

一种时延约束的多点到多点组播路由启发式算法^{*})

张 琨 王 珩 刘凤玉

(南京理工大学计算机科学与技术系 南京210094)

摘 要 多点到多点组播路由是组播研究领域内的一个重要问题。当单棵共享组播树不能满足时延约束时,需要建立多棵共享组播树,但同时又会增加管理开销。因此,如何尽量减少共享组播树的个数成为关键问题。本文提出了一种启发式算法 DCMMHA,用来解决时延约束的多共享组播树问题(DCMSMT),该问题已被证明为 NP 完全问题。本文算法按照特定规则生成候选中心列表,在不违反时延约束条件下,将源节点和目的节点加入共享树,并且对已选择中心进行更新。仿真实验将 DCMMHA 算法同其它四种同类算法进行比较,结果表明本文的算法所获得的中心数最少,显著降低了共享树的管理开销。

关键词 多点到多点组播路由,时延约束,共享组播树,QoS

A Delay-Constrained Many-to-Many Multicast Routing Heuristic Algorithm

ZHANG Kun WANG Heng LIU Feng-Yu

(Department of Computer Science & Technology, Nanjing University of Science & Technology, Nanjing 210094)

Abstract Many-to-many multicast routing is an important problem in multicast research fields. In some cases, when the delay constraint value of a multicast session is sufficiently small, a single shared multicast tree may not be able to satisfy this constraint. However, constructing multiple shared trees can increase managing overhead. The objective is to construct the minimum number of shared trees necessary to satisfy the delay constraint. The Delay-Constrained Multiple-Shared Multicast Tree problem (DCMSMT) is known to be NP-complete. In this paper, a heuristic algorithm named DCMMHA is proposed to solve DCMSMT problem. The algorithm generates an ordered list of candidate centers according to specific criterion. Then the sources and destinations attempt to join one of the shared trees, without violating the delay constraint. Finally, algorithm updates the selected centers. A large number of simulations demonstrate that DCMMHA algorithm has the best performance of the number of multicast centers compared to the other four algorithms, and reduces total overhead for managing these shared trees.

Keywords Many-to-many multicast routing, Delay constraint, Shared multicast tree, Quality-of-service

1 引言

通信网络的迅速发展,众多具有 QoS 要求的多媒体业务的不断出现,使得支持“点到多点”和“多点到多点”的组播通信成为网络支持多媒体业务的必要形式。因此,QoS 组播路由技术成为网络多媒体信息传输的关键技术之一。组播路由问题从源节点的数量上分为点到多点(one-to-many)和多点到多点(many-to-many)的组播。其中,点到多点的组播是多点到多点的特殊情况,这方面已有不少的研究成果^[1~5]。

另一方面,许多网络应用需要多个源节点和多个接收节点,如视频会议等。这类应用的组播路由问题称为多点到多点问题。遗憾的是,这类问题目前还没有得到广泛的重视^[6]。处理此类问题一般有两种方法:一是将多点到多点问题看成多个点到多点问题,即为每个源节点构造一棵基于源的组播树(source-specific multicast tree);二是为所有的源节点和目的节点建立单棵(或多棵)组播树,这种方法建立的组播树称为共享组播树(shared multicast tree)。构造共享树和构造信源树有许多相似的地方,但最重要的一点区别在于:构造共享树需要首先选择一个组播中心。严格意义上讲,共享树并非只能有一个中心,但是选定一个节点为其中心便于管理和操作。找出最优共享树是非常困难的^[7]。因此,研究学者在对共享树问题的研究时,总是将该问题划分为两个子问题进行研究,即中

心选择问题(Center Selection Problem)和路由选择问题(Route Selection Problem)。大多数共享树构造算法首先选择一个节点作为中心,然后基于该中心构造共享组播树,这两类子问题可以独立进行研究。由于路由选择算法可以使用现有的基于源的组播路由法,因此,本文仅考虑中心选择问题。

在那些对时延敏感的实时应用中,当组播会话的时延约束比较严格时,单棵共享组播树很可能难以满足该约束,同时,为每个源节点分别构造和维护一棵组播树的开销也是不实际的。这种情况下,需要建立多棵共享树来满足时延约束,每棵共享树覆盖所有源节点以及目的节点的子集。但另一方面,构造多棵共享组播树会显著增加管理开销,因此,如何尽量减少共享树的个数成为关键。上述问题称为时延约束的多共享组播树问题(Delay-Constrained Multiple-Shared Multicast Tree),简称 DCMSMT 问题。由于每棵共享组播树可以由其中心(center)来确定,找到满足时延约束的最少个数的共享组播树问题和找到共享组播树的最少中心数是一致的,因此,DCMSMT 问题也称为时延约束的中心选择问题。该问题已经被证明为 NP-Complete 问题^[7]。

图1就是一个需要多棵共享树的例子。在图1(a)的网络中,每条链路上的时延均为1,组播源为 s_1, s_2 和 s_3 ,组播目的节点为 m_1, m_2, m_3 和 m_4 ,时延约束 $\Delta=2$ 。显然不存在满足约束的单棵共享树。子图(b)是最优的单棵共享树,(c)中是两棵满

^{*})受国家自然科学基金(编号:69973020)和国防科工委应用基础基金(编号:J1300D004)资助。张 琨 博士研究生,研究方向为组播路由、信息安全。王 珩 博士,研究方向为 QoS 组播路由技术;刘凤玉 博士生导师,研究方向为网络信息安全、多媒体技术。

足约束的共享树。

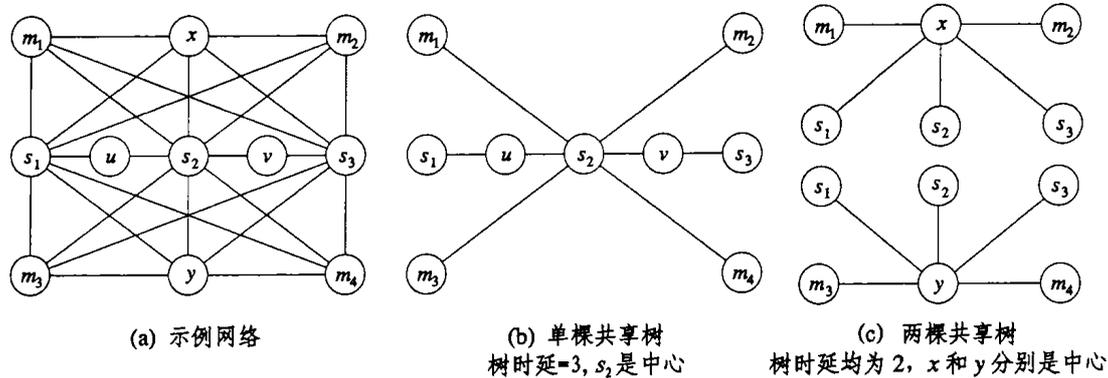


图1 多个共享组播树的例子

本文主要研究时延约束的多共享组播树问题,提出了一种解决该问题的启发式算法 DCMMHA。仿真实验表明,与同类算法相比,DCMMHA 算法求得的中心数最少,显著降低了共享树管理开销。

2 相关工作

目前主要有 Salama 提出的四种解决 DCMSMT 问题的

启发式算法:GREEDY、NAIVE、MAXD、AVGD^[7],以及 Moh 等人在 Salama 研究的基础上提出的三种改进算法:MN、MN-median 和 MN-linear median^[6]。其中,GREEDY 算法是将 DCMSMT 问题转换为可以通过贪婪算法^[8]求解的集合覆盖(Set-Covering, SC)问题。表1对这几种算法进行了归纳。

表中, n, s, m 分别表示网络节点数、源节点数和目的节点数。

表1 几种解决 DCMSMT 问题的启发式算法比较

算法	主要特点	时间复杂度	优缺点
GREEDY	转换为 SC 问题,并使用贪婪算法求解	$O(n^3 + smn^2)$	中心数少,运行时间长
NAIVE	直接解决原问题,不转换为 SC 问题	$O(mn^2(m+s))$	中心数多,性能较差,动态性好
MAXD	类似 NAIVE,但使用节点间最大时延作为中心选择规则	$O(mn^2(m+s))$	中心数少,动态性好
AVGD	类似 NAIVE,使用节点间平均时延作为中心选择规则	$O(mn^2(m+s))$	中心数少,动态性好
MN	对 GREEDY 算法在转换为 SC 问题的步骤进行修改,使用贪婪算法求解 SC 问题	$O(n^3)$	和 GREEDY 算法有同样少的中心数,运行时间少
MN-median	转换成 MN 中的 SC 问题,使用中值节点搜索中心	$O(n^3)$	中心数比 MN 超出50%,但运行时间缩短33%
MN-linear median	类似于 MN-median,但是使用线性中值节点搜索中心	$O(n^2 + sm^2 + mn)$	和 MN-median 算法的中心数相同,但运行时间更短

3 问题描述

假定以带权简单单向图 $G=(V, E)$ 表示一个网络。其中, V, E 分别是网络节点和链路的集合。对于每条链路 $(u, v) \in E$, 定义正实数函数 $d(u, v)$ 表示链路时延。其中, $d(u, v)$ 是分组在节点及链路上的总时延,包括排队、发送和传输时延。一个组播会话包括一组源节点 $S = \{s_1, s_2, \dots, s_k\}$ 和一组目的节点(也称为组播组) $M = \{m_1, m_2, \dots, m_l\}$, 其中 $S \subseteq V, M \subseteq V, k > 1, l > 1$ 。设 $C_{\min} = \{c_1, c_2, \dots, c_j\} \subseteq V$, 每个中心 $c \in C_{\min}$ 管理自己的共享树 $T(c)$, $T(c)$ 是以该中心为根、覆盖源节点 S 和目的节点的子集 $M_c \subseteq M$ 的一棵最小时延树。每个共享树覆盖的目的节点的集合的并集是组播组,即 $\bigcup_{c \in C_{\min}} M_c = M$ 。

定义1 组播树 $T(c)$ 的时延 $delay(T(c))$ 是沿树链路从任何一个源节点到任何一个目的节点的最大时延,即:

$$delay(T(c)) = \max_{i_j \in S} (\max_{m_j \in M_c} (\sum_{e \in P_{T(c)}(u_i, m_j)} d(e))) \quad (1)$$

其中, $P_{T(c)}(s_i, m_j)$ 是指组播树 $T(c)$ 中从 s_i 到 m_j 的路径。

定义2 时延约束的多个共享组播树问题(DCMSMT): 给定一个网络 $G=(V, E)$ 以及包含源节点集 $S = \{s_1, s_2, \dots, s_k\}$ 和目的节点集 $M = \{m_1, m_2, \dots, m_l\}$ 的组播会话,时延约束为 Δ , 目标是找到最少个共享树 $T(c)$, 其中 $c \in C_{\min} = \{c_1, c_2, \dots, c_j\} \subseteq V$, 并且满足:

$$delay(T(c)) \leq \Delta \quad \forall c \in C_{\min} \quad (2)$$

已经证明,时延约束的多个共享组播树问题是 NP-Complete 问题^[7]。

4 时延约束的多共享组播路由启发式算法 DCMMHA

4.1 算法描述

本节提出一种新的启发式算法直接解决 DCMSMT 问题,而不用将其转换成集合覆盖问题,我们称为 DCMMHA (Delay-Constrained Multiple-shared Multicast Heuristic Algorithm) 算法。

算法从空的中心集合开始,首先按每个节点 v 到所有源节点的最大时延的规则,排列所有节点形成一个候选中心列表,从列表中每次选择一个未使用过的候选中心作为新的中心,然后将源节点和目的节点在不违反时延约束条件下加入该中心的共享树。最后对中心进行更新:如果新中心形成的共享树中包含的目的节点是现有中心的共享树中包含的目的节点的子集,则删除该中心,反之,删除已有的那个中心。更新操作使得该算法求得中心数显著减少。具体的算法描述如下:

步骤1:对于每个节点 v ,使用 Dijkstra 算法^[8]求得以 v 为根,包含所有源节点 S 和所有目的节点 M 的最小时延树;

步骤2:按每个节点 v 到所有源节点 S 的最大时延值,从

小到大排列,形成候选中心列表 List;

步骤3:设置 $C_{min} = \emptyset$;

步骤4:如果 $T(c)$ 包含了全部的节点 $M, \forall c \in C_{min}$, 则算法结束,输出 C_{min} . 否则:

(1)在候选中心列表中选择第一个未使用的中心 x ;

(2) $C_{min} = C_{min} \cup x; T(x) = \emptyset$;

(3)对于 $S \cup M$ 中的每一个节点 v , 设 v 到 x 的最小时延路径为 $LDP(v, x)$, 如果将该路径加入 x 的共享树后形成的新共享树仍然满足时延约束, 则将该路径加入 x 的共享树, 即:如果 $delay(T(x) \cup LDP(v, x)) \leq \Delta$, 则 $T(x) = T(x) \cup LDP(v, x)$;

(4)对于每个已有中心 $c \in C_{min}$, 设 $T(c)$ 中包含的目的节点为 M' , $T(x)$ 中包含的目的节点为 M'' , 如果 $M' \subseteq M''$, 则 $C_{min} = C_{min} - c$; 如果 $M'' \subseteq M'$, 则 $C_{min} = C_{min} - x$;

最坏情况下,算法的输出为 $|C_{min}| = |V|$. 这意味着共享树的个数大于每个源节点为自己所构造的信源组播树的个数, 则算法失去意义. 因此,在算法的实现过程中,如果中心数的个数超过源节点的个数, 即 $|C_{min}| > |S|$, 则算法停止, 而选择信源组播树代替共享树.

4.2 算法复杂度分析

定理1 最坏情况下,DCMMHA 算法的总时间复杂度为 $O((s+m)n^2)$, 其中 n, s, m 分别表示网络节点数、源节点数和目的节点数.

证明:DCMMHA 算法步骤1的时间复杂度为 $O(n^2)$, 获得候选中心列表的时间复杂度为 $O(n^2)$. 最坏情况下,步骤4的循环执行 n 次, 每一次循环的时间复杂度为 $O((s+m)n^2 + mn)$. 因此,最坏情况下,算法的总时间复杂度为 $O((s+m)n^3 + mn^2)$, 即 $O((s+m)n^3)$. 证毕.

5 仿真实验

仿真在作者自行开发的 QRSIM 路由仿真器上完成. 网络拓扑部分的生成借鉴了 Salama 博士的随机网络拓扑算法^[7], 网络节点随机分布的矩形区域大小设定为 $4000 \times 2400 \text{ km}^2$, 确定任意两个节点 u 和 v 之间是否存在链路概率函数 $P(u, v) = \beta \exp \frac{-d(u, v)}{\alpha L}$, 其中 $d(u, v)$ 是 u, v 之间的欧拉距离, L 是任意两节点间的最大距离, 较小的 α 将增大短链路的密度, 较大的 β 将导致较高的链路密度. 通过调整参数 α, β , 使得产生的网络更接近于真实网络, 在本文仿真中, $\alpha = 0.15, \beta = 2.2$. 网络的链路时延定义为链路的传输时延, 忽略排队时延和发送时延, 传输速度为光速的 $2/3$, 单位为 ms. 仿真数据的置信水平为 95% , 置信比为 5% .

仿真比较了 NAIVE、MAXD、AVGD、MN-median 和 DCMMHA 五种同类算法在不同时延约束下所求得平均中心数. 这五种算法都是直接解决 DCMSMT 问题, 而不用将其转换为集合覆盖问题. 仿真固定网络节点数为 20 , 假设所有的组播组成员既是源节点又是目的节点, 即 $S = M$, 时延约束范围为 $[20, 55] \text{ ms}$. 仿真分别取组成员数为 $5, 10, 15$ 和 20 , 这四种情况下, 平均中心数随时延约束的变化曲线如图2所示.

由图2可知, 平均来说, NAIVE 算法的中心数最多, MN-median 算法的中心数次之. DCMMHA 算法的中心数最少, MAXD 和 AVGD 算法的中心数基本相当, 并接近于 DCMMHA 算法. 本文算法的中心数性能最好, 是因为该算法对中心进行了更新. 从图中还可以看出, 当时延约束宽松时, 各算法求得满足时延约束的中心数减少, 尤其当时延约束很大时, 中心数趋近 1 . 同时比较四幅子图可以看出, 对于同一约

束值来说, 组成员个数越多, 中心数越多. 这说明, 当组成员个数增加时, 满足时延约束的可能性减少, 因此共享树的个数增多.

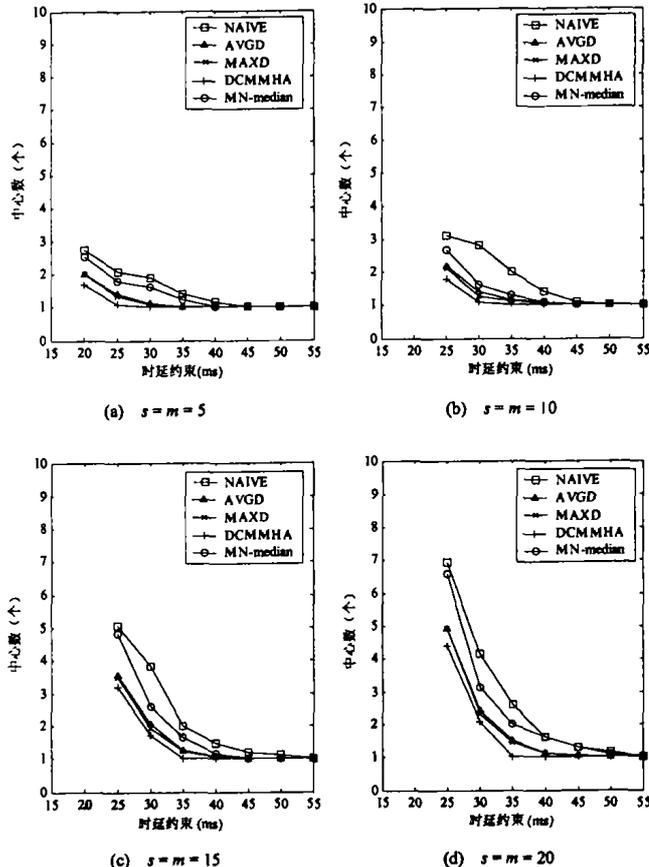


图2 不同组成员情况下, 平均中心数随时延约束变化的曲线

结束语 本文对多点到多点组播路由问题进行研究, 提出了一种解决时延约束的多共享组播树问题的算法 DCMMHA. 该算法首先构建候选中心列表, 并选择未使用过的候选中心作为新的中心, 然后将源节点和目的节点在不违反时延约束条件下加入该中心的共享树, 最后对中心进行更新. 通过大量仿真实验可以看出, DCMMHA 算法相对其它四种算法来说, 共享组播树的个数显著减少, 降低了共享组播树的管理开销.

参考文献

- 1 Kompella V P, Pasquale J C, Polyzos G C. Multicasting Routing for Multimedia Communication. IEEE/ACM Trans on Networking [J], 1993, 1(3): 286~292
- 2 Zhu Q, Parsa M, Garcia-Luna-Aceves J. A Source-based Algorithm for Delay-Constrained Minimum-Cost Multicasting[A]. In: Proc. of IEEE INFOCOM'95[C]. Boston, MA, 1995. 377~385
- 3 Guo L, Matta I. QDMR: An Efficient Dependent Multicast Routing Algorithm[A]. In: Proc. of IEEE Real-Time Technology and Applications Symposium[C]. 1999. 213~222
- 4 Sun Q, Langendoerfer H. Efficient Multicast Routing for Delay-Sensitive Applications[A]. In: Proc. of the Second Workshop on Protocols for Multimedia Systems[C]. 1995. 452~458
- 5 Salama H F, Reeves D S, Viniotis Y. Evaluation of Multicast Routing Algorithms for Real-Time Communication on High-Speed Networks[J]. IEEE Journal on Selected Area in Communication, 1997, 15(3): 332~345
- 6 Moh M, Nguyen B. QoS-guaranteed One-to-Many and Many-to-Many Multicast Routing[J]. Computer Communications, 2003, 26 (7): 652~669
- 7 Salama H F. Multicast Routing for Real-time Communication on High-speed Networks[D]:[PhD thesis]. North Carolina State University, Department of Electrical and Computer Engineering, 1996
- 8 Cormen T H, Leiserson C E, Rivest R L, et al. Introduction to Algorithms (Second Edition)[M]. The MIT Press and McGraw-Hill book company, Sep. 2001