度函数曲线如图 2-11 所示, 很显然从图中可以看出 NET1 和 NET2 采用  $m=3$  的 PSR 方案, 可以达到最佳的恢复效果。

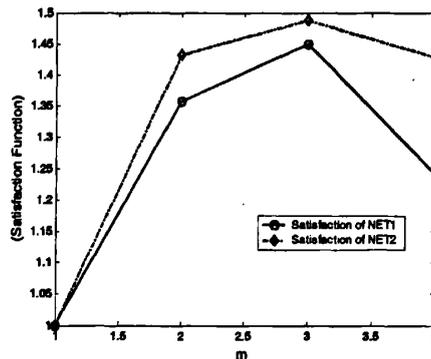


图 2-11 满意度函数

Fig. 2-11 Satisfaction function

## 2.4 “二三分段”方案

上节实验结果中一个最为重要的发现是若被保护通路的链路数取 2 和 3 时, 共享恢复方案可以在恢复时间和网络资源占用量两个方面取得较好的兼顾。据此, 本文提出“二三分段”共享恢复方案 (23SR), 该方案的具体实施方法是将每条工作通路分成若干个链路数目等于二或三的工作子通路, 然后对于每个工作子通路实施共享恢复方案。

### 2.4.1 实施算法

在对 23SR 进行阐述之前，先对分段规则做一叙述：

$L$ ：工作通路的链路数目；

$X$ ：采用二三分段后，链路数目为三的子通路数；

$Y$ ：采用二三分段后，链路数目为二的子通路数；

若  $L$  取 1, 2 或 3 时无需分段，此时采用  $m=1$  的 PSR 方案

$L > 3$  时， $L$  被划分为  $m$  段子通路：

$$3X + 2Y = L; \quad X + Y = m; \quad (X, Y \in Z)$$

因为链路数目为 3 的子通路的综合恢复效果较好，所以应尽可能多地划分出链路数目为 3 的子通路，因此二三分段规则细化如下：

$$X = L \text{ Mod } 3, \quad Y = 0, \quad \text{若 } L \div 3 = 0;$$

$$X = (L \text{ Mod } 3) - 1, \quad Y = 2, \quad \text{若 } L \div 3 = 1;$$

$$X = L \text{ Mod } 3, \quad Y = 1, \quad \text{若 } L \div 3 = 2;$$

“二三分段”共享恢复方案的资源配置算法如下所述。

1. 当一个业务需求到达时，为其从网络拓扑中利用 Dijkstra 最短路算法寻找一条端到端工作通路。
2. 按二三分段规则将工作通路为分  $m$  段工作子通路。
3. 为每段工作子通路利用 Breadth first protection 算法<sup>[117]</sup>寻找各自相应的备用通路，利用 Breadth first protection 算法也满足了备用通路与工作通路互不共用链路的限制。
4. 给工作通路中的各链路分配未使用的波长资源，完成工作光路的建立。
5. 各段备用通路分配波长。各段备用通路的每条链路在分配波长时，应首先判断当前需要建立的备用光路  $L_s$  能否与其它备用光路  $L_r$  共享波长，具体做法是检查该链路是否已分配有用于其它的备用光路  $L_r$  的波长资源  $\lambda_p$ ，若  $\lambda_p$  存在且  $L_s$  与  $L_r$  所对应保护的工作通路之间没有共用链路，则  $L_s$  和  $L_r$  可以共享波长  $\lambda_p$ ，否则就为  $L_s$  分配新的波长。至此，完成了 23SR 方案中所有的工作通路和备用通路的路由选择和波长分配。

### 2.4.2 仿真实验

为了检验 23SR 方案的恢复效果，我们再次选用四个实验网络对其进行仿真研究。NET3 是 COST 239 network<sup>[18]</sup>，如图 2-12 所示；NET4 是文献[118]中采用的实验网络，如图 2-13 所示；NET5 和 NET6 都是文献[116]中采用的实验网络，分别如图 2-14 和图 2-15 所示。



图 2-12 实验网络 3

Fig. 2-12 NET3

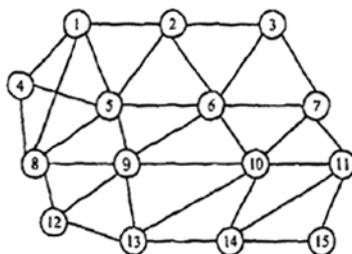


图 2-13 实验网络 4

Fig. 2-13 NET4

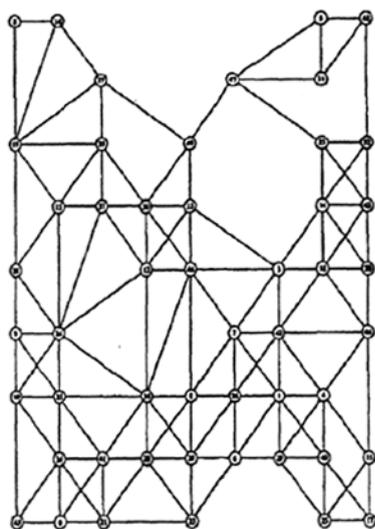


图 2-14 实验网络 5

Fig. 2-14 NET5

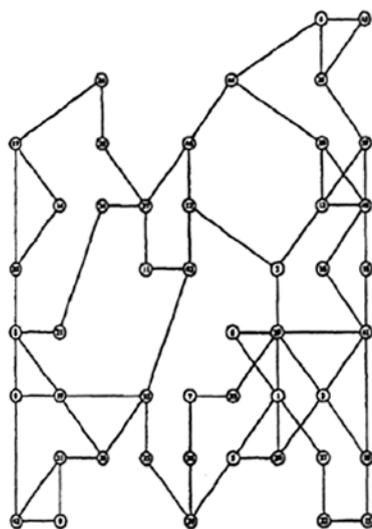


图 2-15 实验网络 6

Fig. 2-15 NET6

在这四个实验网络中分别随机生成 600 个依次到达的端到端的网络业务。图 2-16 中给出了各实验网络中的工作通路所包含的链路数目的分布情况。

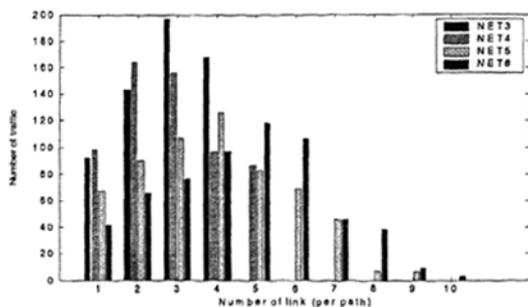


图 2-16 仿真实验中不同链路长度的工作通路的分布情况

Fig. 2-16 Distribution of work path with different number of link in simulation

为了验证 23SR 方案的恢复效果, 本文将 23SR 方案与以端到端为保护对象的 PBSR 方案做一对比, 这两种方案在网络资源占用总量和恢复时间两方面的对比情况如表 3-4 所示。

表 3-4 23SR 和 PBSR 的恢复性能对比

Table 3-4 Comparison of 23SR and PBSR

实验网络	23SR 方案		PBSR 方案	
	网络资源占用量	恢复时间	网络资源占用量	恢复时间
NET3	3791	1011390	3440	1335060
NET4	3930	1026350	3586	1293200
NET5	4146	1096680	3871	1514170
NET6	5492	1107500	5182	1435340

从 NET3-NET6 的仿真结果可以看出, 23SR 方案的恢复时间比 PBSR 平均减少了 31.49%, 相应所需的网络资源平均只增加了 7.96%。由此可见, 23SR 方案可以简单有效地在恢复时间和资源占用量两个方面进行折衷, 以达到最佳的网络故障恢复效果。

## 2.5 小结

资源预先配置的共享恢复方案是网络生存性技术中研究较多的一种恢复策略, 本章在基于链路恢复方案和基于通路恢复方案的基础上提出了分段恢复方案, 并将各类共享恢复方案归总于一个 PSR 模型之中。并进一步结合故障恢复的实际过程, 通过分析和近似构造了恢复时间和资源占用总量两个数学模型。

恢复时间和占用的资源总量是衡量一个恢复方案优劣的两个主要因素, 且这两个因素存在一定程度的互斥相关性, 为了能有效地评估一个恢复方案的适用性, 同时也为了给网络规划者提供一个方便有效的网络恢复方案的设计工具, 本文提出了一种满意度函数, 通过改变满意度函数中的时间权重因子和资源权重因子, 可以调整恢复方案中对恢复时间和资源占用量两个量不同侧重, 从而实现按需设计恢复方案, 以满足不同网络设计者对网络业务和网络规划的不同要求。

进一步, 本文在对 PSR 方案进行仿真的过程中发现, 当工作通路所包含的链路数目在 3 左右时可以达到较好的资源利用率, 同时也兼顾了较快的恢复时间。为此本文提出了“二三”分段共享恢复方案(23SR), 意在将每个网络业务的工作通路划分为若干段链路长度为 2 或 3 的子通路, 然后为各子通路实施共享恢复。本章对具体的划分规则进行了详细的说明, 并给出了 23SR 方案的资源配置算法。最后通过实验仿真证实了此方案可用较小的资源占用量为代价以换取较大的恢复时间下降, 从而使恢复方案的总体恢复效果较好。

## 第三章 分布式子网的建模分析与组网研究

### 3.1 引言

人们最初将分布式控制和恢复技术相结合应用于通信网络中是在上世纪八十年代<sup>[119]</sup>，当时应用的网络基础是基于数字交叉连接(DXC, digital cross connect)设备的网络，正是由于交叉连接功能的存在，才使得业务路由的灵活配置成为现实。基于DXC的网络能够高度共享网络中的冗余资源，同时基于DXC的分布式网络恢复技术可实现网络的故障自愈，这也是分布式网络恢复技术被引入的原由所在。在此有一点需要进一步明确，即可重配置的网络节点设备(如，可以通过端口的改变以实现路由的重配置的数字交叉连接设备)是分布式技术应用的基础。随着光网络的发展，光交叉连接(OXC, optical cross connect)和光分插复用(OADM, optical add-drop multiplexer)等新型节点设备的应用使网络的配置灵活性大大增加，这为分布式恢复技术的广泛应用提供了平台。另一方面，网络业务的变化也促进了分布式技术的发展。自上世纪九十年代以来以IP业务为核心的数据业务异军突起，这使网络带宽需求激增的同时，也由于数字业务的突发性和不可预见性，使网络带宽的动态分配需求日益迫切。传统的以人工配置为主的网络连接配置方法已很难适应新型业务的需要。为此，人们开始研究智能光网络，其目的是将OXC和OADM等可重配置节点设备和分布式控制技术有机的融合起来，以实现网络资源的动态按需配置。应运而生的智能交换光网络(ASON, automatically switched optical network)利用控制平面的呼叫与连接控制，可针对客户的业务请求实施动态的路由提供和故障恢复。ASON的特点在于控制平面与传送平面的分离，其目的是为了加强控制平面中的信令与路由功能，这正好也为分布式恢复技术中的故障信息传递和故障重路由的实施铺平了道路。新型业务的发展催生了按需进行资源调度的智能网络，智能网络的智能性主要是依靠智能节点来实现的，而智能节点之间的快速自主的通信则是由分布式技术来完成的，如果将智能节点比作是智能网络的骨架的话，那么分布式控制则是智能网络的灵魂，因此分布式控制技术是未来大型复杂网络的支撑技术之一，其相应的研究工作有着重大的现实意义。

分布式网络恢复技术主要可分为两大类：一类是以单个节点作为分布式控制对象的传统技术，另一类是基于分布式子网的网络子网恢复技术。关于第一类分布式技术的研究文献很多<sup>[120-123]</sup>，也形成了许多成熟的分布式恢复协议，但其核心思想大同小异，都是通过节点的故障信息广播和反馈路由信息的选择来进行重路由的，其机理类似于被动式声纳的回波定位，此类技术面对网络规模的增加和拓扑复杂性的提高显得有些单一和呆板。因此，人们引入了分布式子网的网

络恢复技术，它可以在大型网络中方便地应对各类单一故障或多点故障。

由于分布式子网的构建是分布式子系统研究的基础，且分布式子网的性能将直接影响到全网的控制和恢复能力，所以本文将分布式子网的构建作为分布式生存性技术研究的切入点。本章首先介绍本论文提出的分布式子网模型-车轮子网，并且在车轮子网的设计思想进行阐述之后就车轮子网的恢复性能进行了定性分析和建模描述。随后本章从宏观层面提出以车轮子网为网络单元构建具有高度生存性的大型复杂通信网络的设计思想，并就网络设计和业务提供所涉及的具体事项进行可行性分析和举例阐述。

### 3.2 车轮子网概念及设计意义

本文在经过长时间的摸索和研究之后，逐渐形成了一套新型的分布式子网模型。构建此模型的目的在于将整个光网络分割成一个个具有中心节点的子网，并且使各个子网可以通过子网内节点之间的信息交互来实现自主控制，从而可以在子网内实现网络资源的调配和故障路由的恢复。如图 3-1 所示的示例网络可以划分为图 3-2 所示的三个子网，每个子网有一个中心节点(节点 3、节点 9 和节点 13)，中心节点外部为一个外环，外环与中心节点之间有链路相连。由此算法划分得到的子网形似一个车轮，所以称这类子网为“车轮子网”。

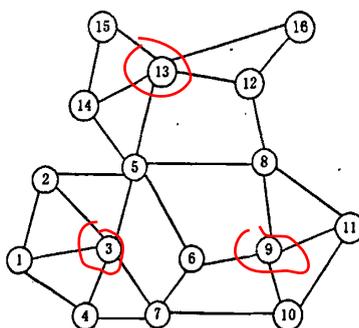
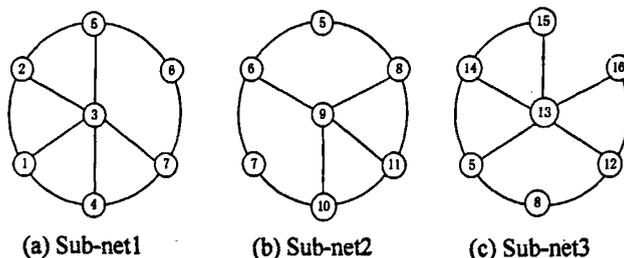


图 3-1 示例网络

Fig. 3-1 Illustrative network



(a) Sub-net1

(b) Sub-net2

(c) Sub-net3

图 3-2 示例网络的三个子网

Fig. 3-2 Sub-networks of illustrative network

车轮子网按其拓扑结构可以分为两大类，一类是完全车轮子网（IWS, Intact Wheel-like Sub-network），其外环是完全闭合的，如图 3-2(a)和图 3-2(b)所示；另一类是非完全车轮子网（PWS, Partial Wheel-like Sub-network），其外环是不闭合的，如图 3-2(c)所示。

车轮子网上的边和节点的名称规定如下：

1. 中心节点是指在车轮子网中处于中心位置的节点，一个车轮子网内只设置一个中心节点；
2. 辐边是指连接中心节点与外环上的节点的边，如图 3-2 (a)中的边 1-3；
3. 辐节点是指与辐边相连的外环上的节点，如图 3-2 (a)中的节点 1；
4. 环辐边是指连接两个辐节点的边，如图 3-2 (a)中的边 1-2；
5. 环节点是指外环上除去辐节点之外的其它节点，如图 3-2 (a)中的节点 6；
6. 外环节点是指辐节点和环节点的统称；
7. 纯环边是指外环上除去环辐边之外的其它边，如图 3-2 (a)中的边 6-7；
8. 车轮子网的外环指由环辐边、辐节点、环节点、纯环边构成的回路或通路，简称为“外环”，如图 3-2 (a)中的回路 1-2-5-6-7-4。

综上，车轮子网的各部分名称归总见下表。

表 3-1 车轮子网的构成

Table3-1 Parts of wheel-like sub-network

项目	种类	子类		
车轮子网的分类	2	完全车轮子网(IWS)		非完全车轮子网(PWS)
节点的分类	3	中心节点	辐节点	环节点
边的分类	3	辐边(辐链路)	环辐边(环辐链路)	纯环边(纯环链路)

车轮子网具有良好的信息传递通道，这为子网的控制和子网故障的恢复提供了便利。为了说明构建车轮子网的意义所在，本文此处简单地描述几种典型的车轮子网应对网络故障时具有的一些特性。

#### (1) 相互配合，灵活路由

如图 3-3 所示，若链路 2-5 发生故障，则通路 2-3-5 可以提供恢复路由，其它通路如 2-1-3-5、2-3-7-6-5、2-1-4-7-6-5 等都可以作为备用路由；若链路 1-3 发生故障，则通路 1-4-3 可以提供恢复路由，其它通路如 1-4-7-3、1-2-3、1-4-7-6-5-3 等也可以作为备用路由；由以上可以清楚地看出，在车轮子网中，辐边和外环以及中心节点和外环之间都可以互为备用资源，在子网内发生故障时，可以通过彼此的配合快速地实施故障恢复，并且恢复方案存在多种路由方式供选择。

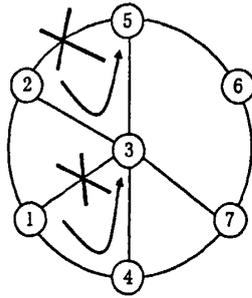


图 3-3 辐边与外环边互为备用资源的故障恢复

Fig. 3-3 Mutual restoration in wheel-like sub-network

(2) 外环保护，简单快速

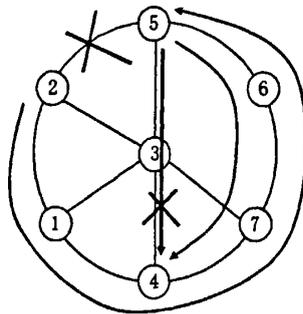


图 3-4 外环保护

Fig. 3-4 Outer loop protection

如图 3-4 所示，链路 2-5 发生故障，可以启动通路 2-1-4-7-6-5 来实施故障保护，若通路 5-3-4 发生故障，则可以启动通路 5-6-7-4 来实施故障保护。由此可见，利用车轮子网的外环可以构建一个保护环路，以这种方式车轮子网可以达到自动倒换级的保护速度，其原理类似于 BLSR(bi-directional line switched ring)。这样我们只要在外环上预留冗余资源就可以应对子网内的各类链路故障，且出现故障后只需要在两个相关节点实施保护倒换即可完成整个故障的恢复，不再需要重路由的计算和选择，从而可使恢复时间接近 50ms。

(3) 协同恢复，只重出入

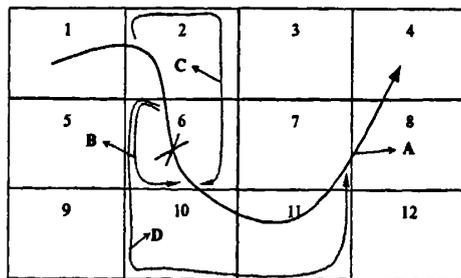


图 3-5 协同恢复

Fig. 3-5 Cooperated restoration

整个网络可以看成由若干个车轮子网集合而成,就像若干个小蜂窝组成一个蜂巢一样。网络中的一条工作通路通常会跨越多个子网,每个沿途子网都包含了一段工作子通路,当故障出现时首先由故障点所属的那个子网启动恢复,若出现单个子网无法处理的多点故障,则由相邻的多个子网同时启动恢复,此时相关的多个子网聚合成一个较大的子网,并以聚合后的新子网的外环为备用通路实施外环保护。如图 3-5 所示一个通信网络由 12 个子网构成,业务通路 A 跨越了 1, 2, 6, 10, 11, 7, 8, 4 共八个子网,若子网 6 内的子通路发生故障,且可以启动 B、C、D 等多个恢复通路。这种恢复策略的一个最大优点在于保护对象的最小单位由原来的链路或是节点变为工作子通路,每个子网只需要关心自己所包含的子通路的入节点和出节点即可,巧妙地避开对故障类型和精确故障点的判定。如通路 B 是子网 6 内实施的外环保护,它只要在子网 6 的入节点和出节点实施保护倒换即可实现故障恢复,通路 C 是子网 6 和子网 2 共同实施的外环保护,其保护对象是两个子网包含的子通路,保护的过程是将子网 2 的入节点、子网 6 的出节点以及两个子网的一个共同节点实施倒换即可实施恢复。同理,通路 D 也是如此,它利用四个子网(6, 10, 11, 7)的外环保护实现了协同恢复。

#### (4) 节点链路, 恢复兼顾

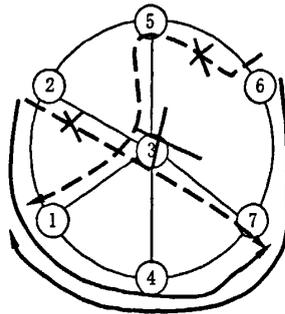


图 3-6 链路恢复和节点恢复

Fig. 3-6 Span restoration & node restoration

目前研究的分布式恢复算法,包括一些经典恢复算法,大多数是针对链路恢复进行研究的,而对于节点故障的恢复由于复杂度较大所以成熟的算法很少。车轮子网可以有效地应对节点故障,甚至是多链路失效和多节点失效的多点故障。如图 3-6 所示,在业务通路 6-5-3-1 中,无论是链路 6-5 故障还是节点 3 故障都可以由通路 6-7-4-1 进行恢复;同样在业务通路 2-3-7 中,无论是链路 2-3 故障还是节点 3 故障都可以由通路 2-1-4-7 进行恢复。综上,可以清楚的看出在车轮子网中任意的一条单链路发生故障或是中心节点发生故障都可以实施恢复,对于多链路故障,辐节点故障和环节点故障可以由多个子网实施协同恢复,如图 3-5 所示,在由车轮子网组成的网络中,任何一个节点都可以被一段工作子通路包含,

进而可以被车轮子网覆盖以便实施外环保护。关于车轮子网中各种具体的恢复算法将在下一章中给出详细的阐述。

车轮子网的上述特性与其拓扑结构有着密切的联系。车轮子网拓扑设计为多胚腔结构(如图 3-6 中的 2-3-5-2 和 1-3-4-1 各围成一个胚腔), 且整个子网的拓扑呈自封闭结构(非完全车轮子网的自封闭结构由外环和辐边构成), 这可以使车轮子网自身存在多个回路, 为故障的重路由提供了丰富的环路资源。每个中心节点还可以根据需要在子网中实施集中式管理, 达到子网内集中, 子网间分布的高效管理。车轮子网中各节点间的距离较短, 工作子通路在每个子网中的链路长度大多为 2 和 3, 这有利于车轮子网的资源共享。此外, 多个车轮子网彼此之前的资源也是共享的, 这使得全网资源的利用率得到进一步提高。

总之, 车轮子网的提出具有重要价值, 它的出现为网络设计, 网络控制, 故障恢复以及网络自治域的研究开拓了一条新的道路。

### 3.3 车轮子网的建模分析

#### 3.3.1 网络拓扑预处理

车轮子网的连通性是实现自身故障恢复的一个根本条件。对于任何一种链路或是节点故障的恢复策略, 它的工作路由必然会和故障恢复后的新路由能构成一个闭合的环路, 所以在子网构建时, 必须要保证每个子网内的任意两个节点之间存在一条闭合的环路, 这也就要求每一个子网的边连通度不能小于  $2^{[124-126]}$ 。为了使本文中的研究结果能适用于各种网络, 并且为了增加研究的实用价值, 本文提出在网络研究之前对网络的拓扑实施预处理, 通过消除一些特殊的拓扑结构来提高网络的稳定性, 具体措施如下:

- 1) 消除度为 1 的节点, 即悬挂顶点, 如图 3-7 所示。因为这种节点只能采用 100% 资源预留的备份保护策略。

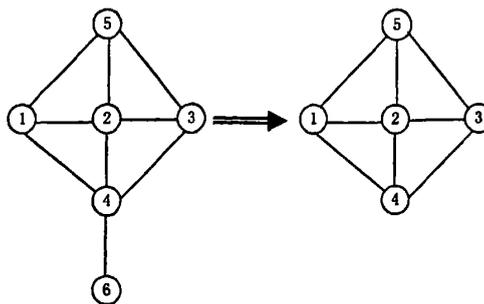


图 3-7 拓扑预处理 (1)

Fig. 3-7 Topology pre-operation (1)

- 2) 去除单边割集, 即去除只有一条边的割集, 如图 3-8 所示。因为这样的

单边也只能采用 100%资源预留的备份保护策略，去除的方法是将此单边及其两个相邻节点合并为一个新节点。

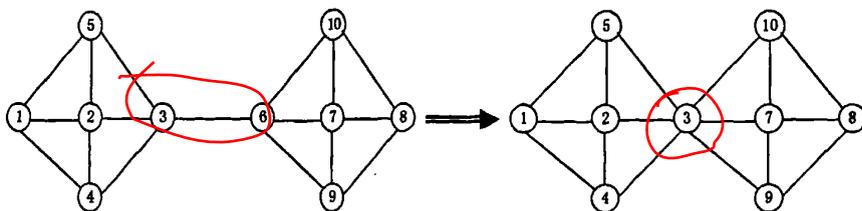


图 3-8 拓扑预处理 (2)

Fig. 3-8 Topology pre-operation (2)

- 3) 去除部分度为 2 的节点。若一个节点的度为 2，且两个相邻节点之间没有边相连，则将该节点及其两条边用一条边来代替。因为要修复度为 2 的节点及其相连链路的故障，无论采用何种恢复路由都必须经由两个相邻节点，所以在拓扑分割时可以将度为 2 的节点及其相连链路简化为一条边，两个相邻节点记录有原网络的连接关系。

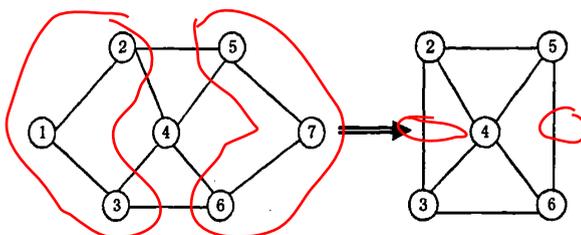


图 3-9 拓扑预处理 (3)

Fig. 3-9 Topology pre-operation (3)

经过以上三种拓扑预处理，最终可以使所研究网络的拓扑变为一个边连通度不小于 2 的图。预处理的目的是要保证每个子网的 2 度连通性的划分可行性。后文中所谈及的网络若无特别指明，均指经过预处理的网络。

### 3.3.2 车轮子网的故障保护模型

故障保护模型的建立和分析大多是与网络业务关联起来考虑的，即在一定的网络业务负载情况下，研究保护方案在故障发生时维持网络业务正常运行的能力。本节参考[126-129]中 P-cycle 模型的分析方法主要对车轮子网外环保护方案的性能进行了分析，这是由于外环保护方案具有故障恢复快，资源利用率高等优点，与其它车轮子网的恢复策略相比规律性强，便于建模分析。在此，首先对外环保护方案给出更为详细的描述。针对不同网络业务路由，外环保护方案的类型大体可以分为四类：外环链路故障保护，辐链路故障保护，外环节点故障保护和中心节点故障保护，具体如图 3-10 所示。（由于工作子通路在一个子网内的入

节点和出节点的故障保护涉及多个子网的协同恢复，此处未加考虑；当工作通路的源节点和宿节点发生故障时，任何生存性技术都无效，所以此处也不作考虑)

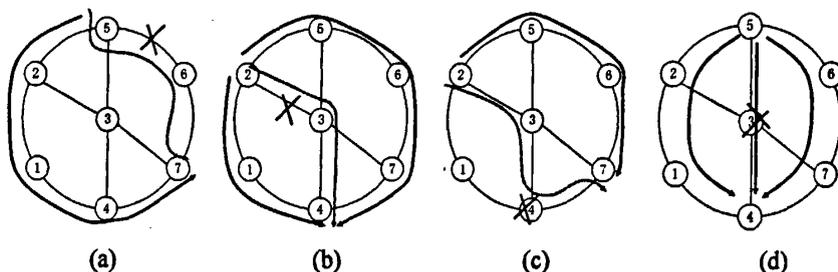


图 3-10 外环保护方案举例

Fig. 3-10 Example of outer-ring protection

图 3-10(a) 中网络业务在这个子网内的工作子通路为 5-6-7，故障发生于外环链路 5-6，此时备用通路为 1 条，即 5-2-1-4-7；图 3-10 (b) 中工作子通路为 2-3-4，故障发生于辐链路 2-3，此时备用通路为 2 条，即 2-1-4 和 2-5-6-7-4；图 3-10 (c) 中工作子通路为 2-3-4-7，故障发生于外环节点 4，此时备用通路为 1 条，即 2-5-6-7；图 3-10 (d) 中工作子通路为 5-3-4，故障发生于中心节点 3，相应的备用通路为 2 条，分别为 5-2-1-4 和 5-6-7-4。由此可以看出，一个单位的外环资源可以为网络业务经过的外环链路或是外环节点提供一个单位的备用资源，为网络业务经过的辐链路或是中心节点提供两倍的备用资源。据此，本文定义两个车轮子网的业务拓扑参量， $L_{i,j}^p$  和  $N_{n,j}^p$ ，分别表示当一条工作通路  $p$  在链路  $i$  或是节点  $n$  发生故障时，子网  $j$  所能提供的备用通路的条数。

$$L_{i,j}^p = \begin{cases} 0, & \text{当工作通路 } p \text{ 的链路 } i \text{ 不通过子网 } j \text{ 时;} \\ 1, & \text{当工作通路 } p \text{ 的链路 } i \text{ 是子网 } j \text{ 的外环链路时;} \\ 2, & \text{当工作通路 } p \text{ 的链路 } i \text{ 是子网 } j \text{ 的辐链路时。} \end{cases}$$

$$N_{n,j}^p = \begin{cases} 0, & \text{当工作通路 } p \text{ 的节点 } n \text{ 不通过子网 } j \text{ 时;} \\ 1, & \text{当工作通路 } p \text{ 的节点 } n \text{ 是子网 } j \text{ 的外环节点时;} \\ 2, & \text{当工作通路 } p \text{ 的节点 } n \text{ 是子网 } j \text{ 的中心节点时。} \end{cases}$$

采用车轮子网对网络业务进行保护，就是要选择最为合适的车轮子网为网络业务的工作通路提供最有效的重路由方案。车轮子网选择和建立的过程就是子网的优化过程，在子网外环保护方案中就是子网外环的选择过程。所有车轮子网外

环的原始集合定义为  $W$ ， $W = \prod_{i=1}^N (D_i \cup C_i)$ ， $D_i$  表示所有只包含第  $i$  个节点的相邻

节点的拓扑通路(即以第  $i$  个节点为中心节点的非完全车轮子网外环),  $C_i$  表示所有只包含第  $i$  个节点的相邻节点的拓扑圈(即以第  $i$  个节点为中心节点的完全车轮子网外环)。在大型复杂网络中  $W$  的元素数量是比较庞大的, 如果以  $W$  为优化范围的话, 计算困难甚至于是无法求解的。在这种情况下, 本文首先对  $W$  中的元素进行了筛选, 意在把  $W$  中的元素按一种优化规则选出一定数量的子网外环用于后续的处理。这种优化规则必须不仅要考虑到网络的拓扑结构, 还应该兼顾网络业务的负载分配情况。此规则核心的评判理念是: 车轮子网对于单位子网区域内所承载的网络业务量的保护力度, 评价公式如下所示:

$$H = \frac{\sum_{p \in P, i \in S(p)} t_p \cdot L_{i,j}^p}{\sum_{z \in S(w_j)} c_z} \quad (3.1)$$

$P$  是网络业务的集合,  $S(p)$  表示网络业务  $p$  经过的所有链路的集合,  $t_p$  代表网络业务  $p$  的业务量,  $L_{i,j}^p$  在上文中已说明,  $w_j \in W$  表示第  $j$  个子网外环,  $S(w_j)$  表示第  $w_j$  个外环上所有链路的集合,  $C_z$  表示  $w_j$  外环上第  $z$  个链路的代价(常用链路的长度来表示)。从式 3.1 中可以看出, 子网内承载的业务越多, 子网自身的代价越小则  $H$  值就越大。我们将  $W$  中每个元素按其对应的  $H$  值降序排列, 选出前  $M$  个元素,  $\{w_1, w_2, \dots, w_M\}$ , 它们所对应的子网就是筛选出的优良子网, 用于进一步的优化选择。

一个子网内可能有多条工作通路经过, 如果子网内承载多条工作通路的链路和节点发生故障, 那么就意味着要有多条工作通路受到影响, 子网外环也因此需要提供成倍的保护资源, 如图 3-11(a) 所示, 链路 2-3 的故障会影响两条工作子通路 2-3-7 和 2-3-4, 此时外环应提供两倍的保护资源; 如图 3-11(b) 所示, 节点 3 的故障会使影响三条工作子通路 2-3-7、2-3-4 和 5-3-4, 此时外环需相应的提供三倍的保护资源。为此, 本文再次引入两个变量  $M_{i,j}^p$  和  $M_{n,j}^p$ , 分别表示当一条工作通路  $p$  在链路  $i$  或是节点  $n$  发生故障时, 子网  $j$  在外环上应预留的保护资源的倍数。显然,  $M_{i,j}^p \in \{0, 1, 2, \dots\}$ ;  $M_{n,j}^p \in \{0, 1, 2, \dots\}$ 。

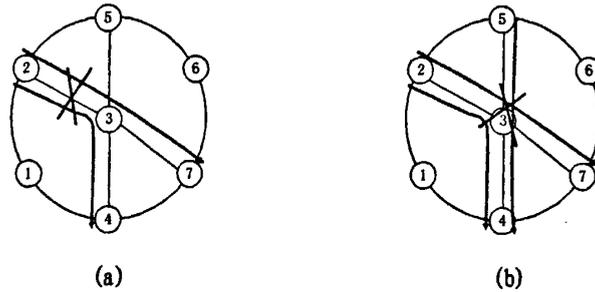


图 3-11 外环保护方案中的多点故障

Fig. 3-11 Multi-failures in outer-ring protection

在对子网外环保护方式进行分析之后, 本文将构建一个适用车轮子网外环保护的整数线性规划 (ILP, integer linear programming) 模型, 模型分为两个部分, 一是提供链路完全保护的 ILP 模型, 再者是同时提供链路和节点完全保护的 ILP 模型。在模型构建之前, 先对后文所需的变量和指示符做一说明。

$G(L, N)$ ,  $G$  是待研究网络,  $L$  是网络的边的集合,  $N$  是网络的节点的集合;

$L_{i,j}^p$ 、 $N_{n,j}^p$ 、 $M_{i,j}^p$  和  $M_{n,j}^p$ , 与上文定义相同;

$P_i$ , 所有经过第  $i$  条链路的业务通路的集合;

$P_n$ , 所有经过第  $n$  个节点的业务通路的集合;

$R$ , 经过筛选出的子网外环的集合;

$c_i$ , 经过第  $i$  条链路的代价, 可以是链路的长度, 也可以是结合其它因素的一个综合值, 视模型的分析要求而定;

$t_p$ , 第  $p$  个网络业务的业务量, 其标称单位可以是带宽量或是波长数;

$\eta_{i,j}$ , 当第  $j$  个子网外环包含链路  $i$  时取 1, 否则取 0;

$e_i$ , 链路  $i$  应预留的备用资源数量;

$m_j$ , 子网外环  $j$  上预留的备用资源数量。

完全链路保护的 ILP 模型如下所述。

$$\text{目标函数: } \min \sum_{i \in L} c_i \cdot e_i \quad (3.2)$$

$$\text{约束条件: } \sum_{j \in R} L_{i,j}^p \cdot M_{i,j}^p \geq t_p; \quad \forall i \in L, \forall p \in P_i \quad (3.3)$$

$$m_j \geq \sum_{p \in P_i} M_{i,j}^p; \quad \forall i \in L, \forall j \in R \quad (3.4)$$

$$e_i \geq \sum_{j \in R} m_j \cdot \eta_{i,j}; \quad \forall i \in L \quad (3.5)$$

目标函数是以全网预留资源的总代价的最小化为优化目标的，式 (3.3) 表示子网外环的资源足以保证网络业务，使其不会因链路故障而中断。式 (3.4) 表示子网外环提供足够的资源以应对子网内多链路的同时故障。式 (3.5) 表示网络链路上预留资源可以支持子网外环的最大需求。

链路和节点完全保护的 ILP 模型如下所述。

$$\text{目标函数: } \text{Min} \sum_{i \in L} c_i \cdot e_i$$

$$\text{约束条件: } \sum_{j \in R} L_{i,j}^p \cdot M_{i,j}^p \geq t_p; \quad \forall i \in L, \forall p \in P_i$$

$$m_j \geq \sum_{p \in P_i} M_{i,j}^p; \quad \forall i \in L, \forall j \in R$$

$$e_i \geq \sum_{j \in R} m_j \cdot \eta_{i,j}; \quad \forall i \in L$$

$$\sum_{j \in R} N_{n,j}^p \cdot M_{n,j}^p \geq t_p; \quad \forall n \in N, \forall p \in P_n \quad (3.6)$$

$$m_j \geq \sum_{p \in P_n} M_{n,j}^p; \quad \forall n \in N, \forall j \in R \quad (3.7)$$

与链路完全保护的 ILP 模型相比，目标函数相同，只是多了两个约束条件，式 (3.6) 表示子网外环的资源足以保证网络业务，使其不会因节点故障而中断。式 (3.7) 表示子网外环提供足够的资源以应对子网内多节点的同时故障。

上述的整数线性规划模型是以拓扑和业务量为基础进行优化的，不涉及具体的信号传输方式和信令控制方式，所以此模型可适用于 WDM, SDH, MPLS 等任何一个具有交叉连接节点的网络，既能应用于光-光交换网络，也能应用于光-电-光交换网络。

### 3.3.3 模型仿真实验

本文采用 CHNNET, NSFNET 和 BELLCORE 三个网络作为上节中所建模型的仿真实验网络，用以观察车轮子网对网络业务的保护效果，三个网络拓扑分别如图 2-6 (取自第二章)，图 3-12 和图 3-13 所示，相应的拓扑信息如表 3-2 所示。

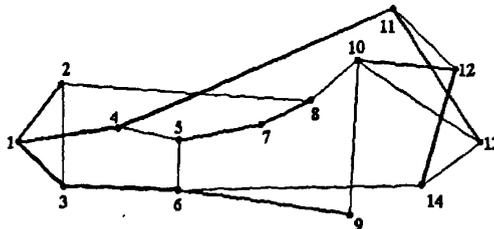


图 3-12 实验网络-NSFNET

Fig. 3-12 NSFNE

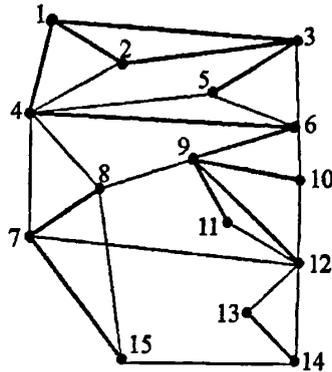


图 3-13 实验网络-BELLCORE

Fig. 3-13 BELLCORE

表 3-2 实验网络的拓扑信息

Table 3-1 Topology information of experimental networks

网络	节点数	链路数	平均度数	最小边连接度
CHNNET	39	72	3.69	2
NSFNET	14	21	3	2
BELLCORE	15	28	3.73	2

在三个实验网络中分别随机生成 100 个节点对作为网络业务，然后依次加载至网络中，各网络业务的工作通路用 OSPF 路由协议生成，每条网络业务在工作链路上所占用的网络资源假设为相同的，即一个业务资源单位，同时假设实验中的网络业务所占的工作资源和备用资源的总和没有超过网络中各链路的容量上限。网络中各链路的代价值归一化为 1。实验中对于网络资源利用情况和恢复时间这两个生存性技术的主要评价指标分别采用了冗余度和平均恢复时间来衡量。

$$\text{冗余度} = \frac{\text{备用资源占用总量}}{\text{工作资源占用总量}} \quad (3.8)$$

$$\text{平均恢复时间} = \frac{\sum \text{每条链路单点故障的恢复时间}}{\text{网络链路总量}} \quad (3.9)$$

为了更好地反应车轮子网的保护性能，本文引入 LBSR 方案和 PBSR 方案共同实施于实验网络，作一比较。随着网络业务量的增加，三种生存性技术方案应用于三个实验网络中，在提供 100% 链路保护的条件下各自的资源占用情况分别如图 3-14、图 3-15 和图 3-16 所示。由图可知，车轮子网保护的资源冗余度介于 LBSR 和 PBSR 之间并且靠近于 PBSR。这说明车轮子网保护方案具体有较高的资源利用率，在同等网络条件下可以接近于 PBSR 的资源占用效果。此外，随着网络业务的增加，可见冗余度会呈现出下降走势，这表明在网络拓扑有限的情况下随

随着业务量的增大，资源占用量也随之增大，但资源共享的机率也大大增加，从而使冗余度有一定的下降，可以推想，当网络业务增加直至达到饱和状态时，即网络业务出现大量重复时，冗余度会保持在一个比较稳定的水平上。

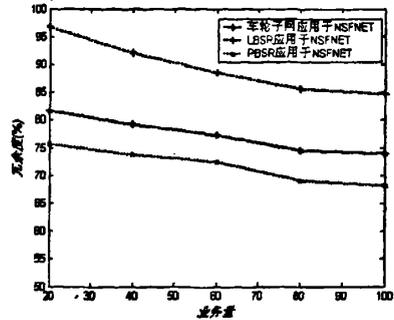
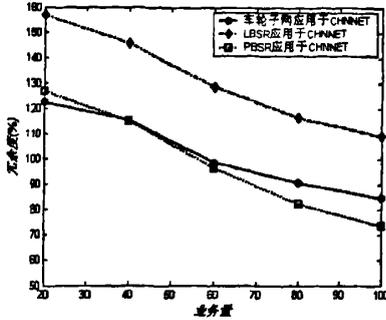


图 3-14 三种方案在 CHNNET 的资源占用情况图 3-15 三种方案在 NSFNET 的资源占用情况  
Fig. 3-14 Capacity of three method in CHNNET Fig. 3-15 Capacity of three methods in NSFNET

在保持 80 个网络业务的负载时，对三种方案在三个网络中的恢复效果进行了综合比较，具体的资源占用和恢复速度情况如图 3-17 所示。图中九个分布点可以划分为三个区域，处于 1 区的是车辙子网外环保护方案应用于三个网络的恢复效果，处于 2 区和 3 区的分别是 LBSR 和 PBSR 的恢复效果。1 区位于图的左下角表示车辙子网保护具有较小的冗余度和大约 50ms-100ms 的快速恢复，2 区位于图的中部偏左表示 LBSR 具有 200ms 左右的中度恢复时间，但资源的冗余度水平一般，3 区位于图的右下方表示 PBSR 具有较小的冗余度和达到秒级的较长恢复时间。由图可以看出车辙子网保护方案很好地兼顾了恢复时间和网络资源的占用量，网络生存性技术的发展方向应该是逐步向图的原点逼近。

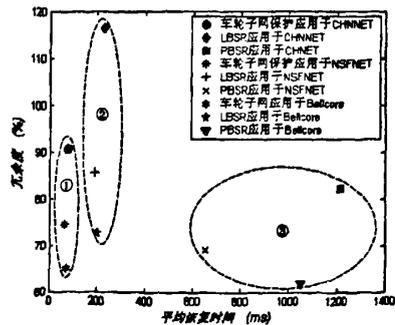
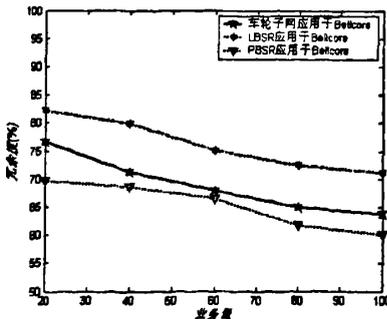


图 3-16 三种方案在 Bellcore 的资源占用情况 图 3-17 三种方案的综合恢复效果  
Fig. 3-16 Capacity of three method in BELLCORE Fig. 3-17 Whole restoration effect

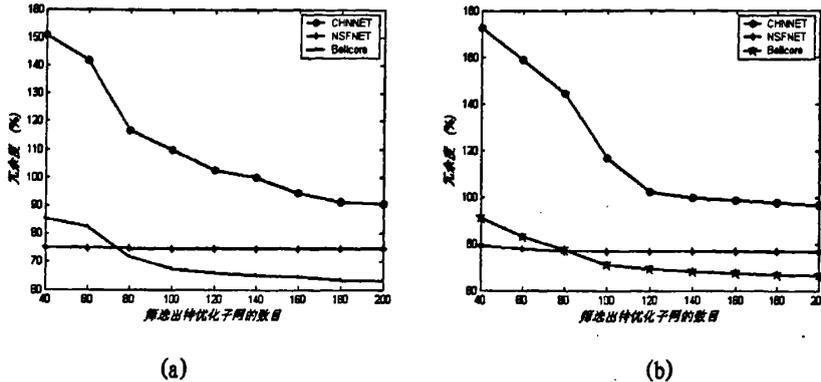


图 3-18 在子网数目不同的优化条件下外环保护所需要的网络资源情况

Fig. 3-18 Used capacity of outer-ring protection in different number of optimized outer-ring

在子网优化之初对子网进行筛选，以减少子网待优化的原始集合，可以看出所筛选的子网数目必然对最终的子网确定及后续的恢复效果产生影响。本文在 80 个在线业务的网络负载下，在三个实验网络中考查了采用不同的筛出子网数目时车轮子网对于提供 100%链路保护和 100%链路+节点保护所消耗的资源情况。如图 3-18 所示，随着筛选的子网数目增多三种生存性方案的资源冗余度呈下降趋势，这反应出进入 ILP 优化阶段的子网数目越多，得到的优化效果越明显，但当子网增加到一定程度后，资源冗余度趋于平稳，这说明此时优化得到的子网集合已接近最优解。由图 3-18 还可知，车轮子网在提供 100%链路兼 100%节点保护时的资源冗余度大约比提供 100%链路保护时多 1%-10%，这主要因网络自身结构不同而不同。很显然子网集合的最优解与网络的拓扑有必然的联系，比如网络的规模，节点的度，节点度的分布等，但更加具体的关联关系有待进一步深入的研究。

### 3.4 以车轮子网为单元组建大型通信网络

#### 3.4.1 基本架构

本章在对车轮子网的设计描述和建模分析之后，逆向设想若在网络设计之初就以车轮子网为单元来组建基于分布式子系统的智能网络(DSIN, distributed sub-system intelligent network)，那么无疑 DSIN 将具有良好的分布式控制特性和智能性。车轮子网所能组建的网络拓扑规模可以从最小的三点环路直至数目庞大的大型复杂网络，此外车轮子网的组合不受空间方向的限制。所以 DSIN 可以覆盖任意一种地理区域，无论是狭长如带的智利版图，还是宽广如牛美国版图都可用车轮子网来组建干线网络。将车轮子网视为网络构建的单元，那么车轮子网在二维平面内的自由组合可以产生任何一种形状，如图 3-19 所示。车轮子网在二维平面组合下而形成的 DSIN 可以应对各类常规的网络业务，如果对于掺加

一些重点区域之间建立的长途专用线路的网络结构可以用车轮子网在三维空间内的组合来组建，如图 3-20 所示。这种多层面的车轮子网结构既可以保证普通线路的分布式控制，又可以为专用线路提供高等级的分布式管理。

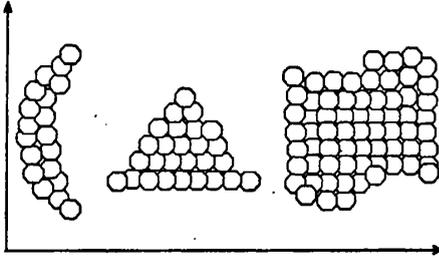


图 3-19 DSIN 的二维空间构建

Fig. 3-19 DSIN in planar roomage

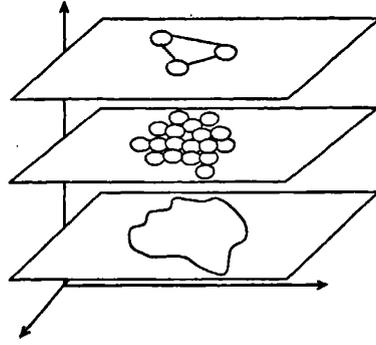


图 3-20 DSIN 的三维空间构建

Fig. 3-20 DSIN in three-dimensional roomage

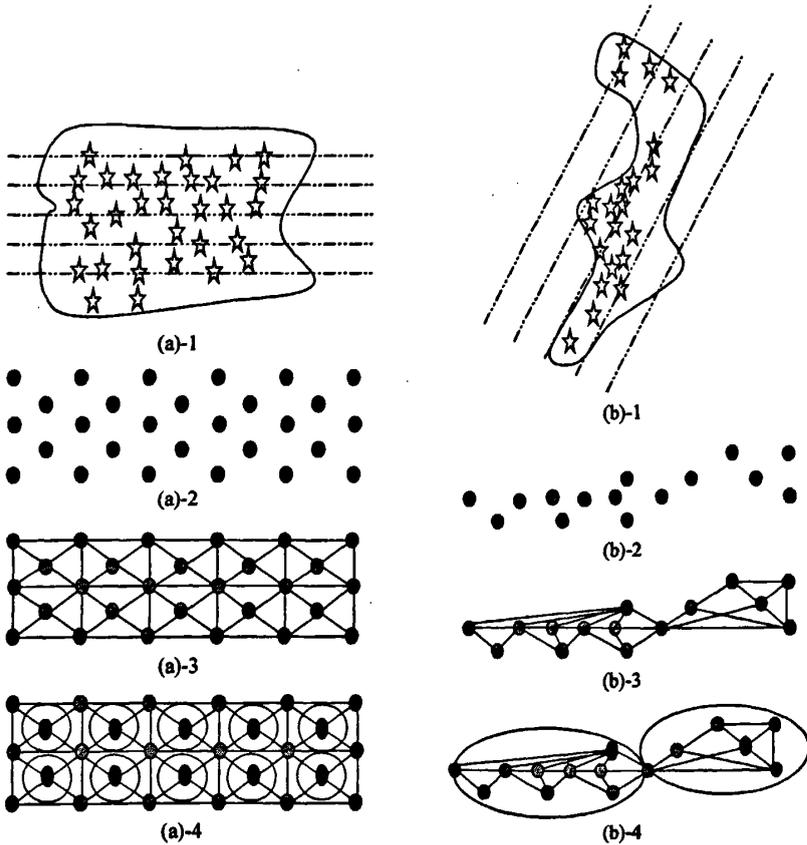


图 3-21 DSIN 采用的交错布点工程设计方法示意图

Fig. 3-21 Illustration of engineering design method of DSIN

在一个既定的区域内铺设 DSIN 可以采用交错布点的工程方法,即根据此区域的实际地形按一定的角度设置一组平行线,首先以平行线为准线布设节点,相邻平行线间的节点相互交错设置,每条平行线上节点疏密间距根据此区域内客户群的分布情况而定。节点布设之后再在节点间以菱形状设置链路且链路设置采用节点就近相连的原则,这样整个网络拓扑结构呈网孔状,这样每三条平行线之间可构成一排车轮子网,沿网络一侧边缘开始逐排划分下来,可以规划出整个 DSIN 的所有车轮子网,最后在每个车轮子网内对节点和链路进行初始化配置即可完成 DSIN 建立。图 3-21 是在两个不同区域内铺设 DSIN 网络的示意图。图 3-21 中的 a(1)图和 b(1)图是根据业务区域划分出的平行线,其中星形代表的是客户群分布; a(2)图和 b(2)图是根据客户群数量布设的节点,它们分别反映出(a)图中的客户群呈均匀分布而(b)图中的群客户群则疏密不等,客户群的分布特性也最终体现在子网的分布结果上; a(3)图和 b(3)图是布设链路后形成的网络拓扑; a(4)图和 b(4)图是建立的 DSIN 中车轮子网的分布情况, a(4)图和 b(4)图中实心椭圆节点为中心节点。

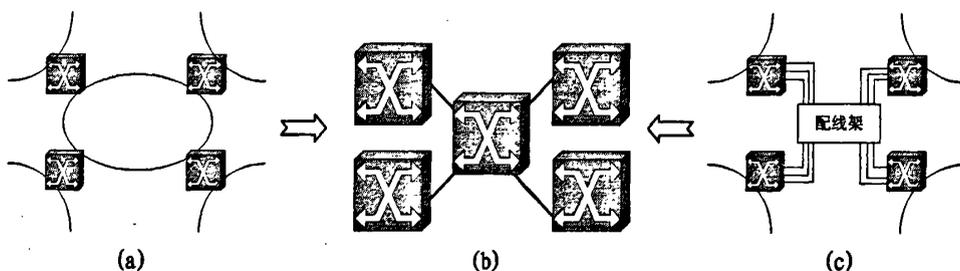


图 3-22 节点设备的互连方式

Fig. 3-22 Mutual connection mode of node equipment

车轮子网在实现网络拓扑组建的基础上,可以在光传送层和业务层分别实施网络组建,使业务层和传送层可以自成管理体系,这有利于 DSIN 向上可以兼顾多种数据业务如 IP、ATM 等,向下可以兼顾多种传输技术如 SDH、SONET、OTN 等,以符合目前的网络环境的实际情况。和网络演进的大趋势一致,将来的 DSIN 也必然采用 IP over Optical 的结构,且在传送层和业务层中采用统一的分布式管理协议,路由和信令将由传送层和业务层协同完成,从而使 DSIN 具有自主运算和规划能力,这样业务层将充分利用传送层的资源,传送层也可为业务层提供各类灵活的业务支持。DSIN 智能化的基础是节点结构的发展,目前用于业务调度的节点大多由多套设备组成的,这些设备之间用光纤配线架和环网互连如图 3-22(a)和(c)所示,这种结构成本高,调度复杂,网络扩容困难。将来取而代之是大容量的交叉设备,如图 3-22 (b)所示,此类设备通过丰富的光接口可以方便地组建各类 MESH 网络,通过内部的端口切换可以实施快速的通路建立和资源分配,同时节点设备的单一化便于软件管理实施智能控制,进而有利于节点进行

跨区段的信息交互和资源调度。

综上, DSIN 是一种具有可伸缩的网络结构, 可以有效地指配网络资源, 可以动态地提供带宽和服务, 可以有效地减少运营和维护费用, 且可以方便地引入新业务的新型分布式控制网络。DSIN 具有这些优点的原因除了车轮子网优良的拓扑结构之外, 最为重要的是引入了一种分级虚拟节点的管理方法。

### 3.4.2 网络管理与路由技术

网络管理与所有事物管理一样, 有一个最根本的共同点: 保持强制性与平等性的平衡。平等性是事物个体发展的动力, 而强制性则保证了事物总体发展的方向。在网络中既要追求每个节点的平等性, 使节点可以自由地进行信息交互和资源调配以实现网络的智能, 同时又要在网络中体现强制性以保证全局资源的合理利用以及有效地防范网络出现大面积故障。因此, 网络管理的平等是相对的, 不平等是绝对的, 这种思想反映在任何一种管理体系中, 最为明显的是国家机构, 从中央到各级地方具有清晰的层次性, 这种分层体系是一个政体正常运转的基础。治国之术可以治网, 在面对大型网络的管理时采用简单的集中式策略或是单纯的分布式策略都是很难以应付的, 为此本文提出了一种分级虚拟节点的管理方法, 它的主体思路就是把网络由顶至下划分出不同的管理层面实施分级管理, 这种思想在通信领域中不是第一次出现, 在 ASON 中的分级路由, VoIP 网络中的各级网守, 无线通信中的基站覆盖以及视频通信中的宏块编码等等众多方面都可以看到分级管理的影子<sup>[132-135]</sup>。如图 3-23 所示, DSIN 网络可以利用车轮子网的概念很方便地实施分级管理, 在 A 层中一级车轮子网组建出最基本的网络结构, 在 B 层中每个二级车轮子网的节点都是一个一级车轮子网, 所以我们称之为虚拟节点, 依此直至最上一层 C 层形成一个单独的虚拟节点, 它就是整个网络中具有最高权限管理中心。如果每个车轮子网平均包含的节点数目为 6 个, 那么利用 5 级虚拟节点就可以管理一个节点数目过万的大型通信网络, 由此可见分级虚拟节点策略可以很轻松地应对大型通信网络的管理。在正常网络运营状况下, 各级管理中心主要用于网络监测和信息交互而不直接干预网络业务的调度, 只有在网络有特殊要求或是出现大范围故障时才进行网络调度。各级管理中心可以由相应子网内物理层的网络节点来充当且管理中心不唯一, 这样可以保证管理中心的抗毁性。分级虚拟节点的管理方法既可以实现局部区域的管理自治又可以根据业务需求在全网范围内进行快速的资源调度。DSIN 与 ASON 都是以智能节点为基础, 通过交互实现网络的自动化管理。将 DSIN 中的每个车轮子网视为 ASON 中的控制域把 DSIN 与 ASON 结合起来, 可以作为 ASON 的一种新的发展方向。DSIN 的分级虚拟节点策略与 GMPLS 相结合, 可以使边缘设备看到主干网络的信息, 又屏蔽了具体的拓扑细节, 这也弥补了现有 ASON 网络模型在此方面的不足。

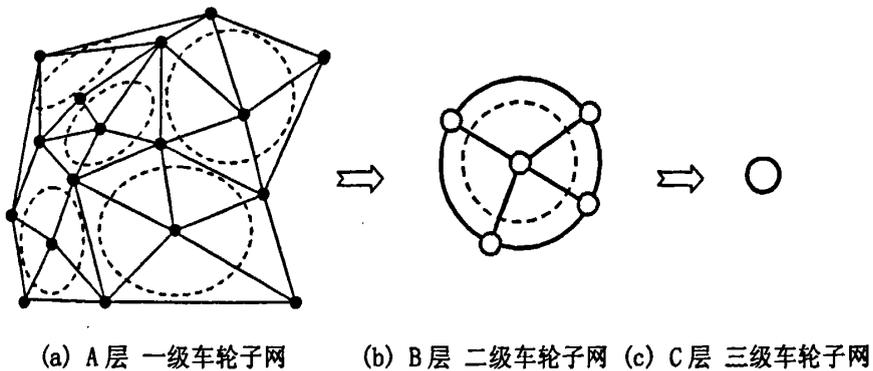


图 3-23 虚拟节点管理

Fig. 3-23 Virtual nodes management

在明确网络管理策略这一战略问题之后,相应的关于路由和信令之类的战术问题也就有律可依了。DSIN 在分级虚拟节点管理的每个层面内都存在两类路由协议:子网内路由协议和子网间路由协议。子网间路由协议采用非周期的信息广播来自动记录路由信息所经过的各个子网。子网内路由协议用于在一个独立子网范围内进行资源状态广播和可达信息交换。在同一级管理层面内也可以采用 OSPF 最短路由协议,若各个车轮子网内实施统一路由协议则利用 OSPF 就可以实现端到端的工作路由计算。各项路由协议完成的基础是链路状态信息的综合,这是基于一对节点间的链路管理协议完成的,DSIN 中没有明确的链路管理协议这是因为车轮子网实现了对网络中所有节点和所有链路的全覆盖,链路管理协议融合在子网内路由协议之中,由子网内协议来完成邻居发现和业务发现的功能,而与之相对的网络拓扑发现是由子网间协议来完成的。路由协议选路之后的具体执行就要涉及到端到端传输通道的建立、修改和释放,这都需要通过交换分布呼叫和连接管理消息来实施子网内或是子网间的连接、呼叫及连接接纳控制功能。DSIN 中提供这些管理消息的信令协议利用分级管理使每条光路都在严密的监控之中,有效地保证了网络业务的 QoS。在 DSIN 中每个波长、光路、光接口等物理构件都被示以逻辑标示,这方便利用信令协议对其进行动态管理。

DSIN 通过分级虚拟节点的管理及相应的路由和信令协议可以为网络业务提供“点击”式的通路配置,自动在不同层面的子网间实现资源融合和在线调度,这在提高网络的运营能力的同时也为实施可靠的生存性技术奠定了基础。

### 3.4.3 生存性技术

DSIN 的生存性技术主要分为两大类:外环保护和重路由恢复。外环保护在第三章已有所介绍,它与 P-cycle 的保护思想相似,但差别在于车轮子网的外环保护增设一个中心节点,在必要时可以进行集中控制。P-cycle 保护的对象是链

路，而外环保护的对象是子网内的业务通路。此外，外环保护中的自动倒换通路是受限的，其最大长度为子网的外环长度。在 P-cycle 中其自动倒换通路是不受限的，工作通路常常会因 P-cycle 中的长圈而切换至长距离甚至于是环绕整个网络的备用通路，这在实际应用中会产生光信号的衰减和畸变等一系列问题。DSIN 的重路由恢复类似于分段共享恢复，但与之相比 DSIN 的重路由恢复又在三个方面具有明显的优势：

1. 在限定的范围内寻优，收敛速度快。
2. 可根据需要通过虚拟节点的形式在线扩展工作子通路的范围。
3. 各子网间的信息交互在保证业务通畅的同时也可在线对跨段资源进行优化分配。

与网络拓扑结构密切相关的生存性技术在车轮子网和分级虚拟节点的拓扑结构下显现出一些新的特点，也相应的产生一些新的恢复策略，有关车轮子网生存性技术的细节问题，本文在第五章中将给出全面的阐述，在此只是从 DSIN 的角度对其进行宏观的介绍及简单的分析。

在分级虚拟节点管理策略下的路由协议使业务通路在每个车轮子网内有较好的独立性，子网对自己辖内的业务和链路资源进行实时监测，当故障出现时在对应的子网内部即可实施快速的故障定位，并以子网外环为边缘实施故障隔离，故障准确且快速的定位是故障恢复的首要环节，车轮子网对故障的快速响应可以缩短整个故障的恢复时间。故障的连锁反应是生存性技术中必须要考虑的问题，在一般情况下其产生的主要原因是由于工作路由与备用路由同处在一个共享风险链路组(SRLG, Shared Risk Link Group)之内。SRLG 是指光网络中共享某些物理资源的链路，例如共享物理节点、光缆等，这种共享意味着一旦共享资源发生故障，这些链路将同时发生故障，因此在对某些业务选路时，应避免出现 SRLG。特别是在网络恢复和保护中，主用和备用路由应保证物理资源的分离。如果采用全分布式的方式来构建控制信令，节点在选路时要维持一个完整的物理资源数据库几乎是不可能的。在车轮子网中心节点的子网内，集中管理以及分级虚拟节点管理可以以分布式与集中式相结合的方式来实现网络资源数据的汇总与传递，进而可以在路由选择阶段回避 SRLG 问题的出现。这种分布式与集中式控制相互嵌套的策略还可以在业务分等级服务、主路由回归等问题上有所作为。以集中式控制来响应高等级的网络业务并通过信令强制各子网进行资源预留或是对低业务等级进行资源抢占，在通路建立和业务服务过程中又可换用分布式管理。主路由回归是指运营商通常希望保持其业务主用路由的稳定性，因此当故障修复后工作路由还需返回原来的主路由，这也是因为主路由是网络业务的最优路由的原由。

对于 DSIN 生存性技术的资源利用情况，本文在此只对采用外环保护方案时的资源占用情况做一简单分析，而对于车轮子网采用恢复方案时的资源占用情况

及恢复速度则统一归至第五章进行阐述。

外环保护方案只在车轮子网的外环上预留备用资源,通过在子网外环上实施保护倒换实现故障修复。以一个单独的车轮子网  $G_m$  为研究对象:

$d$ :  $G_m$  的中心节点的度;

$k$ :  $G_m$  的外环节点的个数;

$L$ :  $G_m$  内的链路总数;

$R$ :  $G_m$  采用外环保护方案时的资源冗余度;

$$\text{则 } R = \frac{k}{L} \quad (3.10)$$

当车轮子网的中心节点和所有辐节点可以构成一个完全图时,外环保护方案可以达到优良的资源利用率。此时,

$$R = \frac{\frac{k(k+1)}{2}}{\frac{k(k+1)}{2} + d} = \frac{k}{\frac{k(k-1)}{2} + d} \quad (3.11)$$

又当子网外环上的所有节点都是辐节点时,外环保护方案可以达到资源利用率的最佳效果,即资源冗余度的最小值。

$$R_{MN} = \frac{k}{\frac{k(k-1)}{2} + k} = \frac{2}{k+1} \quad (3.12)$$

如图 3-24 所示的子网外环包括 5 个节点,整个子网拓扑是一个 6 点完全图且所有外环节点都是辐节点,对于这个子网采用外环保护方案,预留资源为 5 个单位(波长/链路)时,被保护资源的单位就可达到 15 个,资源冗余度为 1/3。

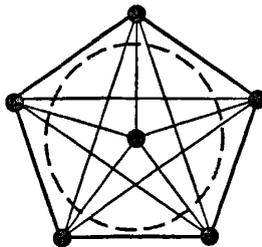


图 3-24 6 点完全图的外环保护

Fig. 3-24 Outer-ring protection for six-point full graph

对于 DSIN 生存性技术的恢复时间由于涉及设备、线路等众多因素,在此只做一粗略分析,外环保护方案由于属于自动保护倒换技术,其恢复时间一般在 50ms-100ms 范围内,最长也在秒级以下,这对于一般业务几乎没有影响。而一

般的重路由恢复方案其恢复时间至少都在数秒以上, 由于 DSIN 的故障重路由大多是在子网内完成的, 并且由中心节点进行集中调度, 所以若在子网内采用目前已有的恢复技术, 则完全可以将恢复时间限制在 2s 内 (2s 是网络生存性技术的一个界限, 2s 以内的恢复将保证大多数业务不断线)。

#### 3.4.4 网络业务

网络业务对于消费者而言是一种服务, 对于运营商言是一种产品, 因此对于买卖双方来说, 增值业务最能直接体现网络的价格所在。能否提供品种多样且符合用户需求的增值业务是判断一个网络运营好坏的主要标准。现有越来越多的公司和政府机构考虑利用廉价的公用基础通信设施构建自己的专用广域网络, 这使 VPN 成为网络业务中最为重要的增值业务之一, 对于传统的 L2/L3 VPN 技术, IPSec VPN 和 MPLS VPN 都是不错的选择; 但随着网络层次的扁平化和网络管理的智能化, OVPN 利用光层的虚拓扑为人们提供一种更为高效的建网方式<sup>[136-139]</sup>。DSIN 凭借分布式控制所带来的动态性来建立 OVPN 是 DSIN 在商用运用中最为主要的一个分支。DSIN 的每一层虚拟节点都是其下一层节点的虚拓扑映射, 这使 DSIN 可以很自然支持 OVPN 业务, 根据用户业务范围的跨度不同, 它可以在不同层次的虚拟节点网络中构建自己的光网络而具体的物理拓扑对客户是透明的, 具体的虚拓扑与物理拓扑的映射是由 DSIN 自动可以完成的, 如图 3-25(a) 所示是网络的物理拓扑, 其中 ABCD 是客户的终端部分, 相应的客户所需要的虚拓扑如图 3-25 (b) 所示, 此虚拓扑的连接关系可以直接由二级车轮子网提供, 并进一步由一级车轮子网实施物理路由即可完成 OVPN 的建立。DSIN 与边缘网络相连的子网利用中心节点来管理 OVPN 的设备分割, 将网络实体如端口、链路、时隙等细分给不同的终端用户, 用户不用考虑彼此之间的边界。DSIN 的分级虚拟节点还可以为使用者提供不同级别的安全和访问控制。

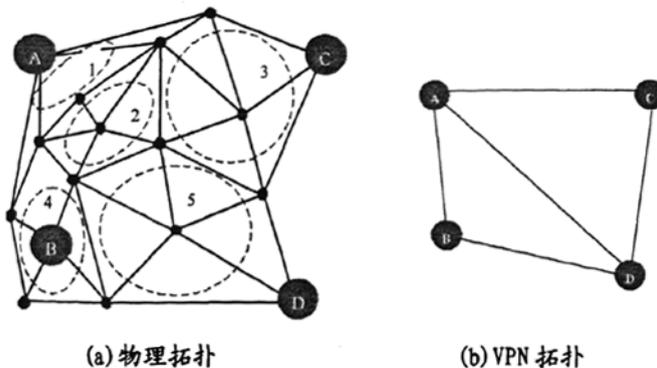


图 3-25 DSIN 对 VPN 业务的支持

Fig. 3-25 VPN operation based on DSIN

DSIN 依托管理平台还可以方便地提供服务水平协议业务 (SLA)、带宽出租、

用户网络管理 (CNM)、按需提供带宽 (BoD) 和分级保护等多种类型的增值业务, 这些业务的流量统计和业务计费功能是依赖于融入在 DSIN 各个节点的智能嵌入式软件来实现的。综上所述, DSIN 可使运营商以更小的粒度, 更丰富的品种和更灵活的方式来提供电信级的网络业务, DSIN 通过支持网络产品的多样化来满足日益细分的市场客户群。

智能光网络是大家共同期待也共同为之而努力的目标, 目前 ASON 是一个得到世界范围内广泛认可的智能光网络的初期产物, 若把 ASON 的传输层比喻为铁轨, 业务层可以比喻为火车, 那么 ASON 最具特色的控制层就是铁通, 是火车的调度系统, 这种受物理器件限制的智能系统所能达到的自动化程度有限, 所以只能视为半智能化。最终智能光网络的控制层应该是融合在传送层之中的, 这必须以具有计算能力的光器件的出现为前提, 这也是 DSIN 发展的方向。关于利用车轮子网为单元组建大型通信网络的问题有许多有意义且可以深入研究的方面, 本文此处只是一个简单的开始, 冀求抛砖引玉之用。

### 3.5 小结

本章确立了以分布式子系统的模式对网络进行恢复控制, 并提出一种全新的分布式子系统的拓扑结构—车轮子网。文中对车轮子网的基本概念, 设计思想, 网络结构及拓扑特点逐一进行了阐述。车轮子网内环路资源丰富使故障恢复的重路由选择方式灵活; 另一方面, 车轮子网的外环上的节点通过辐链路实现了与中心节点短距离连接, 从而使车轮子网具有良好的信息传递通道, 这为子网的控制和子网故障的恢复提供了便利。车轮子网的拓扑特点使其在实施故障修复时呈现出一些新的恢复特性:

- 1、子网外环资源和环内资源互为保护, 彼此配合即可实现故障的快速恢复。
- 2、可统一的在外环上预留保护资源, 以环上切换的方式应对各类网内故障。
- 3、子网间通过信息交互可针对不同的工作通路段实现端至端的协同恢复。
- 4、通过子网内或是子网间的环路资源可以统一实施节点和链路故障恢复。

本章通过分析认为网络中的一些局部拓扑结构在网络恢复研究中是可以简化的且简化后不影响总体的恢复方案实施。为此, 本文提出了网络拓扑预处理方法将网络的拓扑稍做规整。随后本章以车轮子网的外环保护方案为主要研究对象, 建立了 100%链路修复和 100%链路+节点修复的 ILP 数学模型, 并进一步通过仿真实验得出车轮子网保护方案具有较高的资源利用率, 在同等网络条件下可以接近于 PBSR 的资源占用效果; 另一方面, 由于子网外环保护是基于 APS 实现的, 所以外环保护的倒换时间, 即业务的恢复时间可达到 100ms 左右。

本章在对车轮子网的设计描述和建模分析之后, 以逆向思路设计出以车轮子网为基本单元的分布式子系统智能网络 (DSIN)。本文首先给出了 DSIN 的组网方

式和工程铺设方法，然后重点提出了一种分级虚拟节点的管理方案，它的主体思路是把网络由顶至下划分出不同的管理层面以实施分级管理，分级虚拟节点的管理方法既可以实现局部区域的管理自治又可以根据业务需求在全网范围内进行快速的资源调度。最后本章就 DSIN 对 VPN 业务的支持给出了可行性方案。

## 第四章 分布式子网的构建方案

### 4.1 引言

实施分布式子系统网络恢复有两个主要步骤：一是将大型网络划分为若干个子网络；二是在各个子网络中或是在各个子网络间实施分布式恢复算法。一个合适高效的网络划分方法是实现分布式网络恢复的前提和基础。为此，本章将重点讨论分布式子网的划分策略。本文在第三章对车轮子网进行数学建模分析之后，最为关心的还是车轮子网的实用性，为此本章将分别给出两种适用于工程设计的子网构建方案，第一种是基于全网信息已知的集中管理方案，第二种是基于不完全网络信息的分布式自主管理方案。这两种方案有效地减少了优化算法的复杂度，以简单规则来满足工程化设计需求。最后对所研究的子网构建方案进行了计算机仿真实验，实验结果表明本文所提出的子网构建方案的可行性和有效性。

### 4.2 集中式管理的子网构建方案

#### 4.2.1 车轮子网外环的确定规则

集中控制的子网构建策略是由一个集中式的管理中心实现，可以是网络管理中心，也可以是网络业务中心，管理中心掌握全网的拓扑结构信息，基于此进行子网划分，然后管理中心放权，由各个子网实施分布式的故障监测和故障恢复。这种划分方法在网络规划中完成，不考虑随时而变的网络业务，使划分规则变得简单实用。在第三章的 ILP 模型分析中，一个节点可能是多个不同车轮子网的中心节点，这是由于存在多条不同的回路经过一个节点的所有外环节点而引起外环的多样性，这也是造成模型复杂的重要原因之一。从车轮子网的自身拓扑结构可以看出，中心节点在每个子网中具有唯一性，如果能够使每个车轮子网的外环也具有唯一性，即实现中心节点和子网外环的一一对应，那么车轮子网的划分就变得很容易。本文给出一种外环的生成算法，使上述设想得以实现。

对于网络  $G$  中的任意一个节点  $n$ ，其相邻节点的集合为  $S(n)$ ，其唯一的子网外环  $R(n)$  的计算流程为：

1. 从  $G$  中去除  $n$ ， $R = \emptyset$ ，任取一个节点  $s_1$ ， $s_1 \in S$ ， $t = s_1$ ， $R = R \cup t$ ， $S = S - s_1$ ，将  $s_1$  作为转入节点  $t$  放入  $R$ ，并在  $S$  中去除节点  $s_1$ 。
2. 将节点  $t$  与  $S$  中剩余的所有节点利用 Dijkstra 算法<sup>[140]</sup>求最短路径(假设所研究网络的每条链路距离相同，且不考虑其它代价)，选出  $S$  中距离  $t$  最

近的节点  $s_j$  (最短距离相同时, 取序号最小的一个节点) 作为新的转入

节点,  $t = s_j$ ,  $R = R \cup t$ ,  $S = S - s_j$ 。

3. 重复第二步, 直至  $S = \emptyset$ , 这样  $R$  中的所有节点按顺序组成一条轨迹  $R_1 (R_{i_1}, R_{i_2}, \dots, R_{i_n})$ , 去除  $R_1$  中所有的边, 再利用 Dijkstra 算法求  $R_{i_1}$  和  $R_{i_n}$  之间的最短路径轨迹  $R_2$ 。当  $R_2$  无解时表示  $R_{i_1}$  和  $R_{i_n}$  之间不连通, 这种情况常常是由于辐节点可用的度为 2 的原因, 则节点  $n$  没有外环封闭回路, 也就是此节点  $n$  只能作为一个非完全车轮子网的中心节点,  $R_1$  就是相应的非完全车轮子网的外环  $R_f(n)$ 。当  $R_2$  有解时, 我们分两种情况考虑: 第一, 若  $R_2$  中的元素个数大于  $R_1$  中的元素个数, 则认为节点  $n$  没有合适的外环封闭回路, 节点  $n$  还是只能作为一个非完全车轮子网的中心节点, 这样规定有效地避免了车轮子网两个辐节点之间出现过长的通路。第二, 只有当  $R_2$  有解且  $R_2$  中的元素个数不大于  $R_1$  中的元素个数时,  $R_1$  和  $R_2$  才被认为正好组成了节点  $n$  的外环封闭回路, 也就是完全车轮子网的外环  $R_c(n)$ 。

这样, 对于任何一个车轮子网而言, 其中心节点确定之后, 其子网外环是唯一的, 所以子网划分的过程, 就可转化为对中心节点的寻找过程。为了便于阐述, 文中将中心节点根据子网的种类也分为两类: 完全车轮子网的中心节点和非完全车轮子网的中心节点。

#### 4.2.2 子网的集中式划分算法

网络分割最理想的状况, 是划分得到的每个子网都是完全车轮子网, 因为完全车轮子网具有相对丰富的恢复资源和相对灵活的恢复策略, 但在实际划分时, 大部分情况是只能得到一部分完全车轮子网, 而另一部分则是非完全车轮子网。为此, 本文的分割算法在设计时, 先尽可能的寻找完全车轮子网, 然后在剩余网络中划分非完全车轮子网。为便于说明, 本文以第三章中图 3-1 所示的示例网络为例进行说明 (已经过拓扑预处理), 子网划分的具体步骤如下:

1. 任意选取所研究的网络  $G$  中的一个节点作为根节点, 利用广度优先遍历算法<sup>[140, 125]</sup> (BFS, Breadth First Search) 来构建  $G$  的广度优先遍历生成树。选择第三章图 3-1 中的示例网络的节点 1 为根节点, 则示例网络相

应的广度优先遍历生成树如图 4-1 所示。

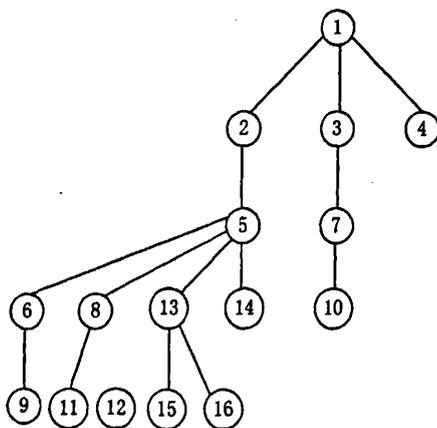


图 4-1  $G$  的广度优先遍历生成树

Fig. 4-1 BFS of  $G$

2. 利用车轮子网外环的确定规则，在图  $G$  中找到一个完全车轮子网的中心节点  $N_i$ ，搜索的顺序为从父节点至子节点，从左节点至右节点。这样， $N_i$  和  $R_i(N_i)$  以及两者之间的辐链路就构成了一个完全车轮子网。从 BFS 生成树中去除  $N_i$  和树中所包括的  $R_i(N_i)$  中的节点。
3. 重复第 2 步，直至搜索完 BFS 树，至此，我们就得到了网络  $G$  中所有的完全车轮子网。通过对图 4-1 中的示例网络的 BFS 生成树进行搜索可以得到示例网络中的所有完全车轮子网的中心节点的集合为  $\{3, 9\}$ ，以及相应的两个完全车轮子网如上一章的图 3-1 的 (a) 和 (b) 所示。
4. 在网络  $G$  中去除所有的中心节点及其相邻链路，并去除所有被两个子网共用的链路，这样就得到一个剩余网络。
5. 在剩余网络中选择包含最多未被已有子网使用链路的一个节点作为一个非完全车轮子网的中心节点  $N_j$ ，这样  $N_j$  和  $R_j(N_j)$  以及两者之间的辐链路就构成了一个非完全车轮子网，然后在剩余网络中去除中心节点及其相邻链路，并去除所有被两个子网共用的链路。
6. 重复第 5 步，直至剩余网络每条链路至少都被一个子网所包含。因为经过预处理的网络  $G$  的拓扑是一个连通度不少于 2 的图，这就保证了本文的分割算法可以将整个网络准确地分割成若干个完全车轮子网和若干个非完全车轮子网，至此，整个网络分割完成。示例网络中搜索出所有的非完全车轮子网的中心节点的集合为  $\{13\}$ ，划分得到的非完全车轮子

网如上章图 3-1(c) 所示。

由上可以很清楚的看出, 这种算法是采用逐个排除法进行子网划分的, 在算法的前四步中所采取的去掉节点和去掉边的操作没有破坏整个网络的胚结构, 从而保证了剩余网络的每个域的边连通度都不小于  $2^{[44]}$ , 这是剩余网络可以实现非完全车轮子网划分的一个基本条件。

### 4.2.3 改进的集中式划分算法

在一些大型复杂网络中, 节点的度的分布很不均匀, 从而使网络疏密不等, 上述的集中式划分算法很难将网络的疏密特性与完全车轮子网的优化过程相结合进行较好的筹划。为此, 本文在原有集中式划分算法的基础提出了改进的集中式划分算法, 它进一步提高工程的可操作性, 也充分利用了集中式管理中完备的数据信息。改进主要体现在两方面, 一是在子网划分前, 对网络中的所有节点进行一次择优筛选; 二是建立加权的节点生成树。这些措施使子网的划分更加便于规划者控制, 也使划分过程更加有序。

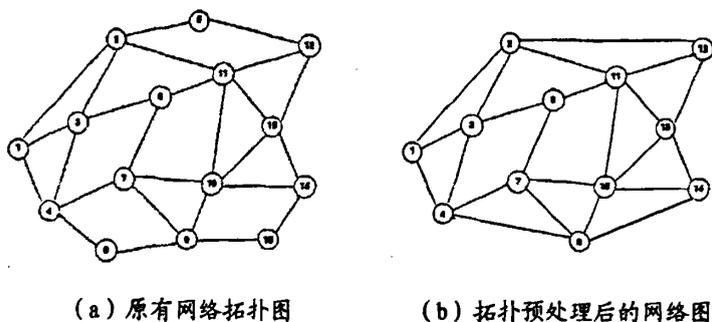


图 4-2 示例网络

Fig. 4-2 Illustration network

为了说明, 本文以图 4-2(a) 为例, 首先经网络拓扑预处理, 得图 4-2(b), 以图 4-2(b) 为原始网络进行子网划分, 具体步骤如下。

1. 将网络  $G$  中所有节点按序号逐个进行筛选, 找出不满足作为完全车轮子网中心节点条件的节点  $N_{n,r}$ , 将这些节点及相邻链路从原网络  $G$  中去除, 则保留下的节点可视为准完全车轮子网中心节点  $N_{s,r}$ , 这些保留下来的节点及部分链路构成一个新的图, 称之为“中心网”, 它可能是连通图, 也可能不是连通图, 所以后续操作中对中心图采取按片处理的方法 (图的每个不连通部分称为一个片, 一个片可以是一个子图, 也可以是一个独立的节点)。节点的筛选规则与车轮子网外环的确定规则基本相同, 在此不再赘述, 只给出简单的判断流程, 如图 4-3 所示。据此,

得到图 4-2 的中心网如图 4-4 所示。

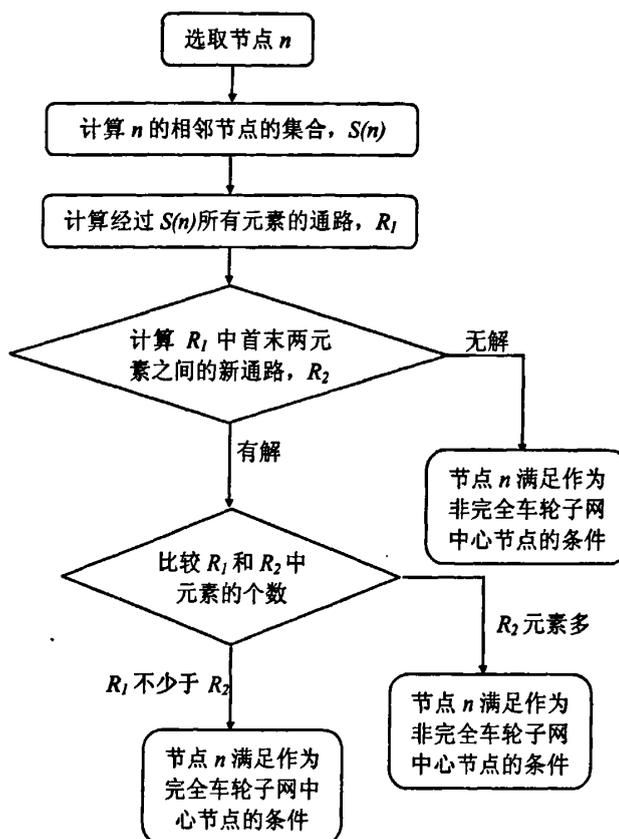


图 4-3 步骤 1 中的节点筛选流程

Fig. 4-3 Flow chart of node selection in step 1

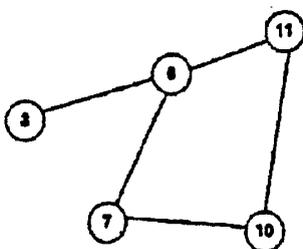


图 4-4 中心图

Fig. 4-4 Central graph

2. 在中心网中按下述规则选择第一个中心节点,  $C_{r1}$ 。

- ◆  $C_{r1}$  的度尽可能大;
- ◆  $C_{r1}$  的子网外环  $R_r(C_{r1})$  中尽可能多的包含  $N_{n,r}$ ;

- ◆  $C_{r_1}$  的子网外环  $R_r(C_{r_1})$  中尽可能少的包含  $N_{s,r}$ ;
- ◆ 若上述都相同, 则选择序号小的节点。

图 4-4 的中心网中选择的第一个中心节点是节点 10。

3. 以  $C_{r_1}$  为顶点, 在中心网中包含  $C_{r_1}$  的连通片中建立加权 BFS 生成树  $T_1$ 。

BFS 生成树节点选择的权重规则和步骤 2 中的规则相同。

4. 在中心网所有的片中建立加权 BFS 生成树。

图 4-4 的中心网只有一个片, 其相应的加权 BFS 生成树如图 4-5 所示。

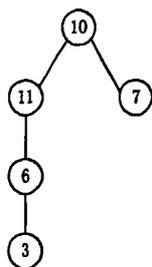


图 4-5 中心图的 BFS 生成树

Fig. 4-5 BFS tree of Central graph

5. 在每个加权 BFS 生成树中按自顶至下, 自左至右的顺序逐个选出真正的完全车轮子网的中心节点, 其方法和原有的集中式划分算法的第 2-4 步相似, 只是组成完全车轮子网是在原始网络中实现的, 而不是中心网。原始网络在去除完全车轮子网后, 变成一个剩余网络。

以 BFS 生成树的方式进行选择, 而没有采用全网络择优搜索的原因是为了遵守网络中原有的拓扑特性, 保护划分得到的子网在拓扑上具有一定程度的连续性, 以尽可能地避免出现零散的局部区域。

6. 在剩余网络逐个选出非完全车轮子网的中心节点, 并构成非完全车轮子网, 其方法和原有的集中式划分算法的第 5-6 步相似。至此, 整个网络分割完成。图 4-2 的子网划分结果如图 4-6 所示。

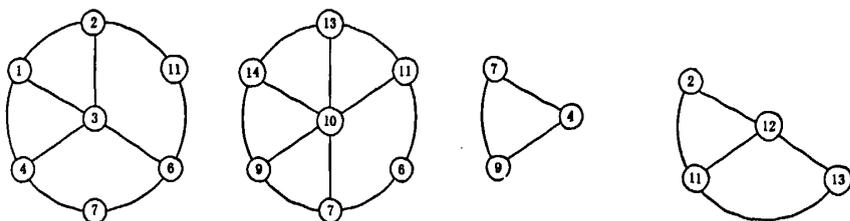


图 4-6 示例图网的子网划分

Fig. 4-6 Sub-networks of illustration network

子网的集中式划分算法和改进的集中式划分算法因采用集中管理方式得以掌握全网的资源信息，进而按设定的规则从原始网络中将车轮子网逐个剥离出来，这种方式与其说是一种优化，还不如说是一种规划，如此就可灵活地回避通过以链路甚至是以波长为优化单元的全网统筹，以达到规则简单，计算量小等目的，这些都为车轮子网的工程应用做好了铺垫。此类算法划分的各个子网之间互不交错，只是存在一些共享的外环链路，这种设计在实际应用中尤为重要，比如，这种结构有利于故障点的快速定位，外环链路的共享既减少了资源的冗余度，又为子网间的通信提供便利，本文在下一章中给出详细的应用说明。

### 4.3 分布式管理的子网构建方案

#### 4.3.1 车轮子网的细胞仿生模型

随着网络向智能化方向发展，网络的管理越来越呈现出分布式、自主化的管理趋势，这不仅有利于应对种类繁多的网络业务，也有利于应对网络拓扑自身的变动，例如针对 ASON 网络出台的 OIF UNI 1.0 描述了两种发现功能：邻居发现和业务发现，自动邻居发现协议是要解决光网络中对新增节点的自动发现以及处理问题，而自动业务发现问题是要解决对新发现的节点的服务功能的确认问题。这种动态管理和思想除了体现在网络运营管理上之外，也体现在网络初期的规划上。为此，本文提出一种基于分布式控制的子网构建方法—细胞生成仿生子网构建方法。车轮子网从自身角度而言是一个独立的分布式子系统；而从整体而言，它又是全网的一个单元，且各车轮子网之间又存在信息交互，所以车轮子网可以视为整体网络这个组织中的一个细胞，车轮子网的仿生模型和细胞模型对比关系如图 4-7 所示。

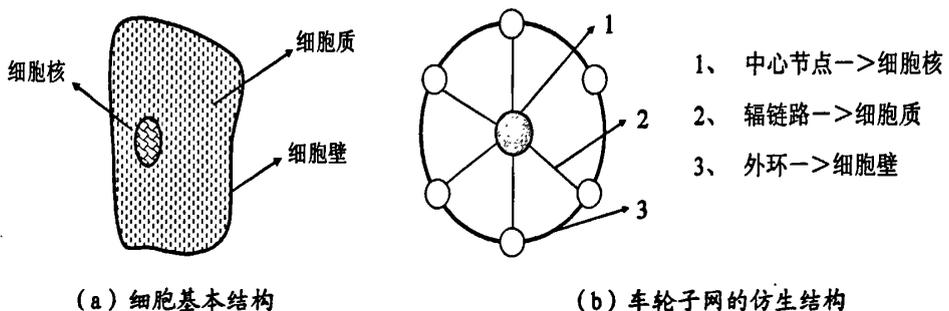


图 4-7 车轮子网的仿生模型

Fig. 4-7 Bionics model of wheel-like sub-network

车轮子网的细胞仿生模型并非简单地指两者间存在形状上的相似，更为重要的是两者对外界反应的相似（网络业务可以视为网络的外部的刺激），比如车轮子网某一点的故障就可能影响多处网络业务，甚至是远离故障点的业务，这很类

似于细胞与组织的关系。此外,网络拓扑结构的变化可以视为细胞的繁殖和生成,本文此处借用细胞这一有机体来描述无生命的网络,意在提供一种动态的认知和分析方法。

### 4.3.2 基于细胞繁殖思想的子网构建策略

将通信网络视为一个有机组织,将各个车轮子网视为此组织中的各个细胞,则车轮子网的构建过程就可以视为由一个细胞通过繁殖而形成一个组织的过程。基于细胞繁殖思想的子网构建策略分为两个阶段:第一,细胞的有序繁殖阶段,主要用于划分出完全车轮子网;第二,细胞的无序繁殖阶段,主要用于划分出非完全车子网。

#### 4.3.2.1 细胞有序繁殖

在研究之前,我们假设网络中的每个节点有一个 ID 号,通常这是在网络组建时分配的。

1. 首先,在网络中任意选择一个节点作为始发节点  $n_i$  启动子网构建过程。
2.  $n_i$  将始发标志位设置为 1,表示已作过始发节点且只作一次,  $n_i$  任选一个相邻节点  $n_{i1}$  向其发送有序繁殖的启动消息 (RSM), RSM 由四个部分组成:①消息种类标识 (MI);②始发节点标识 (OI);③始发节点的度 (OD),记为  $D(n_i)$ ;④始发节点所相邻节点的 ID 集合 (NS)。
3. 节点  $n_{i1}$  向除始发节点之外的所有相邻节点广播路由选择消息 (RRM), RRM 由五个部分组成:①消息种类标识 (MI);②始发节点标识 (OI);③目标节点标识 (GI),注意此处 GI 也是消息的发送节点;④路由的最大跳数 (LN),此值的设定可以限制子网外环的长度,此处设定为  $2 \times D(n_i)$ ;⑤沿途经过节点的 ID 集合 (TS)。
4. 相关节点接受到  $n_{i1}$  发送 RRM 后,首先检查消息域 TS 中是否包含自身的 ID,若有,则放弃此消息;若无,就将自身的 ID 加入 TS 中,并有条件地向外进行接力广播,此外的有条件广播是指广播前做一检验,消息的下一节点不包含始发节点和 TS 中已有的节点。
5. 节点  $n_{i1}$  接受到返回的 RRM 时,  $n_{i1}$  将 TS 和 NS 进行比较,若 TS 完全包含 NS,则将此消息的 TS 存储,最终将多个返回的 RRM 中合格的 TS 进行比

较, 选出包含元素最少的一个 TS 作为始发节点的外环节点集合, 则一个完全车轮子网构建完毕,  $n_1$  向  $n_i$  同时也沿外环路由向相关节点发送建立消息 (RCM), RCM 由四部分构成: ①消息种类标识 (MI); ②中心节点标识 (CI) ③中心节点的度 (CD) ④子网外环节点序列 (RL)。RCM 在经过子网各节点时, 节点加入自己的拓扑信息, 最终 RCM 返回  $n_1$  后,  $n_1$  再次向全子网发布子网确认消息 (RAM) 以宣布子网的拓扑结构, RAM 由①消息种类标识 (MI) 和②子网拓扑信息 (PI) 两部分构成。若  $n_{11}$  在规定的时限内没收到返回的 RRM, 则说明以  $n_1$  为中心无法构建完全车轮子网。

6.  $n_1$  向所有的相邻节点发送转移消息 (RTM), 将始发节点的权力转移至相邻节点。RTM 只包含一个消息域: ①消息种类标识 (MI);
7. 各个相邻节点接受到 RTM 之后, 若自身的始发标志位设置为 1, 则放弃此消息, 说明此节点已经作过始发节点。若始发标志位设置为 0, 则将此节点转为始发节点  $n_i$ 。
8. 重复 2-5 步, 但为避免车轮子网的交叉重复, 还需增加一个撤消过程。当一个中心节点收到一个以其它节点为中心节点的 RCM 时, 它就利用 RCM 中所带的子网信息和以自身为中心节点的子网信息进行比较, 如自身的子网信息不如外来的子网信息优良则向以自身为中心节点的子网的各个节点发送撤消消息, 取消这一子网的构建, 撤消消息 (RWM) 由两个部分构成: ①消息种类标识 (MI) ②待撤节点集合 (WS)。反之, 则向外部的中心节点发送 RWM, 外部的中心节点收到消息后将撤消所属的子网。此处注意, 若一个节点撤消以自身为中心的子网后, 它会把原有的建网信息进行本地存储, 然后此节点会成为其它子网的环节点, 若在后续的划分中又收到新的撤消信息, 使此节点回到既不是中心节点也不是外环节点的最初状态时, 就恢复自身存储的子网信息, 重建子网。随着始发节点的不断转移, 网络中的节点就会自动地逐批被纳入子网构建过程中, 各个子网也逐步像细胞被繁殖出来, 直至最底端的各个始发节点  $n_i$  再无节点用以发送转移消息时, 此时始发节点  $n_1$  反向传递有序繁殖完毕消息 (ROM), ROM 只有一个消息域: ①消息种类标识 (MI); 当上一级的始发节点收到所有下级始发节点的 ROM 之后, 才向上一级始发节点发送 ROM, 直至最初第一始发节点收到 ROM 时, 表示车轮子网细胞的一次繁殖完成。

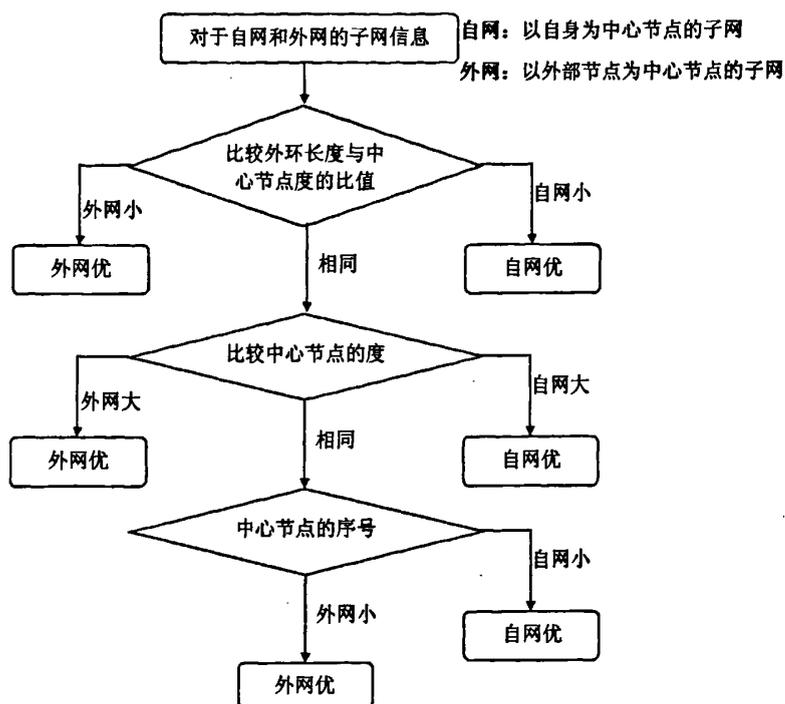


图 4-8 车轮子网拓扑消息比较流程图

Fig. 4-8 Compared flow chart of sub-networks topology

上述算法中所使用的广播路由选择方法与传统的 Sender-Chooser 方法不同，本方法所涉及的各沿途节点不需要做目标节点判断，且增加了有效路径的选择以保证所选路由中不出现环回无效路由，使消息广播的效率得以提高。算法的第八步的撤消过程中所进行的优化比较可采用如图 4-8 所示的方法。整个子网构建的过程是依附于一个网络节点的遍历过程实现的，这个遍历过程不同于传统的 BFS 和 DFS，它是一种抢占式重复遍历，这种重复性可以保证子网构建的完整性和择优性。

#### 4.3.2.2 细胞无序繁殖

有序繁殖的结束信息将作为无序繁殖的启动信号，通过在剩余网络组织中的自主无序搜索来完成子网的划分。

1. 当第一始发节点收到 ROM 后，即可启动子网的无序繁殖。第一始发节点向全网广播无序繁殖的启动消息 (NSM)，NSM 只包含一个消息域：①消息种类标识 (MI)；
2. 每个节点  $n_i$  收到 NSM 后，若自己已收到，则放弃此消息，否则就向外广播。若节点自身的所有链路都已经被已有子网占用（即包含外环链路也

包括辐链路), 则只对消息向外广播, 本节点不作任何处理。其它情况下,  $n_i$  向外广播路由选择信息 (NRM) 以供自组网使用。NRM 由几部分构成: ①消息种类标识 (MI); ②目标节点标识 (GI), GI 也是消息的发送节点; ③路由的最大跳数 (LN), 设置为  $N \times D_r(n_i)$ ,  $N$  初始为 2,  $D_r(n_i)$  是  $n_i$  未被子网使用的相邻链路的数目; ④沿途经过节点的 ID 集合 (TS)。

3. 相关节点接受到  $n_i$  发送的 NRM 后, 若自身是已建成的完全车轮子网的中心节点, 则放弃此消息, 否则正式启动无序繁殖。首先检查消息域 TS 中是否包含自身的 ID, 若有, 则放弃此消息; 若无, 就将自身的 ID 加入 TS 中, 然后向外进行接力广播, 消息的下一节点不包含 TS 中已有节点。
4. 节点  $n_i$  接受到返回的 NRM 时,  $n_i$  将在 TS 消息域中进行搜索, 若 TS 完全包含  $n_i$  的所有未用链路所对应的相邻节点, 则将此消息的 TS 存储, 最终将多个返回的 NRM 中合格的 NS 进行比较, 选出包含元素最少的一个 TS 作为  $n_i$  的外环节点集合, 则一个非完全车轮子网构成完毕,  $n_i$  沿外环路由向相关节点发送建立消息 (NCM), 各相关节点记录自己所属的子网信息, NCM 由四部分构成: ①消息种类标识 (MI); ②中心节点标识 (CI) ③  $D_r(n_i)$  (RD) ④子网外环节点序列 (RL) ⑤各个子网外环节点的自身信息 (RI)。NCM 在经过子网各节点时, 节点在 RI 消息域中加入自己的拓扑信息, 最终 NCM 返回  $n_i$ 。此时  $n_i$  查看 RI 消息域, 若  $n_i$  的外环节点同时也是某一已有完全车轮子网的外环节点且  $n_i$  和此完全车轮子网的外环节点满足 Hamilton 判定准则时 (Hamilton 判定准则详见 4.4.3 节), 则向外环节点发送撤消消息, 取消这一子网的构建, 撤消消息 (NWM) 由两个部分构成: ①消息种类标识 (MI) ②待撤节点集合 (WS), 并同时向对应的完全车轮子网发送合并消息 (NUM), NUM 由①消息种类标识 (MI) 和②子网拓扑信息 (PI) 两部分构成, 收到 NUM 的完全车轮子网将兼并发送此消息的非完全车轮子网, 具体做法是在完全车轮子网的外环上加入非完全车轮子网的中心节点和辐链路, 并重新向全网发布子网确认消息 (RAM) 以宣布子网的拓扑结构。若  $n_i$  查看 RI 消息域的结果是自身的外环节点不是某一已有完全车轮子网的外环节点或虽是某一

完全车轮子网的外环节点但  $n_i$  和此完全车轮子网的外环节点不满足 Hamilton 判定准则时, 则向全子网发布子网确认消息 (NAM) 以宣布子网的拓扑结构, NAM 由①消息种类标识 (MI) 和②子网拓扑信息 (PI) 两部分构成。如果  $n_i$  在规定的时限内没收到返回的 NRM, 则此次子网建立失败。当一个非完全车轮子网的中心节点收到一个以其它节点为中心节点的 NCM 时, 将比较彼此两个子网的 PI 信息, 如自身的子网信息不如外来的子网信息优良则向以自身为中心节点的子网的各个节点发送撤消消息, 取消这一子网的构建。反之, 则向外部的中心节点发送 RWM, 外部的中心节点收到消息后将撤消所属的子网。两个子网的 PI 信息比较过程和有序繁殖中第八步的过程相似, 只是中心节点的度换成  $D_r(n_i)$ ,  $D_r(n_i)$  也是指中心节点在所属的非完全车轮子网中的度, 当非完全车轮子网不能包含中心节点所有的邻边时, 中心节点在非完全车轮子网中的度小于节点自身的度。

5. 网络中的任意一个节点  $n_i$  接受到返回的 NOM 后, 无论是子网建立后被撤消还是子网建立失败, 只要是  $n_i$  存在未被子网包含的链路, 那么  $n_i$  就仍旧向外发送 NRM 消息, 发送的策略为: 每失败一次, 就将 NRM 包含的路由最大跳数中的变量 N 数值加 1, 实施自增量广播。
6. 重复第 5 步, 直至网络中所有的链路都各归其主, 此时网络中的各节点无需信令控制, 皆可根据自身的链路使用情况自动地停止下来。至此, 整个子网构建过程完毕。

在细胞的无序繁殖阶段, 各网络节点根据自己探测到的局部拓扑资源实施子网构建, 且重复交叉的子网还可以通过彼此的信息交互实现择优而用。在此阶段有一个比较特别的策略, 即合并策略, 它利用合并消息保证了子网构建过程中出现的一些零散的小区域可以被重新整合进已有的完全车轮子网中, 这一方面保留了拓扑结构中的短环, 使短环中的链路可以实施短距离的快速保护, 另一方面也使短环可以借助于邻近的长环实施多种保护策略。在 NRM 消息发送的问题上, 本文策略性地提出了自增量广播的方法, 即节点可以根据 NRM 反馈回来的信息不断地调节子网构建的局部区域, 以吻合子网构建中先优后次的基本思想。

### 4.3.3 实例分析

基于细胞生长仿生的子网构建策略由于根据车轮子网的拓扑特性, 采用了一些较为新颖的算法且往往彼此交错展开, 但其主脉络还是很清晰的, 为了进一步

阐述此策略的应用过程, 也为了进一步说明其灵活性和实用性, 本文仍以图 4-2 所示的网络为实例进行细节剖析。首先我们选择节点 1 作为始发节点来启动子网构建, 进一步选择节点 2 并向其发送 RSM 启动消息  $[RSM][1][3][2, 3, 4]$ , 节点 2 据此向外广播 RRM 路由选择消息  $[RSM][1][2][6][\emptyset]$ , 途中广播处理过程略, RRM 返回节点 2 时可确定 2-3-4-7-6-11-2 作为子网外环, 节点 2 向节点 1 及所有外环节点发送 RCM 建立消息  $[RCM][1][3][2, 3, 4, 7, 6, 11]$ , 待 RCM 返回节点 1 后, 节点 1 再次向外环节点发送 RAM 子网确认消息, 其格式为  $[RAM][0, 1, 3, F2, F3, /6/, F4, 7, 6, 11]$ , 其中第二个消息域-PI 的第一位是子网的类型, 0 表示完全车轮子网; 1 表示非完全车轮子网。第二位是中心节点的标识, 第三位是中心节点的度, 从第四位开始是子网外环的节点序列, 其中 F 表示后接节点为辐节点, 两斜杠之间的节点标识表示此处与前一节点存在子网内链路, 斜杠之间的节点可能是一个也可能是多个, 利用这种编码格式可以很方便地表示一个车轮子网的拓扑结构。节点 1 向节点 2, 3, 4 发送 RTM 转移消息, 节点 2, 3, 4 据此向外广播 RRM, 节点 2 在 8 跳内未收到返回的 RRM, 节点 4 由于拓扑结构的原因没有返回路由, 节点 3 建立的一个完全车轮子网  $[0, 3, 4, F2, 11, F6, 7, F4, F1]$ 。此时节点 1 收到节点 3 发来的 RCM, 经比较因  $D(1)=3 < D(3)=4$ , 所以节点 1 利用 RWM 撤消消息将以节点 1 为中心节点的车轮子网撤消。如下图所示, 可以很清楚的看出以节点 3 为中心节点的子网来取代以节点 1 为中心节点的子网是更为合理的。

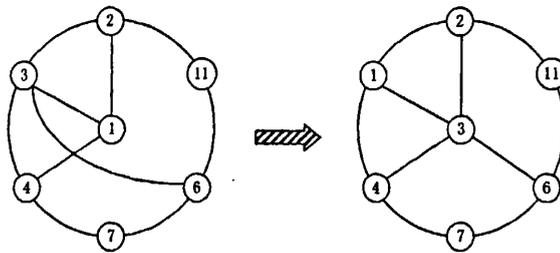


图 4-9 子网的更新

Fig. 4-9 Sub-network updating

随后节点 2, 3, 4 分别向各自的相邻节点发送 RTM 转移消息。以节点 2 为例, 其相邻节点 1, 3, 11, 12 都收到 RTM, 但真正有效的节点只有 11 和 12, 因为节点 1 和 3 已经担当过始发节点。和节点 1 的处理方式相同, 节点 2, 3, 4 各自进行组网尝试, 并逐步向下发送转移消息, 整个发送过程完全是通过节点间的消息交互来实现的, 网络中各节点转移消息的发送顺序如图 4-10 所示, 相应的有效节点的顺序如图 4-11 所示, 直至网络中的每个节点都扮演过始发节点的角色。最

后处理转移消息的有效节点 10, 13, 14 将反向回馈 ROM 繁殖完毕消息。以 4-11 图所示的三级组网过程中子网的建立与撤消细节如表 4-1 所示。

表 4-1 有序繁殖过程中子网建立的详细过程

Table 4-1 Construction detail of sub-networks in ordinal propagation

广播级数	建立	撤消
第一级	[0, 1, 3, F2, F3, /6/, F4, 7, 6, 11] [0, 3, 4, F2, 11, F6, 7, F4, F1]	[0, 1, 3, F2, F3, /6/, F4, 7, 6, 11]
第二级	[0, 11, 5, F2, 3, F6, 7, F10, F13, F12] [0, 6, 3, F3, 4, F7, 10, F11, 2] [0, 7, 4, F4, F9, F10, 11, F6, 3]	[0, 3, 4, F2, 11, F6, 7, F4, F1] [0, 6, 3, F3, 4, F7, 10, F11, 2] [0, 7, 4, F4, F9, F10, 11, F6, 3]
第三级	[0, 10, 5, F7, F9, F14, F13, F11, 6] [0, 3, 4, F2, 11, F6, 7, F4, F1] (恢复)	[0, 11, 5, F2, 3, F6, 7, F10, F13, F12]
最终建立	① [0, 3, 4, F2, 11, F6, 7, F4, F1]    ② [0, 10, 5, F7, F9, F14, F13, F11, 6]	

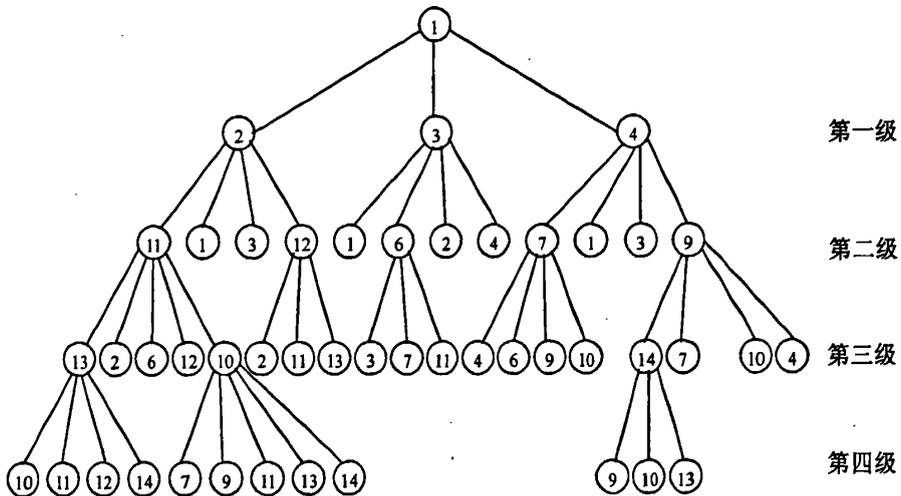


图 4-10 有序繁殖过程中转移消息的发送顺序

Fig. 4-10 Transfer order of RTM in ordinal propagation

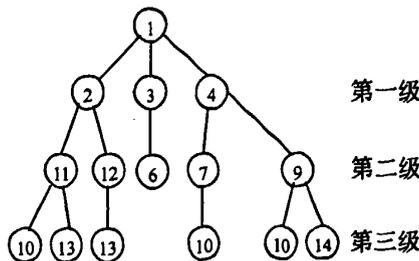


图 4-11 有序繁殖过程中转移消息传递的有效节点

Fig. 4-11 Effective nodes of RTM in ordinal propagation

节点 1 收到 ROM 后即可启动子网的无序繁殖。节点 1 向全网广播 NOM 无序繁殖的启动消息。节点 2, 3, 4 收到 NOM 后继续向外广播, 其中节点 3 无其它动作(称为此类广播为无效广播), 此次无序繁殖的 NOM 的有效广播顺序如图 4-12 所示。节点 2 和 4 则向外广播路由选择消息 NRM, 节点 2 的 NRM 内容为 [NRM] [2] [4] [∅], 第一次广播选路以失败告终。随后的节点 11 第一次广播选路也失败, 节点 12 建立一个非完全车轮子网 [1, 12, 3, F2, F11, F13], 其它节点同理进行组网, 直至网络中所有链路都至少被一个车轮子网占用。此处对于合并消息的应用做一具体描述: 经过二次路由广播节点 4 在受限的路由最大跳数为 3 时寻找一个合适的外环, 拟建立 [1, 4, 2, F8, F9] 这一非完全车轮子网, 通过检查返回的 RCM 消息, 节点 4 发现节点 7 和节点 9 都是已有完全车轮子网 [0, 10, 5, F7, F9, F14, F13, F11, 6] 的外环节点, 所以节点 4 向节点 10 发送合并消息 NUM, 并撤消自身拟建立的非完全子网, 节点 10 收到 NUM 后, 将节点 4 及两条邻边 4-7 和 4-9 并入外环, 形成一个新的完全车轮子网 [0, 10, 5, F7, /9/, 4, F9, F14, F13, F11, 6]。整个无序繁殖阶段在图 4-12 所示的两级广播的子网建立情况如表 4-2 所示。

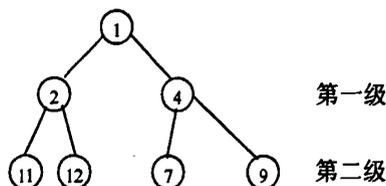


图 4-12 无序繁殖过程中有效消息的广播途径

Fig. 4-12 Transfer order of effective message in out-of-order propagation

表 4-2 无序繁殖过程中子网建立的详细过程

Table 4-2 Construction detail of sub-networks in out-of-order propagation

广播级数	建立	撤消
第一级	[1, 4, 2, F7, F9] (NRM 二次广播成功, 拟建立)	[1, 4, 2, F8, F9]
第二级	[1, 12, 3, F2, F11, F13] (NRM 一次广播成功)	无
最终建立	① [1, 12, 3, F2, F11, F13] ② [0, 10, 5, F7, /9/, 4, F9, F14, F13, F11, 6]	

综上, 示例网络最终的子网构建方案如表 4-3 所述:

表 4-3 示例网络的子网构建方案

Table 4-3 Sub-networks of illustration network

子网类型	中心节点	子网外环
完全车轮子网	10	(7, 4, 9, 14, 13, 11, 6, 7)
	3	(1, 2, 11, 6, 7, 4, 1)
非完全车轮子网	12	(2, 11, 13)

表 4-4 基于细胞繁殖思想的子网构建策略中的消息总表

Table 4-3 Message collection of cell bionics sub-networks construction scheme

阶段	项目	缩写	消息名	组成部分	功能简介
有序繁殖阶段	1	RSM	启动消息	① 消息种类标识 (MI) ② 始发节点标识 (OI) ③ 始发节点的度 (OD) ④ 始发节点相邻节点集合 (NS)	向各节点传递有序繁殖启动信号
	2	RRM	路由选择消息	① 消息种类标识 (MI) ② 始发节点标识 (OI) ③ 目标节点标识 (GI) ④ 路由的最大跳数 (LN) ⑤ 途经节点的 ID 集合 (TS)	用于始发节点择优寻找自己的外环通路
	3	RCM	建立消息	① 消息种类标识 (MI) ② 中心节点标识 (CI) ③ 中心节点的度 (CD) ④ 子网外环节点序列 (RL)	向始发节点外环上的各个节点通知外环通路
	4	RAM	确认消息	① 消息种类标识 (MI) ② 子网拓扑信息 (PI)	宣布子网建成,并向子网内各节点通报子网拓扑
	5	RTM	转移消息	① 消息种类标识 (MI)	将始发节点的权力转移至邻节点
	6	RWM	撤消消息	① 消息种类标识 (MI) ② 待撤节点集合 (WS)	撤消次优子网避免子网重复;提供子网重建信号
	7	ROM	完毕消息	① 消息种类标识 (MI)	向各节点传递结束信号
无序繁殖阶段	1	NSM	启动消息	① 消息种类标识 (MI)	向各节点传递无序繁殖启动信号
	2	NRM	路由选择消息	① 消息种类标识 (MI) ② 目标节点标识 (GI) ③ 路由的最大跳数 (LN) ④ 途经节点的 ID 集合 (TS)	用于节点择优寻找自己的外环 (非完全车轮)
	3	NCM	建立消息	① 消息种类标识 (MI) ② 中心节点标识 (CI) ③ 中心节点子网内的度 (RD) ④ 子网外环节点序列 (RL) ⑤ 子网外环节点信息 (RI)	向始发节点外环上的各个节点通知外环已找到
	4	NAM	确认消息	① 消息种类标识 (MI) ② 子网拓扑信息 (PI)	宣布子网建成,并向子网内各节点通报子网拓扑
	5	NUM	合并消息	① 消息种类标识 (MI) ② 子网拓扑信息 (PI)	通知完全车轮子网兼并自身子网
	6	NWM	撤消消息	① 消息种类标识 (MI) ② 待撤节点集合 (WS)	撤消次优子网避免子网重复;提供子网重建信号

在基于细胞繁殖思想的子网构建策略中每个车轮子网被视为一个细胞,每个节点都具有自主运算和控制能力,从而可以主动地参与细胞的构建,各个节点通过分布式的信令交互逐步使一个满足条件的细胞核发育成为一个完整的细胞,其中还存在着细胞生成过程中所遇到的营养抢占问题,使得一些发育成熟的细胞消亡,最终在有限的空间和营养条件下,一定数目具有生命力较强的细胞进入稳定生存期,这也就是各个子网的优化构建过程全部完成。在整个过程中,各类消息是实现网间控制的关键所在,整个消息处理控制就可以视为细胞的神经系统,在有序繁殖和无序繁殖过程共用到 13 种消息,本文将其归总如表 4-4 所示。

网络中所有的节点在表 4-4 所述的 13 种消息的启动下不停地变换着自己的工作状态，在节点内部也根据不同的工作状态进行着不同的消息响应进而启动不同的动作，图 4-13 给出节点在子网构建过程的状态机图。

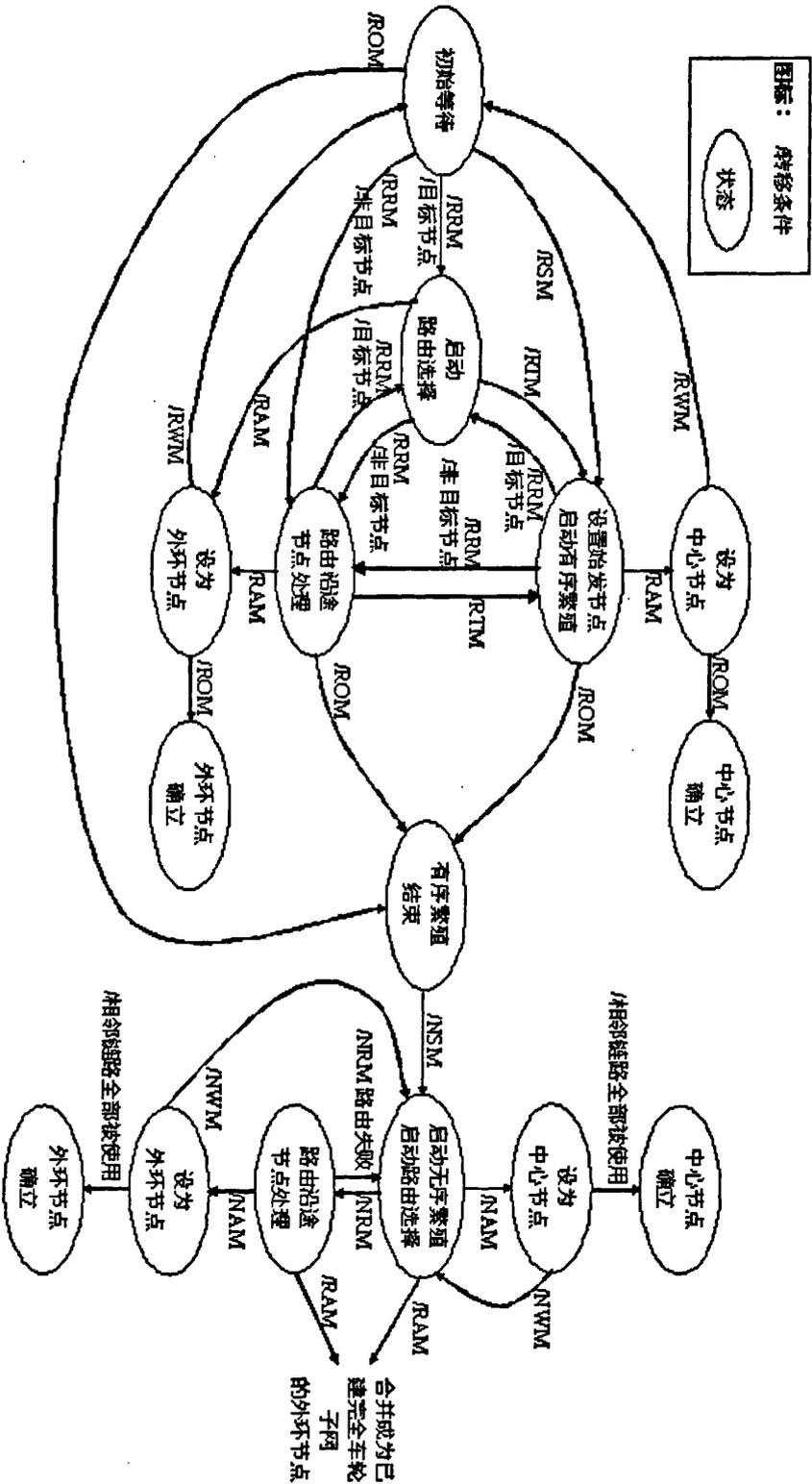


图 4-13 基于细胞生长思想的子网构建过程节点的状态机  
Fig. 4-13 Node state machine in cell bionics sub-networks

#### 4.3.4 仿真实验

基于细胞繁殖思想的子网构建策略的设计初衷是为了提供一种适合于工程实用的子网构建算法,并希望此算法在多节点的大型网络中也能游刃有余。为了检验这一策略的实用性和有效性,本文将此算法应用于意大利网,美国网,中国网三个国家级主干网络以及一个 ARPA2 网络进行计算机仿真实验。在进行子网构建之前,所有的网络首先进行了网络拓扑预处理,前文在子网构建过程中未给出分布式网络拓扑预处理过程的原因是为了不影响子网构建策略的主体描述,特在此处对分布式网络拓扑预处理的方法解释如下。

由于网络中的悬挂顶点和单边割集在实际网络中出现的概率很小,所以与 3.3.1 节的拓扑预处理相比,分布式的网络拓扑预处理只是重点讨论了对于节点的度为 2 的节点的处理。在细胞有序繁殖阶段之前,以网络中任意一个节点作为起始节点向全网广播拓扑预处理消息 (TPM)。当一个节点第二次收到 TPM 时放弃该消息,否则向外广播同时检查自身的度是否为 2,若不为 2 则放弃此消息不动作,若为 2 则向两个相邻节点发送合并申请消息 (UAM),两个相邻节点在收到此消息后,再向外广播一次 UAM,并将最大路由跳数设置为 1,若两个相邻节点再一次收到此 UAM 消息则放弃此消息不动作,若没有收到则反向发送合并节点消息 (UNM),并将最大路由跳数设置为 2,将途经的第一个节点和两条邻边从网络中消除且以后所有消息经过此节点时路由跳数不减少,UNM 消息的源节点和宿节点将存储被消除的节点和链路。其它度为 2 的节点处理过程与此相同。

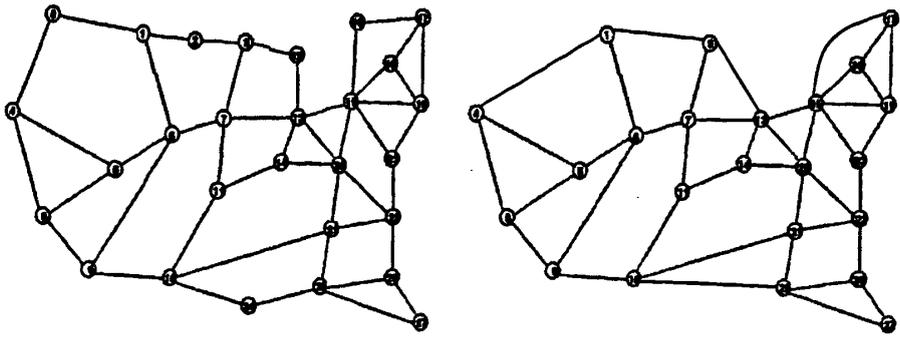
上述的四个实验网络和对应的经过拓扑预处理后的网络分别如图 4-14、图 4-15、图 4-16 和图 4-17 中的 a 图和 b 图所示,相应的主要拓扑信息如表 4-5 所示,其中每项参数分为两列数据,前一列为原网络数据,后一列为经过拓扑预处理后的网络数据。

表 4-5 实验网络的拓扑信息

Table 4-5 Topology information of experimental networks

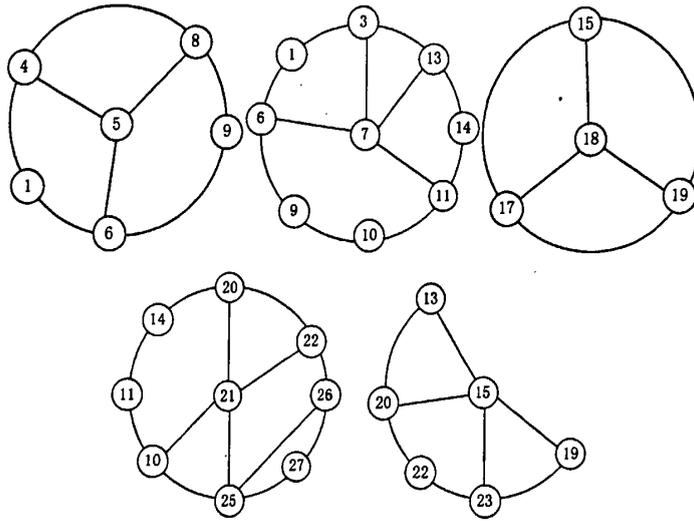
网络	节点数		链路数		平均度数		最小边连接度	
ITALYNET	21	17	36	32	3.43	3.76	2	2
USANET	28	23	46	41	3.29	3.57	2	2
CHNNET	39	36	72	69	3.69	3.83	2	2
ARPA2	21	8	25	12	2.38	3.00	2	2

四个实验网络以各自最小序号的节点为始发节点来启动子网构建,经过细胞有序繁殖和细胞无序繁殖两个阶段后,各自建成的子网分别如图 4-14、图 4-15、图 4-16 和图 4-17 中的 c 图所示。



(a) 美国主干网络

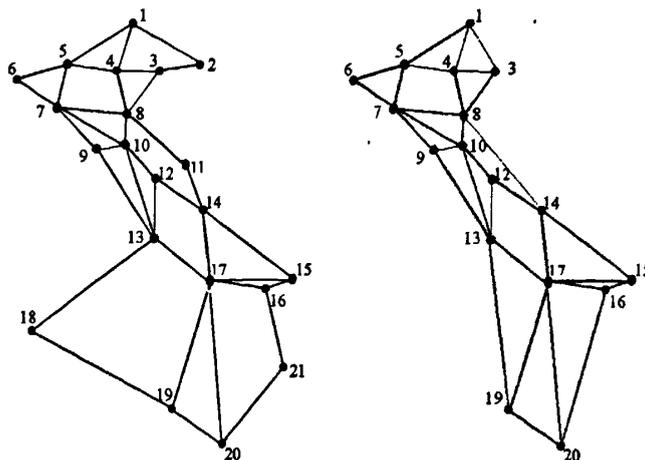
(b) 拓扑预处理后的美国主干网络



(c) 美国主干网络的子网划分结果

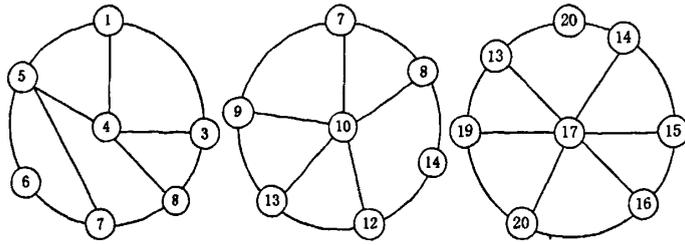
图 4-14 美国主干网络的子网构建

Fig. 4-14 Sub-networks construction of USANET



(a) 意大利主干网络

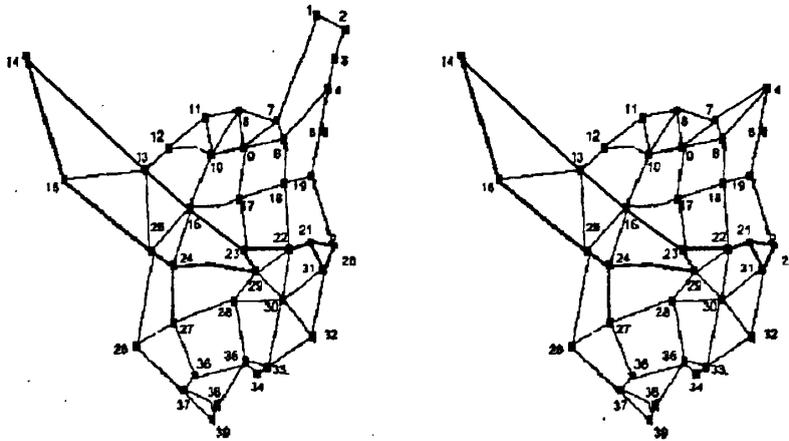
(b) 拓扑预处理后的意大利主干网络



(c) 意大利主干网络的子网划分结果

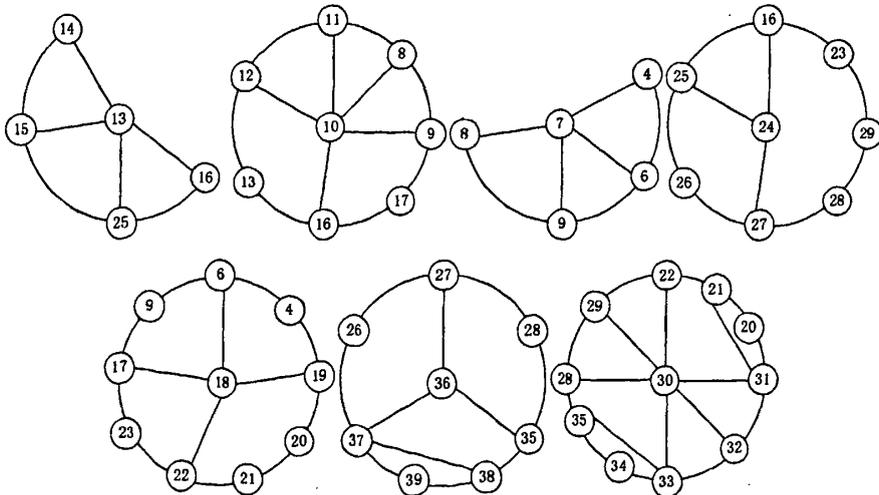
图 4-15 意大利主干网络的子网构建

Fig. 4-15 Sub-networks construction of ITALYNET



(a) 中国主干网络

(b) 拓扑预处理后的中国主干网络



(c) 中国主干网络的子网划分结果

图 4-16 中国主干网络的子网构建

Fig. 4-16 Sub-networks construction of CHNNET

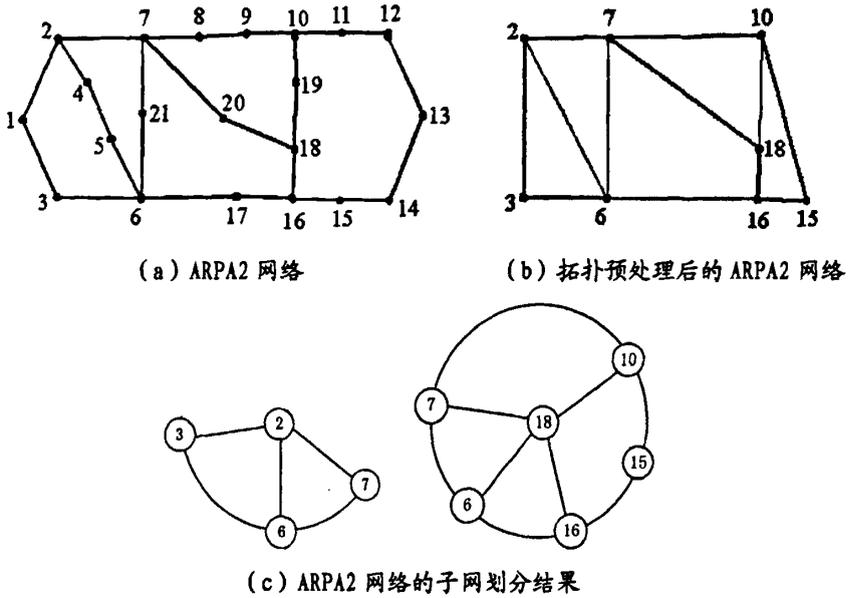


图 4-17 ARPA2 网络的子网构建

Fig. 4-17 Sub-networks construction of ARPA2

由仿真实验可知,基于细胞繁殖思想的子网构建策略可以有效地应用于实际的网络拓扑中,且在不同的规模和不同的节点度分布的网络中本策略具有良好的适应性,即本策略没有因网络规模的增大或是节点度的变化而劣化。另一方面,基于细胞繁殖思想的子网构建策略是完全依赖于节点间的分布式控制实现的,所有的控制算法将来都可以作为嵌入式智能节点的软件来使用,这符合目前网络发展的趋势,基于细胞繁殖思想的子网构建策略为将来大规模复杂网络的管理和控制提供了一条有效可行的途径。

#### 4.4 应对网络拓扑变化的细胞生长与分裂策略

通信网络在实际运营中有时会因业务的需求而进行网络扩建,这将使原有网络的拓扑结构发生变化。在这种情况下,现有的生存性技术几乎都需要在全网范围内进行资源的重新配置,本文提出的基于细胞繁殖思想的子网构建策略不仅着眼于网络业务的动态适应,也着眼于应对网络拓扑的动态变化,所以应用本策略在子网构建中形成的子网在网络拓扑发生变化时,也可自动以细胞生长的方式在网络变动区域执行子网的调整,以使子网具备因需而变的灵活性。在建设通信网络时,由于受到地域条件的限制,一般节点设备之间的连接是按距离由近至远逐步相连的,很少出现横跨大片网络区域的交叉连接,所以本文此处有理由认为网络的每处拓扑变化都是局限在一个较小网络范围内的,另一方面,由上文的仿真实验可以看出基于细胞繁殖思想的子网构建策略有效地避免了零散小子网的出现,据此本文假设网络拓扑的变化是逐点按序进行变动的且每一点网络拓扑变动

都发生在一个子网区域内。当然，对于影响多个子网的大范围拓扑变化，可由网络中的节点重新执行一次有序繁殖和无序繁殖以构建出新网络所对应的子网即可，这种情况下的子网调整不再赘述。

本文将子网应对内部拓扑变化的重构策略称之为“细胞生长”。子网内拓扑变化按拓扑改变的类别可以划分为单纯的链路增加和节点及相连链路的增加两种，按子网的类别可以分为完全车轮子网的拓扑变动和非完全车轮子网的拓扑变动两种。所以综合起来考虑，拓扑变动的种类可如图 4-18 所示。下文中分别给出了子网对于增加一条链路和增加一个节点时所采用的调整策略，对于增加多条链路和多个节点的情况可以视为增加单链路和单节点调整策略的重复执行。



图 4-18 子网拓扑变动的种类

Fig. 4-18 Variety of sub-network topology change

#### 4.4.1 链路的增加

当子网内任意两个节点之间增加一个度为 2 的节点时，视为增加一条链路，其处理过程与网络拓扑预处理相似。如图 4-19 所示，在子网内增加节点 7 及链路 2-7 和 7-6 视为增加了一条链路 2-6。无论是完全车轮子网还是非完全车轮子网，对于子网内增加链路的处理是相同的也是比较简单的，只需直接将新增链路并入原有子网即可，与中心节点相连的新增链路按辐链路加入，不与中心节点相连的新增节点按外环链路加入，如图所示的子网 [0, 6, 3, F1, 2, F3, F4, 5] 增加链路 2-6 后变为图所示的子网 [0, 6, 4, F1, F2, F3, F4, 5]。

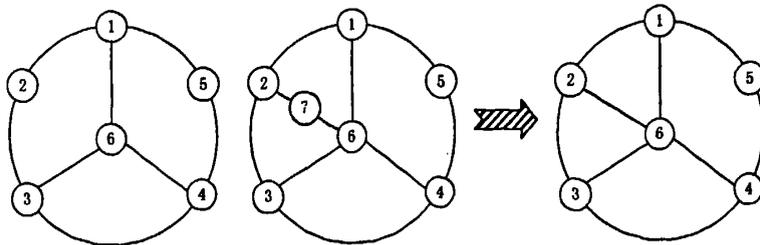


图 4-19 子网内链路的增加

Fig. 4-19 Addition of link in sub-network

### 4.4.2 节点的增加

#### 4.4.2.1 非完全车轮子网增加节点的处理

由于前文已将度为 2 的节点简化为一条链路，所以子网内新增节点的度至少为 3，也就是意味着新增节点至少与三个子网节点相连，无论新增加节点是否与原有中心节点相连，此新增节点都可以取代原有中心节点成为新子网的中心节点，而新子网的外环就是原有的非完全车轮子网。如图 4-20 所示的子网 [1, 3, 3, F1, F2, 5, F4] 增加节点 6 和相连链路 2-6, 4-6, 5-6 后变为一个新的子网 [0, 6, 3, 1, 3, /2/, F4, F5, 2]。

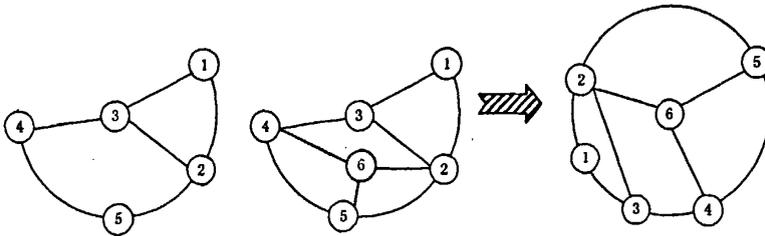


图 4-20 非完全车轮子网内节点的增加

Fig. 4-20 Addition of node in PWS

#### 4.4.2.2 完全车轮子网增加节点的处理

当完全车轮子网内增加一个节点时，可以三个阶段进行处理。第一阶段，原有子网的中心新增节点和原有的外环节点之间是否满足 Hamilton 判定准则（判定准则请详见 4.4.3 节），若满足就保持原有中心节点不变，将新增节点和原有外环节点之间的 Hamilton 回路作为新子网的外环。如图 4-21 所示的子网 [0, 7, 3, 1, 2, 3, F4, F5, F6] 增加节点 8 和相连链路 1-8, 2-8, 4-8, 7-8 后变为子网 [0, 7, 4, 1, /2/, F8, /4/, 2, 3, F4, F5, F6]。

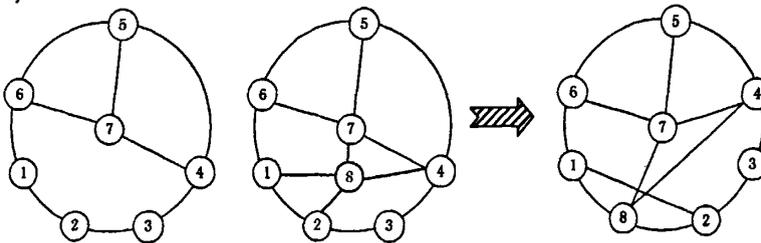


图 4-21 完全车轮子网内节点的增加 (1)

Fig. 4-21 Addition of node in IWS (1)

若新增节点与原有外环节点之间不满足 Hamilton 判定准则就进入第二阶

段,原有中心节点判断自身与原有的外环节点之间是否满足 Hamilton 判定准则,若满足就将原有中心节点和原有外环节点之间的 Hamilton 回路作为新子网的外环,将新增节点作为新子网的中心节点。如图 4-22 所示的子网 [0, 7, 3, 1, 2, 3, F4, F5, F6] 增加节点 8 和相连链路 1-8, 3-8, 7-8 后变为子网 [0, 8, 4, F1, 2, F3, 4, /7/, 5, /6/, F7, 6]。

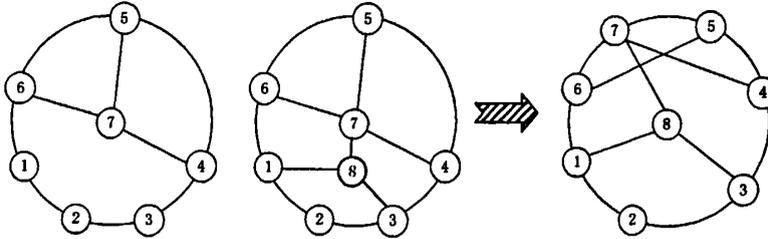


图 4-22 完全车轮子网内节点的增加 (2)

Fig. 4-22 Addition of node in IWS (2)

若原有中心节点与原有外环节点之间也不满足 Hamilton 判定准则就进入第三阶段实施细胞的分裂,若新增节点与原有中心节点不相连,就保持原有完全车轮子网不变,并以新增节点为新子网的中心节点,以与新增节点相连的原有外环节点及其间节点作为新子网的外环节点构建一个新的非完全车轮子网。如图 4-23 所示的子网 [0, 9, 3, 1, 2, 3, 4, F5, 6, 7, F8] 增加节点 10 和相连链路 2-10, 4-10, 6-10 后变为两个子网,一是原来的完全车轮子网 [0, 9, 3, 1, 2, 3, 4, F5, 6, 7, F8], 另一个是分裂出来的非完全车轮子网 [1, 10, 3, F2, 3, F4, 5, F6]。

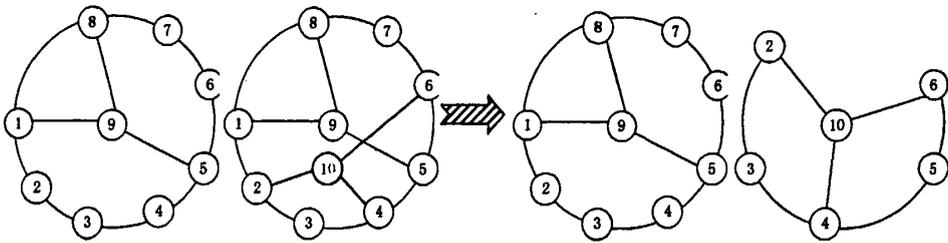


图 4-23 完全车轮子网内节点的增加 (3)

Fig. 4-23 Addition of node in IWS (3)

在第三阶段中若新增节点与中心节点相连,那么与新增节点相连的原有外环节点不会少于 2 个,从这些与新增节点相连的外环节点中选取在外环上距离最近的一对节点(若有多对距离相同,就任取一对),从原有外环上将所选的这对节点及其间节点去除,然后加入新增节点构成新子网的外环,新子网的中心节点还是原有中心节点,此子网是一个完全车轮子网,同时以上述所选的一对节点之间的任意一节点为中心节点,以所选的一对节点及其中间剩余节点为外环节点构成

第二个子网，此子网是一个非完全车轮子网。如图 4-24 所示的完全车轮子网 [0, 7, 3, F1, 2, F3, 4, F5, 6] 增加节点 8 和相连链路 1-8, 3-8, 7-8 后变为两个子网, [0, 7, 4, F1, F8, F3, 4, F5, 6] 和 [1, 2, 2, F1, 8, F3]。

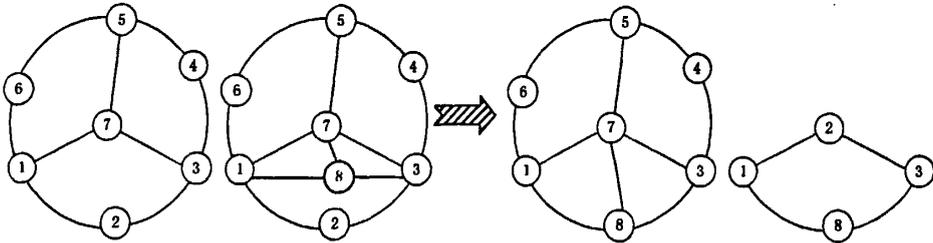


图 4-24 完全车轮子网内节点的增加 (4)

Fig. 4-24 Addition of node in IWS (4)

#### 4.4.3 车轮子网内的 Hamilton 回路判定

在一个单纯图中寻找 Hamilton 回路至今仍然是一个无法求解的难题，本文此处给出一种适用于车轮子网这一特定拓扑结构的 Hamilton 回路判定准则，这只是作为寻找 Hamilton 回路的一个充分条件，更进一步在此特定拓扑结构中寻找充要条件还有待深入研究。

##### 1. 问题描述：

在一个完全车轮子网中去除中心节点及其邻边则可得到一个图  $G_r$ ， $G_r$  包括完全车轮子网的外环及各外环节点间的边，若此时在  $G_r$  中增加一个节点（节点的度至少为 2）及其邻边构成图  $G_t$ ，试问经过  $G_t$  中的所有节点是否能找到一条 Hamilton 回路及其存在条件，在子网构建和网络扩建时都面临这一问题。显然从拓扑结构上看  $G_t$  也可以视为一个完全车轮子网，所以此问题等价于：判断一个完全车轮子网是否是 Hamilton 图。

##### 2. Hamilton 定义：

从一个单纯图的一个顶点出发，经过且只经过一次图中所有顶点，然后回到始发点所形成的回路称为 Hamilton 回路，简称为 H-圈，此单纯图称为 Hamilton 图，简称为 H-图；若由单纯图中一个顶点出来，经过图中所有顶点的通路称为 Hamilton 链，简称为 H-链<sup>[124-126]</sup>。

##### 3. 问题分析：

由 Hamilton 定义可知， $G_r$  是一个 H-图，因为存在一个回路单次经过  $G_r$  的每个节点，这就是子网的外环。所以原有问题可以认为是在一个 H-图中增加一个节点 (X) 且 X 可与 H-图中的所有节点任意连接，那么增加节点后的新图 (N 图) 是否还是 H-图的问题。

#### 4. 基本理论

定理 3.1<sup>[126]</sup>: 设单纯图  $G$  是平面的, 并设图  $G$  有  $H$ -圈  $C$ , 则  $\sum_i (i-2)(\phi_i^{\cdot} - \phi_i^{\circ}) = 0$ ,

其中  $\phi_i^{\cdot}$  与  $\phi_i^{\circ}$  分别是  $H$ -图  $C$  内部与外部所含  $i$  级面的个数。

定理 3.2<sup>[127]</sup>:  $H$ -图增加一条边仍然还是  $H$ -图。

本文根据定理 3.2 和已有图论知识推导出适用于本文的推论 3.2.1, 具体表述及证明过程如下。

推论 3.2.1: 若单纯图  $G$  中存在  $H$ -链, 在  $G$  中增加一个节点  $n$  及其邻边  $E$  构成图  $G_n$  且  $n$  存在两条相邻边 ( $E_i, E_j$ ) 分别与  $G$  中任意一个  $H$ -链  $L$  的起点和终点相连, 则  $G_n$  是一个  $H$ -图。

推论 3.2.1 的证明:

由于  $E_i$  和  $E_j$  分别与一个  $H$ -链的起点和终点相连, 令  $G+n+E_i+E_j$  构成图  $G_n$ , 很显然  $L+n+E_i+E_j$  构成一个  $H$ -圈, 所以图  $G_n$  是一个  $H$ -图, 此时再在  $G_n$  中逐条加入  $n$  的其它邻边  $E-(E_i+E_j)$  构成图  $G_n$ , 根据定理 3.2 可知  $G_n$  是一个  $H$ -图, 证毕。

#### 5. 判定准则

由推论 3.2.1 我们可以得出一个  $H$ -图增加一个节点后的  $N$  图是否还是  $H$ -图的判断准则:  $X$  与  $H$  图中所有相邻的节点中, 若至少有一对节点 ( $A, B$ ) 在  $H$  图的任意一个  $H$ -圈中是相邻节点的话, 那么  $N$  图必定是  $H$ -图。回至上文问题描述中的具体问题, 此准则在车轮子网中引申出两条判定准则 (合理的判定准则不止于此, 但以下两条准则是在车轮子网中最为常用)。

- I. 新增节点至少有一对相邻节点 ( $A, B$ ) 在子网外环上是相邻节点, 则此新增节点与子网外环构成的车轮子网是一个  $H$ -图, 称之为“0”型结构。
- II. 新增节点至少有一对相邻节点 ( $A, B$ ), 其各自在外环上的相邻节点  $C$  和  $D$  为邻节点, 并且 ( $A, B$ ) 和 ( $C, D$ ) 在外环上的顺序为  $ACBD$  或  $CADB$ , 那么新增节点与子网外环构成的车轮子网是一个  $H$ -图, 称之为“8”型结构。

#### 2、 举例说明

如图 4-25(a) 所示的  $H$ -图中加入节点 9 和边 1-9, 4-9, 6-9 后如图 4-25(b) 所示, 可根据定理 1 判断图 4-25(b) 不是一个  $H$ -图, 图 4-25(b) 也不符合上述的两条判定准则; 若此时节点 9 再增加一条边 2-9 如图 4-25(c) 所示, 可以判断图 4-25(c) 是  $H$ -图, 因为该图中存在虚线所示的  $H$ -圈 [1, 8, 7, 6, 5, 4, 3, 2, 9, 1], 图 4-25(c) 满足第一条判定准则, 是“0”型结构; 根据定理 3.1, 图 4-25(a) 增加边 3-8 后也为  $H$ -图, 此时再加入节点 9 及边如图 4-25(d) 所示, 由于该图中存在  $H$ -圈 [9, 1, 2, 3, 8, 7, 6, 5, 4, 9], 所以可判断图 4-25(d) 也是  $H$ -图, 图 4-25(d) 满足第二条判定准则, 是“8”型结构;

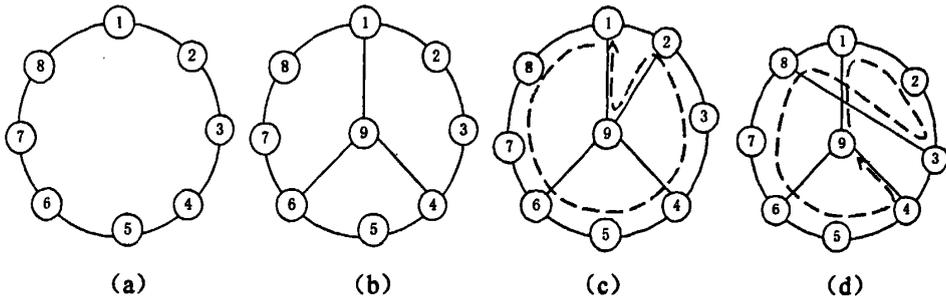


图 4-25 Hamilton 判定准则的应用

Fig. 4-25 Illustration of Hamilton verdict rule

车轮子网采用的细胞生长与分裂策略可以快速响应网络局部的拓扑变动, 在小范围内实现子网的自适应调整, 保证了原有分布式子网的整体稳定, 使网络扩建和升级时网络管理和资源配置工作大大简化, 这又体现出车轮子网拓扑结构的一个优良特点。

#### 4.5 小结

本章根据网络运营中采用的不同管理模式分别提出基于集中式控制和基于分布式控制的两种子网构建方案, 且出于工程实用的目的, 这两种方案以简单的顺序流程有效地减少了优化算法的复杂度, 体现了以“以简单规划应对复杂系统”的分布式系统的设计思想。

在集中式子网构建方案中, 本文利用全网拓扑信息建立了广度优先遍历生成树, 并从顶至底进行子网划分。进一步, 本文提出以网络的中心网进行子网优先构建的修正方案, 此方案将网络的疏密特性与完全车轮子网的构建过程实现了联合优化。

在分布式子网构建方案中, 本文提出了车轮子网的仿生模型, 并基于此提出了基于细胞繁殖思想的子网构建方案。网络中的各个节点通过彼此之间的消息交互经过两次繁殖过程完成了子网的构建。分布式系统的控制的关键是信令的管理, 本文给出了整个子网构建过程中所有的信令消息的传递过程, 并给出了网络中的节点响应各类消息的状态机。其中, 本文还提出了车轮子网拓扑信息的编码方案。本章将所述的子网构建方案应用于三种国家级主干网络上进行仿真实验, 结果显示本文所提的子网构建方案是完全可行的。

本章另一方面突出的工作是创新性地提出可以应对网络拓扑变化的子网生长方案。文中首先证明了车轮子网内 Hamilton 回路存在的两个充分条件, 并在此基础上提出车轮子网在增加链路或是节点的情况下可以自适应地构成新的子网, 这使得以车轮子网为基础的分布式子系统的动态性和智能性大大增加。

## 第五章 基于车轮子网的恢复技术

### 5.1 引言

一个通信网络技术水平的体现不单限于如何为用户提供业务服务,更表现在网络是如何应对突发故障的,即网络故障的恢复。这正如一个国家尖端的技术一定会用于国防一样,生存性是其它各项事务的保证。经过前文大量的阐述和分析,本章将描述生存性技术中最为直接最为重要的一环,故障的恢复过程。故障恢复的具体过程因控制策略和恢复方案的不同而不同,但其主要流程却是大同小异,基本可如图 5-1 所示。

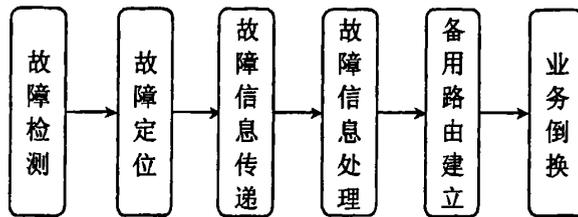


图 5-1 网络故障的恢复过程

Fig. 5-1 Restoration process of network failures

通信网络的故障检测主要可以分为两大部分,一部分是通过电域上的检测,相应的参量主要有误码率, LOS、LOF 以及其它各类码型错误;另一部分是在光域上的检测,目前相应的参量只有光功率、光信噪比和中心波长<sup>[142]</sup>。考虑到检测的快速性和准确性,光网络中最常用的故障检测方法是对光功率大小的实时检测。由于故障的传递性、检测机制的不完善性以及故障检测与故障传递之间的时差的原因使得故障的定位在光网络中成为一个难点。当在一个网络中发生光纤断裂和节点掉电等故障时,相关的节点和检测点均要产生告警,即情况往往是一处发生故障,网络中多处产生告警。这就需要有一套复杂的算法,而且节点处理该信息时必须合理考虑故障传递与信息传递的时差问题,这在增加实现复杂度的同时也使时效性大打折扣。要解决上述问题就必须建立一套互动机制,有效地汇集可用信息并屏蔽无用信息,在既定的计算模式下进行故障判断和定位。故障信息的传递可以分为广播发送和目的发送两种方式,广播发送即将故障信息沿故障点向外无目的广播,目的发送是将故障信息按一定路由送至可以决策的节点。在集中式控制下故障信息都送至主控节点,在分布式控制下故障信息要求送至参与故障判断的节点群且每个节点都需要有故障过滤功能。故障信息处理是指控制节点根据汇集的故障信息对故障的发生、位置及种类进行逻辑判断,并启动故障重路由。网络保护方案在备用路由建立和业务倒换时很简单,只需要完成故障点的判

断后即可给出已经预置的路由,在备用路由的两端实施自动倒换即可。网络恢复就比较复杂了,首先它需要根据故障点来计算(或是判断)采用哪条备用路由,而后要对备用路由的各个节点进行资源配置直至光路建立和确认之后才可实施业务倒换。

由于前文已对外环保护方案做了较为详细的介绍和分析,本章将重点讨论网络恢复方案。此外,本章研究的重点在于光层的故障恢复,而不是业务层或是其它高层的故障恢复。在本章讨论车轮子网的恢复方案之前,要对正常工作通路的建立做一说明。在分布式网络中工作通路的建立可以采用各类动态路由协议,如通常采用的基于 Dijkstra 算法的 OSPF 协议,基于 DUAL ( Distributed Update Algorithm ) 算法的 EIGRP 协议等。在基于车轮子网结构的网络中也可以采用分级虚拟节点来实现分级路由,这在后续的多子网协同恢复中将给予描述。总之,在本文讨论车轮子网的恢复时认为用于网络业务正常运行的工作通路已建立成功,且每条通路按所属的子网都已明确划分为各个通路段由相应子网进行负责,各子网为所包含的每条通路段提供共享备用资源。一处网络故障可能会影响数个子网,因此当故障出现时,故障信息会在相关的每个子网中进行传递,各子网分别启动自己的恢复过程为辖内的受损通路提供重路由恢复。若子网利用自身内部的资源无法提供故障恢复时或是子网内部出现多处故障时,子网将向外部发出子网故障失效信号,相邻节点在分级虚拟节点的管理下将逐级启动子网间的协同恢复,直至恢复成功。在基于车轮子网的故障恢复中采用的总体控制策略是子网间实施分布式控制结合子网内实施集中式控制的方法。

本章将首先给出利用车轮子网进行故障检测和判定的实施方法,然后将重点描述根据车轮子网的拓扑特点而提出的环路分流共享恢复方案。文中在对环路分流技术的基本概念稍作介绍之后,将给出此方案在基于链路和通路两种情况下的工程化算法、ILP 优化模型以及仿真实验。文中将环路分流技术与 PWCE 技术相融合提出一种应用于车轮子网的资源配置方法。本章还将对车轮子网的动态恢复和子网间的协同恢复进行分析。在本章的最后,将给出车轮子网的硬件实验平台的构建方法和硬件实验系统的工作描述等。

## 5.2 故障的判定

此处故障的判定包括故障的检测、定位及故障信息的传递和处理。由于每个车轮子网具有高度的自治性,所以可以使其在内部快速地完成故障的判定,且所有故障信息汇总至中心节点,由中心节点根据子网内部资源情况统一安排备用路由。车轮子网故障的判定方法可以分为以下六个步骤:

1. 距离故障点最近的节点  $n_d$  (可能是故障链路的邻节点,也可能是故障节点的邻节点)通过对光功率的检测探测出光层发生故障后,向外部发送故

障发现消息(FDM), 正式启动故障恢复。FDM 的消息格式为①消息种类标识 (MI); ②始发节点标识 (OI) ③已探测出的相邻故障节点 (FN) ④沿途节点序列 (TL)。

2. 若  $n_d$  是辐节点则直接将 FDM 传至中心节点, 反之 FDM 就沿子网外环传播, 至第一个与可用辐链路相连的辐节点时 FDM 沿此辐链路传至中心节点。
3. 中心节点收到 FDM 后启动故障重路由, 同时沿 FDM 消息域中的传播路径反向向  $n_d$  发送接收通知消息(RIM), RIM 的消息格式为①消息种类标识 (MI); ②目标节点标识 (GI) ③路由节点序列 (RN)。
4. 若  $n_d$  收到 RIM 消息则等待恢复; 若  $n_d$  收到自身发出的 FDM, 则说明中心节点出现故障或是辐链路全部损坏, 则向相邻子网发送本子网失效消息(SIM), SIM 的消息格式为①消息种类标识(MI); ②始发节点标识(OI) ③本子网中心节点标识(CI); 若  $n_d$  在限定的时间内没有收到 RIM 消息, 则说明子网内出现多点故障已使子网瘫痪, 也向相邻子网发送 SIM。时限长度很显然可以设置为信息环子网外环两周所需的时间。
5. 若中心节点发现无可调度的路由资源时, 表示子网出现的多处故障已超出子网的恢复能力, 此时中心节点向全子网内及相邻子网发送 SIM。
6. 当子网中一节点收到相邻子网发来的 SIM 时, 直接将此消息转至本子网的中心节点, 以启动多子网协同恢复。

上述 FDM 消息中的第二至第四消息域的组合可视为故障信息的编码, 利用它的信息可构建子网故障部分的残缺拓扑图, 中心节点将此残缺拓扑与完整拓扑相比较可实现故障信息的解码, 从而可同时进行多点故障判定。车轮子网内部故障的判定方法, 既简单又高效, 它不仅可应用于单点故障也可应用于多点故障, 不仅可应用于链路故障也可应用于节点故障, 这也反应出车轮子网拓扑结构的一大优点。下文将结合几类故障实例对判定方法的应用加以解释。

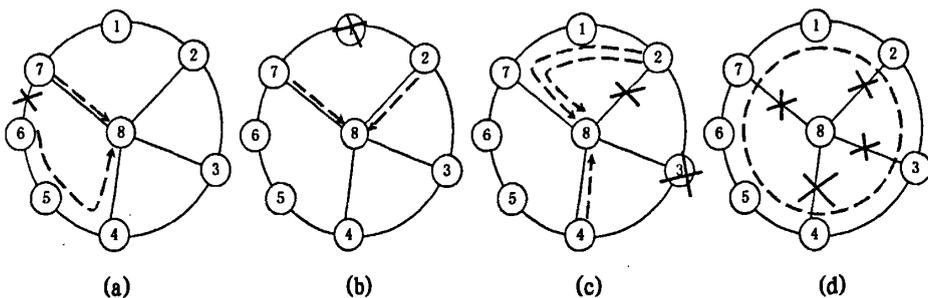


图 5-2 网络故障的判定

Fig. 5-2 Verdict of network failures

图 5-2(a)中所示的是一个单链路故障，故障发生在链路 6-7，相邻节点 6 和节点 7 同时探测到此故障并向外发送 FDM，消息的传递路线如图中所示，汇集至中心节点 8 的 FDM 分别为  $[FDM][6][7][6,5,4]$  和  $[FDM][7][6][\emptyset]$ ，中心节点 8 分别沿通路 8-7 和 8-4-5-6 反向发送 RIM，其内容分别为  $[RIM][6][8,4,5,6]$  和  $[FDM][7][8,7]$ ，节点 6 和 7 收到此消息后等待故障恢复。图 5-2(b)中所示的是一个单节点故障，节点 2 和 7 分别探测到 1-2 链路和 7-1 链路出现光功率异常，随即向中心节点发送  $[FDM][2][1][\emptyset]$  和  $[FDM][7][1][\emptyset]$ ，同理中心节点 8 返回 RIM。图 5-2(c)和图 5-2(d)所示的是多点故障，本文以图 5-2(c)为例对残缺拓扑编码过程做一说明。图 5-2(c)所示的故障发生后汇集至中心节点 8 的故障发现消息共有 3 个，分别为  $[FDM][2][8][1,7]$ 、 $[FDM][2][3][1,7]$  和  $[FDM][4][3][\emptyset]$ ，FDM 的消息域在节点 8 中视为故障信息的编码，相应构成的残缺拓扑为 [2-8,2-3,3-4]，中心节点 8 内存储的原有子网的拓扑信息为 [0, 8, 4, 1, F2, F3, F4, 5, 6, F7]，由于辐链路 3-8 正常，但中心节点 8 却没收到节点 3 传来有关链路 2-3 或是 3-4 的消息，所以可以判断节点 3 出故障，此外还有链路 2-8 的故障。在具体的硬件实现中，每个子网内针对各种故障有一个故障编码列表，通过查表搜索可以实现故障信息的译码，进而实现快速的多点故障判定。图 5-2(d)所示的多点故障将导致中心节点与外部通信中断，使子网控制功能瘫痪，节点 2,3,4,7 发出的 FDM 都将返回自身，此时节点 2,3,4,7 向相邻子网发送 SIM，如节点 2 的 SIM 消息格式为  $[SIM][2][8]$ 。收到此消息的相邻子网在更大的网络范围内启动协同恢复。

本判定方法改变了以往常用的故障消息广播机制，避免了故障消息的无序泛滥。上述判定方法中的故障消息定向传播不受故障类型限制，一概由外环转向辐链路并汇集于中心节点，多点故障的探测可一次完成。

### 5.3 环路分流共享恢复方案

故障恢复技术通过为工作路由寻找备用路由，并为备用路由配置网络资源，进而通过节点连接配置来实施对受损网络业务的修复，它与传统的保护技术相比最大的优点在于网络资源冗余量小，这得利于恢复技术通过信息的整合与管理可以针对网络拓扑和网络业务这两个方面进行资源配置优化。目前国内外研究的恢复技术主要可分为两大类：动态恢复和预先配置恢复。动态恢复是在故障出现后才启动备用路由的寻找和配置，而预先配置恢复是在故障发生前就已经为网络业

务预先安排备用路由,故障后只需对沿途节点进行配置即可激活备用路由。动态恢复以信息广播的方式可在网络内动态搜索各种空闲资源用以组建备用路由,这使得动态恢复可以获得很好的资源利用率且备用路由选择灵活;但另一方面,这也使动态恢复需要较长的动作时间,此外由于事先对故障没有防护准备,网络内空闲资源在故障点处的分布可能不足以构成备用路由,从而导致故障恢复失败。预先配置恢复可以事先根据网络业务的负载状态进行备用资源预留,更为重要的是可以使处于不同 SRLG 中的网络业务可以共享备用资源。预先配置恢复以优化管理的复杂性为代价换来了资源利用率和恢复时间两方面性能的综合提高。这种复杂性与节点的运算能力成反比,与网络规模成正比,在车轮子网这种具有集中控制运算能力且规模小巧的网络结构中,预先配置恢复技术大有用武之地。

### 5.3.1 环路分流方案概述

目前常用的恢复方案有基于链路的共享恢复和基于通路的共享恢复,本文已在第二章对这两种方案进行了详述,此处我们根据这两种方案的特点对其在车轮子网中的应用效果作一分析。基于链路的共享恢复方案本身固有的不足是资源利用率不高,这种不足在车轮子网内依旧存在。基于通路的共享恢复方案资源利用率高的优点是基于资源共享实现的,而资源共享又是基于工作路由相互分离不重叠实现的,但在车轮子网中由于子网规模较小,这使得经过子网的工作路由常常会相互重叠,从而使资源共享受到一定的制约。为了更好的发挥车轮子网的优良性能,我们还应采用前文中提到的依据网络拓扑特点来设计生存性技术的总体方针来解决问题,车轮子网最明显的拓扑特点就是网中套环、环中套环,所以本文以环路生存性技术为切入点进行研究,并提出了一种环路分流共享恢复方案(Ring Distributary Shared restoration, RDS)。

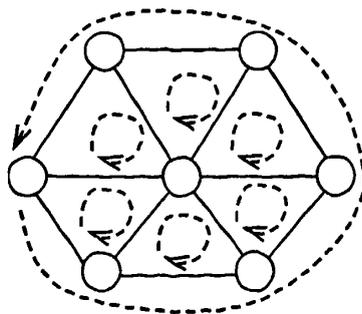


图 5-3 CDC 在网络保护中的应用

Fig. 5-3 Application of CDC in network protection

由于 RDS 是受双圈覆盖的设计思想启发而设计的,所以在解释环路分流的观念之前,我们先讨论一下双圈覆盖(CDC, cyclic double cover)问题<sup>[143]</sup>: 在一个

连接度不小于 2 的图中存在环路集合, 此环路集合可以使图中的每条边都有两条环路经过且只经过一次。CDC 最初是图论中一个比较著名的猜想, 后得到证明成为定理。有关利用 CDC 进行网络保护的研究也有报道, 如图 5-3 所示, 每个网格构成一个环, 网络的外围边构成一个环, 若为有向的双圈覆盖, 则其方向的设置为每个网格的环方向一致, 外围边的环方向与之相反。这样可以用 100% 的资源冗余量实现对网络每条链路的保护。

本文提出的 RDS 方案可以链路为恢复单元进行设计, 也可以通路为恢复单元进行设计, 两者都沿用了 CDC 中环路覆盖的思想, 为每条链路或通路按就近最短路径原则寻找一个或两个环路, 然后将环路中的资源冗余量按一定的比例一次或多次分流至多个环路中, 使网络各处备用资源负载平衡, 以求资源的充分共享进而可以提高恢复方案的资源利用率。RDS 实施的关键一环是资源的分流配置, 本文以基于链路的环路分流方案中单一链路的备用资源配置方法为例作一说明。如图 5-4(a)所示, 辐链路 1-7 中工作业务的网络资源量为  $M$  ( $M$  可以是波长数目也可以是波段数目或是其它粒度的容量单位), 若以 1-2-7-1 和 1-6-7-1 两个环路来覆盖 1-7 链路的话, 那么在通路 1-2-7 和 1-6-7 上分别预留  $M/2$  的备用资源就保证 1-7 的故障恢复。再进一步如图 5-4 (b)所示, 2-3-7-2 可以构成单环路, 那么链路 2-7 上的冗余量就分流一些到通路 2-3-7, 比如 2-7 链路和 2-3-7 通路上各预留  $M/4$ , 同理 6-7 链路和 6-5-7 通路也各预留  $M/4$ , 其物理意义是用 1-2-7-1, 1-6-7-1, 1-6-5-7-1 和 1-2-3-7-1 四个环来覆盖 1-7 链路, 每个环上预留的备用资源为  $M/4$ 。再分流下去如图 5-4 (c)所示, 3-7 链路分流  $M/8$  冗余量至通路 3-4-7, 5-7 链路分流  $M/8$  冗余量至通路 5-4-7, 这样就可以构建 1-2-7-1, 1-6-7-1, 1-6-5-7-1, 1-2-3-7-1, 1-6-5-4-7-1 和 1-2-3-4-7-1 共六个环来覆盖 1-7 链路, 其前两个环的备用资源为  $M/4$ , 后四个环的备用资源为  $M/8$ 。图 5-5 给出外环链路 1-2 的分流配置过程, 其原理相似, 不再赘述。

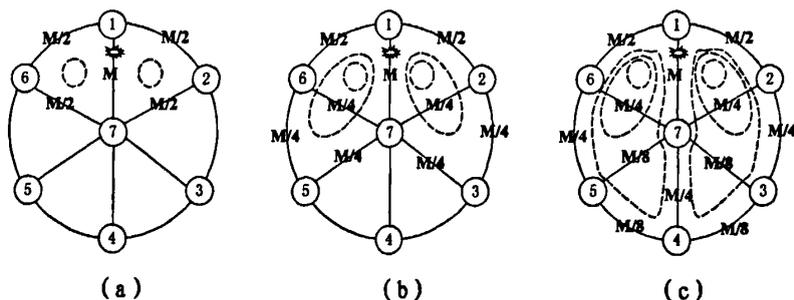


图 5-4 环路分流技术中的备用资源配置方法 (1)

Fig. 5-4 Backup capacity setting in RDS (1)

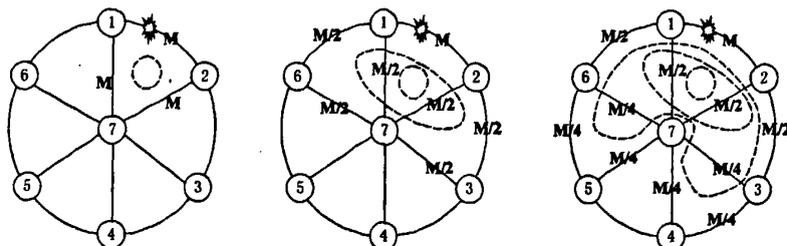


图 5-5 环路分流技术中的备用资源配置方法 (2)

Fig. 5-5 Backup capacity setting in RDS (2)

在 RDS 中每条链路的备用资源分布较广，从单条链路的备用资源来看其冗余量高达 100%以上，但这种资源的分散分布极大地提高了备用资源的共享程序，从而使全网整体资源的冗余量大幅下降。RDS 中每次资源分流的比例可以按需调整，可以采用上文示例中的二分法，也可以采用其它任何一种 M:N 比例。如图 5-6 所示，为保证 1-7 链路中 32 个网络业务的正常故障恢复，图 5-6(a)的备用资源配置采用了二分法；图 5-6(b)采用了五环覆盖，各环的备用资源用量分别为 1-2-7-1 环 8 个、1-2-3-7-1 环 6 个、1-6-7-1 环 10 个、1-6-5-7-1 环 6 个和 1-6-5-4-7-1 环 2 个；图 5-6(c)采用了六环覆盖，各环的备用资源用量分别为 1-2-7-1 环 12 个，1-6-7-1 环 6 个，1-6-5-7-1 环 3 个，1-2-3-7-1 环 5 个，1-6-5-4-7-1 环 3 个和 1-2-3-4-7-1 环 3 个。

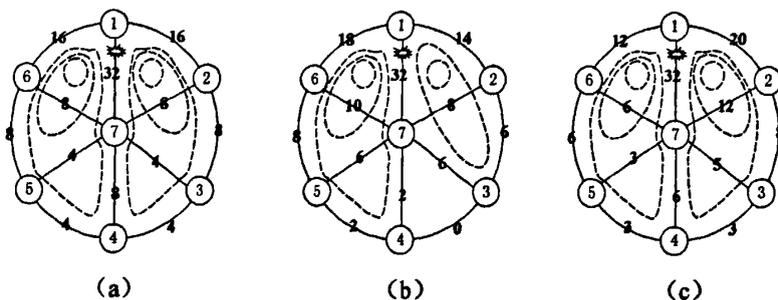


图 5-6 环路分流技术中的备用资源配置方法 (3)

Fig. 5-6 Backup capacity setting in RDS (3)

RDS 的分流次数可以根据实际的网络业务负载设置不同的数值。当网络负载轻时其备用资源重叠不足，此时可以不分流或是只分流一次；当网络负载重时其备用资源存在大量重叠，所以可增加分流次数，这样就可以保证网络资源利用率一直处于一个较高的水平。由此可见，RDS 是一种可以根据网络负载进行动态调整的恢复方案，这应该是恢复技术的进步。

图 5-6 还反映出另外一个信息，即环路分流方式的多样性决定了 RDS 的最佳资源配置是可以通过运筹算法进行寻优求解的，所以 RDS 不仅可以采用简单规则以符合现有网络建设中的工程应用，也可以通过集中管理的优化配置来实现

智能网络中资源的合理调度。本文先对基于链路的 RDS 在车轮子网中的简化应用规则作一叙述, 然后给出了基于链路的 RDS 在车轮子网中的优化数学模型。

### 5.3.2 基于链路的 RDS 的工程化应用算法

基于简单方便的实用目的, 此工程化算法采用二分法进行备用资源分流。

- 1A. 在一个车轮子网 SN 中, 若为一个包含网络业务量为  $M$  的外环链路  $L_i$  设计备用路由时, 先在  $L_i$  的两个端点间利用 SP 算法求解除此链路外的一条最短通路  $K_i$ , 在  $K_i$  的每条链路上都预留  $M$  个单元的备用资源。根据车轮子网的拓扑结构可以很清楚地判断出  $K_i$  包含有与  $L_i$  相邻的两个辐链路  $L_{s1}$  和  $L_{s2}$ , 将  $L_{s1}$  和  $L_{s2}$  纳入待分流链路集合  $D_L S$ ,  $D_L S = \{L_{s1}, L_{s2}\}$ 。
- 1B. 若为一个包含网络业务量为  $M$  的辐链路  $L_j$  设计备用路由时, 在  $L_j$  的两个端点间利用 SP 算法求解除此链路外的两条最短通路  $K_{j1}$  和  $K_{j2}$ , 在  $K_{j1}$  和  $K_{j2}$  的每条链路上都预留  $M/2$  个单元的备用资源。 $K_{j1}$  和  $K_{j2}$  分别包含有与  $L_j$  相邻的辐链路  $L_{s1}$  和  $L_{s2}$ , 将  $L_{s1}$  和  $L_{s2}$  纳入待分流链路集合  $D_L S$ ,  $D_L S = \{L_{s1}, L_{s2}\}$ 。
2. 逐个从  $D_L S$  取出待分流链路, 将待分流链路中的备用资源预留量减半, 同时在待分流链路的两个端点间求解除此链路外的一条最短通路  $K_k$ , 求解时, 链路的选用范围只限于未为  $L_i$  或  $L_j$  提供备用资源的链路, 在  $K_k$  的每条链路中预留备用资源, 预留量为待分流链路中的原有备用资源预留量的一半。将  $K_k$  中包含有一条与待分解链路相邻的辐链路  $L_{si}$ , 将  $L_{si}$  纳入待分流链路集合  $D_L S$ 。
3. 重复第 2 步, 直至子网 SN 中的每条辐链路都预留有为恢复  $L_i$  的备用资源, 若一条链路被两条待分流链路同时分流备用资源时, 若恢复对象是辐链路则该链路上备用资源的预留量为两份分流量之和, 若恢复对象是外环链路则清空此链路上的备用资源。
4. 上述前三步的备用资源预留量可以说是准预留量, 最终的确定是由本步骤来实现的。由于对于单链路故障而言, 各链路之间都不属于同一个 SRLG, 所以各链路分布于全网中的备用资源可以充分共享, 每个链路上最终备用资源预留量是该链路为其它单一链路提供备用资源预留量的最大值。至此, SN 中所有备用资源的预留工作完成。
5. 关于恢复通路的确定: 中心节点对每条链路备用资源的分流状态进行存储, 故障发生后由中心节点按分流路径及分流量进行备用路由的配置即可。

### 5.3.3 基于链路的 RDS 的优化模型

基于链路的 RDS 优化是中心节点根据子网承担的网络业务负载在子网内利用优化模型将备用资源实施最佳分流, 以保证获得最低的资源冗余度。此优化模

型中所需要的指示符说明如下:

$G_{SN}(N, L)$ : 所研究的车轮子网, 由  $N$  个节点和  $L$  条边构成;

$C$ : 是整个子网预留的备用资源总量;

$W_i$ : 第  $i$  条链路上承载的网络业务量;

$e_j$ : 备用路由使用第  $j$  条链路的代价值;

$P_i$ : 第  $i$  条链路两端点之间除此链路之外所有的通路的集合,  $P_i = \bigcup_{k=1}^K P_{i,k}$ ;

$CP_{i,k}$ : 通路  $P_{i,k}$  上分流获得的备用资源预留量;

$\gamma_{i,k,j}$ : 若通路  $P_{i,k}$  经过第  $j$  条链路, 则  $\gamma_{i,k,j} = 1$ ; 否则  $\gamma_{i,k,j} = 0$ ;

$C_{i,j,k}$ : 通路  $P_{i,k}$  在第  $j$  条链路上的备用资源预留量;

$C_{i,j}$ : 第  $j$  条链路上为恢复第  $i$  条链路预留的备用资源总量;

$C_j$ : 第  $j$  条链路上预留的备用资源总量;

优化模型的目标函数:

$$MIN(C) = MIN \left\{ \sum_{j=1}^L e_j \cdot C_j \right\}; \quad (5.1)$$

约束条件:

$$(1) CP_{i,k} \leq W_i; \quad (5.2)$$

$$(2) C_{i,j,k} = CP_{i,k} \cdot \gamma_{i,k,j}; \quad (5.3)$$

$$(3) C_{i,j} = \sum_{k=1}^K (C_{i,j,k}); \quad (5.4)$$

$$(4) C_j = MAX(C_{i,j}), (\forall i = 1, 2, \dots, L); \quad (5.5)$$

$$(5) \sum_{k=1}^K P_{i,k} = W_i; \quad (5.6)$$

此优化模型是一个 ILP 整数线性规划模型, 其约束条件 1 表示每个备用路上的备用资源预留量的上限是被保护链路的网络业务量; 约束条件 2 和 3 表示链路  $j$  中为链路  $i$  所预留的备用资源量是链路  $i$  在链路  $j$  中分流量的总和; 约束条件 4 表示第  $i$  条链路上预留的备用资源总量是该链路上为某单一链路提供备用资源

的最大值, 由于共享的存在可以将第  $i$  条链路上为其它链路提供的小于此最大值的备用资源略去不计; 约束条件 5 表示为保护第  $i$  条链路而设置的所有通路, 其各自分流的备用资源量之和与链路  $i$  的网络业务量相同, 这可以保证每条链路中网络业务都可以得到 100% 的恢复。

上述的优化模型是在所有工作通路都已确定的情况下, 对备用资源进行的优化配置, 这种 ILP 模型也可以应用于动态的资源配置中, 即根据网络业务的增减变化, 随时利用模型来进行资源调整。在恢复技术研究中, 人们常常将备用路由和工作路由由同时考虑进行统一优化, 以进一步减少网络资源的占用总量, 上文中基于链路的 RDS 优化模型作一修改也可以实现统一优化, 如下所述。

$S$ : 是整个子网中网络资源的使用总量;

$W$ : 是整个子网中工作路由占用的资源总量;

$T$ : 车轮子网  $G_{SN}(N, L)$  中承载的网络业务量, 即业务节点对数, 以  $t$  记数;

$NW_t$ : 第  $t$  个业务节点对承载的业务量;

$f_i$ : 工作路由使用第  $i$  条链路的代价值;

$Q_t$ : 第  $t$  个业务节点对之间除工作通路外所有通路的集合,  $Q_t = \bigcup_{m=1}^M Q_{t,m}$ ;

$\eta_{t,m}$ : 若  $Q_{t,m}$  作为工作通路, 则  $\eta_{t,m} = 1$ , 否则  $\eta_{t,m} = 0$ ;

$\mu_{t,m,j}$ : 若通路  $Q_{t,m}$  经过第  $j$  条链路, 则  $\mu_{t,m,j} = 1$ ; 否则  $\mu_{t,m,j} = 0$ ;

统一优化模型的目标函数:

$$MIN(S) = MIN(C+W) = MIN \left\{ \sum_{j=1}^L (e_j \cdot C_j) + \sum_{i=1}^L (f_i \cdot W_i) \right\}; \quad (5.7)$$

约束条件: (1)-(5) 沿用式 (5.2)-(5.6);

$$(6) \quad W_i = \sum_{t=1}^T (NW_t \cdot \eta_{t,m} \cdot \mu_{t,m,j}), \quad (\forall m=1, 2, \dots, M); \quad (5.8)$$

这种备用资源和工作资源统一优化虽然可以提高网络资源的利用率, 也尽管在国内外对此研究者较多, 但本文并不十分认同这种优化方案, 究其原因有三:

1. 统一优化方案中资源的节省必然是以选择工作通路时放弃最短路由为代价的。在规划设计时不能为节省网络资源, 而给网络增加运营或服务的代价。网络资源的配置首先应该满足的是正常网络业务的快捷有效传输, 其次才是性能的改善。
2. 统一优化方案由于同时兼顾工作通路和备用通路的寻优, 使得优化算法

的复杂度成倍增加，而获得的资源减少量却有限。

3. 统一优化算法看似花团锦绣，但其实用性不足，特别是在较大规模的网络中欲快速实现端到端的统一优化实属不易；另一方面，统一优化方案由于要信赖离线计算进行寻优，其动态性也很难达到。

综上，本文认为合理的资源配置策略应该是先以最短路由为网络业务提供工作路由，然后再以此为基础对备用资源的配置实施优化。

### 5.3.4 基于通路的 RDS 的工程化应用算法

基于通路的 RDS 和基于链路的 RDS 两者的设计思想是一致的，只是前者是以链路为恢复对象而后者则是以工作通路为恢复对象。人们习惯认为链路和通路只是所研究的物理路径长度的不同，但本文在这里想重申一下，链路和通路两者更深层的不同在于前者是基于拓扑的研究，而后者是基于业务的研究。基于通路的 RDS 的工程化算法如下所述：

1. 在车轮子网 SN 中，若为一个业务量为 M 的工作通路  $P_i$  设计备用路由时，在  $P_i$  的两端节点间利用 SP 算法求解除此通路外的一条最短通路  $K_i$ ，在  $K_i$  的每条链路上都预留 M 个单元的备用资源。 $K_i$  中包含的所有辐链路  $L_s$  都纳入待分流链路集合  $D_L S$  中。
2. 若  $D_L S$  为空，则直接跳至第 4 步；反之则逐个从  $D_L S$  取出待分流链路，并在待分流链路的两个端点间求解除此链路外的一条最短通路  $K_k$ ，求解时链路的选用范围只限于未为  $P_i$  提供备用资源的链路。若  $K_k$  无解则跳至第 4 步；否则将原有待分流链路中的备用资源预留量减半，并在  $K_k$  的每条链路中预留备用资源，预留量为待分流链路中的原有备用资源预留量的一半。将  $K_k$  中包含的所有辐链路再次纳入待分流链路集合  $D_L S$ 。
3. 重复第 2 步，直至子网 SN 中的每条辐链路都预留有为恢复  $P_i$  的备用资源，若一条链路被两条待分流链路同时分流备用资源时，则该链路上备用资源的预留量为两份分流量之和。
4. 这里注意上述前三步的备用资源预留量可以说是准预留量，最终的确定是由本步骤来实现的。工作通路的备用资源的共享原则是，只有不处于同一个 SRLG 的工作通路才能共享备用资源。据此，SN 中链路 i 中备用资源最终的预留量的计算方法是先在链路中按是否处于同一个 SRLG 将工作通路分为彼此之间存在交集的  $S=\{S_1, S_2, \dots, S_i, \dots\}$  个集合，逐个计算出链路 i 中为  $S_i$  预留的备用资源总和  $C(S_i)$ ，然后取最大值  $\text{MAX}\{C(S_i)\}$ ，作为链路 i 中的备用资源预留量。
5. 关于恢复通路的确定：中心节点对每条通路的备用资源的分流状态进行存储，故障发生后由中心节点按分流路径及分流量进行备用路由的配置即可。

### 5.3.5 基于通路的 RDS 的优化模型

本文只讨论在工作通路已定的情况下的基于通路的 RDS 的优化模型，为了叙述简单，此处与上文模型中相同的指示符直接使用而未做说明。

$CQ_m$ : 通路  $Q_m$  上分流获得的备用资源预留量;

$D_{i,m,j}$ : 通路  $Q_m$  在第  $j$  条链路上的备用资源预留量;

$\xi_{i,m,j}$ : 若通路  $Q_m$  包含链路  $i$ , 则  $\xi_{i,m,j} = 1$ ; 否则  $\xi_{i,m,j} = 0$ ;

$F_{i,j}$ : 第  $j$  条链路上为恢复链路  $i$  所预留的备用资源总量;

优化模型的目标函数与式(5.1)相同

$$\text{约束条件: (1) } CQ_m \leq NW_i; \quad (5.10)$$

$$(2) D_{i,m,j} = CQ_m \cdot \mu_{i,m,j}; \quad (5.11)$$

$$(3) F_{i,j} = \sum_{m=1}^M \sum_{i=1}^T (D_{i,m,j} \cdot \xi_{i,m,j}); \quad (5.12)$$

$$(4) C_j = \text{MAX}(F_{i,j}), (\forall i=1,2,\dots,L); \quad (5.13)$$

$$(5) \sum_{m=1}^M CQ_m = NW_i; \quad (5.14)$$

由上可以看出，基于通路的恢复技术在路由选择问题上是从网络业务的角度来研究的，而在后期的资源统计时，出于计算简单的考虑还是基于链路来操作的。

### 5.3.6 RDS 方案中子网间的资源共享

上述的各类 RDS 应用方案都是以一个车轮子网为研究范围的，若以大网为研究对象，RDS 方案的全网资源冗余度还可以进一步下降，这是因为一个子网可能与相邻子网之间存在共用的外环节点和外环链路，这就给予网间的资源共享提供了条件。如图 5-7(a)所示的网络可以划分为两个车轮子网，分别如图 5-7(b)和图 5-7(c)所示。现在两个子网中分别有两段工作路由 2-3 和 3-7，相应的业务量分别为 8 和 16，按基于链路的 RDS 方案，两个子网内的备用资源配置情况如图 5-7(b)和图 5-7(c)所示，两个子网的共用外环链路是 3-6 和 6-9，其中链路 3-6 在第一子网中为恢复链路 2-3 预留了 4 个备用资源，在第二个子网中为恢复 3-7 预留了 8 个备用资源；链路 6-9 在第一子网中为恢复链路 2-3 预留了 2 个备用资源，在第二个子网中为恢复 3-7 预留了 8 个备用资源。由于 2-3 和 3-7 不属于同一

SRLG, 所以链路 3-6 和 6-9 可以直接共享二者为两个子网预留的备用资源, 大网的备用资源配置情况如图 5-7(a)所示, 这样大网中的网络业务量是两个子网业务量之和, 而大网的备用资源是两个子网备用资源之和减去 6, 全网的冗余度得到再次优化。

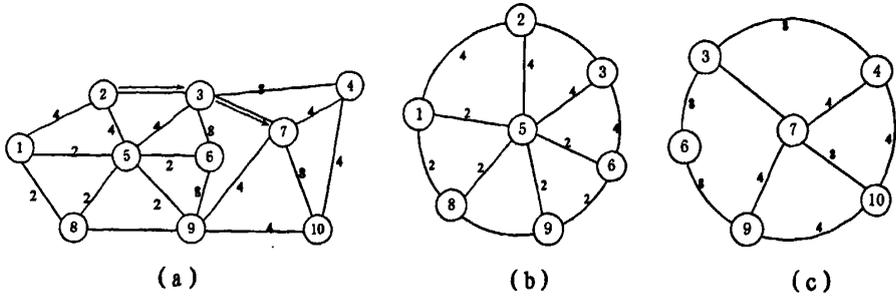


图 5-7 RDS 方案子网间的资源共享 (1)

Fig. 5-7 Capacity sharing between sub-networks in RDS (1)

若两个子网中的两段工作路由是 2-3-6 和 4-3-6, 相应的业务也分别为 8 和 16, 相应的两个子网内的备用资源配置情况如图 5-8 所示, 其中链路 3-6 在第一子网中为恢复链路 2-3 预留了 4 个备用资源, 在第二个子网中为恢复链路 4-3 预留了 8 个备用资源; 链路 6-9 在第一子网中为恢复链路 2-3 和 6-9 分别预留了 2 个和 4 个备用资源且两者共享, 链路 6-9 在第二子网中为恢复链路 4-3 和 6 分别预留了 8 个和 16 个备用资源且两者共享。因为链路 3-6 中为两个子网提供的备用资源的恢复对象分别是链路 2-3 和 3-4, 所以可以直接共享, 而链路 6-9 中由于为两个子网提供的备用资源的恢复对象有相同之处, 即都是链路 6-9, 所以不能共享, 只能将备用资源进行相加, 最终大网的备用资源配置情况如图 5-8(a)所示, 全网的备用资源为两个子网备用资源之和减去 8。

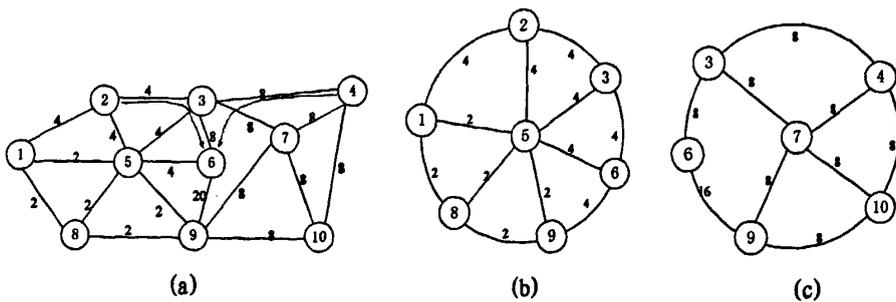


图 5-8 RDS 方案子网间的资源共享 (2)

Fig. 5-8 Capacity sharing between sub-networks in RDS (2)

## 5.4 动态恢复

在车轮子网内应用预先恢复技术,可以充分利用车轮子网的自主运算能力且对于类型既定的故障的恢复有保证,这得利于备用资源已经在故障发生前针对可能一些故障类型进行了预先配置。但在一些特定的情况下,如网络资源紧张、网络业务更替频繁时,预先配置恢复技术会显得有些应接不暇,此时较为合适的恢复技术是动态恢复。动态恢复技术有一个主要的特点,即自动地在当前资源中为网络故障找寻可代替路由,这既是个优点也是个缺点,说其是优点是因为动态恢复的自动寻路可以兼顾多点故障,说其是缺点是因为网络对资源存量不清楚,这可能会令自动寻路因资源不足变得无路可寻。不管怎样,动态恢复有其存在的道理和一定的应用需求,下文中将给出车轮子网中的动态恢复方案。

车轮子网的动态恢复按是否需要主控节点的支持分为集中式动态恢复和分布式动态恢复。在集中式动态恢复中,中心节点以 5.2 节中的方法收集故障信息,然后可以利用各类重路由方法在线进行备用路由的计算,并发出节点配置信令统一配置子网内节点的交叉连接以完成重路由建立。集中式动态恢复方案的恢复过程清晰明了,且采用已有技术,所以不再细述。本文将重点讨论车轮子网在无中心节点总控而采用全分布式信息交互时的动态恢复方案。国内外关于故障的分布式动态恢复有不少研究,其中近年来比较有代表性的文章是[144-147],这些算法都可直接应用于车轮子网中,本文此处结合车轮子网的拓扑特点给出一种基于通路的双向分布式恢复方案(PBDR, Pathed based Bidirectional Distributed Restoraion),以避免现有动态恢复方案中常常存在恢复时间无保证或是故障类型受限等问题。PBDR 是基于工作通路设计的,它只关心一个工作子通路在车轮子网中的出节点和入节点,无论此工作子通路所经过的链路或是节点出现故障,故障信息都统一传递至入节点和出节点,并由出节点和入节点通过信息对传来建立备用路由。

PBDR 的实施策略如下所述:

1. 当一个节点  $n_i$  检测到端口出现光功能异常时将启动故障恢复。节点  $n_i$  向外部广播故障出现消息(DFM), DFM 的消息格式为①消息种类标识(MI); ②始发节点标识(OI); ③受影响的工作子通路的出节点和入节点集合(FWS)。FWS 是所有经过故障端口的工作子通路的标识,每条工作子通路以出入节点对的形式设置在 FWS 中。
2. 节点  $n_i$  收到 FDM 消息,重复收到就放弃,节点  $n_i$  查看自身是否在消息域 FWS 中,若没有则继续向外广播,若有则进行至第 3 步。若节点  $n_i$  由于外围故障的原因成为悬挂顶点时,则放弃此消息。
3. 节点  $n_i$  检测到 FWS 中包含有自身,无论是作为入节点还是作为出节点,节点  $n_i$  都向外广播选路消息(DSM), DSM 的消息格式为①消息种类标识

- (MI); ②始发节点标识(OI); ③目标节点集合(GS), 是指以节点  $n_i$  为出节点或是入节点的工作子通路的另一端节点的标识; ④沿途节点序列(TL); ⑤沿途链路的备用资源存量(LS)。
4. 节点  $n_j$  收到 DSM 消息, 重复收到就放弃, 节点  $n_j$  查看自身是否在消息域 GS 中或是当前收到 DSM 消息是否与已收到的 DSM 消息含有相同的工作子通路节点对和不同的始发节点(利用消息域 OI 和 GS 来判断, 其目的是判断入节点与出节点的 DSM 是否相遇), 若没有则继续向外广播, 若有则进行至第 5 步。若节点  $n_j$  由于外围故障的原因成为悬挂顶点时, 则放弃此消息。
  5. 节点  $n_k$  通过 DSM 消息确认受影响的工作子通路之间还存在通路后, 将入节点发来的 DSM 中的消息域 TL 和 LS 与出节点发来的 DSM 中的消息域 TL 和 LS 进行汇总, 可得到一条自入节点至出节点的备用路由及此备用路由沿途各链路的备用资源余量。节点  $n_k$  将这些信息沿得到的备用路由向入节点发送备用路由发现消息(DBM), DBM 的消息格式为①消息种类标识(MI); ②目标节点标识(GI); ③备用路由节点序列(BL); ④备用路由沿途链路的备用资源存量(BLS)。
  6. 节点  $n_m$  收到 DBM 消息, 重复收到就放弃, 节点  $n_m$  查看自身是否和消息域 GI 一致, 若不同则继续向外广播, 若相同则进行至第 7 步。
  7. 节点  $n_{c1}$  收到发向自己的 DBM(可能是一个也可能是多个, 这由备用通路的数目决定), 节点  $n_{c1}$  把每个 DBM 的消息域 BL 和 BLS 分离出来组成备用路由并按消息收到先后顺序进行降序存储, 选出备用资源之和等于或是稍大于工作子通路业务量的前  $m$  条备用路由, 然后沿这些备用路由向出节点  $n_{c2}$  发送路由通知消息(DIM), DIM 的消息格式为①消息种类标识(MI); ②目标节点标识(GI); ③备用路由节点序列(BL); ④备用资源用量(BC)。沿途节点记录相连链路的备用资源用量并进行资源预留。
  8. 节点  $n_z$  收到 DIM 消息后, 沿消息域 BL 中的序列向下一节点传递, 若节点  $n_z$  与下一节点之间的链路的空闲资源量小于 BC 的值, 说明已经有其它工作子通路的备用路由已抢先占用此资源, 那节点  $n_z$  反向向出节点  $n_{c1}$  发送路由取消消息(DCM)并释放沿途的预留资源, DCM 的消息格式为①消息种类标识(MI); ②目标节点标识(GI); ③备用路由节点序列(BL)。
  9. 节点  $n_m$  收到 DCM 消息后, 在存储的备用路由集合中去除此无效备用路由, 继续按顺序选出满足备用资源用量的前  $m$  条备用路由(若节点  $n_m$  存储的备用路由已经不足于满足备用资源用量时, 则全部选中)并发出 DIM 消息。若节点  $n_m$  存储的备用路由全部无效时, 向外部广播本子网失效消息(SIM)。

10. 重复 8-9 步，直至节点  $n_m$  向外部广播 SIM 消息或 DIM 消息顺利到达节点  $n_{c2}$ 。
  11. 节点  $n_{c2}$  收到 DIM 消息后，向节点  $n_{c1}$  发送备用路由确认消息(DAM)，并沿途完成节点连接配置，DAM 的消息格式为①消息种类标识(MI)；②目标节点标识(GI)；③备用路由节点序列(BL)；④备用资源用量(BC)。
  12. 节点  $n_{c1}$  将收到的 DAM 消息进行汇集，若 BC 之和满足备用资源用量，则直接将受损业务全部切换至备用路由即可；若 BC 之和小于备用资源用量，则将具有较高优先级的受损业务切换至备用路由，其它业务放弃。
- PBDR 方案恢复过程的主要消息的传递示意图，如图 5-9 所示。

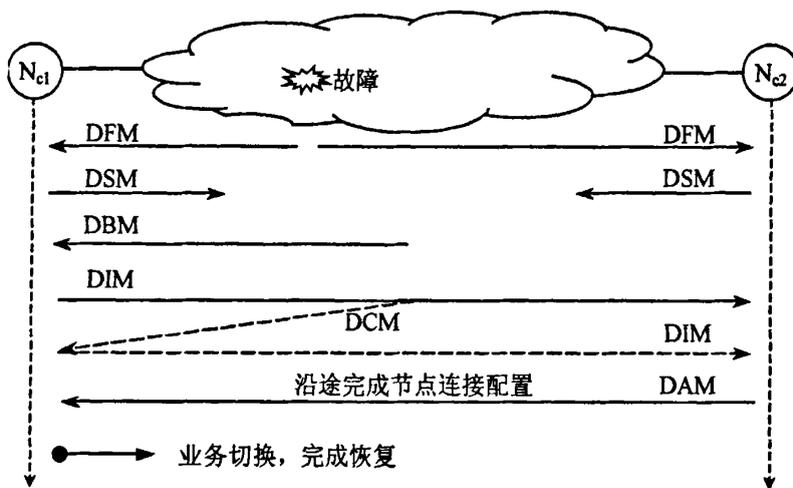


图 5-9 基于通路的双向分布式恢复方案的实施流程

Fig. 5-9 Operation process of PBDR

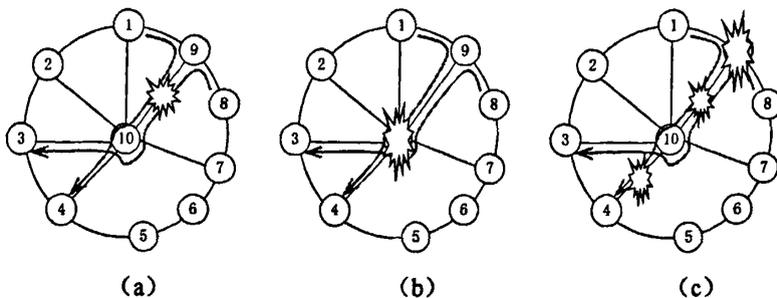


图 5-10 基于通路的双向分布式恢复方案的应用举例

Fig. 5-10 Illustration of PBDR

进一步，本文结合图 5-10 所示的子网示例对 PBDR 的恢复过程及恢复性能做一简要分析。图 5-10 所示的子网中承载有两条工作子通路 1-9-10-4 和 8-9-10-3。图 5-10 (a)中是单链路故障，节点 9 和 10 向外广播 DFM，节点 1, 8, 4, 3 收到后实

施路由寻找和确立,对于此类故障目前现有的各类动态恢复技术都可从容应对。图 5-10 (b)中是单节点故障,节点 1,2,3,6,4,7,9 向外广播 DFM,同样节点 1, 8, 4, 3 收到后实施路由寻找和确立,由此可见 PBDR 在实施恢复时可以不区分节点故障和链路故障,它只关心通路是否通畅。对于此类故障传统的 Sender-Chooser 方法是不能解决的。图 5-10 (c)中多点混合故障,节点 1,8,10,4 向外广播 DFM,同样节点 1, 8, 4, 3 收到后实施路由寻找和确立,在此我们注意一下故障消息的传递问题,对于通常的消息广播机制,如 Sender-Chooser 方法中的 Message\_Flooding,由于多点故障的出现可能致使故障消息传递的道路中断,即故障消息根本无法传播更谈不上故障的恢复了。在 PBDR 中当工作子通路中间出现多点故障时,中间的节点可能会因故障包围而无法向外传递信息,但这并不影响故障消息有效地到达目标节点,这是因为故障区域的最外层可以将故障消息传递至工作子通路的端节点,也就是说在 PBDR 中距离通路最近的故障点是有效的故障检测点而中间的故障点可以不予考虑,这使得 PBDR 可轻松应对多点故障。PBDR 在备用路由选择时,是在当前全子网有效备用资源范围内为子通路的出入节点对寻找路由而不仅仅是为子通路寻找替代路由,这样,原有的工作子通路中未受故障影响的链路还有可能继续被使用,如图 5-10(c)中工作子通路 8-9-10-13 就可以选择 8-7-10-13 来作为备用通路,这样就可以使子网内的资源充分得到利用。这种利用原有通路资源的思想在文献[148]中也有研究,被称为“Stub Reuse”。

本章至此给出了几种结合车轮子网拓扑结构而设计的恢复方案,我们换个角度思考问题,若将车轮子网从大网中剥离出来,那么每个车轮子网都是一个独立的通信网络,所以除了本章提出的恢复技术之外,目前其它所有已有的生存性技术,无论是保护技术还是恢复技术,都可以应用于车轮子网中,这一点至关重要,它从一个侧面也体现出车轮子网是一个独立的、可自治的分布式子系统。在实际的工程应用中,网络规划者可以根据网络建设成本、网络运营服务、网络维护要求以及网络管理人员的水平等综合因素来为车轮子网选择一种合适的生存性技术,车轮子网自身具有的局部快速寻优的优点将不会改变。

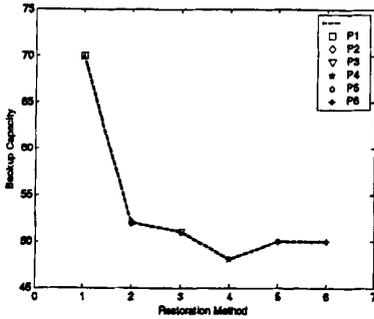
## 5.5 实验仿真

为了验证本章提出的几种恢复技术的有效性,现采用意大利网,美国网,中国和 ARPA2 网络作为实验网络,这四个网络也是 4.3.4 节中使用的实验网络,其拓扑结构分别如图 4-14、图 4-15、图 4-16 和图 4-17 所示。然后在这个四个实验网络中分别应用基于链路的 RDS 和基于通路的 RDS 恢复方案进行计算机实验仿真。整个仿真实验的设计内容如表 5-1 所示,其中由于动态恢复技术对资源要求的不确定性及其恢复时间不易进行统计分析,所以本文未对动态恢复进行仿真。

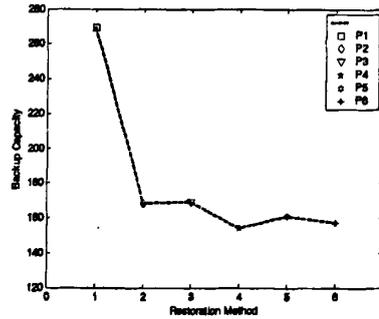
表 5-1 RDS 方案仿真实验的内容

Table 5-1 Simulation content of RDS

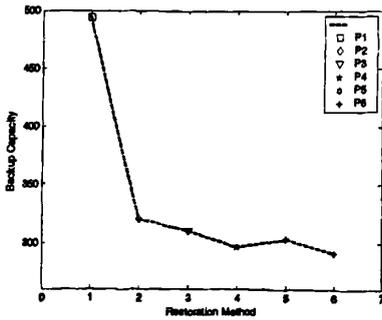
项目	内容					
实验网络	Net1		Net2		Net3	
	ARPA2		ITALYNET		CHNNET	
恢复方案	P1	P2	P3	P4	P5	P6
	基于链路 共享恢复	基于通路 共享恢复	基于链路 RDS 工程算法	基于链路 RDS 优化算法	基于通路 RDS 工程算法	基于通路 RDS 优化算法
网络业务	在实验网络中随机依次生成由源至宿的网络业务(以节点对数计量)					
	Network		业务量	平均工作通路跨度	工作资源占用量	
	Net1		30	2.12	63	
	Net2		80	3.04	243	
	Net3		120	3.76	452	
	Net4		120	4.85	582	
Net3 和 Net4 随机生成 60 对由源至宿的网络业务						
工作路由	采用 SP 算法预先生成					
检验内容	1、备用资源占用量；2、恢复时间；					



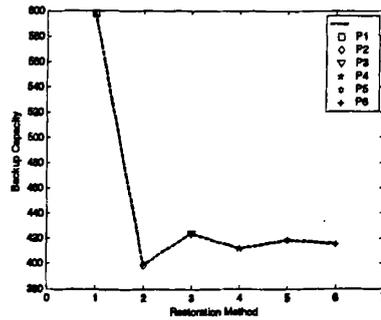
(a)



(b)



(c)



(d)

图 5-11 六种恢复方案在 100%链路恢复时的资源冗余度情况

Fig. 5-11 Capacity redundancy of six restoration scheme

上述的基于链路 RDS 和基于通路 RDS 的工程算法中的分流技术都是采用二分法。将此六种恢复方案分别应用于四个实验网络中,对于单链路故障提供 100% 恢复时网络资源的冗余度情况如图 5-11 所示。

由实验结果可以知,四个网络中基于链路的共享恢复的资源冗余度都保持在 100% 以上,基于通路的恢复和 RDS 的资源冗余度相差不大,且大都保持在在 70% 左右。此外,基于通路的 RDS 和基于链路的 RDS 在性能上相差较小,特别是两者的优化算法几乎接近,其原因是子网对于同一工作业务进行备用配置时,无论是基于链路的还是基于通路的,都是在全子网内进行优化。RDS 的工程化算法与优化算法的备用资源占用量的最大差距也在 10% 以内。综上,对此,RDS 的资源使用情况的仿真结论为:RDS 方案与传统的基于通路的恢复方案的备用资源占用量大体相当,有时还优于基于通路的恢复方案;基于通路的 RDS 与基于链路的 RDS 两者之间的资源占用情况大体相当,且两者的工程算法与 ILP 优化算法得到的备用资源占用情况也大体相当,因此综合考虑算法实现的复杂度与网络资源的占用量两方面因素,基于链路的 RDS 的工程化算法是一种比较有优势的恢复方案。

下文将 RDS 的恢复时间做一粗略估算。仿真假设如下:

- 四个实验网络中每条链路长度为 100km,则信号在链路上的时延约为 0.5ms;
- 故障相邻节点的反应时间及信息处理时间设置为 1ms;
- 每个节点用于连接配置的时间为 50ms,此值是一个大家所接受的公认数据;
- 故障从发现至传递至中心节点假设途经 2.5 个链路,此值略大于实验网络的子网中任意一个节点至中心节点的平均链路距离长度,这是由于链路故障不能直接传至中心节点的原因,则故障信息传至中心节点需 1.25ms;
- 中心节点的反应时间约为 1ms;
- 中心节点将节点配置信息同时传至各节点的平均时间为 2ms,它包括了沿途节点的信息处理时延和链路传输时延;

四个实验网络采用 RDS 方案的恢复时间情况如表 5-2 所述。

表 5-2 RDS 方案的恢复时间情况

Table 5-2 Restoration time of RDS

Network	平均跳数	最大跳数	平均恢复时间
ARPA2	2.964	5	<i>约 55ms</i>
ITALYNET	4.601	7	
USANET	5.612	8	
CHNNET	6.289	8	

至此，本文由上表给出 RDS 一个最大的恢复优势，即 RDS 拥有接近 APS 的恢复速度。无论网络规模的大小或是分流路由的跳数长短，RDS 的恢复时间都在几十毫秒的量级上，其原因主要在于以下三个方面：

- I. 分布式子网的恢复策略几乎使恢复时间与网络规模之间的相关性完全丧失。
- II. 车轮子网的拓扑结构使故障信息汇集通路的长度限制在一个很小的范围，它的最大值是车轮子网的一个胚的边长减 1。
- III. 车轮子网利用辐链路将恢复信息快速传遍整个子网，各相关节点同时启动端口的连接配置，这样一条备用通路的配置时间只相当于一个节点的配置时间。

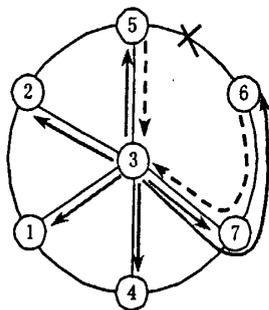


图 5-12 RDS 方案快速恢复说明

Fig. 5-12 Illustration of fast restoration of RDS

最后本文以一个图例来说明 RDS 能够实施快速恢复的原因所在，并以此结束本文对 RDS 的讨论。如图 5-12 所示，链路 5-6 出现故障后，虚线表示故障信息传递至中心节点的路径。中心节点存储有针对子网内每条链路的 RDS 分流路由，红线代表中心节点向子网内各节点传递 RDS 恢复信息的路径，RDS 恢复信息中包含有对目标节点端口配置的控制信令，各节点收到信息后，按令行事即可完成整条备用路由的配置。

## 5.6 子网间协同恢复及 RDS 扩展技术

### 5.6.1 车轮子网间的协同恢复

当车轮子网出现内部备用资源不足、多处连锁故障以及在集中控制模式下出现中心节点的故障等一些特殊情况时，单个车轮子网无法利用自身的资源进行故障恢复，此时子网中正常节点将向外部广播子网失效消息并宣布此子网“失效”。若想修复失效子网中受损的网络业务，就必须让失效子网之外的其它子网参与备用资源的寻找和受损业务的重路由建立，本文将此过程称为网络故障的子网间协

同恢复。子网间的协同恢复是基于 3.4.2 节的分级虚拟节点的设置思想来设计的。一个子网在上一级的虚拟节点层面中可以视为一个节点，则子网的失效相应的就可以视为是一个节点故障，这样，在上一级虚拟节点层面中实施节点故障恢复策略即可。结合示例本文对子网间的协同恢复给出进一步的说明。

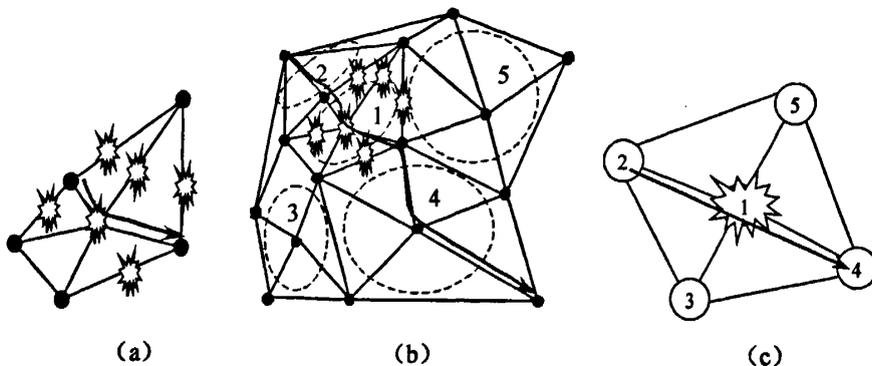


图 5-13 子网间的协同恢复

Fig. 5-13 Cooperation restoration inter-sub-networks

图 5-13(a)所示的一个车轮子网由于出现多点故障而无法对子网内承载的网络业务实施恢复，以下是对此失效子网的协同恢复过程的简要说明：

- I. 失效子网向外部广播失效消息，此时所有与失效子网相邻的子网将首先启动协同恢复，这样可以保证所有流入或是流出失效子网的工作业务都可进入待恢复状态。如图 5-13 (b)所示，与失效子网 1 相邻的子网 2,3,4,5 同时启动协同恢复。
- II. 进入协同恢复的子网启动虚拟节点数据库，在上一级虚拟节点层面中实施节点故障恢复。如图 5-13 (c)所示，虚拟节点 1 出现故障，为恢复受损的虚拟工作通路 2-1-4，可利用各种成熟的故障重路由技术(如在虚拟节点数据库的支持下实施集中式的通路恢复，也可在分布式数据库的支持下实施动态恢复)以得到虚拟备用路由 2-3-4。
- III. 将虚拟备用路由在物理拓扑中进行实施，其中一个关键问题是虚拟链路的落实，本文对此问题采用的是子网边界协商的策略，即虚拟链路两端的两个子网根据备用资源的需求量和自身资源状况通过信息协商来确定两子网间的接口节点。如图 5-13 (b)所示，子网 2 和子网 3 在两者共用的 2 个节点选择 A 节点作为接口节点，子网 3 和子网 4 选择 B 节点作为接口节点，这样就找到子网间的连接通道，而子网内的备用路由安排由子网独立配置即可，最终可以形成如图 5-13 (b)中虚线所示的备用路由，然后对网络业务进行路由切换就可完成整个恢复。

子网间的协同恢复可以很好地支持网络的智能化发展，它以故障的自动发现、自动通知、自动恢复调整等自适应策略实现了网络故障的自愈恢复。但另一方面本文给出的协同恢复还存在一些不足，由于子网间的协同恢复是在子网内恢复失败之后再启动的，所以故障的时间较长；子网间的信息交互需要多级数据库支持；另外，协同恢复所确立的备用路由不一定是故障重路由的最优解，甚至可能会出现较长的备用路由。关于子网间的协同恢复，本文不再作进一步的详细讨论，上文中只是给出了可行性分析和简要的恢复过程说明，有关子网间的协同恢复策略还有许多饶有兴趣也值得深入研究的工作。

### 5.6.2 RDS 与 PWCE 的结合

在对车轮子网恢复技术的研究和讨论进入尾声时，本章介绍一种新的恢复思想，更确切的说是一种网络资源的配置思想，这就是 W. D. Grover 先生于 2004 年提出的 PWCE 概念 (Protected Working Capacity Envelope Concept)<sup>[149]</sup>。PWCE 的设计理念是工作通路和备用通路分别单独预留资源，在备用资源既定的情况下，每条链路上所能被保护的工作资源是一定的(在一个确定的保护算法下)，这样当网络业务在寻求工作通路时就可以在受保护的资源中寻路，这样就可保证工作通路是具有生存性的。本文将 PWCE 的思想引入车轮子网的恢复技术中，发现它和本文提出的 RDS 方案可以很好地结合起来形成一种全新的网络资源配置策略，其主旨是利用 RDS 的分流技术来确定每条链路所能承载的业务量。

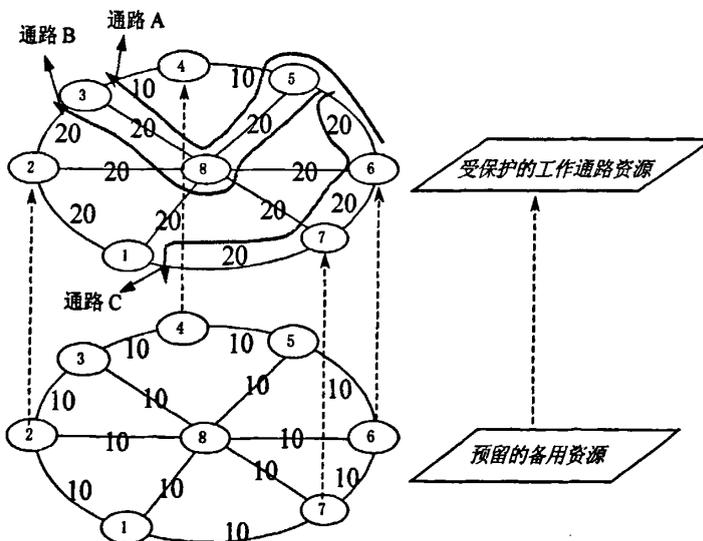


图 5-14 RDS 与 PWCE 的融合

Fig. 5-14 Amalgamation between RDS & PWCE

结合图 5-14 的示例,本文对 PWCE 与 RDS 相结合的资源配置策略做一说明。设定网络在线路铺设时每条链路中备用资源的设计容量为 10,同时网络规划者采用基于链路的 RDS 作为子网的恢复方案,这样就可以根据 RDS 的分流技术可以推算出每条链路所能承载的最大网络业务量,这样每条链路中铺设的用于工作资源的设计容量就可以设置为此链路所能承载的最大业务量,具体数值如图 5-14 所示。网络业务请求 6-3、5-3 和 5-1 依次到达且每个业务均 10,在子网中应用 SP 算法并结合工作资源设计容量的限制条件可得工作通路 A、B 和 C。由图 5-14 清楚可知,通路 A 和 B 都是出入节点间的最短路,通路 C 却走了弯路,这是因为前期建立的通路 A 和 B 已经将 5-8 和 8-3 中的工作资源用尽,所以通路 C 只能放弃最短路 5-8-1,转而利用有效工作资源建立了次短路工作路由 5-6-7-1,这样每条工作通路都可得到 100% 的故障恢复保证,这种资源配置策略有效地解决了工作资源与备用资源相互独立设计时可能引起的备用资源不足或是过多的问题,提高了网络业务的生存性。

## 5.7 车轮子网生存性技术的硬件平台实现

车轮子网生存技术可以说是为大型复杂通信网络量身订做的,且它具体的恢复策略又可随网络技术的不同而不同,网络终究是会全面实现智能化管理的,车轮子网的控制与恢复算法自然也应融合于嵌入式的智能网络设备之中。为此,本文用网络处理器构建了一个基于硬件的通信网络平台,用于在小范围内检验车轮子网的嵌入式控制能力及自适应故障恢复能力。网络实验平台的仿真内容主要分为以下四个方面:

- 车轮子网的拓扑自动发现
- 车轮子网的故障发现与故障消息的传递
- RDS 工程化算法的在线实现
- 重路由的配置与网络业务切换

### 5.7.1 实验系统的硬件平台建立

网络实验平台的设备连接状态和相应的网络拓扑如图 5-15 所示,这样连接是为了构建一个车轮子网,后续所有的仿真实验都将在此子网中进行。图 5-15 中 A1、A2 和 A3 是三个以 ARM 处理器为中央控制器的仿真节点设备,节点 P 则是用一台 PC 机来进行仿真。ARM 处理器我们采用的是三星公司的 ARM7 系列处理器 S3C44B0,并同时配以 4M FLASH 和 64M SDRAM 构成最小系统,进一步通过 GPIO 接口外扩了按键和 LED 显示灯,并在系统总线上扩展用于信息显示的数码管。为了设计简单便于实现,44B0 主要的外部通信接口没有扩展以太

网口而是只扩展了 RS232 串口，本文将以 RS232 串口来仿真节点间的通信。综上所述，以 ARM 为 CPU 的仿真节点的系统结构图如图 5-16 所示。以 PC 构建的仿真节点 P 也是以 RS232 串口作为节点间的通信接口。

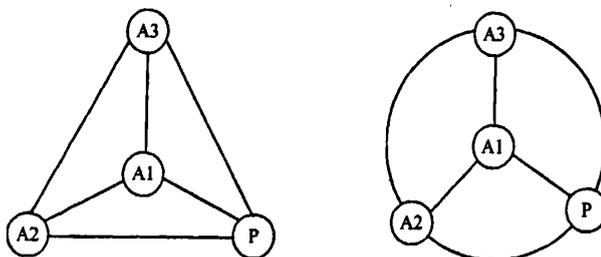


图 5-15 网络实验平台的设备连接状态示意图

Fig. 5-15 Connection of node equipment of experimental platform

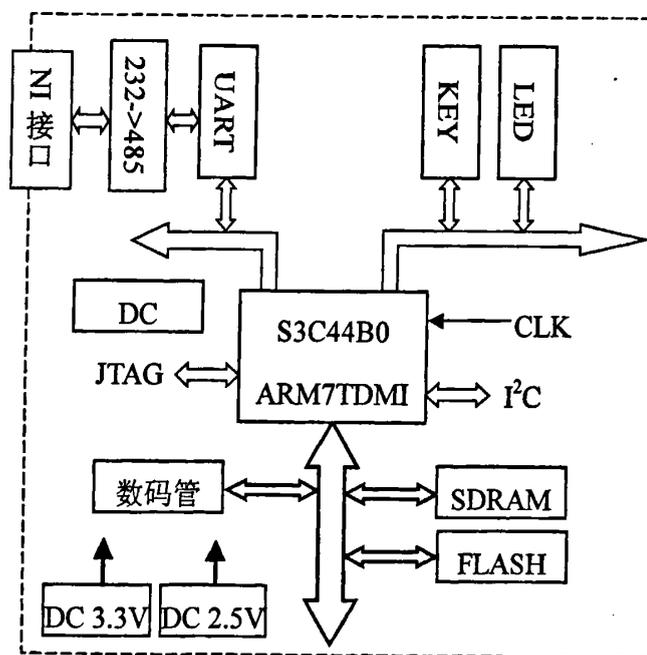


图 5-16 仿真节点的硬件系统

Fig. 5-16 Hardware system of simulation node

在此对于实验中通信接口的实现要做一说明，很显然，一个实际的节点设备要比一个单独的 ARM 系统复杂的多，且本文由于使用现有的实验设备且只是利用 44B0 的 RS232 通信串口来进行网络通信的仿真，这样在物理层就无法实现网络多端口的连接，本文为解决此问题采用的是在总线结构的物理层之上构建车轮子网拓扑结构的方法，端口之间的连接与切换是利用相应的消息帧来仿真的。由于本实验的重点是车轮子网恢复算法的嵌入式实施，所以模拟的端口通信并不影响嵌入式系统中恢复算法的运行效果。如果想构建物理层的车轮子网，需要用一

个具有多个网口且有交换能力的嵌入式系统来充当实验节点，目前在 ARM 处理器中比较适合的是 XScale IXP425，这是 Intel 推出的一款专业的网络处理器，可以用它对车轮子网作进一步的实验研究。本实验应用在 44B0 中的嵌入式算法也可以直接移植至 IXP425 中，只是节点端口的控制要做一些修改。

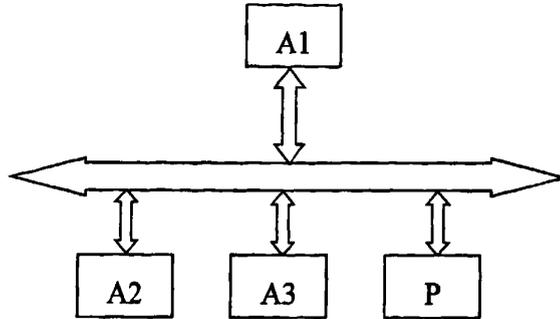


图 5-17 实验网络的物理层连接示意图

Fig. 5-17 PHY connection of experimental platform

在进行实验仿真之前，本文先将如何利用串口来模拟多端口网络通信的方法做一简单介绍。实验网络的物理连接状态如图 5-17 所示，仿真节点 A2、A3 和 P 都挂在 A1 的外扩 RS485 总线上，RS485 是最为常用的现场总线，其连接方式不再细述。传统的 RS485 工作模式是半双工和单主控制，而本文要实现多主控制，即每个仿真节点都要实现一对多的主动通信，此类问题在工程界早有成熟技术，常用的是主从模式或是令牌环模式，这些传统方法对设备的反应时间都有较大的依赖性，经过对已有技术的比较，本文选择了文献[150]中的方法，在 RS485 总线上实现载波监听多点接入/冲突检测(CSMA/CD)协议，利用这种方法每个仿真节点都可以主动获取总线的控制权实施一对多点通信，这样从物理层上看，仿真节点之间的数据通道已建立完成，更进一步考虑，本文设计的这个用于实验的车轮子网的拓扑恰好是一个四点完全图，即每个节点都与其它三个节点相连接，这与 RS485 的总线结构在消息广播路由上是完全一致的。第二个要解决的问题是如何实现点对点的消息定向传播和资源分配。第一步实现定向路由这个问题比较简单，只要在发送节点的消息帧中利用目的地址和源地址进行标识，并在接收节点按目的地址进行消息过滤即可；第二步是要仿真光节点的多端口以及资源映射问题，由于只有单路通信信号，若采用分时传输来仿真多路信号不易实现也不够直观，本文在消息帧中加入了一个资源端口消息域，用它可以表示是从那个端口发出的，相应的节点之间的业务量也可以通过占用端口的数目来进行统计，为了统计方便，相邻链路的同一个工作资源或备用资源用同一个端口号。

### 5.7.2 实验系统的数据格式建立

在实验网络中涉及到两类传输帧，一类是控制帧，另一类数据帧，两类帧共用一种帧格式，具体如图 5-18 所示。



图 5-18 实验网络中应用的帧格式

Fig. 5-18 Frame format of experimental network

帧内数据的设计细节如表 5-3 所示。

表 5-3 实验网络中应用的帧的内容

Table 5-3 Content of frame of experimental network

帧内域	长度	内容	功能	备注
前同步信息	2 字节	0x 0FFF	帧头标识	
目的地址	1 字节	0x 0* 或 0x FF(广播地址)	接收节点标识	A1 节点代号为 01; A2 节点代号为 02; A3 节点代号为 03; P 节点代号为 04;
源地址	1 字节	0x 0*	发送节点标识	
帧类型	1 字节	0x 01 或 0x 02	区别数据帧和控制帧	1 是数据帧; 2 是控制帧;
资源端口	4 字节	根据占用量而定	指示链路的资源映射	每位为 1 表示占用, 0 表示不占用, 最大可表示 32 个端口(即资源)
帧中数据	2-10 字节	数据或控制信息	信息净荷	在数据帧中: 此部分一直为: 0x AAAA; 在控制帧中此部分是消息体, 包括: 消息头和消息净荷

由上表可知，数据帧比较简单，本实验中只有一种，控制帧则较多一些，相应的消息包括了拓扑发现，工作路由建立，备用资源配置，故障源仿真，故障发现与故障消息传递，以及故障恢复与业务倒换这六大类消息。下文结合硬件网络的故障过程将这几类消息做一说明。

### (1) 拓扑发现

实验网络中的节点设备在加电完成系统初始化之后,首先启动拓扑发现功能,具体的做法是通过通信端口向外广播启动工作消息(SWM),向相邻节点提示自身已经进入工作状态,SWM 消息的格式为①消息种类标识(MI);②始发节点标识(OI)。同时节点也开始收集相邻节点的 SWM 消息,并将相邻节点的标识进行本地存储,同时将相邻节点集合发至中心节点,中心节点汇集全网连接信息后可组成子网拓扑信息,将此信息进行本地存储并向全网各节点广播子网拓扑消息(STM),STM 消息的格式为①消息种类标识(MI);②子网拓扑信息(PI)。子网内各节点收到此消息后将子网拓扑信息进行本地存储,并且每个节点在线通过 SP 算法计算出本节点至中心节点的最短路由并进行本地存储,至此完成了整个子网的拓扑发现。本实验中的中心节点是人为指定的,实际网络应用时中心节点及子网拓扑发现是在子网划分过程完成的。

### (2) 工作路由建立

实验网络中的网络业务请求是由节点 4(即 PC 机)随机生成的,其生成方式为 PC 机随机从子网节点中选择两个不相同的节点,用于表示网络业务的源节点和宿节点;同时在一个数值范围内随机生成一个整数,用于表示该网络业务的业务量。PC 利用网络业务消息(NTM)将生成的业务信息传递至中心节点,NTM 消息的格式为①消息种类标识(MI);②业务节点对(NP);③业务容量(TC)。中心节点收到 NTM 消息后,利用 SP 算法在业务节点对之间生成工作路由,并以工作路由消息(WRM)通知沿途各节点,WRM 消息的格式为①消息种类标识(MI);②工作路由节点序列(WL);③业务容量(TC)。工作路由中的各节点收到 WRM 消息后向下一跳节点发送数据帧,其中资源端口消息域中 1 的位数等于当前传输网络业务量。当多个网络业务同理建立之后,各节点间数据帧中的资源端口消息域中 1 的位数应等于此节点间所有网络业务的总和,这是因为节点在正常业务传输时只对下一跳负责,即只关心当前节点的下一跳是那个节点以及业务量是多少,至于后续的业务如何传输不必知晓。这样实验网络就可进入业务的正常传输状态。

### (3) 备用资源配置

中心节点在完成工作路由的配置之后,同时也相应地在线计算出每条工作路由所对应的备用路由并进行本地存储。备用路由的存储方式是在子网内节点的二维连接矩阵的基础上扩展的一个多维矩阵,具体方法是每条链路都记录下自身故障后所对应的备用路由集合以及相应的备用资源占用量。

### (4) 故障源仿真

本实验中的网络故障也由节点 4(PC 机)随机生成,PC 机在子网的连接矩阵中任取一个值为 1 的元素,相应的行列就可以构成一条链路,此条链路用来表示故障链路。节点 4 将此信息通过故障生成消息(FBM)直接传至故障链路的邻节

点, FBM 消息的格式为①消息种类标识 (MI); ②故障链路节点对 (FN)。相关节点收到 FBM 后, 即停止在 FN 之间发送数据帧, 这用于仿真光链路中的光信号中断。

### (5) 故障发现与故障消息传递

与故障链路相连的节点虽然已经收到 FBM 消息, 但此消息不作为故障检测信号。为了与实际情况相符, 与故障链路相连的节点只有在发现原有的数据帧中止之后才向中心节点发送故障发现消息(FDM), 此消息与 5.2 节中相同。

### (6) 故障恢复与业务倒换

中心节点以 FDM 消息的到达作为重路由的启动信号, 依据预先计算的备用路由向各沿途节点发送端口倒换消息(PSM), PSM 消息的格式为①消息种类标识 (MI); ②业务节点对 (NP); ③业务容量 (TC)。各节点收到 PSM 后, 按 NP 和 TC 的内容对数据帧进行增加或是修改, 即可实现网络业务的恢复。

硬件系统的实验过程中共涉及 7 种信令消息, 本文将其归总如表 5-4 所示。

表 5-3 硬件实验使用的消息种类

Table 5-3 Message aggregate of experimental network

阶段	项目	缩写	消息名	组成部分	功能简介
拓扑发现	1	SWM	启动工作消息	① 消息种类标识 (MI) ② 始发节点标识 (OI)	自发启动拓扑发现功能
	2	STM	子网拓扑消息	① 消息种类标识 (MI) ② 子网拓扑信息 (PI)	向全网广播子网拓扑发现的结果, 即拓扑结构
工作路由建立	3	NTM	网络业务消息	① 消息种类标识 (MI) ② 业务节点对 (NP) ③ 业务容量 (TC)	PC 机将生成的业务信息传递至中心节点
	4	WRM	工作路由消息	① 消息种类标识 (MI) ② 工作路由节点序列 (WL) ③ 业务容量 (TC)	中心节点向工作路由的各节点发去网络业务通知信息
故障源仿真	5	FBM	故障生成消息	① 消息种类标识 (MI) ② 故障链路节点对 (FN)	PC 机将生成的故障信息传递至相应节点
故障发现与消息传递	6	FDM	故障发现消息	① 消息种类标识 (MI) ② 始发节点标识 (OI) ③ 已探出的相邻故障节点 (FN) ④ 沿途节点序列 (TL)	故障的相邻节点发现故障后进行告警
故障恢复与业务倒换	7	PSM	端口倒换消息	① 消息种类标识 (MI) ② 业务节点对 (NP) ③ 业务容量 (TC)	中心节点根据预先计算的备用路由向相关节点发送业务倒换命令

### 5.7.3 硬件实验的内容和实施过程

在进行实验描述之前, 本文对用于实验中用到的指示信号做一说明。

每个节点设备上有四个 LED, 其中 1 号 LED 亮表示网络连接正常; 2 号 LED 亮表示业务传输正常; 3 号 LED 亮表示探测自身端口有故障发生; 4 号 LED 亮表示业务倒换完成。第 4 节点 (PC 机) 的各项显示是由软件来显示的, 且 PC

机将显示所有以第 4 节点为源（或宿）的信令。作为中心节点的节点 1 设备上有一个两位数码管，用此数码管以轮巡的方式来显示整个子网的资源配置状态，其中第一位为链路代号，第二位是对应链路的备用资源用量。链路代号规定如下：1-2(1)，1-3(2)，1-4(3)，2-3(4)，2-4(5)，3-4(6)。

实验过程及现象如下所述：

1. 将节点 1-4 按 5.7.2 节描述的方式进行线路连接，并加电。
2. 节点 4 先收到节点 1-3 的 SWM 消息，而后又收到节点 1 发来的 STM 消息，拓扑自动发现完成。节点 1-3 的 1 号 LED 灯亮起。
3. 节点 4 随机生成 3 对业务（1-2，1-4，4-3），业务都人为地设置为 8。节点 4 向外发送 NTM 消息，节点 1-3 的 2 号 LED 灯亮起。节点 4 指示工作状态，并收到节点 1-3 发来的数据帧。节点 1 的两位数码管依次显示 14、24、34、44、54、64，这表示子网采用 RDS 方案后，子网的每条链路路上的备用资源预留量都为 4。
4. 在节点 4 中人为设置故障链路 4-3，节点 4 向自身和节点 3 发送 FBM 消息，节点 3 的 2 号 LED 熄灭，同时节点 3 的 3 号 LED 亮起，且节点 4 指示业务故障。
5. 节点 3 的 3 号 LED 熄灭，同时节点 3 的 4 号 LED 亮起；节点 4 显示出节点 1 发来的 PSM 消息，节点 4 指示业务切换完成；节点 3 的 2 号 LED 重新亮起，表示恢复完成。

硬件网络实验中的中心节点设备的电路工作现状如图 5-19 所示，

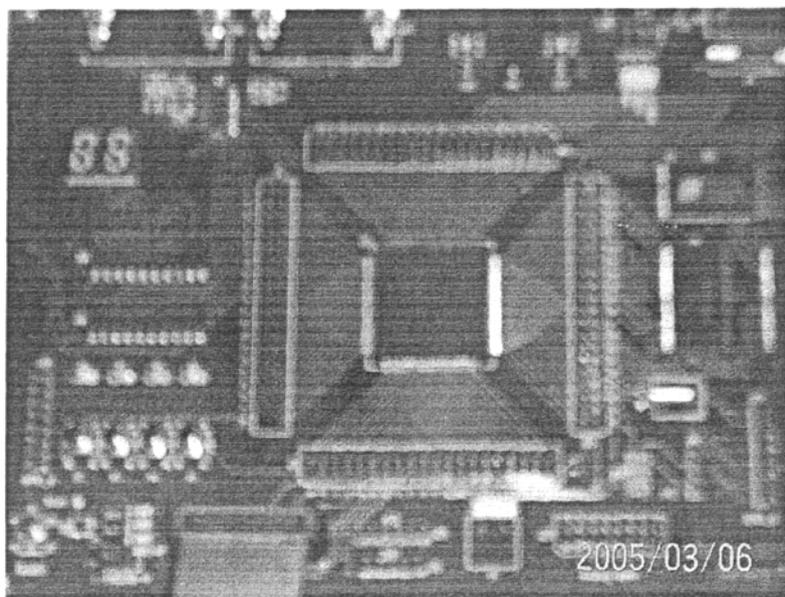


图 5-19 处于工作状态的节点设备的电路照片

Fig. 5-19 Photo of node equipment in working state

硬件仿真实验成功地完成了节点设备彼此之间的邻居发现,建立起子网拓扑。中心节点成功在线实施了 RDS 方案,为网络业务预先计算出备用资源用量及恢复路由。在网络出现故障后,中心节点的恢复信令成功到达故障的邻节点。最终原故障的邻节点的工作指示灯恢复正常,表示完成了受损业务的倒换。车轮子网硬件实验表明了车轮子网的恢复算法及其控制策略是真实可行的,是可以与嵌入式设备相融合的,这为车轮子网的工程化实用进行了最简化的系统验证。

## 5.8 小结

本章对车轮子网中的各类恢复技术进行了阐述和分析,构建出分布式子系统,从故障检测、资源配置、重路由恢复直至业务完成切换的整个恢复方案。

本章首先给出了车轮子网的故障判定机制,此机制避免了故障消息的无序泛滥,实现了多点故障的一次探测完成。车轮子网作为一种自治的独立网络结构,它可采用任何一种现有的恢复技术,本文则重点结合车轮子网环路丰富的拓扑特点提出了一种环路分流共享恢复方案(RDS),并通过仿真实验证明了 RDS 具有与 PBRS 相近的资源冗余度和接近于自动保护倒换的恢复速度,它为恢复技术的发展提供一条新的方向。

本章为了服务于一些具有较高动态性的网络业务而提出了一种基于通路的双向分布式恢复方案(PBDR),解决了现有动态恢复方案中常常存在恢复时间无保证或是故障类型受限的问题。

进一步,本章将恢复技术进行了扩展,先后提出了基于虚拟节点管理思想子网间的分布式协同恢复方案和 RDS 技术与 PWCE 相融合的资源配置方案。

在本章的最后给出了以网络处理器为仿真节点的硬件实验系统。文中详细描述了实验系统在硬件和软件两方面的建立过程,并给出具体的控制信令和工作流程。最终硬件实验平台成功地实现了网络故障的在线恢复。

至此本章与第三章和第四章共同构成了以车轮子网为基础的一整套分布式子系统的控制与恢复方案,它几乎涵盖了生存性技术的各个领域,这一工作对以后网络的智能化演进必将起到推动作用。

## 第六章 总结与展望

### 6.1 总结

本文在总结已有的生存性技术的基础上,提出了一套比较完整的分布式子系统的控制与恢复体系,其中涉及网络构建、保护技术、恢复技术、预留资源、动态恢复等网络生存性技术及其相关技术的研究。总结起来,本文的创新之处主要可以归纳为如下几个方面。

一、提出 WDM 网络共享恢复方案的统一的性能分析模型和评价函数,并进一步提出可以兼顾资源占用量和恢复时间此两方面恢复性能的二三分段恢复方案。

基于 MESH 拓扑结构的 WDM 网络是目前服役的网络主体,传统的基于通路或是基于链路的共享恢复技术难以平衡恢复时间与资源占用量两者之间的矛盾。为此,对共享恢复方案进行了建模分析和仿真研究。获得的工作成果有:

1)

在基于链路恢复方案和基于通路恢复方案的基础上提出分段恢复方案,并将各类共享恢复方案归总至一个统一的 PSR 模型之中。此模型与本文提出的满意度函数共同将故障恢复时间和恢复方案所占用的资源总量这一对矛盾体通过权重因子融入到一个和谐的评价体系之中。这不仅为共享恢复方案提供了一种有效的评估方法,同时也给网络规划者提供一个方便的网络恢复方案的设计工具。

2) 在仿真实验中通过分析发现当工作通路所包含的链路数目在 3 左右时可以达到较好的总体恢复效果,据此,本文提出了“二三”分段共享恢复方案(23SR)。23SR 方案与 PBSR 方案相比,在资源占用量平均增加小于 10%的情况下可以获得 30%以上的恢复时间节省量。

二、构造出一种具有良好生存性和可控性的分布式子系统—车轮子网。在此基础上,提出了车轮子网的构建方案、子网拓扑的自适应调整方案以及适用于多胚网络结构的环路分流共享恢复方案,从而形成一套完整的分布式子系统的控制与恢复体系。

网络规模的日益增大和网络拓扑复杂度的逐渐增加使传统的集中式控制策略力不从心,因此分布式控制策略成为未来智能网络首选的管理方案。目前有不少关于分布式网络控制及故障恢复的研究,也有一些关于网络拓扑分割的研究,但以分布式子系统为管理单元进行系统的生存性技术的研究至目前未见报道。本文以光网络分布式子系统作为全文的核心内容进行了重点研究,得到的创新性主

要成果体现在分布式子系统的设计和分布式子系统的生存性技术两方面上。

### 1. 分布式子系统的设计

- 1) 提出新型分布式子系统—车轮子网的拓扑结构、拓扑信息的编码方案和数学分析模型。车轮子网可兼有集中管理和分布控制，并可利用自身丰富的环路资源为网络业务和网络故障提供灵活多样的路由。
- 2) 提出基于分布式网络管理策略的细胞仿生繁殖的子网构建方案，该方案将子网和全网对应于细胞和有机组织的关系，通过网络中的各个节点彼此之间的消息交互，并经历两次繁殖过程完成了子网的构建；提出基于集中式网络管理策略的子网构建方案，该方案利用全网拓扑信息建立起广度优先遍历生成树，并据此由顶至下逐步实现了子网划分。
- 3) 提出可应对网络拓扑变化的分布式子系统的自适应调整方案。该方案以 Hamilton 回路存在条件为基础，使网络在增加链路或节点的情况下可自适应地实施子网调整，这是网络规划技术的一次创新。

### 2. 分布式子系统的生存性技术

- 1) 提出车轮子网的故障判定机制，此机制避免了故障消息的无序泛滥传递，实现了多点故障的一次探测完成。
- 2) 结合车轮子网环路丰富的拓扑特点提出一种环路分流共享恢复方案 (RDS)，它将传统方案中的单一备用路由资源分流至多个备用环路中，以使网络资源可以得到充分的共享，从而使 RDS 具有了与 PBRs 相近的资源冗余度；另一方面，RDS 方案可利用辐链路将恢复信息快速传递整个子网，各节点同时进行端口配置，这样一条备用通路的配置时间只相当于一个节点的配置时间，从而使 RDS 兼有接近于 APS 的恢复速度。RDS 方案的设计理念为恢复技术的发展提供了新的方向。
- 3) 为了服务于一些具有较高动态性的网络业务而提出一种基于通路的双向分布式恢复方案，解决了现有动态恢复方案中经常存在的恢复时间无保证或是故障类型受限的问题。

三、提出以车轮子网为基本网络单元构建具有高度生存性的大型智能网络。提出分级虚拟节点的管理模式，它利用多层次的分布式子系统实现了对大型网络的有效管理和故障的快速修复。本文进一步从全网优化的角度提出子网间协同恢复方案和网络资源的总体配置方案。

目前的生存性技术的研究大都集中于如何在已有网络中实施恢复算法，本文逆向思考这一问题，对如何利用车轮子网的优良特性来构建基于分布式子系统的

智能网络进行了分析和研究，主要创新性成果如下：

- 1) 提出以车轮子网为基本单元的分子系统智能网络的组网方式，并设计出相应的工程铺设参考方法。
- 2) 提出一种分级虚拟节点的管理方案，该方案既可实现局部区域的管理自治又可根据业务需求在全网范围内进行快速的资源调度，从而有效地实现对大型复杂通信网络的良好支持；进一步，基于分级虚拟节点的管理思想提出应对多点多类型重度故障的子网间协同恢复方案，该方案的设计思想与网络的智能化发展方向相吻合，它以故障的自动发现、自动通知、自动资源调整等自适应策略实现了网络故障的自愈恢复。
- 3) 提出一种融合 RDS 技术和 PWCE 技术的资源配置方案，该方案有效地解决了工作资源与备用资源相互独立设计时可能引起的备用资源不足或是过多的问题，提高了网络故障恢复的可靠性。

在本文中，由于作为生存性技术研究的基础—分布式子系统（车轮子网）的拓扑结构本身就是创新的，所以整个分布式子系统的控制与恢复方案是一套全新的技术，它为网络生存性技术在这一新领域的发展进行了初步的研究。

## 6.2 展望

经过三年时间的艰辛和努力，我们对 WDM 共享恢复方案、分布式子系统的构建和分布式子系统的故障恢复等的研究取得了一些成果，这些成果对光网络的分布式管理和故障恢复的进一步研究和走向实用化具有一定的指导意义。不过，由于作者的时间与精力有限，还有许多问题没有涉及。另外，将分布式控制技术引入生存性技术领域的研究开始不久，特别是以智能网络的分布式网元为基础的恢复技术的研究才刚刚启动，还有很多理论和技术问题没有解决，尚需更加深入的研究。下面所述内容将是有意义的研究方向：

- 1) 在 WDM 共享恢复方案中，本文虽然就一般情况提出了二三分段共享恢复方案，但对于一些拓扑结构特别稀疏或是特别密集的网络此方案必然有一些出入。通过我们的已有的工作可以预见任何一种共享恢复方案它的资源共享程度与网络的拓扑密切相关，更确切地讲是与网络中节点的度的分布密切相关，所以结合网络的拓扑分布进行研究，必将找到一种应用于各类网络结构且可达到较高备用资源共享程度的恢复方案。
- 2) 在本文车轮子网设计中，文中给出了完全车轮子网和非完全车轮子网两类结构。作者在最新的研究中发现通过在完全车轮子网内增加网内链路可以将一个网络全部划分若干个完全车轮子网，这样车轮子网就只有一

种结构，即中心节点+外环（或+网内链路）。这项工作刚开始不久，可能会在后续的研究中发现一些更新的成果。

- 3) RDS 方案虽然兼顾了高效的资源利用率和快速的恢复时间，但由于备用资源的分散使其很难同时承受多点故障或是连续的二次故障。这需要在于子网对 SRLG 作进一步的规定。RDS 恢复方案的健壮性是此方案进一步研究的重点所在。
- 4) 本文对子网间的协同恢复只给出了可行性分析和基本思路，但具体的实施方案细节还有待进一步研究。此外，子网间协同恢复最大的问题在于恢复时间的不确定性，如何找到一种快速响应策略是实现协同恢复方案的关键问题。
- 5) 本文提出了以车轮子网为单元构建大型网络的思路，也给出多方面的分析。但这毕竟只是纸上谈兵，有待深入研究的问题还有许多，比如信令机制，路由方案，设备实现等等。
- 6) 本文的硬件实验只构建了一个四点网络，且网络接口通信是采用数据帧来仿真光接口，所以若有条件可将车轮子网的算法嵌入至更高级的网络处理器中进行研究，特别是需要进一步测试光域信号的检测、光接口的业务切换及光节点的反应时间对车轮子网算法的影响。

## 参考文献

1. M. To, P. Neusy. Unavailability analysis of long-haul networks. *IEEE on Select Areas in Communication*, 1994, 12(1): 100-109
2. A. R. Chraplyvy, R. W. Tkach, etc. 12Tb/ s transmission experiment. *IEEE Photon Technology Letter*, 1996, 8 (9): 1264-1266
3. C. Scheerer, C. Glingener, A. Farbert, etc. 3. 2 Tbit/ s (80 ×40Gbit/ s) bidirectional DWDM/ ETDM ransmission over 40 km standard singlemode fiber. *Electron Letter*, 1999, 35(20): 1752-1753
4. J. X. Cai etc. A DWDM Demonstration of 3.73Tb/s over 1000km using 373 RZ-DPSK Channels at 10Gb/s. *OFC2003*, PD22: 1-3
5. G. Vareille etc. 8370km with 22dB spans ULH transmission of 185/10.709Gbit/s RZ-DPSK channels. *OFC2003*, PD20: 1-3
6. Y. j. Zhu, K. Cordina, N. Jolley etc. 1.6 bit/s/Hz orthogonally polarized CSRZ-DQPSK transmission of 8x40 Gbit/s over 320 km NDSF. *OFC2004*, TUF1: 1-3
7. [http://news.xinhuanet.com/newscenter/2002-04/24/content\\_370894.htm](http://news.xinhuanet.com/newscenter/2002-04/24/content_370894.htm)
8. <http://tech.sina.com.cn/i/c/59430.shtml>
9. W. D. Grover, The Selfhealing Network-A Fast Distributed Restoration Technique For Networks Using Digital Crossconnect Machines, *IEEE Globecom'87*, 1987, 2821-2826
10. J. Vernon, J. D. Portier. Protection of Optical Channels in All-Optical Networks. 18th Annual National Fiber Optic Engineers Conference 2002, Dallas, TX 1695-1706
11. W. D. Grover, Self-organizing broad-band transport networks. *Proceedings of the IEEE*, 1997 85(10): 1582-1611
12. S. Ramamurthy, B. Mukherjee, Survivable WDM mesh networks. Part I-Protection. *INFOCOM '99*. 21-25 March 1999 vol.2: 744 – 751
13. P.A Bonenfant, Tutorial on Protection and Restoration in Optical Networks, *OFC/IOOC '99*, 21-26 Feb. 1999, Vol.4: Page(s):104 - 104
14. I. Rubin, L. Jing, Failure protection methods for optical meshed-ring communications networks. *IEEE Selected Areas in Communications*, 2000, 18(10): 1950 – 1960
15. D. Stamatelakis, W. D. Grover, IP layer restoration and network planning based on virtual protection cycles, *IEEE Selected Areas in Communications*, 2000, 18(10): 1938 – 1949
16. H. Changcheng, V. Sharma, K. Owens, S. Makam, Building reliable MPLS networks using a path protection mechanism, *IEEE Communications Magazine*, 2002, 40(3): 156 – 162
17. A. Gersht, S. Kheradpir, A. Shulman, Dynamic bandwidth-allocation and path-restoration in SONET self-healing networks, *IEEE Transactions on Reliability*, 1996, 45(2): 321 – 331
18. K. Sun-il; S.S. Lumetta, Restoration of all-optical mesh networks with path-based flooding. *Lightwave Technology*, 2003, 21(11): 2605 – 2616
19. S. Ramamurthy, B. Mukherjee, Survivable WDM mesh networks. II. Restoration. *ICC '99*, 6-10 June 1999

- vol.3: 2023 – 2030
20. 岩小平, 叶培大, SDH 自愈环的路由算法研究, 通信学报, 1997, 18(6): 53-58
  21. 隆克平, 程时端, 聂能, 黄香馥, SDH/ATM 双向自愈环的生存性定量分析方法, 电子学报, 1999, 27(4): 15-18
  22. T.H. Wo, R.H. Cardwell, High-speed self-healing ring architectures for future interoffice networks. IEEE GLOBECOM '89, 27-30 Nov. 1989, vol.2: 801 - 807
  23. M. Tomizawa, Y. Yamabayashi, N. Kawase, Y. Kobayashi, Self-healing algorithm for logical mesh connection on ring networks. Electronics Letters, 1994, 30(19): 1615 – 1616
  24. S. Jeong-Hun, D.K. Hyun, C. Yunheem, L. Chang-Hee, Demonstration of self-healing and automatic retrieval in two-fibre bi-directional WDM ring network, Electronics Letters, 2001, 37(3): 188 – 190
  25. P. Sung-Bum, L. Chang-Hee, Bidirectional WDM self-healing ring network composed of add fibre and drop fibre, Electronics Letters, 2001, 37(7): 446 – 448
  26. A. Fumagalli, I. Cerutti, M. Tacca, Optimal design of survivable mesh networks based on line switched WDM self-healing rings, IEEE/ACM Transactions on Networking, 2003, 11(3): 501 – 512
  27. M.J. Williams, A.J. Johnson, Role of the wideband digital cross-connect system in survivable ring networks, ICC'93: 237-244
  28. L. Sang Woo, L. HeyungSub, L. HyeongHo, K. DaeYoung, An implementation of protocol converter for RPR(resilient packet ring) module, APCC 2003, 21-24 Sept. 2003 Vol.1: 218 - 222
  29. A. Kvalbein, S. Gjessing, Analysis and improved performance of RPR protection, ICON 2004, 16-19 Nov. 2004 vol.1: 119 - 124
  30. 雷蕾, 赵继军, 魏建勇, 纪越峰, 基于 GMPLS 的动态分布式 WDM 网状网恢复路由选择算法研究, 通信学报, 2003, 24(8): 128-134
  31. K. Sun-il, S.S. Lumetta, Restoration of all-optical mesh networks with path-based flooding, Lightwave Technology, 2003, 21(11): 2605 - 2616
  32. 王焯, 李乐民, 王晟, 考虑链路负载均衡和容量限制的 WDM 光传送网保护设计, 电子学报, 2001, 29(10): 1319-1322
  33. S. Sengupta, R. Ramamurthy, From network design to dynamic provisioning and restoration in optical cross-connect mesh networks an architectural and algorithmic overview, IEEE Network, 2001, 15(4): 46 – 54
  34. Z. Yao, J. Fitchett, K. Felske, A real-time approach for fast failure restoration in dynamic optical networks, DRCN 2003: 131 – 138
  35. X. Yufeng, T. Jing, G. Karmous-Edwards, etc. Fault management with fast restoration for optical burst switched networks, Proceedings of BroadNets 2004, 25-29 Oct. 2004: 34 – 42
  36. H. Wei, C. Assi, A. Shami, A new framework for rapid restoration in optical mesh networks, 15-18 Aug. 2004, ICPP 2004: 363 – 370
  37. F.J. Labourdette, Shared mesh restoration in optical networks, OFC 2004, (1): 23-27
  38. G. Weichenberg, M. Medard, V.W.S. chan, Multiple failure restoration in mesh optical networks, OFC 2004, (2): 23-27
  39. A.G. Hailemariam etc. Localized failure restoration in mesh optical networks, OFC 2004, (1): 23-27
  40. G. Zhiquo, C. Minghua et al. Dynamic RWA algorithm based on load balance in WDM networks, APOC 2003,

- 2582(1): 492-497.
41. H. Zang, S.C. Ou, B. Mukherjee, Path-protection routing and wavelength assignment (RWA) in WDM mesh networks under duct-layer constraints, *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2003, 11(2): 248-258
  42. 程晓飞, 王勇, 金文研, 顾晓仪, WDM 光网络的恢复技术, *光通信研究*, 2002, 111(3): 15-19
  43. H. Yurong, W. Wushao, J.P. Heritage, B. Mukherjee, A generalized protection framework using a new link-State availability model for reliable optical networks, *Lightwave Technology*, 2004, 22(11): 2536 - 2547
  44. O. Canhui, Z. Hui, N.K. Singhal, Z. etc. Subpath protection for scalability and fast recovery in optical WDM mesh networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2004, 22(9): 1859 - 1875
  45. D. Griffith, L. Sukyoung, A 1+1 protection architecture for optical burst switched networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2003, 21(9): 1384 - 1398
  46. G. Conte, etc. Strategy for protection and restoration of optical paths in WDM backbone networks for next-generation Internet infrastructures, *Lightwave Technology*, 2002, 20(8): 1264 - 1276
  47. G. Calinescu, O. Frieder, W. Peng-Jun, Minimizing electronic line terminals for automatic ring protection in general WDM optical networks, *Selected Areas in Communications*, 2002, 20(1): 183 - 189
  48. O. Crochat, B. Le, Design protection for WDM optical networks, *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1998, 16(7): 1158 - 1165
  49. Srivastava, Y. Sun, J. Ellson, etc. Fast-link control protection of surviving channels in multiwavelength optical networks, *IEEE Photonics Technology Letters*, 1997, 9(12): 1667 - 1669
  50. D. Lee, L. Libman, A. Orda, Path protection and blocking probability minimization in optical networks, *INFOCOM 2004*, (1): 7-11
  51. A.M.C.A. Koster, A. Zymolka, Demand-wise shared protection for meshed optical networks, 19-22 Oct. 2003, *DRCN 2003*: 85 - 92
  52. J. Weston-Dawkes, S. Kulkarni, Hybrid protection in express optical networks, 19-22 Oct. 2003, *DRCN2003*: 1 - 6
  53. H. Pin-Han, Y. Chi-Hsiang, H.T. Mouftah, Protection domain allocation for optical networks with partial wavelength conversion, *GLOBECOM '03*, (5): 2547 - 2551
  54. D.S. Levy, J. Sarathy, K. Younghye, D.Y. Al-Salameh, Optical layer shared protection using an IP-based optical control network, *OFC 2001*, (2): TuO8-1 - TuO8-3
  55. M. Medard, S. Finn, R. Barry, Automatic protection switching for multicasting in optical mesh networks, 16-21 Feb. 1997, *OFC 97*: 314 - 315
  56. W. Zhaoxin, S. Xianfeng, L. Chinlon etc, A novel centrally controlled protection scheme for traffic restoration in WDM passive optical networks, *IEEE Photonics Technology Letters*, 2005, 17(3): 717 - 719
  57. S. Kuroyanagi, T. Nishi, Optical path restoration schemes and cross-connect architectures for photonic transport networks, *GLOBECOM 98*, 8-12 Nov. 1998, (4): 2282 - 2288
  58. S. Baroni, P. Bayvel, R.J. Gibbens, Restoration capacity for resilient wavelength-routed optical transport networks, 1998 *IEEE/LEOS Summer Topical Meetings*
  59. R. Jagannathan, S. Alagar, M. Garnot, F. Masetti, Dynamic sub-second restoration in WDM optical transport networks, 1998 *IEEE/LEOS Summer Topical Meetings*: I/33 - I/34
  60. E. Karasan, E. Goldstein, Optical restoration at the wavelength-multiplex-section level in WDM mesh

- networks, 22-27 Feb. 1998, OFC '98: 300 – 301
61. 韦乐平, 自动交换光网络及其标准化框架, 中兴通讯技术, 2001 (3): 41-46
  62. ITU-T TD 31/SG15 Draft V.0.3 Architecture for automatic switched transport network, 2001, 2
  63. ITU-T TD 48/SG15 Report of working party 3/15, OTN STRUCTURE, 2001, 2
  64. User network interface(UNI) 1.0 signaling specification. Optical Internet working Forum. October 2001
  65. Work in progress-NNI requirements. Optical Internetworking Forum. April 2002
  66. ITU-T Recommendation G. 8080 Y. 130422001. Architecture for the automatic switched optical network s (ASON) [S]. 2003.
  67. ITU-T Recommendation G. 7715. Architecture and Requirements for Routing the Automatically Switched Optical Network
  68. ITU-T Recommendation G. 7715.1. ASON Routing Architecture and Requirements for Link-state Protocols
  69. IETF. Recovery (protection and restoration) terminology for generalized multi-protocol label switching (GMPLS), 2003
  70. 何建吾, 梅杰, 顾晓仪, 张杰, 智能光网络中一种新型的分布式恢复方法, 光子学报, 2003, 32(12): 1464-1469
  71. 邵成思, 孙俊, 自动交换光网络的 GMPLS 实现及应用, 电信科学, 2005, (1): 9-11
  72. 陆月明, 刘爱波, 纪越峰, 自动交换光网络非一致性拓扑路径选择与选路技术, 电子学报, 2004, 32(12): 2102-2105
  73. T.L. Qi, X.P. Zheng, H.Y. Zhang, T. Qin, A novell parallel signaling protocol in ASON, Proceedings of SPIE - The International Society for Optical Engineering, 2002, (4910): 244-248
  74. P. Zuo, F. Wen, Y.H. Lin etc. Performance Evaluation of Dynamic OVPN in OBS Architecture from Prospective View of ASON, ICCT, 2003, (1): 601-603
  75. J. Zhu, Z.C. Xu, Y.H. Li, etc. GMPLS-based dynamic OVPN technique in Automatically Switched Optical Network (ASON), Proceedings of SPIE - The International Society for Optical Engineering, APOC 2003: 5282(1): 351-357
  76. J.J. Zhao, L. Lei, Y.F. Ji etc. The dynamic lightpath establishment mechanisms based on Automatically Switched Optical Network (ASON), Proceedings of SPIE, 2002, (4910): 15-26
  77. L. Gouveia, P. Patricio, S. De etc. MPLS over WDM network design with packet level QoS constraints based on ILP models, INFOCOM 2003, (1): 576-586
  78. M. Tornatore, G. Maier, A. Pattavina, WDM network optimization by ILP based on source formulation, INFOCOM 2002, (1): 1813-1821
  79. M.K. Shiva, P.K. Sreenivasa, Static lightpath establishment in WDM networks - New ILP formulations and heuristic algorithms, Computer Communications, 25(1): 109-114
  80. A. Vishwanath, W.F. Liang, Multiple end-to-end delay constrained multicasting in multi-hop optical WDM networks, ICCS 2004: 386-390
  81. P. Leelarusmee, C. Boworntummarat, L. Wuttisittikuljij, Design and analysis of five protection schemes for preplanned recovery in multicast WDM networks, 2004 IEEE/Sarnoff Symposium on Advances in Wired and Wireless Communication 2004: 167-170
  82. G.V. Kaigala, W.D. Grover, On the Efficacy of GMPLS Auto-Reprovisioning as a Mesh-Network Restoration

- Mechanism, Globalcom 2003, (7):3797-3801
83. L. Valcarengi, A. Fumagalli, etc. Preplanned weighted restoration in highly dynamic GMPLS networks, OFC 2002, (70): 428-430
  84. E. Yetginer, E. Karasan, Traffic engineering and regenerator placement in GMPLS networks with restoration, SPIE - The International Society for Optical Engineering, 2002, (4868): 163-174
  85. D. Griffith, R. Rouil, Klink, etc. An Analysis of Path Recovery Schemes in GMPLS Optical Networks with Various Levels of Pre-Provisioning, SPIE 2003, (5285): 197-208
  86. S.K. Lee, D. Griffith, Song, etc. An analytical approach to shared backup path provisioning in GMPLS networks, MILCOM 2002, (1): 75-80
  87. W.D. Grover, Cycle-oriented distributed preconfiguration: Ring-like speed with mesh-like capacity for self-planning network restoration, ICC 1998, (1): 527-543
  88. Z.Z. Zhang, Y.L. Zhang, Q.G. Zeng, etc. P-cycle based protection design for IP over WDM networks, APOC 2003, 5282(2): 598-608
  89. W.D. Grover, G.X. Shen, Extending the p-cycle concept to path-segment protection, ICC 2003, (2): 1314-1319
  90. Sack, W.D. Grover, Hamiltonian p-cycles for fiber-level protection in homogeneous and semi-homogeneous optical networks, IEEE Network, 18(2): 49-56
  91. S. Shah-Heydari, O. Yang, A distributed hierarchical p-tree link protection scheme for mesh networks, APOC 2003, 5282(2): 609-617
  92. 张磊, 范忠礼, 基于 GMPLS 智能光网络控制平面的保护恢复技术, 光通信技术, 2003(8): 16-19
  93. 霍晓莉, 自动交换光网络的生存性及保护恢复, 电信科学, 2003(8): 42-45
  94. A. Richter, H.M. Foisel, W. Fischler, etc. Field trial of an ASON in the metropolitan area, OFC 2002: 43-45
  95. C. Pinart, R. Munoz, G. Junyent, Experimental implementation of distributed management for service provisioning in an ASON/GMPLS testbed, ICCS 2004: 376-380
  96. C. Cavazzoni, V. barosco, A. D'Alessandro, etc. The IP/MPLS over ASON/GMPLS Test Bed of the IST Project LION, Lightwave Technology, 2003, 21(11):2791-2803
  97. T.L. Qi, X.P. Zheng, H.Y. Zhang, An experiment of optical connection management in ASON based on LDP extensions, Proceedings of SPIE - The International Society for Optical Engineering, 2002, (4909): 8-12
  98. R. Munoz, C. Pinart, R. Martinez, etc. An experimental ASON based on OADM rings and a GMPLS control plane, Fiber and Integrated Optics, 2004, 23(2-4): 67-84
  99. C.C. Edward, J. Bicknell, S. McCaughey, etc. A fast distributed network restoration algorithm, Computers and Communications, March 1993: 261-267
  100. H. Komine, T. Chujo, T. Ogura, etc. A distributed restoration algorithm for multiple-link and node failures of transport networks, GLOBALCOM 1990, (1): 459-463
  101. J. Bicknell, C.E. Chow, S. Syed, Performance analysis of fast distributed network restoration algorithms, GLOBALCOM 1993, 29 Nov.-2 Dec. 1993, (3): 1596-1600
  102. D. Johnson, G.N. Brown, S.I. Beggs, etc. Distributed restoration strategies in telecommunications networks, ICC 1994, 1-5 May 1994 (1): 483-488
  103. P.A. Veitch, D.G. Smith, I. Hawker, A distributed protocol for fast and robust virtual path restoration, Twelfth

- IEE Networks UK Teletraffic Symposium. (Digest No. 1995/054), 15-17 March 1995: 21/1 – 21/10
104. L. Guangzhi, W. Dongmei, C. Kalmanek, R. Doverspike, Efficient distributed path selection for shared restoration connections, INFOCOM 2002, 23-27 June 2002 (1): 140 – 149
105. A. Richter, W. Fischler, A. Buchwieser, etc. Field trial of an ASON in the metropolitan area, OFC 2002, 17-22 March 2002: 43 – 45
106. <http://www.optiputer.net/>
107. <http://www.wx800.com/msg/2002/12/04/d1872.php>
108. [http://oldblog.blogchina.com/article\\_72724.492090.html](http://oldblog.blogchina.com/article_72724.492090.html)
109. <http://www.fiberhome.com.cn/mg/jsdisp.asp?articleid=41>
110. P. Bonenfant, Optical layer survivability: A Comprehensive Approach, OFC 1998, (2): 269-270
111. 何荣希, 温海波, 王光兴, 李乐民, 业务量疏导 WDM 网状网中的动态子通路保护算法, 2004, 26(6): 896-902
112. J. Li, H. Pard, H. Lee, Shared sub-path protection with overlapped protection areas in WDM networks, 23-28 March 2003, OFC 2003, (2): 781 - 782
113. G. Lei, Y. Hongfang, L. Lemin, Shared sub-path protection algorithm for multi-link failures in WDM mesh networks, The 2004 Joint Conference of the 10th Asia-Pacific Conference on Communications, 29 Aug.-1 Sept. 2004, (1): 400 – 403
114. R. Lu, L. Haibo, A fast lightpath restoration method using two backup paths in WDM networks, Proceedings. International Conference on Parallel Processing Workshops, 18-21 Aug. 2002 : 183 – 189
115. 霍晓莉, 李艳和, 戴无惧等, 基于遗传算法的 WDM 光传送网恢复优化算法, 电子学报, 2002, 30 (4): 515-518
116. D.A. Dunn, W.D. Grover, Comparison of k-shortest paths and maximum flow routing for network facility restoration, Selected Areas in Communications, 1994, 12(1): 88 – 99
117. Z. Bin, H.T. Mouftah, Spare capacity planning using survivable alternate routing for long-haul WDM networks, ISCC 2002, 1-4 July 2002 : 732 – 738
118. S.K. Lee, D. Griffith, N.O. Song, An analytical approach to shared backup path provisioning in GMPLS networks, Proceedings - IEEE Military Communications Conference MILCOM, 2002(1): 75-80
119. W.D. Grover, B.D. Venables, M.H. Macgregor, etc. Development and performance assessment of a distributed asynchronous protocol for real-time network restoration, Selected Areas in Communications, 1991, 9(1): 112 – 125
120. G. May, D. Jammu, A distributed architecture for survivable SONET transport networks, GLOBECOM 1991, 2-5 Dec 1991, (3): 2013 - 2017
121. J.E. Baker, A distributed link restoration algorithm with robust preplanning, GLOBECOM 1991, 2-5 Dec 1991, (1): 306 - 311
122. L. Hawker, D. Johnson, R. Chng, Distributed restoration in telecommunications networks, Fifth IEE Conference on Telecommunications, 26-29 Mar 1995: 25 – 29
123. B. Glance, C.R. Doerr, I.P. Kaminow, etc. Optically restorable WDM ring network using simple add/drop circuitry, Lightwave Technology, 1996, 14(11): 2453 – 2456
124. 魏暹芬, 图论基础, 陕西师范大学出版社, 1991

125. 徐俊明, 图论及其应用 (第2版), 中国科学技术大学出版社, 2004
126. 王朝瑞, 图论 (第2版), 北京理工大学出版社, 1997
127. 李修睦, 图论导引, 华中工学院出版社, 1982
128. 杜端甫, 运筹图论, 北京航空航天大学出版社, 1990
129. 谢政, 李建平, 网络算法与复杂性理论长沙, 国防科技大学出版社, 1995
130. J. Doucette, D. He, W.D. Grove, etc. Algorithmic approaches for efficient enumeration of candidate p-cycles and capacitated p-cycle network design, DRCN 2003
131. L. Chang, R. Lu, Finding good candidate cycles for efficient p-cycle network design, 11-13 Oct. 2004, ICCCN 2004: 321 - 326
132. 王丽君, 李文耀, 自动交换光网络 (ASON) 分级路由技术的研究, 光通信研究, 2003(4): 6-9
133. 张凯, 荆断武, IP 语音技术中的网守研究, 计算机工程, 2001, 27(1): 1-2
134. 深圳华为技术有限公司, CDMA1X 系列化基站的覆盖方案, 现代电信科技, 2002(4): 47-49
135. 孙晓艳, 高文, 吴枫等, 基于宏块的渐进、精细可伸缩的视频编码, 软件学报, 2002, 13(11): 2134-2141
136. 陈涛, 陶刚, MPLS/BGP4 VPN 原理与实现, 电信科学, 2005(2): 36-40
137. 潘振业, 李学干, 一种基于 IPSec 的 VPN 实现, 微机发展, 2005, 15(3): 133-135
138. 周详, 雷建设, 新一代光网络的 ovpn 技术, 电信技术, 2003(10): 42-45
139. 徐云斌, 张杰, 顾碗仪, 光虚拟专用网络 (ovpn) 管理实现方案, 光通信研究, 2004(1): 21-24
140. J A Bondy and U S R Murty. Graph Theory with Applications [M]. Elsevier North-Holland, 1976.
141. L. Huisman, S. Kundu, Highly reliable symmetric networks, IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems, 1994, 5(1): 94-97
142. 王健全, 顾碗仪, 全光网生存性的关键问题及其解决方案, 通讯世界, 2002(4): 17-19
143. 刘彦佩, 通往图的双圈覆盖猜想的新途径, 运筹学学报, 2000, 4(1): 50-54
144. Y. Wang, Q.L. Zeng, H.D. Zhao, Dynamic restoration in WDM mesh networks under dynamic traffic, Optical Communications, 2003, 24(2): 61-67
145. R. Jagannathan, S. Alagar, M. Garnot, etc. Dynamic sub-second restoration in WDM optical transport networks, LEOS Summer Topical Meeting, 1998: 33-34
146. J. Zheng, B. Zhang, H.T. Mouftah, Dynamic path restoration based on multi-initiation for GMPLS-based WDM networks, ICC 2004, (3): 1639-1643
147. J. Zheng, H.T. Mouftah, Dynamic lightpath restoration based on bidirectional initiation for wavelength-routed WDM networks, IEE Proceedings Communications, 2003, 150(6): 409-413
148. Wayne D. Grover, Mesh-Based Survivable Networks: Options and Strategies for Optical, MPLS, SONET, and ATM Networking, Prentice Hall PTR, 2003
149. W.D. Grover, The protected working capacity envelope concept: an alternate paradigm for automated service provisioning, IEEE Communications Magazine, 2004, 42(1): 62 - 69
150. 吴忻生, 陈安, 胡跃明等, 一种实现载波监听多点接入冲突检测的多主 RS485 总线, 通讯与电视, 2004(2): 48-50

## 致 谢

本文总结了作者在上海交通大学攻读博士学位期间的研究工作。三年的研究工作使我无论是对网络生存性技术的把握，还是实际的科研工作能力都得到了很大的提高。论文记载了求学中的挫折与成功，也饱含着其中的彷徨与喜悦。

在这里，首先要感谢的是我的导师范戈教授。本论文研究方向的选择和撰写都是在他的精心指导下完成的。范老师广博深厚的专业知识、认真严谨的治学态度以及平易近人的长者风范对我今后的工作和学习将产生深远的影响。

还要感谢郭超硕士，他在网络的仿真、建模以及数据整理方面做了大量的辛勤的劳动，对于算法的改进与完善也进行了一些有益的讨论，

在完成论文的过程中，曾得到实验室多位同学的帮助和指点。他们是：季晓飞博士、李利军博士和郭勇博士，以及于金辉博士、沈成彬博士、吉建华博士、邱绍锋博士、胡刚博士、许华东博士、谢胡博士、陈明硕士、惠嫣娇硕士、任颖硕士和俞辉硕士等人。本人在此一并表示感谢。

最后，深深感谢我的家人在我多年求学生涯中给予我的精神和物质上的支持和鼓励。感谢他们！

贺辉

2005年5月16日于浩然高科

## 攻读博士学位期间论文发表情况

### 一. 论文（第一作者）

- [01]. He Hui, Fan Ge, Guo Chao, A novel wheel-like sub-networks partition scheme for distributed restoration in large-scale optical networks, 《IEICE Trans.on Communications》, Vol.E88-B No.3 pp.1256-1259 2005/3 (SCI源, EI源)
- [02]. He Hui, Fan Ge, A Subsection Shared Restoration method for long-haul WDM networks, 《Journal of Shanghai Jiaotong University》, Vol. E-10 No. 1 pp. 44-47 2005
- [03]. He Hui, Fan Ge, Virtual Nodes Scheme for Survivable Optical Mesh Networks, APOC 2003, Vol. 5282, pp. 975-977, 2003
- [04]. He Hui, Fan Ge, A Fast and Resource Saving Restoration Scheme for MESH Optical Networks, Proceeding of APOC 2004
- [05]. He Hui, Fan Ge, A fast failures locating scheme for multi-layer restoration in ASON, Proceeding of APOC 2004
- [06]. 贺辉, 范戈, “WDM 光网络故障的快速共享恢复方案”, 《光子学报》, 2005, 34(2): 259-261 (EI源)
- [07]. 贺辉, 范戈, “一种用于光网络故障恢复的网络分割策略” 《电子与信息学报》, (已录用, EI源)
- [08]. 贺辉, 范戈, “一种用于大型复杂网络的子网构建方法”, 2004年全国博士生学术论坛
- [09]. 贺辉, 范戈, “前向纠错技术在 EPON 光接入网中的应用研究”, 《光通信技术》, 2003, 27(6), pp. 12-14
- [10]. 贺辉, 范戈, “光虚拟专用网的生存性方案”, 《光通信技术》, 2003, 27(9): 26-28
- [11]. 贺辉, 范戈, “应用于光网络的分布式故障恢复策略”, 《光通信技术》, 2003, 27(12): 8-9
- [12]. 贺辉, 范戈, “光网络故障的分布式恢复研究”, 11届光纤通信会议, 2003, 南京
- [13]. 贺辉, 范戈, “光网络生存性技术的研究与发展”, 《2003 中国国际光通信和光电子技术暨市场发展研讨会会刊》, 2003
- [14]. He Hui, Fan Ge, An Efficient Graph Partition Method for Rapid Distributed Restoration in Complex Optical Network, 《电子学报》, (SCI源, EI源), 已投稿
- [15]. 贺辉, 范戈, “基于细胞生长仿生的子网构建方法”, 《上海交通大学学报》(EI源), 已投稿

### 二. 专利

- [01]. 波分复用光网络中故障的分段共享恢复的路由方法 (申请号: 200410018288.1)
- [02]. 大型复杂网络的网络分割方法 (申请号: 200410018289.6)

作者: [贺辉](#)  
学位授予单位: [上海交通大学](#)

## 相似文献(7条)

1. 期刊论文 [王健全, 顾晓仪](#) 光网络中的分布式故障定位方法 -中国激光2004, 31(1)

提出一种用于全光网络中的故障定位方法,该方法克服了以往的故障定位方法需要告警上报和传递、故障定位时间长和适用范围有限的缺点,采用单节点分布式故障定位方法,避免了告警信息在节点之间的传递,能够实现快速准确的故障定位,并且适用于任何规模和拓扑结构的网络。

2. 期刊论文 [郑滢雷, 顾晓仪, Zheng Yanlei, Gu Wanyi](#) 光网络中的分布式故障管理 -光通信研究2008(1)

传统的网络管理平台基本上采用的是中央集中的控制方式,文章提出一种用于实现分布式故障管理模块的设计思路,该模块的设计是基于分布式故障点的定位,以及采用跨越段分布式恢复算法,这种设计方法主要是克服以往故障告警上报集中时间长、造成恢复延迟和业务丢失等缺点,可适用于不同的光网络。

3. 期刊论文 [贺辉, 范戈](#) 应用于光网络的分布式故障恢复策略 -光通信技术2003, 27(12)

网络规模的增大和复杂程度的提高给现有的集中式故障恢复策略的实施带来了困难,而分布式恢复策略可以有效地减少网络规模与故障恢复之间的相关性,结合基于DCS的分布式恢复的思想,分别就光网络的单链路故障,节点和多链路故障以及分布式的共享恢复问题进行了分析并讨论了相应的解决方案,最后给出了研究中一些有待解决的问题和对分布式恢复技术的展望。

4. 学位论文 [王健全](#) WDM光网络生存性关键技术研究 2003

论文主要分析和研究了WDM全光网络中的生存性技术,对生存性所涉及的一系列关键技术进行了研究和探讨,研究的内容包括:故障检测、故障定位、APS协议实现、节点结构设计、具体的保护恢复算法、信令传输以及多层网络之间生存性机制的协调等。论文主要取得以下有创新的成果。1、针对不同的保护方法,提出了不同的支持其实现的节点结构,并对提出的用光开关实现环网通道保护的OADM节点结构进行了详细的分解化的分析。2、提出了三种应用于全光环保护线路的故障检测方法,漏光法、额外业务监测法和辅助波长监测法,并对这三种方法进行了比较和分析,这些方法解决了在环网保护线路上无法进行故障检测的难题。3、在对全光网络的节点模型进行仔细分析的基础上,首次引入了资源和业务分离的概念来对全光网络中的故障进行定位,并提出了一种适用于任何网络规模的分布式故障定位方法,该故障定位不同于以往故障定位的方法,是专门针对生存性而提及的故障定位方法,在定位过程中将资源故障的定位与业务故障定位分离,并由此来协调复用段层和通道层生存性的触发机制。4、针对现在环网APS协议协议复杂、实现困难的情况,研究并提出了一种环网中新的APS协议的实现方法——“状态转移表”+“线路示意图”,该方法不仅有利于协议的制定和实现,而且增加了协议的可懂性。5、提出了基于业务的两种保护方法,这两种方法对于实现多粒度的保护倒换,实现对业务的区分服务提供了灵活的选择方案,该方法也申报了国家发明专利。6、提出了MESH网中预先选路的专用和共享保护方法,预先选路的保护方法可以避免实时选路带来的恢复时间过长的缺点,可以实现快速的保护,但为了满足提高资源利用率或者特殊用户的需求,在预选路上又分为共享和专用的保护方法两种。7、提出了传输损耗和节点损耗对信号影响的模型,并以此研究和分析了它们对生存性策略影响。8、提出了IP over WDM网络中的一种共享通道的保护方法;提出了多层网络情况下的生存性协调机制和实现流程,首次指出了ASON网络中控制平面和传输平面在生存性上的关系,并对此进行了简要的分析。

5. 期刊论文 [赵继军, 刘爱波, 纪越峰, 徐大雄](#) 自动交换光网络功能结构和生存性仿真研究 -光通信技术2003, 27(6)

自动交换光网络(ASON)是智能光网络发展过程中较有前途的网络结构,对自动交换光网络的功能结构进行了研究,并基于自动交换光网络的参考模型构建了仿真平台,对ASON的基本功能和关键的组网技术生存性进行了试验仿真,功能性地实现了ASON控制平面和分布式故障恢复功能。

6. 期刊论文 [汪超, 易淼, 张湘英, 阳华, 李苏, WANG Chao, YI Miao, ZHANG Xiang-ying, YANG Hua, LI Su](#) 一种分布式故障恢复算法 -桂林电子科技大学学报2007, 27(3)

基于物理光纤技术的全光网络在波长变换和管理中,当遇到网络产生未知波长的情况时,会引起故障告警的泛滥,考虑到全光网络透明性和高速率的特点,为了不丢失非故障源的信息,采用一种分布式的故障信息管理的方式,寻找故障源的恢复算法,能很好地解决告警泛滥的问题,该算法通过使用时间差的方法对故障源头的情况进行分析,通过进行计算机仿真,结果表明,该分布式算法能使全光网络中故障恢复问题变得简单和高效。

7. 学位论文 [赵丽娜](#) ASON中链路管理的研究及故障定位的探讨 2004

自动交换光网络(ASON)是一个动态灵活的网络,它在管理平面和传送平面之间引入控制平面,正是这一平面的引入使得网络变得“智能”,链路管理协议(LMP)便是ASON控制平面系列协议中的一个,链路管理主要研究相邻节点间的邻接关系管理、链路状态同步、数据通道连接确认和故障管理,该论文首先对链路管理协议进行了分析研究,并将之与实际OADM系统相结合,在嵌入式操作系统pSOS环境下,对链路管理协议的主要功能模块进行了软件设计和实现,并通过模拟实验对理论分析、设计实现的正确性进行了验证,其中,邻接关系管理模块主要实现建网之初链路管理控制信道的建立和链路管理过程中控制信道的维护;链路状态同步模块用来实现和保持节点间数据通道状态的一致性;数据通道连接确认模块通过在数据通道上定时发送固定信息实现对数据通道的监控(由于条件所限,该论文仅对其进行讨论);故障管理模块则在已发现链路故障的前提下将故障定位至某确定链路上,此外,针对链路管理中的故障管理功能,该论文进一步分析了分布式故障定位机制和集中式故障定位机制的优劣,将两种机制在网络中综合应用,提出一种符合现阶段网络发展的过渡式故障定位机制。

本文链接: [http://d.g.wanfangdata.com.cn/Thesis\\_Y1427328.aspx](http://d.g.wanfangdata.com.cn/Thesis_Y1427328.aspx)

下载时间: 2010年3月9日