

代 号 10701

学 号 0103320055

分类号 TP393.03

西安电子科技大学

硕士学位论文



题 (中、英文) 目 计算机通信网络中的多播和群播路由算法

Algorithms for Multicast and Group multicast Routing
in Computer Communication Networks

作 者 姓 名 李雪莲 指导教师姓名、职务 刘三阳 教授

学 科 门 类 理学 学科、专业 应用数学

提交论文日期 二〇〇四年一月

创新性声明

本人声明所呈交的论文是我个人在导师指导下进行的研究工作及取得的研究成果。尽我所知，除了文中特别加以标注和致谢中所罗列的内容以外，论文中不包含其他人已经发表或撰写过的研究成果；也不包含为获得西安电子科技大学或其它教育机构的学位或证书而使用过的材料。与我一同工作的同志对本研究所做的任何贡献均已在论文中做了明确的说明并表示了谢意。

申请学位论文与资料若有不实之处，本人承担一切相关责任。

本人签名：_____

日期：_____

关于论文使用授权的说明

本人完全了解西安电子科技大学有关保留和使用学位论文的规定，即：研究生在校攻读学位期间论文工作的知识产权单位属西安电子科技大学。本人保证毕业后，发表论文或使用论文工作成果时署单位名称仍然为西安电子科技大学。学校有权保留送交论文的复印件，允许查阅和借阅论文；学校可以公布论文的全部或部分内容，可以允许采用影印、缩印或其他复制手段保存论文。（保密的论文在解密后遵守此规定）

本人签名：_____

日期：_____

导师签名：_____

日期：_____

摘 要

随着计算机网络的迅速发展,网络功能日益强大。网络中的通信由单一的两点间的通信向多点间的通信发展,因此对多播和群播(是多播的一种推广)技术的研究也成为网络通信领域中的一个重要研究课题。多播是一个源节点将同一信息传送到多个目的节点(但不是所有节点)的通信方式。本文主要研究多播和群播路由算法,即建立满足各种业务服务质量需求的多播树。

目前多播路由算法的研究大多都针对无约束多播路由问题、时延受限及有带宽预留机制的多播路由问题。本论文首先介绍了有关多播的相关知识;接着对有多个约束的多播路由问题进行了研究,并且给出了一种满足 QoS 约束可靠的适应性多播路由算法。利用该算法,可以避免在有些节点或边失效(或不满足某种可靠性要求)的情况下依旧选择这些节点和边的可能,有效地减少了信息传送,缩短了传输时延。这是以往多播(multicast)算法中很少考虑的情况。数值实验表明,这种算法是快速而有效的,算法的时间复杂度为 $O(m|D|\log n)$ 。此外,本论文还研究了有带宽预留机制的群播路由问题,给出了两种有带宽约束的群播路由算法和一种带有多个约束的群播路由算法。前两种群播路由算法对 GTM 算法进行了改进,使得两种算法所获得的 GMRP 问题解的总费用几乎总是低于或等于由 GTM 算法所获得解的总费用且时间复杂度不变,均为 $O(p^3n^2)$ 。并用仿真实验对其有效性进行了证明。对于带有多个约束的群播路由算法,由于其采用改进了的成本函数,算法的时间复杂度并没有增加,也为 $O(p^3n^2)$ 。同时还提出了一种满足延迟约束的多播最小生成树算法(时间复杂度为 $O(pn^2)$)。

关键词: 计算机网络 多播路由算法 群播 多播树 QoS 约束

Abstract

With fast development of computer networks, the functions of networks are strengthened increasingly and developed from simple transmission to many real-time applications. Multicast and group multicast are the key of supporting these multimedia applications. Multicast routing is a network-layer function that constructs paths along which data packets from a source are distributed to reach many, but not all, destinations in a communication network. A fundamental issue in multicast communication is how to determine an efficient message route (multicast routing). Tree construction is a commonly used approach in solving the multicast and group multicast routing problem. This paper centers on the algorithms to construct low cost multicast routing trees with QoS requirements.

Now, researches on multicast routing algorithm mainly focus on multicasting algorithm without constraints, delay-constrained and bandwidth reserved multicast routing. In this thesis, firstly, the theory on multicast is introduced. Secondly, a research is made on algorithm satisfying multiple constraints and an adaptive and reliable algorithm satisfying QoS for multicast is proposed. It overcomes the shortcoming of the existent algorithms. As a result, it effectively reduces the transmission of information and the delay of propagation. Its time complexity is $O(m|D|\log n)$. Thirdly, the group multicast routing problem with bandwidth constrained is studied, three heuristic algorithms for group multicast routing are presented. The former two group multicast algorithms are the improvement of GTM algorithm. Simulation results show that our algorithms performed better in terms of cost compared with GTM algorithm and have the same time complexity $O(p^3n^2)$. At the same time, a fast heuristic algorithm of minimum cost tree with delay constraint are presented, its time complexity is $O(pn^2)$.

Key words: Computer Networks Multicast Routing Algorithm

Group Multicast Multicast Tree QoS Constraints

目 录

摘 要

ABSTRACT

第一章 绪 论.....	1
§1.1 多播技术简介	1
§1.2 多播分布树	2
§1.3 QoS 多播路由算法.....	2
§1.4 多播树理论基础及算法介绍	4
§1.5 随机网络产生的模型	8
§1.6 本文的主要研究内容	9
第二章 通信网络中的多播路由算法.....	10
§2.1 相关知识介绍.....	10
§2.2 满足多个约束适应性多播路由算法	11
第三章 群播路由算法.....	17
§3.1 相关知识介绍	17
§3.2 群播路由问题及其研究现状	18
§3.3 费用非对称通信网络上的群播路由算法 1	20
§3.4 费用非对称通信网络上的群播路由算法 2	25
§3.5 两种群播路由算法的比较	29
§3.6 带有多个约束的群播路由算法	29
结 束 语.....	35
致 谢.....	36
参考文献.....	37
在读期间撰写的论文.....	43

第一章 绪 论

本章主要介绍计算机网络中多播的相关知识。然后，我们介绍了本文所采用的仿真网络模型。最后列出了本文的内容提要 and 安排。

§1.1 多播技术简介

随着计算机网络的发展和个人计算机的普及，人们能够方便的在网络上畅游，进行网络通信或者获取自己所需的信息资源。此外，人们也越来越依赖于网络计算。大多数企业都建立了先进的网络，连接各个雇员和他们的计算机、工作站。有时，我们工作中的重要的信息只能通过网络得到，这些信息可能在企业的专用网络上，也可能在因特网上。

因特网是个公用的网络，连接全世界的各个大学、公司、非盈利组织、个人和政府机关。随着现在宽带的发展，诸如远程教学、视频会议、网络游戏等新兴的因特网应用越来越受欢迎，而且有时变得很必需。这些应用涉及到点对点或者多点对多点的通信，与传统的单播或者广播有很大的不同。

1988 年，Deering 提出了 IP 多播的概念，从此 IP 多播技术得到了广泛的关注。多播介于单播通信和广播通信之间，它可以将发送者发送的数据包发送给位于分散在不同子网中的一组接收者。

多播的基础概念是“组”。一个多播组(multicast group)就是一组希望接收特定数据流的接收者。这个组没有物理或者地理的边界；组内的主机可以位于互联网或者专用网络的任何地方。多播组中的每一个节点被称为多播组成员（multicast group member）。

在多播的诸多应用中，均可实现单播，但是随着接收者的增多，需要发送的数据包呈线性增长，对于 n 个接收者，需要发送同一个数据包的 n 份拷贝，这样通信量就会成倍的增加，也会占用网络的许多带宽，有时会引起网络堵塞。但是多播通信 IP 数据包仅发送一次。路由器会自动的转发到位于不同网段上的每一个接收者，可以是在网络中传输的报文拷贝的数量最小。所以多播是很有必要的。

多播通信模型的一个关键的特性是提供了间接标识的多播组，其中发送方和接收方都不需要知道对方的具体情况。发送方只需要向一个多播地址发送分组而接收方只需要告诉网络自己希望接收发送这个地址的分组。

用户的数据要从一个终端发送到另一个终端，首先要确定传输路由，不同的通

信方式，其确定路由的方式也不同。如今网络的通信方式主要有以下几种：

- 单播(unicast: point to point)，点到点的通信方式
- 多播(multicast: point to multipoint)，点到多点的通信方式
- 汇播(concast: multipoint to point)，多点到一点的通信方式
- 群播(multipoint to multipoint)，多点到多点的通信方式，多播的一种推广。
- 广播(broadcast: point to all point)，点到所有节点的通信方式

一般要求多播服务的业务对带宽和实时性要求较高，涉及用户较多，占用的资源也多，因此有必要优化多播路由。多播路由算法就是要寻求最优多播树，理想有效的路由算法将设计一棵仅覆盖多播组成员的树，并体现如下特征：树随着组成员变化动态更新；最小化节点需要保存的状态信息量；避免链路和节点的流量集中；根据费用函数优化路由。

§1.2 多播分布树

要把多播数据发送给所有的接收者，支持多播的路由器必须创建分布树（Distribution Trees）以控制多播数据包在网络中经过的路径。信源树和共享树是两种基本类型的多播分布树^{[6] [5,10]}。

信源树的根是多播源，各个枝干形成一棵跨越网络到达所有接收者的生成树。它有最短路径树（SPT）和 Steiner 树^[7]两种类型。最短路径树能生成信源与各个接收者之间的最优路径（最短路），但是全树的费用并不一定是最优的。而覆盖所有组成员的一棵最优 Steiner 树的总费用最小，但是从源节点到每一个组成员不一定是最短路。在网络中的每个节点（实际是路由器）都具有多播功能时，求解费用最小的多播树问题与 Steiner 树问题是等价的。信源树的缺点是：路由器必须为每个信源维护路径信息。在包含数千个信源和数千个甚至更大多播组的网络中，信源树的开销会迅速地耗尽路由器的资源。

与信源树以信源作为根不同，共享树使用一个共同的根，这个根位于网络中的某个位置。共享根被称为汇集点 RP(Rendezvous Point)。共享树的优点在于每个路由器上需要保存的状态最少，这一优势降低了对只使用共享树的网络的内存要求。共享树的缺点是在某些情况下，信源与接收者之间的路径可能不是最优的。在实现只有共享树的网络环境中，网络设计者必须仔细考虑 RP 的位置。

§1.3 QoS 多播路由算法

随着网络技术的迅速发展，视频点播、网络电话、远程实时医疗等已经开始应

用。这些应用涉及到网络的服务质量 (QoS: Quality of Service) 问题。

对于多播 QoS 路由问题, 一般有两种 QoS 要求, 即最优化 (optimization) 和给定某个约束 (constraint)。这些要求的组合就形成了用户对网络提出的各种 QoS 要求。多播 QoS 路由问题中研究得最多的是受限多播树 (constrained multicasting algorithm), 其中包括时延受限最小费用多播树^[41-52], 带宽受限多播树问题^[53-57]。另外, 时延波动受限问题^[46]也是研究的重点。Salama 在文献[47]对几种主要的时延受限启发式多播算法的性能进行了评估和比较。

一般路由选择过程由两部分组成: 一是为到达业务选择路径并发送数据包的过程, 这里称之为寻路过程; 一是节点间路由信息的交互过程。与传统的尽力而为的路由过程相比, QoS 寻路过程涉及两个方面的问题: 一是依据哪些度量参数作为寻路标准, 这里简称度量参数选择问题; 另一个是在寻路标准设定后, 如何找到满足业务需求的路径, 并保证数据经由选定路径传输到目的节点, 我们称之为寻路问题。路由信息交互过程中, 由于链路传输时延的存在, 每个节点获得的其他节点的状态信息总是具有一定的不准确性, 这些不准确性在一定程度上影响 QoS 路由算法的有效性。因此, 路由信息不准确的问题, 也是 QoS 路由中的一个主要问题。

从应用背景看, 目前 QoS 路由的研究可以分为三个方面: 单播路由 (Unicast Routing), 多播路由 (Multicast Routing) 和 Ad-hoc 路由。而在这三方面的研究中度量参数选择问题、寻路问题和路由信息不准确问题是首要解决的基本问题, 也是 QoS 路由中的研究重点。文献[64]对这些问题进行了详细的阐述。

目前 QoS 路由算法涉及的度量参数包括: 带宽、时延、时延抖动、丢失率和跳数。根据运算规则, 这些度量参数可以分为加性度量参数、乘性度量参数、和凹性度量参数。QoS 度量参数中, 传输时延、跳数、代价属于加性度量参数, 丢失率属于乘性度量参数, 带宽属于凹性度量参数^[65]。

根据度量参数的组合方式可以将路由选择算法分为单混合度量参数路由算法和多度量参数路由算法。

单混合度量参数通过一个参数来表现多个参数的特性。一种简单可行的方法是以多个度量参数为变量构建函数。并以此函数值作为选路标准。例如, 同时对某一业务的传输路径 P 的时延 $D(P)$ 、带宽 $B(P)$ 、丢失率 $L(P)$ 提出要求。为了简化问题, 将这三个参数要求合并为 $F(P)=B(P)/[D(P) \times L(P)]$ 。则在所有可能的业务传输路径中, 选择具有最大 $F(P)$ 值的路径作为传输路径。

多度量参数路由算法是指路由选择中对支持的每个参数要求都加以考虑, 由于存在 NP-Complete 问题^[65], 因此多度量参数选择的一个主要问题是如何在基本满足 QoS 要求的前提下简化问题, 降低算法设计的复杂度, 保证算法的可实现性。目前降低算法复杂性的方法主要有以下几种: 选主度量参数^[65-68]、结合节点控制

策略使多个参数具有相关性^[68-69]、量化参数^[68,70]、参数定界^[71]。

寻路问题中的路由选择算法包括集中式路由算法（既源路由算法）和分布式路由算法。

路由信息不准确问题是计算机通信网络中不可避免的固有特性。文献[64]对如何减小路由信息不准确性进行了分类：（1）合理设计路由信息更新方法；（2）根据统计信息选路。

§1.4 多播树理论基础及算法介绍

对于多播路由问题，一般要建立费用最小的多播树，而最优 Steiner 树的费用是最小的，因此 Steiner 树被认为是实现多播通信的最好办法之一。Steiner 树理论及其算法也成为求解多播树的基础。

首先计算机网络可以抽象为无向连通图 $G=(V,E)$ ，其中 V 为网络节点（路由器）的集合， E 为（通信链路）的集合，在每条边 $e \in E$ 上定义一个权值函数从 $c(e):E \rightarrow R^+$ ，表示每条边的费用（这里的费用是一个广义上的费用，它可以根据链路的距离、信道带宽、平均通信量、通信开销、队列平均长度、测量到的时延和其他一些因素的函数而计算出来），给定一个节点子集 $Q \subseteq V$ ，这里 Q 对应为多播组成员，Steiner 树问题就是要寻找一棵覆盖给定节点集合 Q 且费用最小的最优 Steiner 树 $T_{opt}=(V_{T_{opt}},E_{T_{opt}})$ ，其中 $Q \subseteq V_{T_{opt}} \subseteq V$ ， $E_{T_{opt}} \subseteq E$ 。用 $c(T_{opt})$ 表示树的费用，即：

$$c(T_{opt}) = \sum_{e \in T_{opt}} c(e)。$$

从最优 Steiner 树的定义可知，最优 Steiner 树中的叶子节点都应是 Q 中的节点，一般称 Q 中的节点为基本节点；最优 Steiner 树中除基本节点外的其它节点被称为 Steiner 节点，图中所有可能成为 Steiner 节点的节点集合记为 S ，易知 $Q \cap S = \Phi$ ， $V = Q \cup S$ 。

最小生成树和最短路问题都是 Steiner 树问题的特例，当 $Q=V$ 时，Steiner 树问题就转化为最小生成树问题，当给定节点集合中只包含两个节点时，即 $|Q|=2$ 时，就变为最短路问题。最小生成树问题和最短路问题都存在多项式时间的最优解法。但 Steiner 树问题不存在多项式时间的最优解法，它是一个 NP 完全问题。我们知道如果一个最优化问题是 NP 问题，除非 $P=NP$ ，否则不能在多项式时间内精确地求解该问题，一个合理的目标是寻找该问题的一个启发式算法，使我们能在一个低阶多项式时间内得到一个“接近”最优的解。为此对 Steiner 树问题一般讨论解决它的启发式算法。启发式算法并不保证给出最优解，那么如何评价启发式算法的好坏呢？主要是基于两个方面的考虑：首先是时间复杂度方面的要求，即要求

有一个多项式时间界；其次是性能方面的要求，即希望所求的近似解尽可能“接近”最优解。可以从不同的角度来评价启发式算法的性能，大体上可以分为三类：第一类是以算法在最坏情况下的行为为标准，研究算法的近似解与最优解的接近程度，越接近越好。第二类是以算法的平均行为为标准，研究得到的概率。第三类是局部搜索算法，寻找局部最优解，这种方法有时很好，有时很差，只能通过实践加以评定。对于算法最坏情况下的性能比，可以从理论上给出一个上界。但最坏情况下的性能不能说明算法的实际性能如何，因为在实际应用中，算法体现出来的是平均性能，最坏情况很少发生。而算法的平均性能是较难从理论上给出的，为此要通过仿真实验来研究算法的平均性能。

在描述问题之前，首先给出几个定义和符号。 $G=(V,E)$ 表示无向连通图， V 为节点集合， E 为边的集合， S 为所有可能成为 Steiner 节点的节点集合， Q 为对应多播问题的组成员， $Q \cap S = \Phi, V = Q \cup S$ 。 $T=(V_T, E_T)$ 表示覆盖节点集合 Q 的一棵生成树， $Q \subseteq V_T \subseteq V, E_T \subseteq E$ ； c_{ij} 表示边 $(i, j) \in E$ 的费用， $c_{ij} \in R^+, \forall (i, j) \in E$ ； d_{ij} 表示节点 i 到节点 j 的最短路费用，即节点 i 到节点 j 的距离； $P(i, j)$ 表示节点 i 和节点 j 之间的最短路径； $d(i, T) = \min\{d_{ij} | j \in V_T\}$ 表示树 T 外节点 i 到树 $T=(V_T, E_T)$ 的距离；

称节点 j 为树 T 中距离节点 i 最近的节点，如果节点 j 满足下面的条件：对树中任意节点 k 有不等式 $d_{ij} \leq d_{ik}$ 成立。 Z_T 表示在求解 Steiner 树问题时，用启发式算法得到的树 T 的费用； Z_{opt} 表示对应的最优树的费用。下面对已有的 Steiner 树问题的启发式算法做一些介绍。启发式算法的优点在于算法实现较简单，且算法复杂度不高，这些特点正是多播路由算法所需具备的，因为实际网络中每个路由器确定路由的时间应尽量短，并且实际路由器的计算功能并不是很强，这就要求算法简单易行。Steiner 树问题的启发式算法基本上都是借鉴最小生成树和最短路算法的思想。且下面所介绍的 Steiner 树问题的启发式算法假设每个节点都具有多播能力。

■ 基于最短路思想的 Steiner 树启发式算法^[7]

这个算法直接运用了最短路算法，它的最后结果为前面介绍过的最短路径树 (SPT)；其主要步骤如下：

- (1) 初始时，树 T 中只包含任意一个基本节点 w ，即 $T=(\{w\}, \emptyset)$ ；
- (2) 对所有其它的基本节点 $i \in Q - \{w\}$ ， i 用最短路与 w 相连并将最短路 $P(i, w)$ 加入到树中，最终形成树 T 。

这个算法的复杂度为 $O(|V|^2)$ ，最坏情况下的性能比 $\frac{Z_T}{Z_{opt}} \leq |Q| - 1$ 。这个算法

得到的树的费用较大，因为它并没有考虑全树的费用，而只保证从源节点到其它

所有节点的费用最小，这种算法适合于通信网络中，要求从源节点到所有目的节点进行传输时延最小的情况。

■ 基于最小生成树思想的 Steiner 树启发式算法^[7]

这个算法实现起来也很简单，其主要步骤如下：

- 1) 求出图 G 的最小生成树 T' ；
- 2) 检查此树 T' 中的叶子节点是否都是基本结点，如果存在非基本节点的叶子节点，则删去这些节点以及与之邻接的边，这样做直到树 T' 中所有的叶子节点都是基本节点。

这个算法直接利用了最小生成树算法，然后进行简单的剪枝操作，它复杂度为 $O(|V|^2)$ ，最坏情况下的性能比为 $\frac{Z_r}{Z_{opt}} \leq |S'| + 1$ 。 $|S'|$ 表示树中除基本节点外的其它节点的个数。

■ KMB 算法

KMB 算法^[22]在有些文献中又被称为 DNH 算法，它是有关 Steiner 树最著名的一个算法。它用到了距离完全图和最小生成树算法。

- 1) 构造图 G 的距离完全图 $G'=(Q, E')$ ，其中 $\forall (u, v) \in E'$ 是图 G 中节点 u 到节点 v 的最短路径，即边 $\forall (u, v) \in E'$ 的费用等于 G 中节点 u 到节点 v 的最短路的费用；
- 2) 构造图 G' 的最小生成树；
- 3) 将中的边再转化为 G 中的最短路径，形成子图 G_S ；
- 4) 求出 G_S 的最小生成树 T_S ；
- 5) 删除 T_S 中非基本节点的叶子节点，最后得到所求的树 T 。

KMB 算法的复杂度为 $O(|Q||V|^2)$ ，最坏情况下的性能比为 $\frac{Z_r}{Z_{opt}} \leq 2(1 - \frac{1}{l}) \leq 2(1 - \frac{1}{|Q|})$ ， l 表示 KMB 算法得到的树 T 的叶子节点数目。这个算法的平均性能较好，为最优解费用的 105%^[47]。

■ MPH (Minimum Path Cost Heuristic, 即 TM) 算法

MPH^[23]算法与 ARINS 算法的不同之处在于 MPH 算法每次不是任选一个基本节点加入，而是选择树外所有基本节点中选择距离树最近的那个基本节点将其加入。下面是算法描述。

- 1) 初始时，树 $T=(\{w\}, \emptyset)$ ，只有一个基本节点 w ；

2) 找到树外距离树 T 最近的基本节点 p^* , 即 p^* 满足: $d_{vp^*} = \min\{d_{vp} | v \in V_T, p \in Q - V_T\}$, $v^* \in V_T$ 是树中距离 p^* 最近的节点。然后将最短路 $P(v^*, p^*)$ 加入到树中, 这样做直到所有的基本节点都连接到树 T 中。

这个算法的复杂度为 $O(|Q||V|^2)$ 。最坏情况下的性能比为 $\frac{Z_T}{Z_{opt}} \leq 2(1 - \frac{1}{|Q|})$ 。

■ 改进的 MPH 多播路由算法—FMPH 算法

针对 MPH(Minimum Path Cost Heuristic, 即 TM)多播最小生成树算法存在的问题, 文献[81]通过改进最短路径节点的搜寻过程, 以较小的存储空间为代价, 获得了计算效率很高的快速最小代价多播生成树算法 FMPH(Fast Minimum Path Cost Heuristic), 且获得多播生成树与 MPH(即 TM)算法完全相同。

FMPH 算法步骤如下:

- 1). 初始化: 令 $k=1$, 从源节点 s 开始, 将单结点 s 作为 T_1 。此时 $T_k = T_1$, $V_k = V_1 = \{s\}$ 。计算 $Q_k = Q - V_k$ 中所有端节点和该端节点到最小生成树 T_k 的最小距离和最短路径, 并记忆之。
- 2). 从 Q_k 中选出到生成树距离最小的端点, 并将该端点和该端点到生成树最小路径上所有的 Steiner 节点一起加入生成树(即该端点的路径节点), 从 Q_k 中删除该端点。
- 3). 对新加入的节点重复以下过程: 考察 Q_k 中所有端点到新加入节点的距离, 若该距离小于该端点到生成树 T_k 的距离, 则该距离作为端点到生成树 T_k 的距离, 并记下该端点到生成树的最小路径。
- 4). 重复 2)、3)直到 Q_k 为空。

假设每一个节点到每一个端节点的最短路径已知, 则 MPH(即 TM)算法的计算时间复杂度约为 $O(p^2n + m)$ [82]。FMPH 算法的时间复杂度约为 $O(p^2k + m)$, 其中 k 为最小代价多播生成树中任意一个端节点的路径节点个数。与 MPH 算法相比, FMPH 付出了很小的存储开销, 但其计算效率却提高了很多。

■ 受限 Steiner 树问题的算法

Steiner 树问题的 QoS 约束包括端到端的时延、时延抖动、带宽、包丢失率以及上述约束条件的某种组合等。这些问题是 NPC 问题, 因此只能寻找该问题的一个启发式算法, 使我们能在一个低阶多项式时间内得到一个“接近最优”的解。为此 Steiner 树问题一般讨论解决它的启发式算法, 但启发式算法并不能给出最优解。受限 Steiner 树问题的算法有 LD 算法 [47] (Least-Delay Algorithm)、BSMA(Bounded Shortest Multicast Algorithm) 算法 [43]、KPP 算法 [41]、CDKS(Constrained Dijkstra Heuristic)算法 [47]、DVMA(Delay Variation Multicast

Algorithm)算法^[46,83]等。

文献[47]对上面提到的 LD、BSMA、KPP 和 CDKS 算法进行了仿真实验，实验结果表明 BSMA 算法得到的多播树的费用最小，但是它的运行时间很长，当网络规模增大时，BSMA 的平均运行时间要大于 KPP 算法的运行时间。LD 算法得到的多播树的费用最大，但是它的时延最小。CDKS 算法的运行时间短，多播树的费用仅次于 BSMA 和 KPP 算法，并且算法的扩展性很好。因此，综合来看 CDKS 算法在树的费用和运行时间方面都较好，是一个实用的算法。

此外，文献[7,84-87]还提出了带度约束（即限制节点的多播能力）的多播路由算法。

§1.5 随机网络产生的模型

我们在研究网络多播路由算法时，一般要分析算法在最坏情况下的性能比，算法的时间复杂度，以及算法的平均性能。因为在很多情况下算法的平均性能要好于最坏情况下的性能，而在实际应用中，往往关心的是算法的平均性能，为此算法的平均性能更为重要。

如何评价算法的平均性能呢？只有通过实验。上面介绍的各种启发式算法都采用了一种共同的实验方法来测试算法的平均性能，这种方法是产生一个随机网络，然后在生成的网络上运行算法，运行多次后取平均值。这样得到的结果一般认为就代表实际平均性能。因此，评估算法性能很重要的一步就是产生仿真用的随机网络，使得产生的网络即具有普遍性，又接近实际网络的特征。在一个特定网络的基础上用某种算法仿真得到的结果，就不具有普遍性，没有说服力。前面讲到的算法都使用相同的随机网络模型。这个随机网络模型是由 Waxman^[38]提出的，由于其具备上述提到的仿真网络应具备的特性，因此被研究多播路由算法的几乎所有的研究者所采用。本文也采用这个随机网络模型来进行实验，下面介绍 Waxman 随机网络模型的产生方法。

Waxman 产生的网络节点是随机分布在矩形网格上的，节点的坐标是一致分布的随机整数，每两个节点之间的距离是它们的欧式距离，两个节点 u, v 之间以某个概率决定是否将两个节点连接，而这个概率取决于它们之间的距离，节点之间有边的概率是

$$P(u, v) = \beta \exp\left(-\frac{d(u, v)}{\alpha L}\right)$$

其中 $d(u, v)$ 为节点 u 到 v 的欧式距离， L 为节点间最大距离，参数 α 和 β 控制产生网络的特征，其值在 $(0, 1)$ 之间，当 α 增加时，长边相对短边的比增加；当 β 增加时，节点的度也随着增加。调整 α, β 的值就可以得到接近于实际的网络图。此

网络模型也是无向的，可以理解为是一个对称网络。

§1.6 本文的主要研究内容

本文首先研究带有多个约束的多播路由算法；其次研究了群播路由算法，给出了三种全局启发式算法，同时还给出了一种满足延迟约束的多播最小生成树算法。

- 对有约束的多播路由问题，提出了一种满足 QoS 约束可靠的适应性多播路由算法，即把可靠性纳入多播的约束里面，从而考虑了带有多个约束（费用、时延、可靠性）的多播路由算法。有效的减少了信息传送和缩短了传输时延。

- 对于群播问题，提出了三种全局启发式算法和一种满足延迟约束的多播最小生成树算法。其中，前两种算法的性能同目前性能最好的同类启发式算法 GTM 算法相比，时间复杂度相同，但总费用却几乎总比 GTM 算法低；在考虑延迟约束的情况下，对 FMPH 算法中的成本(即费用)函数进行了修改，得到了满足延迟约束的多播最小生成树算法—DFMPH 算法。并把 DFMPH 算法应用于前两种算法上，从而得到了效率高且性能好的满足延迟和带宽约束的接近最小成本的启发式算法—DGM 算法。该算法能有效的降低成本和更好的利用带宽资源，并且算法虽然加了时延约束，但是由于它们采用了改进了的成本函数，算法的时间复杂度并没有增加。

本文的内容安排如下：

第二章给出了一种满足 QoS 约束可靠的适应性多播路由算法。该算法把可靠性纳入多播的约束里面，从而有效的减少了信息传送和缩短了传输时延，这是以往多播（multicast）算法中很少考虑的情况。

第三章给出了三种群播路由算法和一种满足延迟约束的多播最小生成树算法。实验表明，在大多数情况下三种群播路由算法比已有的算法性能都要好。

最后是全文的总结。

第二章 通信网络中的多播路由算法

前面已经对多播问题的理论基础进行了介绍，本章主要讨论满足 QoS 约束可靠的适应性多播路由算法，即把可靠性纳入多播的约束里面，从而考虑了带有多约束（费用、时延、可靠性）的多播路由算法。

§2.1 相关知识介绍

Internet 应用的成功，网络介入技术的持续发展，以及穿越多个 ISP 骨干网的高带宽请求日益增加，使得大型骨干网络上的流量工程面对前所未有的挑战：一方面，用户行为的改变和新的网络应用的部署将导致网上通信量交换的激烈变化；另一方面，路由策略和网络元素的故障，也会引起流量的突然变化，而 ISP 的区域化管理不能保证完整的端到端的全路径控制。因此，不确定性是 Internet 不可避免的固有特性。本章讨论了网络元素存在随机破坏的情况下的路由选择问题。

本节我们对通信网络的可靠性与分布式多播路由算法的相关知识进行介绍。

通信网络的可靠性

可靠性这一术语即可以是对元件设备或系统等抽象的定性描述，也可以是对元件设备或系统的数量特征的描述。作为可靠性的定义则不能忽视任何一方面，故可靠性的定义如下：

定义 2.1: 元件或系统在规定的条件下，和规定的时间内，完成规定功能的能力，称为此元件或系统的可靠性。

通信网络的可靠性模型

假设

- 1) 网络是连通的，有 N 个节点， M 条链路，用 (N, M) 网络表示；
- 2) 网络中 N 个节点不能相互备份，也没有多余的备份节点；
- 3) 网络结构固定不变；
- 4) 网络中每个节点、每条链路的故障发生是相互独立的；

这样，我们可以将通信网络的可靠性分成两部分：一是网络中节点的可靠性，它是所有节点可靠性的乘积；二是网络传输路径的可靠性，它与网络结构密切相关。

通常，一个系统的可靠性以它完成规定功能的能力来度量。通信网络的任务是信息传输，假设链路所能传输的信息量足够大，那么网络的信息传输能力就可以

简化为网络的连通能力。我们给出网络的可靠性定义如下：

定义 2.2: 在规定条件下、规定时间内，全网连通的能力，称为通信网络的可靠性。

网络的可靠度就是在规定条件下、规定的时间内，全网保持连通的概率。

分布式多播路由问题

集中式算法是在节点知道整个网络拓扑结构的情况下来确定路由，在实际网络中，节点要获得全网拓扑，其它节点要向它传递更新信息，这样有可能会造成拥塞，浪费带宽，并且也增加了时延。当网络规模很大时，路由器要存储全网拓扑，必须有较多的内存，这也增加了路由器的负担。为此分布式算法成为解决问题的一个可行方法。在分布式算法中，每个节点在知道其相邻节点状态这一信息情况下，参与路由的确定。这样也降低了集中式算法中确定路由节点出现故障所带来的不可靠性。

§2.2 满足多个约束适应性多播路由算法

本节考虑了在通信网络中节点和边都存在生存概率的情况下，权衡可靠性和延迟这两个性能指标而提出的一种接近最小成本的适应性算法。利用该算法，可以避免在有些节点或边失效(或不满足某种可靠性要求)的情况下依旧选择这些节点和边的可能，有效的减少了信息传送和缩短了传输时延。这是以往多播 (multicast) 算法中很少考虑的情况。且算法的时间复杂度为 $O(m|D|\log n)$ 。

2.2.1 引言

随着计算机网络的迅速发展，网络功能日益强大。网络的作用从简单的信息传送发展到许多新的适时应用如远程教学、视频会议、数据分发和网络游戏等。多播 (multicast) 技术正是支持这些多媒体应用的关键因素。多播是一个源节点将同一信息传送到多个目的节点（但不是所有节点）的通信方式。源节点和这些目的节点组成了一个多播组 (multicast group)，多播组中的每一个节点被称为多播组成员 (multicast group member)。要实现这种通信方式首先要建立多播树 (multicast tree)，即覆盖所有多播组成员的一棵树。信息可沿这棵树决定的路径进行发送，而且信息只需在树枝处进行复制，这样能够节省网络资源。多播树不仅要满足某种尺度 (QoS: quality of service) 约束，如端到端时延、时延抖动、路径带宽和数据包丢失率等（文献[88]根据这些约束对多播路由问题进行了详细的分类）。而且还要考虑到信息可靠的传到目的端，即可靠性^[89]保证。

建立最小费用多播树问题，一般转化为 Steiner 树问题，而 Steiner 树问题和受

限 Steiner 树问题已知是 NP-complete 问题，即 Steiner 树问题不存在多项式时间的最优解法。我们知道如果一个最优化问题是 NP 问题，除非 $P=NP$ ，否则不能在多项式时间内精确地求解该问题，一个合理的目标是寻找该问题的一个启发式算法，使我们能在一个低阶多项式时间内得到一个“接近最优”的解。为此 Steiner 树问题一般讨论解决它的启发式算法，但启发式算法并不能给出最优解。文献[88]列举出了一些典型的启发式算法。

然而，已知的多播算法很少考虑在通信网络中节点和边失效(或不满足某种可靠性要求)的情况下，如何快速有效的重新进行路由选择。多播路由中的可靠性协议^[90,91]对这一问题有所涉及，但是需要大量的信息传送。而在考虑时延的可靠性文章^[92]又没有考虑到费用问题。本章针对这一问题，提出了一种快速有效可靠的适应性算法。该算法能够在网络环境下(尤其是在大型网络环境下)以分布式方式动态进行，在保证延迟时间不超过规定限制的条件下找到不仅是相对可靠而且是接近最小成本的解，并且适应接收者的动态变化。

2.2.2 系统模型与问题定义

对于给定的网络我们用赋权无向图 $G(V, E)$ 表示，其中 V 为节点集合， E 为边的集合。一个多播请求表示为 $R(s, D, \Delta)$ ，其中 s 为源节点， D 为目的节点集合， Δ 为系统给定的从源节点到任一目的节点所允许的最大延迟时间。 $s \in V, s \notin D, D \subseteq V - \{s\}$ 。对应于连接 $R(s, D, \Delta)$ 的多播树记为 T 。 $G(V, E)$ 中的任一节点 $v \in V$ 上具有一个生存概率值 $P_r(v) \geq 0$ ，一个成本值 $C(v) > 0$ ，一个延迟值 $D(v) > 0$ ；对于任一条边 $e \in E$ 上具有一个生存概率值 $P_r(e) \geq 0$ ，一个成本值 $C(e) > 0$ ，一个延迟值 $D(e) > 0$ 。 $\forall v \in \{s\} \cup D$ 我们总可以设 $P_r(v) = 1$ ， $D(s) = 0$ 。 $n = |V|$ 代表图 $G(V, E)$ 中的节点个数， $m = |E|$ 代表图 $G(V, E)$ 中的边个数。

对于多播树 T ，其总成本定义为

$$COS(T) = \sum_{v \in T} C(v) + \sum_{e \in T} C(e), \quad (2.1)$$

在 T 中，任一两个节点 u, v 之间的一个路径记为 $P(u, v)$ ，其延迟时间定义为

$$DELAY(P(u, v)) = \sum_{\substack{v' \in P(u, v) \\ v' \neq v}} D(v') + \sum_{e \in P(u, v)} D(e), \quad (2.2)$$

其费用定义为

$$COS(P(u, v)) = \sum_{\substack{v' \in P(u, v) \\ v' \neq v}} C(v') + \sum_{e \in P(u, v)} C(e), \quad (2.3)$$

延迟时间约束定义为

$$\forall d \in D, DELAY(P(s, d)) \leq \Delta, \quad (2.4)$$

树的延迟时间为

$$DELAY(T) = \max\{DELAY(P(s, d)), \forall d \in D\}, \quad (2.5)$$

$P(u, v)$ 的生存概率为

$$PROB(P(u, v)) = \prod_{\substack{v' \in P(u, v) \\ v' \neq v}} P_r(v') \prod_{e \in P(u, v)} P_r(e), \quad (2.6)$$

生存概率约束定义为

$$\forall d \in D, PROB(P(s, d)) > \gamma, \alpha > \gamma (\alpha, \gamma \in (0, 1)), \quad (2.7)$$

树的生存概率为

$$PROB(T) = \min\{PROB(P(s, d))\}, \quad (2.8)$$

我们的目标是设计一种分布式算法，在满足式(2.4)和式(2.7)的条件下，使 $COS(T)$ 尽可能小的分布式算法。

2.2.3 适应性多播算法

2.2.3.1 算法的基本思想

本章所提出的算法和文献[93]一样，也是基于 Prim 算法，即首先将源节点 s 加入到树 T 中，然后每次从 D 中选出一个到树 T 加权成本最小且满足式(2.3)和式(2.7)的目的节点 d ，沿最短路径加入到树中，同时修改有关节点的配置信息，纪录所生成树的有关信息，直到所有目的节点都加入到树中为止，或者某些节点不能加入到树中。当有节点不能加入到树中时，进行回溯过程，对没有加入的目的节点以加权延迟为计算指标，将其加入到树中，并去掉产生回路的边，最后得到一棵满足条件且 $COS(T)$ 尽可能小的树。

本章的算法，也和文献[93]一样克服了传统的 QoS 约束算法把寻找最低成本路径与判断延迟约束分开进行，在延迟约束十分严格时导致大量回溯的缺点。而且可以避免在网络中有些节点或边失效的情况下依旧选择这些节点和边的可能，有效的减少了信息传送和缩短了传输时延。这是文献[93]所没有做到的。

2.2.3.2 以加权方式选择候选节点

本章的方法是在往树中加入节点时，将可靠性、成本与延迟结合起来考虑。即在往树中加入节点时，综合考虑候选节点的父节点(即在树上的连接节点)已经经过的生存概率和延迟、候选节点到树的生存概率和延迟，计算出加权成本作为候选依据。当一个候选节点经过的延迟离 Δ 越近时候选节点的延迟(即与上一节点的

链路延迟)越大, 候选节点越应该优先加入到树中(但是要有一定的控制, 即延迟也不能太大。), 否则该节点将会因为路径总延迟超过约束值而不得不进行回溯处理。同时还考虑了当一个候选节点经过的生存概率离 γ 越近时, 候选节点的生存概率(即与上一节点的链路生存概率)越小(但都不能超过一定相对限度, 即生存概率也不能太小。), 候选节点越应该优先加入到树中, 并且当某个中间节点失效时可以避免将其选入树中。

假定 $u \in T, v \notin T, v \in D, v$ 为候选节点, $(u, v) \in E$, 则定义 (u, v) 的加权成本为

$$(u, v) = \begin{cases} \frac{\Delta \times DELAY^2(P(u, v))}{\Delta - DELAY(P(s, u))} \times \frac{PROB(P(s, u))}{PROB^k(P(u, v)) \times e^{\beta(PROB(P(s, u)) \times PROB(P(u, v)) - \alpha)}} \times C(u, v), \\ \text{if } \Delta - (DELAY(P(s, u)) + DELAY(P(u, v))) > 0 \\ \text{and } PROB(P(s, u)) \times PROB(P(u, v)) > \gamma; \\ \infty, \quad \text{else.} \end{cases} \quad (2.9)$$

$$(u, v) = \begin{cases} \frac{PROB(P(s, v))}{PROB^k(P(u, v)) \times e^{\beta(PROB(P(s, u)) \times PROB(P(u, v)) - \alpha)}} \times DELAY(u, v), \\ \text{if } \Delta - (DELAY(P(s, u)) + DELAY(u, v)) > 0 \\ \text{and } PROB(P(s, u)) \times PROB(P(u, v)) > \gamma; \\ \infty, \quad \text{else.} \end{cases} \quad (2.10)$$

当 (u, v) 不是物理链路而是一条路径时, 如果 (u, v) 的中间节点都不在树中, 则把 (u, v) 看成是一条虚拟链路。式(2.9)中 (u, v) 的生存概率、成本与延迟分别是 u, v 间最小成本路径上的生存概率、成本与延迟。式(2.10)中 (u, v) 的生存概率、成本与延迟分别是 u, v 间最小延迟路径上的生存概率、成本与延迟。 k 为 $P(s, u)$ 上节点的个数, n 为网络中的节点个数, $\alpha, \gamma \in (0, 1)$ 为给定的生存概率限制参数。 β 为一参数, 使得当 $PROB(P(s, u)) \times PROB(P(u, v)) > \alpha$ 时, 选择 v 的可能性就大, 大的越多可能性就越大; 否则, 选择 v 的可能性就小。 β 可取 $n^2, n, 1, 0$ 等(则在式(2.9)中 (u, v) 的生存概率在权值中的比重依次缩小, 相对的延迟在权值中的比重就依次增大。在式(2.10)中 (u, v) 的生存概率在权值中的比重依次缩小)。

当加权成本相同时优先选择延迟小的节点, 如果延迟也相同, 选择编号小的节点。当加权延迟也相同时优先生存概率大的节点, 如果生存概率也相同, 则选择编号小的节点。

算法步骤:

输入: $G=(V, E), R(s, D, \Delta)$

输出：满足要求的多播树 T 。

1. 确定是否存在满足给定时延条件的多播树。利用 Dijkstra 算法或已有的静态数据求以源节点为树根的最小时延 LD 树，若该 LD 树不满足给定的时延上限，则不能找到满足延迟条件的树。否则，令 $\alpha = \alpha_0, \alpha_1 = \alpha_0, \gamma = \gamma_0, \delta = (\alpha - \gamma) / \alpha$ ，转 2；
2. 首先将源节点 s 加入到树 T 中，然后使用 (u, v) 的加权成本(2.9)式作为计算指标，每次从 D 中选出一个到树 T 加权成本最小的目的节点 d 将其加入到树中，直至不能再加为止。若有目的节点没有加入到树中，则令 $\alpha_1 := \delta \alpha_1 > \gamma$ ，转 2。若仍有目的节点没有加入到树中，则令 $\alpha_1 = \alpha$ ，转 3；
3. 使用 (u, v) 的加权延迟(2.10)式作为计算指标进行选择，直至不能再加为止，并去掉所产生的回路。若仍有节点不能加入到树中，则令 $\alpha_1 := \delta \alpha_1 > \gamma$ ，转 3。若仍有目的节点没有加入到树中，则令 $\alpha_1 = \alpha$ ，转 4；
4. 在满足 $PROB(P(s, u)) \times PROB(P(u, v)) > \alpha_1$ 的条件下，求没有被选入树中的节点到树中节点的最小延迟，若满足给定的时延上限，则将其加入到树中，并去掉所产生的回路。若仍有节点不能加入到树中则转 5；
5. 令 $\alpha_1 := \delta \alpha_1$ ，若 $\alpha_1 > \gamma$ ，则转 4；否则，不存在满足条件的树。

显然有如下定理。

定理 2.1 如果满足要求的树存在，则利用上述算法可以把所有目的节点都加入到树中。

2.2.3.3 算法复杂度分析

定理 2.2 上述算法的时间复杂度为 $O(m|D|\log n)$ 。

证明：该算法的第一步用的是 Dijkstra 算法，其时间复杂度为 $O(m\log n)$ ，第二步、第三步用的是 Prim 算法(其时间复杂度为 $O(m\log n)$)，而且循环次数不超过 $\left\lceil \log_{(\alpha-\gamma)/\alpha} \frac{\gamma}{\alpha} \right\rceil \times |D|$ 次。第四第五步循环使用 Dijkstra 算法，而且循环次数也不超过 $\left\lceil \log_{(\alpha-\gamma)/\alpha} \frac{\gamma}{\alpha} \right\rceil \times |D|$ 次。因此该算法的时间复杂度为 $O(m|D|\log n)$ 。

#

2.2.3.4 节点的动态加入和退出

当节点申请加入多播树时，向源节点发送请求，源节点按上述算法中的第四第五步把其加入。当节点申请退出时，如果自己是叶子节点，则向其父节点(直至树

上连接点)发送退出消息，父节点修改相应配置。如果自己不是叶节点，则修改自己为转发节点。

大量例子特别是生存概率、成本和延迟不均匀的网络例子模拟实验计算表明，本章提出的算法都能找到一棵比较满意的树。同时，本章中的算法还可以应用于满足其他性能指标(如时延、路径带宽和成本等)的计算。但是，本章的算法还有改进的余地，如权值如何选取才能更好的满足不同性能指标的要求，以及在式(2.9)和式(2.10)中要求

$$PROB(P(s,u)) \times PROB(P(u,v)) > \alpha > \gamma (\alpha, \gamma \in (0,1))$$

时，本章算法中的 δ 如何选取才能使得到的多播树更优。这些问题还有待于研究。

第三章 群播路由算法

群播问题是研究在实际网络中,每个成员节点都有向其他节点进行多播的请求时,如何确定路由和分配带宽。本章提出了两种新的群播路由算法,并在这两种算法的基础上提出了带有多个约束的群播路由算法。

§3.1 相关知识介绍

随着网络技术的迅速发展,交互式会议电视,分布式网络对战游戏、协同文档编辑、视频点播、网络电话、远程实时医疗等已经开始应用。这些应用涉及到网络的服务质量(QoS: Quality of Service)问题。QoS 包括许多方面,例如端到端时延、端到端时延波动、路径带宽、路径中的数据丢失率等。其中,端到端时延是实时通信应用中很基本的一个方面。对于实时通信来说,如果时延过长,就会引起用户视觉和听觉上的不舒服,甚至引起语义的无法理解。对于实时多播通信,端到端的时延波动则变得很重要。例如,电视会议中,要保证各地的与会者要同时听到发言者的讲话,从会场到各地的消息传输的时延必须限制在一定的范围内,时延值只能在这个范围内波动。而对于视频点播来说,要保证一定的图象质量,网络必须提供足够的带宽和可以接受的数据丢失率。

如今,硬件技术、电子商务以及大量连续的多媒体应用的涌现,增长了对服务质量(QoS: quality of service)的要求,用以提供质量保证。

服务质量的概念被用来刻画服务提供者与用户间通过数量来定义的性能约定。一次连接的服务质量由一系列约束条件给出,如带宽约束、延迟约束、抖动约束等等。服务质量路由的基本任务是为一次连接寻找一条有足够资源、能满足 QoS 要求的可行路。另外,要尽力寻找使资源得到最优利用的可行路径。QoS 路由不同于最大能力(best-effort)路由。前者通常是面向连接的,有资源预留功能,并且提供有质量保证的服务;而后者可能是面向连接的也可能是无连接的,根据当前可获得的资源不同,服务质量有不同的变化。QoS 路由要比 best-effort 路又复杂的多^[94]。

近年来, QoS 路由逐渐受到研究者的关注,许多启发式算法被提出。文献[94]和[88]是关于 QoS 路由算法和协议的一个综述。

QoS 路由选择的目标有两个:(1)所选择的路径必须是满足 QoS 约束的可行路径;(2)所选择的路径必须尽量有效地使用网络资源并使网络资源利用率最大。QoS 路由的问题应该由 3 个部分组成^[95]: 获得满足应用 QoS 请求所必需的计算

QoS 路由信息；建立一条满足 QoS 请求的路径；维护已建立的路径。

对于 (1)，可以扩充现有的链路协议（如 OSPF），虽然目前的 OSPF 协议将 QoS 编码扩展为五位，分别指示路由尺度可以使货币代价、可靠性、延迟和带宽，全“0”表示无特殊要求，但却没有说明如何的到这些值，我们认为可以在网络节点间交换上述模型提出的链路和节点的属性值，然后根据相应的公式计算所需要的路由选择尺度值。对于 (2) 来说，目前常用的路由算法大都基于 Dijkstra 或 Bellman-Ford(BF)的最短路径算法，以带宽、传播延迟和条数为主要尺度。目前尚无较好的方法来解决 (3)，因此我们认为，RSVP 可以充当 QoS 路由请求和路由维护的信令协议，若采用预计算方式，周期性的计算几种类型的路由，则可通过 PATH 消息向网络传递新请求的通信量特征，利用这些参数和已知的相邻节点，以及路由的状态信息，选择满足通信量要求的可行路径，逐跳下去，直到目的节点。然后根据目的节点发出的 RSVP 消息，利用“预留状态”将所需要的资源绑定到选定的端口上。这样既可以保证网络资源不受突发流量的影响，又可以当原路径中某节点或链路发生故障时，快速找到一条替代路径，同时将“预留状态”复制过去。

本章我们将介绍有带宽预留机制的群播路由问题及其相应算法。

§3.2 群播路由问题及其研究现状

群播(Group Multicast)是多播的一个推广形式，在群播中群播节点集的定义就相当于多播中的多播组，群播节点集中的每一个成员节点都可以向其他成员节点发送信息，也可以接收从其他成员节点发送来的信息，即每一个成员节点既是信息的源点又是信息的终点。群播的一个典型的应用是远程视频会议。

3.2.1 研究现状

截至目前为止，对群播路由问题(Group Multicast Routing Problem，以下简称 GMRP)的研究尚不多见。群播路由问题的解决方法有两种。一种是为每一群播成员节点建立一棵多播树，在建立多棵树时进行某种协调使性能达到最优。A.Fei 等在[96]中称之为 Per-source-tree 方法^[31,97-100]。X.Jia 和 L.Wang 在[97]中给出了一种基于 KMB 算法^[22,41]的群播路由算法—Jia&Wang's 算法，但其性能并不理想。C.P.Low 和 N.Wang 在[98]中给出了一种基于 TM 算法^[23,24]的群播路由算法—GTM 算法，经分析其性能要比 Jia&Wang's 算法有所提高，但其流量分配不够公平。同一作者在[99]中给出了一种基于 TM 算法的 FTM 算法，该算法能比较公平的分配流量，但费用较高。另一种方法是使用 CBT(Core Based Tree)技术，只构造一棵树，

以这棵树的根为多播核，以最小成本扩展到群的所有成员节点，A.Fei 等在[96]中称之为 Shared-tree 方法—STGM^[31,96]。然而，使用 CBT 技术时，由于信源必须经过一些与核相连的边，从而会导致在这些边上容易发生阻塞。同时还涉及到多播核的选取问题。而 Per-source-tree 方法能很好地分配流量并提高每一个源的端到端性能。虽然[96]给出了一种性能比较好的基于 Shared-tree 方法，并且该算法能动态地加入节点，但是其只适用于费用对称的网络。

3.2.2 系统模型与问题定义

对于给定的网络我们用赋权有向图 $G(V, E)$ 表示，其中 V 为节点集合， E 为边的集合。并且 $\forall e_{ij} \in E$ ，都有 $e_{ji} \in E$ 。在 $G(V, E)$ 中的任一条边 $e_{ij} \in E$ 上具有一个费用值 $c(i, j) > 0$ ，一个可用带宽值 $b(i, j)$ 。费用值和带宽值都是非对称的，即：

$$c(i, j) \neq c(j, i), \quad b(i, j) \neq b(j, i) \text{ (相等时是特殊情况)}。$$

$n = |V|$ 代表图 $G(V, E)$ 中的节点个数， $m = |E|$ 代表图 $G(V, E)$ 中的边个数。

已知一个图 $G(V, E)$ ，令 $D = \{d_1, d_2, \dots, d_p\}$ 为 $G(V, E)$ 中的群播节点集(即一个多播组)， $D \subset V, |D| = p$ 。节点 $d_i \in D$ 要转发的信息带宽请求为 B_i 。群播问题就是要寻找一组有向树 $\{T_1, T_2, \dots, T_p\}$ ，使得满足如下要求：

$$\begin{cases} \min \sum_{k=1}^p \sum_{e_{ij} \in T_k} c(i, j), & \forall i, j \in V, \\ s.t. \sum_{k=1}^p B_k X_{ij}^k \leq b(i, j), \forall e_{ij} \in E, & \text{其中 } X_{ij}^k = \begin{cases} 1, & \text{若 } (i, j) \in T_k, \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \end{cases} \quad (3.1)$$

则称 $\{T_1, T_2, \dots, T_p\}$ 为 GMRP 问题的可行解。其中 $T_i (1 \leq i \leq p)$ 是以 $d_i \in D$ 为源节点并覆盖 D 中所有节点的一棵树， T_i 中也可以包括 $V \setminus D$ 中的节点，我们称之为中继节点。目标函数要求构造树的总费用最低，约束条件保证每条边上所占带宽不超过其可用带宽。[98]指出求 GMRP 的可行解问题是 NP-Complete。

定义 3.1(饱和边)：如果一条边所提供的带宽与已分配带宽之差小于用户需求带宽，则称此边为饱和边。

定义 3.2(超值边)：若一条边已分配的带宽超过了其所提供的带宽，则称此边为超

值边(我们用可用带宽为负数来表示。)。即满足：

$$\sum_{k=1}^p B_k X_{ij}^k > b_{ij} \quad (3.2)$$

令集合 $\Phi_{ij} = \{B_{i_1}, B_{i_2}, \dots, B_{i_q}\}$ 为超值边 $e_{ij} \in O$ (O 为超值边的集合)上已分配

的带宽，其中 B_{i_h} ($i_h \in \{i_1, i_2, \dots, i_q\}$) 对应着树 T_{i_h} 。

定义 3.3(替代费用差)：调整含有超值边的树 T_{i_h} ，使其不含有超值边，得树 T'_{i_h} 。

则称 $O_{i_h} = C(T'_{i_h}) - C(T_{i_h})$ 为树 T_{i_h} 的替代费用差。

§3.3 费用非对称通信网络上的群播路由算法 1

本节中的算法首先依次为每一个成员节点建立一棵多播树直至遇到超值边，设 T_i 为最后建的一棵树。把超值边的集合记为 Es ，经过集合 Es 中边的树(T_i 除外)的集合记为 $P = \{T_{i_1}, T_{i_2}, \dots, T_{i_r}\}$ ，其中 $r \leq i-1$ 。同时设与树 T_i 所经过的超值边完全相同的树的集合为 $Q = \{T_{k_1}, T_{k_2}, \dots, T_{k_y}\}$ ，其中 $y \leq r$ 。算法首先在树集 $Q \cup \{T_i\}$ 中选出一个替代费用差最小的树 T_j ；然后与 GTM 算法一样，看改动 T_j 的费用小还是改动其他已有的含有超值边的多播树的费用总和小，哪一部分小就改动哪一部分，调整时不再使用饱和边和超值边。

3.3.1 NEW-GM 算法

1).判断网络是否满足条件：

a). 检查各条边的可用带宽是否小于要求的最小带宽

$B_{\min} = \min\{B_1, B_2, \dots, B_p\}$ ，若小于则删除；否则保留。得到图 G' ，

b).检查删除边后的图 G' 是否连通，如果不连通且 D 中的各个节点在不同的部分，则结束(网络不满足要求)。

2).若 p 个成员节点都已分配了多播树，则结束；否则(即 $i \leq p$)，用 FMPH 算法

构造出第 i 棵多播树 T_i ，若没有出现超值边，则令 $i=i+1$ ，转 2)；否则，转 3)。

3).重新寻找第 i 棵树 T_i' (不再使用饱和边和超值边)，得替代费用差为

$$O_i = C(T_i') - C(T_i)。$$

4).令 $O_{\min} = O_i$ 。

5).若 $Q \neq \phi$ ，则令 $j=1$ ，转 6)；否则转 7)。

6).重新寻找第 j 棵树 $T_{k_j} \in Q$ 的替代树 T_{k_j}' (不再使用饱和边和超值边)，得替代费

用差为 $O_j = C(T_j') - C(T_j)$ 。令 $O_{\min} = \min\{O_{\min}, O_j\}$ ，设 T_{\min} 为其中替代费用差最小的那棵树， $j=j+1$ ，若 $j < y+1$ 则转 6)；否则转 7)。

7).计算集合 P 中的树的替代费用差的总和。寻找树 T_{i_1}' 得替代费用差为

$O_{i_1} = C(T_{i_1}') - C(T_{i_1})$ ；寻找树 T_{i_2}' 得替代费用差为 $O_{i_2} = C(T_{i_2}') - C(T_{i_2})$ ；依

次类推直至集合 $P = \phi$ 。若 $O_{\min} < \sum_{j=1}^r O_{i_j}$ ，则 T_{\min} 改用 T_{\min}' ，其他树保持不变；

否则，集合 P 中的树 T_{i_j} 改用树 T_{i_j}' ($1 \leq j \leq r$)。令 $i=i+1$ ，转 2)。

下面是该算法的类 C 语言描述。

Procdure NEW-GM:

Input: $G(V,E)$, D ;

Output: A set of multicast tree T_v for each $v \in D$.

Begin

if G is not connected **then stop**;

for each member node $v \in D$ **do**

if total input bandwidth for $v \leq p-1$ **then stop**;

computer shortest paths for all the nodes in V to every member nodes in D ;

for $i=1$ to p **do**

```

build multicast tree  $T_i$  using Procedure FMPH;

if there are overflow edges in  $T_i$  then      //overflow edges 代表超值边

    obtain  $G'$  from  $G$  by remove all overflow edges in  $T_i$ ;

    computer shortest paths for all the nodes in  $V$  to every member nodes in
     $D$  ;

    build alternative Steiner tree  $T_i'$  using Procedure FMPH;

    computer the overhead  $O_i = C(T_i') - C(T_i)$ ;

    let costdifference =  $O_i$  and minsubtree =  $i$ ;

    for  $j=1$  to  $i$  do
        if release the bandwidth used by  $T_j$ , there aren't overflow edges in
         $G$  then
            obtain  $G'$  from  $G$  by remove all overflow edges in  $T_j$ ;
            computer shortest paths for all the nodes in  $V$  to every
            member nodes in  $D$ ;
            build alternative Steiner tree  $T_j'$  using Procedure FMPH;
            computer the overhead  $O_j = C(T_j') - C(T_j)$ ;
            if  $O_j < \text{costdifference}$  then
                costdifference =  $O_j$  and minsubtree =  $j$ ;
            end if;
        end if;
    end for;

    let  $E_s$  be the set of overflow edges in  $T_i$ ;

    find the set of most resent trees, say  $T_{s,i}$  that contain the set of edges
    in  $E_s$ ;

    let  $G_0 = G$ ;

    for each tree  $T_j \in T_{s,i}$  do

        obtain  $G_j'$  from  $G_{j-1}$  by remove all overflow edges in  $T_j$ 

        computer shortest paths for all the nodes in  $V$  to every member

```

```

nodes in D ;

build alternative Steiner tree  $T_j'$  using Procedure FMPH;

computer the overhead  $O_j = C(T_j') - C(T_j)$ ;

end for;
if costdifference >  $\sum_{T_j \in T_{s,i}} O_j$  then

 $T_{\text{minsubtree}}$  will used the overflow edges;

all the other tree  $T_j \in T_{s,i}$  will take alternative paths;

else

replace  $T_{\text{minsubtree}}$  by  $T_{\text{minsubtree}}'$  ;

end if;

end if;

update the bandwidth status;

end for;

end; (Procedure NEW-GM)

```

显然，我们的 NEW-GM 算法的时间复杂度与 GTM 算法的时间复杂度相同，则有定理 3.1：

定理 3.1： NEW-GM 算法的时间复杂度是 $O(p^3 n^2)$ 。

证明：因为该算法是以 FMPH 算法为基础的，而 FMPH 算法的时间复杂度与 TM 算法相同，即为 $O(pn^2)$ 。再由该算法的计算步骤可知，从第 2)步到第 7)步循环的时间复杂度为

$$O\left(\sum_{i=1}^p (pn^2 + pn^2 + (i-1)pn^2)\right) = O(p^3 n^2)。 \quad \#$$

但是，由于 NEW-GM 算法采用了 FMPH 算法，因此在已知每一个节点到每一个端节点的最短路径时，搜索时间大大减少。

3.3.2 仿真实验及分析

为了验证我们提出的算法的正确性，我们采用 Waxman 随机网络模型进行试验，

对 NEW-GM 算法和 GTM 算法进行比较。Waxman 产生的网络节点是随机分布在矩形网格上的，节点之间有边的概率是

$$P(u, v) = \beta \exp\left(-\frac{d(u, v)}{\alpha L}\right)$$

其中 $d(u, v)$ 为节点 u 到 v 的欧式距离， L 为节点间最大距离，参数 α 和 β 控制产生网络的特征，其值在 $(0, 1]$ 之间，当 α 增加时，长边相对短边的比增加； β 增加，节点的度也随着增加。调整 α ， β 的值就可以得到接近于实际的网络图。我们取 $\alpha=0.3$ ， $\beta=0.8$ 。

每一条边的带宽按如下方式选取： $B(u, v) = B_{\min} + r \bmod(B_{\max} - B_{\min})$

其中， B_{\min} 为给定的最小带宽， B_{\max} 为给定的最大带宽， r 是随机数。我们取 $B_{\min}=5$ ， $B_{\max}=25$ 。

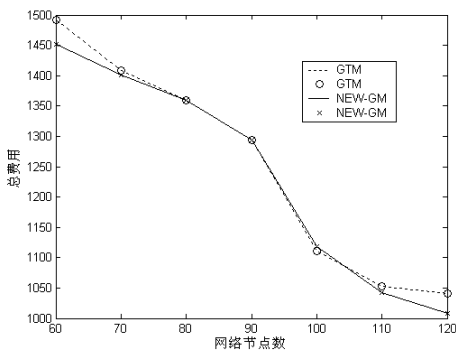


图 3.1 (成员节点数固定，网络节点数变化时群播树的总代价)

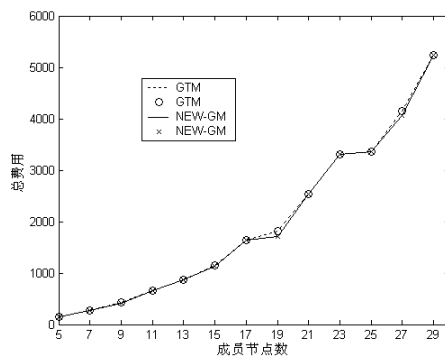


图 3.2 (网络节点数固定，成员节点数变化时群播树的总代价)

图 3.1 是成员节点数固定为 15 个，网络节点从 60 增加到 120 个(每次增加 10 个)，图中每一个数据点取 100 次平均。从图中可以看出 NEW-GM 算法的总费用几乎总是小于或等于由 GTM 算法所获得解的总费用，除了在网络节点为 100 时略大于 GTM 算法解的总费用。并且随着网络节点数的增加，两种算法解的总费用在减少，这与我们所期望的一致。

图 3.2 是网络节点数固定为 100，成员节点数从 5 增加到 29 个(每次增加 2 个)，图中每一个数据点取 100 次平均。从图中可以看出 NEW-GM 算法解的总费用几乎总是低于 GTM 算法解的总费用，除了在成员节点为 11 时略大于 GTM 算法解的总费用。并且随着成员节点数的增加，两种算法解的总费用也在增加，这也与我们所期望的一致。

§3.4 费用非对称通信网络上的群播路由算法 2

本节中的算法首先依次为每一个成员节点建立一棵多播树直至遇到超值边, 设 T_i 为最后建的一棵树。把超值边的集合记为 E_s , 经过集合 E_s 中边的树(T_i 除外)的集合记为 $P = \{T_{i_1}, T_{i_2}, \dots, T_{i_r}\}$, 其中 $r \leq i-1$ 。同时设与树 T_i 所经过的超值边完全相同的树的集合为 $Q = \{T_{k_1}, T_{k_2}, \dots, T_{k_y}\}$, 其中 $y \leq r$ 。算法首先在树集 $Q \cup \{T_i\}$ 中选出一个替代费用差最小的树 T_j 。然后在 $P-Q$ 中顺序寻找, 看改动 T_j 的费用小还是改动 $P-Q$ 含有超值边的多播树(在这里, 顺序计算集合 $P-Q$ 中树的替代费用差的和, 只要满足带宽要求就停止计算, 而不是把含有超值边的所有树都计算完)的费用和小, 哪一部分小就改动哪一部分, 调整时不再使用饱和边和超值边。

3.4.1 NEW2-GM 算法

1). 判断网络是否满足条件:

a). 检查各条边的可用带宽是否小于要求的最小带宽

$B_{\min} = \min\{B_1, B_2, \dots, B_p\}$, 若小于则删除; 否则保留。得到图 G' ,

b). 检查删除边后的图 G' 是否连通, 如果不连通且 D 中的各个节点在不同的部分, 则结束(网络不满足要求)。

2). 若 p 个成员节点都已分配了多播树, 则结束; 否则(即 $i \leq p$), 用 FMPH 算法构造出第 i 棵多播树 T_i , 若没有出现超值边, 则令 $i=i+1$, 转 2); 否则, 转

3)。

3). 重新寻找第 i 棵树 T'_i (不再使用饱和边和超值边), 得替代费用差为

$$O_i = C(T'_i) - C(T_i)。$$

4). 令 $O_{\min} = O_i$ 。

5). 若 $Q \neq \emptyset$, 则令 $j=1$, 转 6); 否则转 7)。

- 6).重新寻找第 j 棵树 $T_{k_j} \in Q$ 的替代树 T_{k_j}' (不再使用饱和边和超值边), 得替代费用差为 $O_j = C(T_{k_j}') - C(T_{k_j})$ 。令 $O_{\min} = \min\{O_{\min}, O_j\}$, 设 T_{\min} 为其中替代费用差最小的那棵树, $j=j+1$, 若 $j < y+1$ 则转 6); 否则转 7)。
- 7).在 $P-Q$ 中顺序寻找, 看改动 T_{\min} 的费用小还是改动 $P-Q$ 含有超值边的多播树(在这里, 顺序计算集合 $P-Q$ 中树的替代费用差的和, 只要满足带宽要求就停止计算, 而不是把含有超值边的所有树都计算完)的费用和小, 哪一部分小就改动哪一部分, 调整时不再使用饱和边和超值边。令 $i=i+1$, 转 2)。

Procure NEW2-GM:

Input: $G(V, E)$, D ;

Output: A set of multicast tree T_v for each $v \in D$.

Begin

if G is not connected **then stop**;

for each member node $v \in D$ **do**

if total input bandwidth for $v \leq p-1$ **then stop**;

computer shortest paths for all the nodes in V to every member nodes in D ;

for $i=1$ to p **do**

build multicast tree T_i using Procedure FMPH;

if there are overflow edges in T_i **then**

obtain G' from G by remove all overflow edges in T_i ;

computer shortest paths for all the nodes in V to every member nodes in D ;

build alternative Steiner tree T_i' using Procedure FMPH;

computer the overhead $O_i = C(T_i') - C(T_i)$;

let costdifference= O_i and minsubtree= i ;

let $Q = \Phi$;

```

for  $j=1$  to  $i$  do
    if release the bandwidth used by  $T_j$ , there aren't overflow edges in
     $G$  then
        obtain  $G'$  from  $G$  by remove all overflow edges in  $T_j$ ;
        computer shortest paths for all the nodes in  $V$  to every
        member nodes in  $D$  ;
        build alternative Steiner tree  $T_j'$  using Procedure FMPH;
        computer the overhead  $O_j=C(T_j')-C(T_j)$ ;
         $Q=Q \cup \{T_j\}$ ;
        if  $O_j < \text{costdifference}$  then
             $\text{costdifference}=O_j$  and  $\text{minsubtree}=j$ ;
        end if;
    end if;
end for;

let  $E_s$  be the set of overflow edges in  $T_i$ ;

find the set of most resent trees,say  $T_{s,i}$  that contain the set of edges
in  $E_s-Q$ ;
let  $G_0=G$ ;

for each tree  $T_j \in T_{s,i}$  do

    obtain  $G_j'$  from  $G_{j-1}$  by remove all overflow edges in  $T_j$ 

    computer shortest paths for all the nodes in  $V$  to every member
    nodes in  $D$  ;

    build alternative Steiner tree  $T_j'$  using Procedure FMPH;

    computer the overhead  $O_j=C(T_j')-C(T_j)$ ;

end for;
if  $\text{costdifference} > \sum_{T_j \in T_{s,i}} O_j$  then

     $T_{\text{minsubtree}}$  will used the overflow edges;

    all the other tree  $T_j \in T_{s,i}$  will take alternative paths;

```



```

else
    replace  $T_{\text{minsubtree}}$  by  $T'_{\text{minsubtree}}$ ;
end if;
end if;
update the bandwidth status;
end for;
end; (Procedure NEW2-GM)

```

显然,我们的 NEW2-GM 算法的时间复杂度与 GTM 算法的时间复杂度相同,则有定理 3.2:

定理 3.2: NEW2-GM 算法的时间复杂度是 $O(p^3 n^2)$ 。

证明: 因为该算法是以 FMPH 算法为基础的, 而 FMPH 算法的时间复杂度与 TM 算法相同, 即为 $O(pn^2)$ 。再由该算法的计算步骤可知, 从第 2)步到第 7)步循环的时间复杂度为

$$O\left(\sum_{i=1}^p (pn^2 + pn^2 + (i-1)pn^2)\right) = O(p^3 n^2)。 \quad \#$$

但是, 由于 NEW2-GM 算法采用了 FMPH 算法, 因此在已知每一个节点到每一个端节点的最短路径时, 搜索时间大大减少。

3.4.2 仿真实验及分析

为了验证我们提出的算法的正确性, 我们采用§3.3 的 Waxman 随机网络模型进行试验, 对 NEW2-GM 算法和 GTM 算法进行比较。

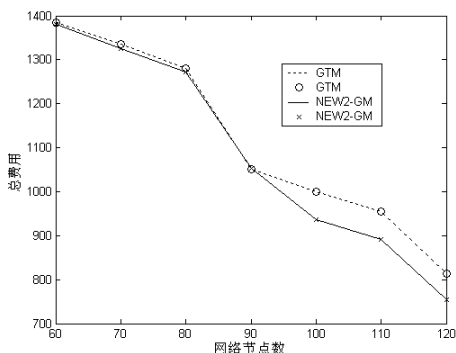


图 3.3 (成员节点数固定, 网络节点数变化时群播树的总代价)

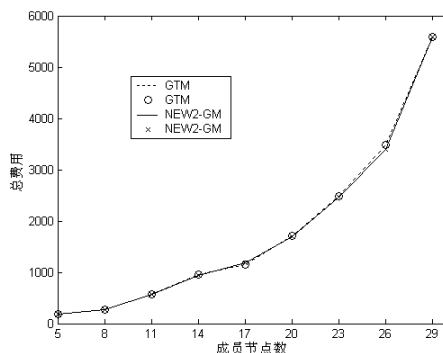


图 3.4 (网络节点数固定, 成员节点数变化时群播树的总代价)

图 3.3 是成员节点数固定为 15 个, 网络节点从 60 增加到 120 个(每次增加 10 个), 图中每一个数据点取 100 次平均。从图中可以看出 NEW2-GM 算法的总费用

几乎总是小于或等于由 GTM 算法所获得解的总费用,除了在网络节点为 90 时略大于 GTM 算法解的总费用。并且随着网络节点数的增加,两种算法解的总费用在减少,这与我们所期望的一致。

图 3.4 是网络节点数固定为 100,成员节点数从 5 增加到 29 个(每次增加 3 个),图中每一个数据点取 100 次平均。从图中可以看出 NEW2-GM 算法解的总费用几乎总是低于 GTM 算法解的总费用,除了在成员节点为 17 时略大于 GTM 算法解的总费用。并且随着成员节点数的增加,两种算法解的总费用也在增加,这也与我们所期望的一致。

§3.5 两种群播路由算法的比较

在本节中,我们对上两节中的算法性能进行比较。从图 3.5、图 3.6 可知 NEW2-GM 算法的性能好一些。

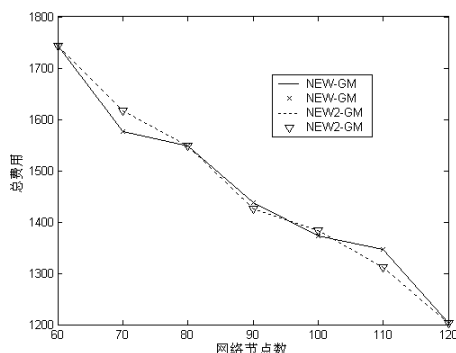


图 3.5 (成员节点数固定,网络节点数变化时群播树的总代价)

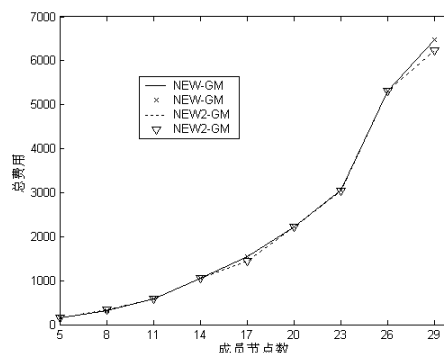


图 3.6 (网络节点数固定,成员节点数变化时群播树的总代价)

§3.6 带有多个约束的群播路由算法

[101]给出了在有带宽限制满足延迟约束的群播路由的 DCGMRP_IA 算法,但该算法费用太大。并且上述算法都没有对带宽延迟限制和费用同时考虑。

本节提出了一种在费用非对称通信网络上的基于 Per-source 方法的群播路由算法—DGM 算法。我们首先在 FMPH(Fast Minimum Path Cost Heuristic)^[81]的基础上,提出了满足延迟约束的 DFMPH 算法。然后,把 DFMPH 算法应用于 NEW-GM 算法和 NEW2-GM 算法上,得到了 DGM 算法。该算法在保证带宽不超过规定限制的前提下找到不仅是满足延迟约束而且是接近最小成本的解,且以较少的存储空间为代价,获得了计算效率很高的快速群播路由算法。数值实验表明,这种算法是快速而有效的,且该算法的时间复杂度与 GTM 算法相同,为 $O(p^3n^2)$ 。

3.6.1 系统模型与问题定义

对于 3.2.2 节中给定的网络 $G(V, E)$ ，在 $G(V, E)$ 中的每一条边 $e_{ij} \in E$ 上再增加一个延迟值 $d(i, j) > 0$ ，且延迟值也是非对称的，即： $d(i, j) \neq d(j, i)$ (相等时是特殊情况)。

对于单棵多播树，设 s 为源节点， $\forall d \in D \setminus \{s\}$ 为目的节点集， $P(s, d)$ 为 s 到 d 的路径。则延迟时间约束定义为：

$$\forall d \in D, DELAY(P(s, d)) \leq \Delta, \quad (3.3)$$

树的延迟时间为：

$$DELAY(T) = \max\{DELAY(P(s, d)), \forall d \in D\} \leq \Delta_T, \quad (3.4)$$

我们称满足式(3.3)的 GMRP 问题为 DCGMRP 问题(Delay Constrained Group Multicast Routing Problem)。可见 DCGMRP 问题也是 NP-Complete^[7] 的。

定义 3.4(带延迟约束的替代费用差)： 设初始的延迟约束为 Δ ， T'_{i_h} 的延迟约束为 Δ_{i_h} ，则称 $DO_{i_h} = \frac{2\Delta_{i_h} - \Delta}{2\Delta_{i_h}} (C(T'_{i_h}) - C(T_{i_h}))$ 为树 T_{i_h} 的带延迟约束的替代费用差。

3.6.2 带时延约束的 FMPH 多播路由算法—DFMPH 算法

本节鉴于 FMPH 算法的优越性，在考虑延迟约束的情况下，对 FMPH 算法中的成本(即费用)函数进行了修改，得到了满足延迟约束的多播最小生成树算法—DFMPH 算法。

我们采用文献[93]所提出的加权成本函数。假定 $u \in T, v \notin T, v \in D, v$ 为候选节点， $(u, v) \in E$ ，则定义 (u, v) 的加权成本为

$$C(u, v) = \begin{cases} \frac{\Delta \times DELAY^2(P(u, v))}{\Delta - DELAY(P(s, u))} \times c(u, v), \\ \quad \text{if } \Delta - (DELAY(P(s, u)) + DELAY(P(u, v))) > 0; \\ \infty, \quad \text{else.} \end{cases} \quad (3.5)$$

$$C(u,v) = \begin{cases} \text{DELAY}(P(u,v)), \\ \quad \text{if } \Delta - (\text{DELAY}(P(s,u)) + \text{DELAY}(P(u,v))) > 0; \\ \infty, \quad \text{else.} \end{cases} \quad (3.6)$$

当 (u,v) 不是物理链路而是一条路径时,如果 (u,v) 的中间节点都不在树中,则把 (u,v) 看成是一条虚拟链路。式(3.5)中 (u,v) 的成本与延迟分别是 u,v 间最小成本路径上的成本与延迟。式(3.6)中 (u,v) 的延迟是 u,v 间最小延迟路径上的延迟。当加权成本相同时优先选择延迟小的节点,如果延迟也相同,选择编号小的节点。

本节中始终假设最小延迟树满足延迟时间约束(3.3)式。

DFMPH 算法步骤如下:

- 1).初始化: 令 $k=1$, 从源节点 s 开始, 将单结点 s 作为 T_1 。此时 $T_k = T_1$, $V_k = V_1 = \{s\}$, 令 $\text{label}=0$ 。分别以(3.5)式和(3.6)式作为距离函数计算 $D_k = D - V_k$ 中所有端节点到最小生成树 T_k 的最小距离和最短路径, 并记忆之。
- 2).若 $\text{label}=0$, 则采用(3.5)式的成本函数和其相应的距离和路径, 转 3); 若 $\text{label}=1$, 则采用(3.6)式的成本函数和其相应的距离和路径, 转 3)。
- 3).从 D_k 中选出到生成树距离最小的端点, 并将该端点和该端点到生成树最小路径上所有的 Steiner 节点一起加入生成树(即该端点的路径节点), 从 D_k 中删除该端点。
- 4).对新加入的节点重复以下过程: 考察 D_k 中所有端点到新加入节点的距离, 若该距离小于该端点到生成树 T_k 的距离, 则将该距离作为端点到生成树 T_k 的距离, 并记下该端点到生成树的最小路径。
- 5).重复 2)、3)、4) 直到 D_k 为空或有端点不能再加入。若 D_k 为空, 则结束; 若有端点不能再加入, 则令 $\text{label}=1$, 转 2)。

可见, 该算法的时间复杂度与 FMPH 算法相同, 而 FMPH 算法与 MPH 算法(即 TM 算法)的时间复杂度相同。但由[81]知在假设每一个节点到每一个端节点的最短路径已知时, 搜索时间大大减少。由算法步骤显然有如下定理:

定理 3.3: 在最小延迟树满足延迟时间约束(3.3)式的情况下, 使用 DFMPH 算法一定能找到一棵满足延迟约束的多播树, 且时间复杂度为 $O(pn^2)$ 。

3.6.3 带延迟约束的群播路由算法—DGM 算法

本节把 DFMPH 算法应用于 NEW-GM 算法和 NEW2-GM 算法上, 从而得到 DGM 算法。我们以§3.3 中的算法为例。

首先依次为每一个成员节点建立一棵多播树直至遇到超值边, 设 T_i 为最后建的

一棵树。把超值边的集合记为 E_s ，经过集合 E_s 中边的树(T_i 除外)的集合记为 $P = \{T_{i_1}, T_{i_2}, \dots, T_{i_r}\}$ ，其中 $r \leq i-1$ 。同时设与树 T_i 所经过的超值边完全相同的树的集合为 $Q = \{T_{k_1}, T_{k_2}, \dots, T_{k_y}\}$ ，其中 $y \leq r$ 。算法首先在树集 $Q \cup \{T_i\}$ 中选出一个带延迟约束的替代费用差最小的树 T_j ；然后与 GTM 算法一样，看改动 T_j 的费用小还是改动其他已有的含有超值边的多播树的费用总和小，哪一部分小就改动哪一部分，调整时不再使用饱和边和超值边。

DGM 算法

1). 判断网络是否满足条件：

- a). 检查各条边的可用带宽是否小于要求的最小带宽 $B_{\min} = \min\{B_1, B_2, \dots, B_p\}$ ，若小于则删除；否则保留。得到图 G' ，
- b). 检查删除边后的图 G' 是否连通，如果不连通且 D 中的各个节点在不同的部分，则结束(网络不满足要求)。

2). 令 $i=0$ ，延迟约束 $\Delta = \Delta_i = \alpha$ ， $\beta = \beta_0$ 为大于零的常数。

3). 若 p 个成员节点都已分配了多播树，则结束；否则(即 $i \leq p$)，用 DFMPH 算法构造出第 i 棵多播树。若没有出现超值边，则令 $i=i+1$ ，转 3)；否则，转 4)。

4). 用 DFMPH 算法重新寻找第 i 棵树 T'_i (不再使用饱和边和超值边)。若找不到

满足延迟条件的树 T'_i ，则令 $\Delta_i = \Delta_i \times 2$ ，若 $\Delta_i < \beta \Delta$ ，转 4)；若 $\Delta_i > \beta \Delta$ ，

转 9)；否则，得带延迟约束的替代费用差 DO_i 。

5). 令 $DO_{\min} = DO_i$ 。

6). 若 $Q \neq \emptyset$ ，则令 $j=1$ ，转 7)；否则转 8)。

7). 重新寻找第 j 棵树 $T_{k_j} \in Q$ 的替代树 T'_{k_j} (不再使用饱和边和超值边)。若找不到

满足延迟条件的树 T'_{k_j} ，则令 $\Delta_{k_j} = \Delta_{k_j} \times 2$ ，若 $\Delta_{k_j} < \beta \Delta$ ，转 7)，若 $\Delta_{k_j} > \beta \Delta$ ，

转 9)；否则，得带延迟约束的替代费用差 DO_j 。令 $DO_{\min} = \min\{DO_{\min}, DO_j\}$ ，

设 T_{\min} 为带延迟约束的替代费用差最小的那棵树， $j=j+1$ ，若 $j < y+1$ 则转 7)；否

则转 8)。

8). 计算集合 P 中的树的带延迟约束的替代费用差的总和。寻找树 T'_{i_1} ，若找不到则调整延迟约束 Δ_{i_1} ，在 $\Delta_{i_1} < \beta \Delta$ 时再寻找，若 $\Delta_{i_1} > \beta \Delta$ 转 9)；若找到则得带延迟约束的替代费用差 DO_{i_1} 。寻找树 T'_{i_2} ，若找不到则调整延迟约束 Δ_{i_2} ，在 $\Delta_{i_2} < \beta \Delta$ 时再寻找，若 $\Delta_{i_2} > \beta \Delta$ 转 9)；若找到则得延迟约束的替代费用差 DO_{i_2} ，依此类推直至集合 $P = \phi$ 。若 $DO_{\min} < \sum_{j=1}^r DO_{i_j}$ ，则 T_{\min} 改用 T'_{\min} ，其他树保持不变；否则，集合 P 中的树 T_{i_j} 改用树 T'_{i_j} ($1 \leq j \leq r$)。令 $i=i+1$ ，转 3)。

9). 无满足条件的树集，结束。

定理 3.4: DGM 算法的时间复杂度是 $O(p^3 n^2)$ 。

证明：由算法的步骤可知，从第 3)步到第 8)步循环的时间复杂度为

$$O\left(\sum_{i=1}^p (pn^2 + pn^2 \log_2 \beta + (i-1)pn^2 \log_2 \beta)\right) = O((\log_2 \beta)p^3 n^2) = O(p^3 n^2)。 \#$$

但是，由于 DGM 算法采用了 DFMPH 算法，因此在已知每一个节点到每一个端节点的最短路径时，搜索时间大大减少。

本章考虑了在费用非对称通信网络上的群播路由问题，基于 FMPH 算法的优越性，提出了计算效率很高的快速群播路由 NEW-GM 算法和 NEW2-GM 算法。随机网络模型的仿真结果表明，这两种算法是快速而有效的。且所获得的 GMRP 问题解的总费用几乎总是低于或等于由 GTM 算法所获得的解的总费用。这两种算法的时间复杂度均与 GTM 算法相同，为 $O(p^3 n^2)$ 。

另外，在考虑延迟约束的情况下，对 FMPH 算法中的成本(即费用)函数进行了修改，得到了满足延迟约束的多播最小生成树算法—DFMPH 算法。并把 DFMPH 算法应用于 NEW-GM 算法和 NEW2-GM 算法上，从而得到了效率高且性能好的满足延迟和带宽约束的接近最小成本的启发式算法—DGM 算法。该算法能有效的降低成本和更好的利用带宽资源。DFMPH 算法和 DGM 算法虽然加了时延约束，但是由于它们采用了改进了的成本函数，算法的时间复杂度并没有增加，分别仍为 $O(pn^2)$ 和 $O(p^3 n^2)$ ，由于 DGM 算法是基于 NEW-GM 算法和 NEW2-GM 算法的，

因此其具有 NEW-GM 算法和 NEW2-GM 算法的优点。

但是，这三种算法都是集中式路由算法，需要节点掌握了网络的整个结构后，确定路由，而且不能适应成员节点的动态变化。因此，对群播的分布式路由算法和动态路由算法有待进一步研究。

结 束 语

一般要求多播服务的业务对带宽和实时性要求较高,涉及用户较多,占用的资源也多,因此有必要优化多播路由,即建立多播树。多播树是覆盖所有多播组成员的一棵生成树,多播树有以下两个优点:1)信息以并行的方式沿着树枝发送到不同的组成员,降低了信息传递的时延;2)网络中需要传送的复制信息最少,而且信息的复制只在树杈处进行,这样能够节省网络带宽资源,提高每次多播通信时的资源利用率,并能减少拥塞,降低网络负载。本论文主要研究多播路由算法,即如何建立费用低的最优多播树,分析算法的性能,并进行仿真实验,给出算法的平均性能。

第一章介绍了有关多播的相关知识。求解费用最小的多播树在数学上归纳为 Steiner 树问题,为此介绍了 Steiner 树问题的理论。

第二章提出了一种带时延和可靠性约束的适应性多播路由算法。该算法是基于 Prim 算法的,在往树中加入节点时,将可靠性、成本与延迟结合起来考虑,从而提出了一个新的加权成本函数。利用该算法,可以避免在有些节点或边失效(或不满足某种可靠性要求)的情况下依旧选择这些节点和边的可能,有效地减少了信息传送,缩短了传输时延。这是以往多播(multicast)算法中很少考虑的情况。数值实验表明,这种算法是快速而有效的。且算法的时间复杂度为 $O(m|D|\log n)$ 。

第三章研究了在带宽预留机制下,求解费用最小的群播路由问题。提出了两种有带宽约束的群播路由算法和一种带有多个约束的群播路由算法,同时还提出了一种满足延迟约束的多播最小生成树算法。前两种群播路由算法对 GTM 算法进行了改进,使得两种算法在费用上几乎总是优于 GTM 算法且时间复杂度不变。在考虑延迟约束的情况下,对 FMPH 算法中的成本(即费用)函数进行了修改,得到了满足延迟约束的多播最小生成树算法—DFMPH 算法。并把 DFMPH 算法应用于前两种群播路由算法上,得到了满足延迟和带宽约束接近最小成本的启发式算法—DGM 算法。DFMPH 算法和 DGM 算法虽然加了时延约束,但是由于它们采用改进了的成本函数,算法的时间复杂度并没有增加,分别仍为 $O(pn^2)$ 和 $O(p^3n^2)$ 。

本论文对多播和及其推广形式(群播)进行了研究,提出了几种有效的算法。但还有很多问题有待于继续研究。其中包括动态多播路由、智能方法(如:禁忌搜索、模拟退火、遗传算法和神经网络算法等)和最新出现的 WDM 光传送网中多播路由和波长分配问题等。

致 谢

本人在攻读硕士学位期间，自始至终都得到导师刘三阳教授的悉心指导。刘老师在我的学习、研究和生活各个方面都给予了我无微不至的关心。刘老师和蔼可亲、平易近人，在学术问题上一丝不苟，严谨求实。在整个学习和科研阶段，刘老师一直对我们高标准、严要求，要求我们掌握扎实的理论基础知识的同时，还给我们传授阅读文献做研究的要点，以及写英文的方法和思路，并指引着我们关注科研领域的最新前沿，使我们的知识得以不断的更新和加深，这都为我完成论文奠定了很好的基础。在学习和研究上，刘老师给了我们很大的自由空间，使我们能各尽其才，根据我的特长兴趣，让我进行计算机网络路由和可靠性方面的研究。刘老师不仅给我指明了学习方向，开发了思路，传授了思维方法，给予了学习机会，而且在生活上也得到了刘老师无微不至的关怀与照顾。刘老师不仅是我学习上的楷模，也是我为人处事的典范。在此向刘老师表示衷心的感谢。

感谢冯海林、宋月和齐小刚老师，感谢他们给予我的帮助、指导和朋友般的关怀。

感谢我的师兄弟和师姐妹们，他（她）们是：高淑萍、江兆林、石超峰、王珏、江莉、连军莉、房宝娣、陆爱国、宫改云、刘晓娟、于周秋、王雪平、侯炜、穆学文等。近三年来同他们相处的十分融洽。感谢他们给予我的帮助、关心和支持。

深深感谢我的舍友江莉和连军莉，将近三年的生活使我们情同姐妹，我要感谢她们对我的理解、帮助和照顾。

深深感谢我的家人，感谢父母养育了我、教育了我、培养了我、爱护了我。

深深感谢我的男友高军涛，有了他的照顾、关心、帮助、鼓励和支持，我才能从容面对困难和挫折。

我感谢我的老师和我的同学们。因为有了你们，我才有了多姿多彩、收获丰富的学习生活。我感谢所有帮助过我的人，是你们给了我动力和慰藉。

生活是美好的，生命是无价的。

愿所有的人热爱生活、珍惜生命！

祝所有的人健康、快乐！

参考文献

- [1] Dijkstra E.W.A note on two problems in connection with graphs. *Numberische Matkhamtik* 1.1959:195-207.
- [2] Lawler E.L.*Combinatorial optimization:networks and matroids*.Holt,New York, Rinehart Winston,1976.
- [3] Baruch Awerbuch.Approximate distributed Bellman-Ford algorithm.*INFOCOM*.1991:1208-1213.
- [4] Eriksson H.Mbone:the multicast backbone.*Commun ACM*,Aug 1994,37:61-66.
- [5] Andrew S.Tanenbaum.*Computer Networks*.Prentice Hall International, Inc.1998.
- [6] Beau Williamson.*Developing IP multicast networks*.Cisco Presssd,1998
- [7] Stefan Vob,Steiner's problem in graphs:heuristic methods. *Discrete Applied Mathematics*.1992,40(1):43-72.
- [8] W.Richard Stevens.*TCP/IP Illustrated volum1 the protocols*.Addison-Wesley,1999.
- [9] Dalal Y K.Reverse path forwarding of broadcast packets.*Commun ACM*.1978,21(12).
- [10]A.Ballardie. Core based trees(CBT version 2)multicast routing. RFC2189,September1997
- [11]Mehrddad Parsa.Multicast routing in computer networks.Ph.D dissertation,1997.
- [12]Kadaba Bharath-Kiunar.Routing to multiple destinations in computer networks. *IEEE Trans on commun*.1983,COM-31:343-351.
- [13]P.winter.Steiner problem in networks:a survey.*Networks*. 1987,17(2):129-167.
- [14]J.E.Beasley.An algorithm for the Steiner problem in graphs.*Networks*. 1984,14(2):147-159.
- [15] J.E.Beasley.An sst-based algorithm for Steiner problem in graphs. *Networks* 1989, 19(1):1-16.
- [16]J.Plesnik.Heuristics for the Steiner problem in graphs. *Discrete Applied Mathematics*.1992,37/38:451-463.
- [17]P.Winter.Path-distance heuristics for the Steiner problem in undirected networks.*Algorithmica*.1992,7:309-327.
- [18]E.N.Gilbert.Steiner minimal trees.*SIAM J Appl.Math*.1968,16(1):1-29.
- [19]F.K.Hwang.Steiner tree problems.*Networks*.1992,22(1)55-89.
- [20]B.N.Khoury.A test problem generator for the Steiner problem in graphs.*ACM Trans*

- on Math.Software.1993,19:509-522.
- [21] A.Zelikovsky.A series of approximation algorithm for the acyclic directed Steiner tree problem.Algorithmica.1997,17:99-110.
- [22] L.Kou,G.Markowsky and L.Berman.A fast algorithm for the Steiner trees.Acta Inform.1981,15:141-145.
- [23] H.Takahashi and A.Matsuyama.An approximate solution for the Steiner problem in graphs.Math.Japan.1980,24:573-577.
- [24] V.J.Rayward-smith and A.Clare.On Finding Steiner Vertices[J].Networks,Vol.16,no.3, 1986,283-294.
- [25] V.J.Rayward-Smith.The computation of nearly minimal Steiner trees n graphs.Internat.Jmath.Ed.Sci.Tech.1983,14(1):15-23.
- [26] A.Balakrishnan.Problem reduction methods and a tree generation algorithm for the Steiner network problem.Networks.1987,17(1):65-85.
- [27] C.W.Duin.Reduction tests for the Steiner problem in graphs.Networks.1989,19:549-567.
- [28] B.M.Waxman.Worst-case performance of Rayward-Smith's Steiner tree heuristic.Inform.Process letter.1988,29:283-287.
- [29] Ching-hua Chow.On multicast path finding algorithm.INFOCOM.1991,1274-1283.
- [30] Deering S E.Multicast routing in datagram Internetworks and extended LANs. AC, Trans on Computer Systems.1990,8:85-110.
- [31] Ballardie T,Francis P,Crowcroft J.Core based trees(CBT).In:An Architectures for Scalable Inter-Domain Multicast Routing.SIGCOMM'93,San Francisco,Sept,13-17,1993:85-95.
- [32] Thaler D G.Distributed center-location algorithms.IEEE J on Sel.Areas in Commun.Apr 1997,15(3):291-303.
- [33] A.Ballardie.Core based trees(CBT version)multicast routing architecture.RFC2201.Sepetember 1997.
- [34] Tom Billhartz,J.Bibb Cain,and et al.Performance and resource cost comparisons for the CBT and PIM multicast routing protocols.IEEE J on Sel.Areas in Commun.April 1997,15(3):304-315.
- [35] S.E.Deering.Multicast routing in a datagram internetwork. PhD thesis, Stanford University,California,USA,1991.
- [36] Changdong Liu,Myung J.Lee and Tarek N.Saadawi.Core-manager based scalable multicast routing.IEEE/ICC.19987.1202-1207.
- [37] A.D.Ragnavendra,S Rai and S.S.Iyengar.Multicast routing in Internetworks using

- dynamic core based tree.INFOCOM 1996,232-238.
- [38]B M Waxman .Routing of multipoint connections. IEEE J.Selected Areas Commun.1988,6(9):1617-1622.
- [39]Fred Bauer. ARIES:a rearrangeable inexpensive edge-based on-line Steiner algorithm.IEEE J on Sel.Areas in Commun.1997,15(4):382-397.
- [40]Jeffrey M.Jaffe.Distributed mlti-distination routing :the constraints of local information.SLAM J of Comput.November 1985,14(4)875-888.
- [41]V.P.Kompella,J.C.Pasquale,G.C.Polyzos.Multicast routing for multimedia communication[J].IEEE/ACM Trans.On Networking ,1993,1(3):286-292.
- [42]V P Kompella. Multicasting for high-bandwidth delay-sensitive multimedia applications. In:<http://www.cs.ucsd.edu>.
- [43]Qing Zhu. A source-based algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting.INFOCOM.1995,377-385.
- [44]Mehrdad Parsa.An iterative algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting.IEEE/ACM Trans Networking.1998,6:461-474.
- [45]Xiaohua Jia.A real-time multicast routing algorithm for multimedia applications.Computer Communications.1997,20:1098-1106.
- [46]George N.Rouskas.Multicast routing with end-to-end delay and delay variation constraints.IEEE Jon Sel.Areas in Commun.1997,15:346-356.
- [47]Hussein F Salama.Evaluation of multicast routing algorithm for real-time communication on high-speed networks.IEEE J on Sel.Areas in Commun.1997,15:332-345.
- [48]Douglas S Reeves,Hussein F Salama.A distributed algorithm for delay-constrained unicast routing.IEEE/ACM Trans on Networking.April 2000,8(2):125-129.
- [49]Qing Zhu.Delay bounded minimum Steiner tree algorithm for performance driven routing.In:<http://www.cs.ucsd.edu>.
- [50]Chor Ping.Loop-free multicast routing with end-to-end delay constraint.Computer Communications.1999,22:181-192.
- [51]Jean-Jacques.On routes and multicast trees in the Internet.Computer Communication Review 41—50.
- [52]Dawinen Doar.How bad is naïve multicast rouing.INFOCOM.1993:82-89.
- [53]Guoliang Xue.Optimal multicast trees in communication systems with channel capabilities and channel reliabilities.IEEE Trans on commun.1999,47:662-663.
- [54]Nageswan S.V.Rao and Stephen G.Batsell.Algorithm for minimum end-to-end delay paths.IEEE Communications letters.Sept.1997,1(5):152-154.

- [55]Guoliang Xue.End-to-end data paths:quickest or most reliable?IEEE Communications letters.June 1998,2(6):156-158.
- [56]J.B.Rosen,S.Z.Sun and G.L.Xue.Algorithms for the quickest path problem and the enumeration of quickest paths.Computers Ops Res.1991,18(6):579-584.
- [57]Y.L.Ghen.An algorithm for finding the k quickest paths in a network.Computers Ops Res.1993,20(1):59-65.
- [58]Qingfu Zhang.An orthogonal genetic algorithm for multimedia multicast routing.IEEE Trans on Evolutionary Computation.1999,3(1):53-62.
- [59]Erol Gelenbe.Improved neural heuristic for multicast routing.IEEE J on Sel.Areas in Commun.1997,15:147-155.
- [60]Erol Gelenbe.Neural and delay-based heuristics for the Steiner problem in networks.Europe J OR.1998,108:241-265.
- [61]C.P.Ravikumar.Source-based delay-bounded multicasting in multimedia networks.Computer Communications.1998,21:126-132.
- [62]刘莹, 刘三阳。基于遗传策略的实时多点传送路由算法。西安电子科技大学学报。2000, 27(2)。
- [63]F.Xiang. Qos routing based on generic algorithm. *Computer Communications*.1999,22:1392-1399.
- [64]QoS 路由选择：问题与解决方法综述。电子学报，2003，31（1）：109-116。
- [65]Zheng Wang ,Jon Crowcroft.Quality-of-service routing for supporting multimedia applications[J].IEEE Journal on Selected Areas in Communication,1996,14(7):1228-1234.
- [66]Qingming Ma,Peter Steenkiste,Hui Zhang.Routing high-bandwidth traffic in max-min fair share networks[A].Proceedings of ACM SIGCOMM'96[C].Stanford,California,USA:ACM,1996,206-217.
- [67]Shigang Chen,Klara Nahrstedt.Maxmin fair routing in connection-oriented networks[A].Proceedings of Euro-Parallel and Distributed Systems Conference(Euro-PDS'98)[C].Vienna,Austria:Euro-PDS,Michigan,1997.
- [68]Ariel Orda.Routing with end to end QoS guarantees in broadband networks[J].IEEE/ACM Transactions on Networking,1999,17(3):365-374.
- [69]Zhong Fan,E S Lee.Multiple QoS constrained routing with inaccurate state information[J].Electronics Letters,1999,35(21):1807-1808.
- [70]Danny Raz,Yuval Shavitt.Optimal partition of QoS requirements with discrete cost functions[J].IEEE Journal on Selected Areas in Communications,2000,18(2):2593-2601.

- [71] Shigang Chen, Klara Nahrstedt. On finding multi-constrained paths[A]. ICC'98[C]. Georgia, Atlanta, USA: ICC, 1998.
- [72] Deering S, Partridge C, Waitzman D. Distance vector multicast routing protocol. RFC 1075, Nov 1998.
- [73] Moy J. Multicast routing extension for OSPF. Commun ACM. Aug 1994, 37:61-66.
- [74] Deering S, et al. An architecture for wide-area multicast routing. In: ACM SIGCOMM'94, 126-135.
- [75] Deering S, et al. Protocol independent multicast(PIM):dense mode protocol specification. Internet Draft, Mar 1994.
- [76] D. Estrin et al.. Protocol Independent Multicast(PIM) Sparse/Dense Mode. Internet draft, 1996.
- [77] H.W. Holbrook and D.R. Cheriton. IP Multicast Channels:EXPRESS Support for Large-Scale Single-Source Applications. ACM SIGCOMM'99, 1999.
- [78] A. Ballardie, B. Cain, and Z. Zhang. Core Based Trees(CBT Version 3) Multicast Routing. Internet draft, 1998.
- [79] Deering S, et al. Protocol independent multicast(PIM):sparse mode protocol specification. Internet Draft, Mar 1994.
- [80] R. Perlman et al.. Simple Multicast: A Design For Simple, Low-Overhead Multicast. draft-perlman-simple-multicast-01.txt, 1998.
- [81] 胡光岷, 李乐民, 安红岩. 最小代价多播生成树的快速算法[J]. 电子学报, 2002, 30(6): 880-882.
- [82] S. Ramanathan. Multicast tree generation in networks with asymmetric links[J]. IEEE/ACM Trans. On Networking, August, 1996, 4(4).
- [83] B.K. Haberman and G. Rouskas. Cost, Delay, Delay Variation Conscious Multicast. Tech. rep. TR-97-03, NC State Univ., 1997.
- [84] Fred Bauer. Degree-constrained multicasting in point-to-point networks. *INFOCOM'95*: 369-376.
- [85] Fred Bauer. Distributed degree-constrained multicasting in point-to-point networks. <http://www.ucsd-crl-95-09>.
- [86] Sung-Jin Chung, Sung-Pil Hong, Sang-Baeg Kim et al. Algorithms for the degree-constrained multicast trees in packet-switched networks. *GLOBECOM'98*: 1054-1059.
- [87] 刘莹, 刘三阳. 计算机网络中的多播路由算法 (博士学位论文). 西安电子科技大学, 2000, 12.
- [88] Wang Bin, J C Hou. Multicast routing and its QoS extension: Problem, algorithm and

- protocols.IEEE Network,2000,1/2:22-36.
- [89] 俎云霄, 孙雨耕。通信网最佳可靠路由确定方法研究。天津大学学报, 2001 34(1): 1-4。
- [90] J Yoon,A Bestavros,I Matta.Adaptive reliable multicast.In:IEEE Proc of ICC2000.Piscataway,NJ:IEEE Press,2000:1542-1546.
- [91] J Yoon,A Bestavros,I Matta.Adaptive Reliable multicast.Tech..Rep.No.BU-CS-1999-012,Sep,1999.
- [92] Yong Jin Park,Sueo Tanaka.Reliability Evaluation of a Network with Delay.IEEE Trans.Reliability,1979,R-28(4):320-324.
- [93] 黄传河, 陈莘萌, 贾小华。满足 QoS 约束的加速加权分布式动态算法。计算机研究与发展, 2002, 39(4): 482-487。
- [94] Chen S G,Nahrstedt Klara.An overview of quality of service routing for next-generation high-speed networks: problems and solutions.IEEE Network,1998,12(6):64-79.
- [95] Banerjee A.Simulation Study of the capacity effects of dispersity routing for fault tolerant real time channels. In:Proceedings of ACM SIGCOMM'96,Stanford,CA,1996:26-30.
- [96] A.Fei,Z.Duan,and M.Gorla.Constructing Shared-Tree for Group Multicast with QoS Constructions[J].IEEE,2001.
- [97] X.Jia and L.Wang.A group multicast routing algorithm by using multiple minimum Steiner trees[J].Computer Communications,1997, 20(9):750-758.
- [98] C.P.Low and N.Wang.An efficient algorithm for group multicast routing with bandwidth reservation[J].Proceedings of IEEE ICON,1999.
- [99] N.Wang and C.P.Low.On finding feasible solution to the group multicast routing problem[J].Proceeding of Networking 2000,May 2000.
- [100] 陈品,刘三阳:计算机通信网中的多播路由算法[D](硕士学位论文)。西安电子科技大学学, 2001, 12.
- [101] C.P.Low and X.Song.On finding feasible solutions for the delay constrained group multicast routing problem[J].IEEE Trans.Computers,2002,51(5):581-588.
- [102] 熊桂喜, 王小虎等译, 计算机网络 (第三版), 清华大学出版社, 1998。
- [103] 邢文训, 谢金星。现代优化计算方法。清华大学出版社, 1998。
- [104] E.里涅卡。网络和最优化算法。中国铁道出版社。1984。
- [105] 陈凯、陆淑兰、李凤玲。可靠性数学及其应用。吉林教育出版社, 1989。
- [106] 王朝瑞。图论。北京理工大学出版社, 1997。
- [107] 曹锦华、程侃。可靠性数学引论。科学出版社, 1986。

在读期间撰写的论文

已完成论文包括：

- [1] 李雪莲, 刘三阳, 侯 炜, 王雪平。满足 QoS 约束可靠的适应性多播路由算法。计算机工程与应用 (已录用)。
- [2] 李雪莲, 刘三阳。费用非对称通信网络上的群播路由算法。西安电子科技大学研究生学术年会, 2003 (已录用)。
- [3] 李雪莲, 刘三阳。满足 QoS 约束的群播路由算法。西安电子科技大学学报 (已投稿)。

在读期间参加的科研项目

参加的科研项目包括：

- [1] 陕西省自然科学基金项目, 编号: 2002A13。
- [2] 教育部跨世纪优秀人才基金。