广西科学 Guangxi Sciences 2006，13(4)：346～350

# 一种时延受限共享组播树算法*

# A Delay-Constrained Multicast Routing Algorithm Based on Shared Tree

刘文彬[1,2]，李陶深[1,3]

LIU Wen-bin[1,2]，LI Tao-shen[1,3]

（1.广西大学计算机与电子信息学院，广西南宁 530004；2.湖南财政专科学校，湖南长沙 410086；3.中南大学信息科学与工程学院，湖南长沙 410083）

（1. School of Computer，Electronics and Information，Guangxi University，Nanning，Guangxi，530004，China；2. Hunan Financial College，Changsha，Hunan，410086，China；3. School of Information Science and Engineering，Central South University，Changsha，Hunan，410083，China）

**摘要**：针对目前基于共享树的组播路由算法中有些算法没有考虑时延约束、有些不能准确地选举出树的中心的情况，提出一种新的时延受限共享组播树算法，并对新算法进行算法分析和仿真实验。该算法首先准确地选择出共享组播树的中心，然后以所选举的中心为树根，构造一棵满足时延约束的最小代价组播树。仿真实验表明，该算法所构造的组播树的成功率要高于 RAND _ DCSHARED，MINMAXD _ CSHARD，DCINITIAL _ DCSHARED 等算法，同时也能保证多个源结点到成员结点之间的时延约束。

**关键词**：组播 时延约束 中心选举 算法 服务质量(QoS)

**中图法分类号**：TP391 **文献标识码**：A **文章编号**：1005-9164(2006)04-0346-05

**Abstract**：In view of existing situation which some algorithms have not considered the delay-constrained or can not selected nicely the enter of the shared tree in the multicast routing algorithms based shared tree. This paper proposes a new multicast routing algorithm with delay-constrained for the shared tree，and gives analysis of algorithm's performance and simulated experiment. At first，a center of shared multicast tree is selected nicely in this algorithm. And then，a delay-constrained multicast tree rooted at this center was constructed with the least cost. Simulation and experiment results show that the successful ratio constructing shared multicast tree with our algorithm is not only higher than that of RAND _ DCSHARED，MINMAXD _ DCSHARD，DCINITIAL _ DCSHARED，can also ensure the delay constrained between the multi-source node and member node of a multicast group.

**Key words**：multicast，delay-constrained，selection of center，algorithm，Quality of Service(QoS)

在计算机网络中，组播技术是发送者将数据同时发给多个接收者的重要通信方式，它主要用于音频/视频会议、远程教学等分布式、实时多媒体应用的通信[1]。随着多媒体技术的迅速发展，Internet 的高度商业化，这些实时多媒体应用在传输时要求得到严格的服务质量(QoS)的保证。基于 QoS 的组播路由问题是一个典型的 NP 完全问题，难以在线性时间内找到问题的最优解[1]。近年来，基于 QoS 的组播路由问题受到了国内外众多学者的关注，并提出了一些启发式算法，它们能够构造一棵满足 QoS 需求的组播树，也优化了网络代价。

基于 QoS 的组播路由算法是按照某种路由策略，利用网络状态信息来构造一棵包含所有组播成员的组播路由树，以确定数据包的传送路径，同时满足各种 QoS 需求，实现网络资源的优化[1]。从网络用户的角度来看，基于 QoS 的组播路由算法首先应满足用户的 QoS 的需求，即寻找一条端到端的、满足各种条件的传输路径。从服务提供商的角度来看，基于 QoS 的组播路由算法应能最优化地使用网络资源。

**收稿日期**：2006-01-06

**修回日期**：2006-07-19

**作者简介**：刘文彬(1974-)，男，湖南新化人，助教，硕士，主要从事网络路由算法的教学与研究工作。

*广西"新世纪十百千人才工程"专项基金项目(桂人函 2001213 号)、广西科学研究和技术开发计划应用基础研究专项项目(桂科基 0342011)和广西自然科学基金项目(桂科自 06400026)联合资助。

目前，组播 QoS 路由算法可分为两类，一类是基于源树的组播路由算法，如最小时延组播路由算法，受时延约束的组播路由算法等，较著名的算法有 Dijkstra 算法[2]、KMB 算法[3]、MPH 算法[4]、KPP 算法[1]、BSMA 算法[5]等。这些组播路由算法所构造的组播树一般只能满足单个组播源上的时延约束，而没有考虑多个组播源上的时延约束。另一类组播路由算法是基于共享树的组播路由算法，这些算法都为共享树指定一个中心结点，如 CBT 协议[6]中的核心路由器(Core Route)，PIM-SM 协议[7]中的聚集点 RP(Rendezvous Point)等，组播组的成员都是以最短路径或最优路径加入到共享组播树中。这类算法主要包括两个部分：第 1 部分是核心或聚集点的选择；第 2 部分是组播树的构造。但是 CBT 和 PIM-SM 都没有考虑时延约束问题。Calvert 等[8]将各种中心选举算法及它们对时延和带宽的效果进行了比较，由此得出了这样的结论：不存在一种简单而又最好的中心选举算法。Salama[9]在他的博士论文中提出了 3 种中心选举算法：即 RAND _ DCSHARED 算法、MINMAXD _ DCSHARD 算法和 DCINITIAL _ DCSHARED 算法，并分别按这 3 种算法构造了组播树，进行了相关的仿真分析。作者对这些基于共享树的组播路由算法进行分析后发现，它们在中心选择好之后，当成员动态加入时，成员结点到中心结点的时延不能超过时延约束的一半。由此可知，当网络中存在一个结点到所有成员结点的最小时延不大于时延约束的一半时，组播树才能构造成功。但是在实际的网络中，很难找到这样的结点，而且在网络中存在着一些结点到源结点的时延要大于时延约束的一半，而到非源结点的时延要小于时延约束的一半；或者反之。但是这些结点到源结点的最大时延和到成员结点的最大时延之和不大于时延约束。这种情况下，目前的算法无法使组播树构造成功，同时这些算法都有较高的复杂度，而且没有很好地考虑实时应用的 QoS 需求，因此难以在分布式环境中实现。所以本文提出了一种新的中心选举算法：时延受限共享组播树算法(DCSMA)。在该算法中，将组播组中的源结点和非源结点分别对待，首先根据网络的实际特性准确地选择出共享组播树的中心，然后将这个中心做为共享组播树的树根，构造一棵满足时延约束的最小代价组播树。

## 1 网络模型及问题的描述

### 1.1 网络模型

我们用一个有向赋权图 $G=(V,E)$ 来表示一个通信网络，其中 $V$ 表示网络中的所有结点(或路由器)的集合，$E$ 表示任意两相邻结 $x$、$y$ 之间通信链路$(x,y)$的集合。对于链路 $(x,y)\in E$，均有两个非负实数加权值 $(D(x,y),C(x,y))$ 分别表示链路 $(x,y)$ 上的延时和代价。

对 $a$、$b\in V$，设 $a$、$b$ 间的路径 $P(a,b)$ 上的延时表示为：

$$\text{Delay}(a,b)=\sum_{(x,y)\in P(a,b)} D(x,y); \tag{1}$$

两点 $a$、$b$ 间的最小时延表示为：

$$D_{\min(u,v)}=\text{MIN}(\text{Delay}(u,v)),u\in V,v\in V; \tag{2}$$

P $(a,b)$ 的代价为：

$$\text{Cost}(a,b)=\sum_{(x,y)\in P(a,b)} C(x,y). \tag{3}$$

在组播通信网络中，基于时延约束的组播树可描述如下。

已知：无向赋权图 $G=(V,E)$，数据源集 $S\subseteq V$，目的结点集 $M\subseteq V$，待求组播生成树 $MT=(VT,VE)$，$MT\subseteq G$，$VT=S\cup M$，$VT\subseteq V$，$VE\subseteq E$，并满足条件：

$$\text{MIN}(\text{Cost}(MT)), \tag{4}$$

$$\sum_{(si,v)\in MT} D(si,v)\leqslant D_{\max},\forall\, v\in M,\forall\, si\in S, \tag{5}$$

其中公式(4)描述了组播树的代价应达到最小；公式(5)描述了实时业务的 QoS 要求，即所有成员结点到所有源结点的时延不大于实时业务所要求延时的上限值 $D_{\max}$。

### 1.2 问题描述

如图 1 所示，设 $S_1$、$S_2$ 为数据源，$M_1$、$M_2$ 为成员。当 $D_{\max}=8$ 时，Salama 提出的 3 种算法[9]选择 $B$ 作为中心，各成员结点都以 Delay$\leqslant$4 加入到以 $B$ 为中心的组播树上。但是，当 $D_{\max}=7$ 时，成员 $M_1$、$M_2$ 就不能加入到组播树上。但是这些结点到源结点的最大时延和到成员结点的最大时延之和不大于时延约束。而依照公式(5)，当时延约束条件为 7 时，我们就可以选择 $A$ 做为中心，这样，源 $S_1$ 到 $A$ 以时延为 5 加入，成员 $(M_1,M_2)$ 以时延为 2 加入，总的时延不大于 $D_{\max}$ (=7)。

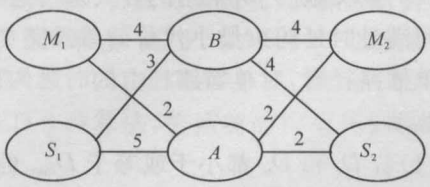


图 1 一个随机网络(链路上的数字表示链路上的时延)

Fig. 1 A random network (the numbers on the links present the delay of the links)

## 2 时延受限共享组播树算法(DCSMA)

为了更好地描述 DCSMA 算法,我们定义中心 $CP$ 如下:

设 $v \in V, s \in S, m \in M, D_s = \mathrm{MAX}(D_{\min}(v,s))$, $D_m = \mathrm{MAX}(D_{\min}(v,m)), D = D_s + D_m$,如果 $D \leqslant D_{\max}$,则称 $V$ 为组播树 $MT$ 的中心,称 $D$ 为中心的直径。

与其它共享组播树的构造一样,DCSMA 算法也分为两个部分:第一部分是中心的选举,第二部分是共享组播树的构造。下面分别对它们进行描述。

### 2.1 中心的选举

在描述算法之前,首先假设每一结点都知道网络结点的所有信息以及组播组的成员的信息。下面是中心选举的具体过程:

(1)首先计算每个结点到组播成员的最小时延,然后从该结点到所有源结点 $S$ 的最小时延中,选出时延值最大的一个,记为 $D_s$;同时从该结点到其它组播成员(即非源结点)的最小时延中,选出时延值最大的一个,记为 $D_m$;计算 $D = D_s + D_m$。若 $D$ 不大于时延约束值 $D_{\max}$,则将该结点作为候选中心,并把它放入候选中心集中。

(2)对候选中心集中的所有候选结点,按如下的规则竞选出中心(下标 $i,j$ 分别表示为第 $I,J$ 个结点)

规则 1:若 $D_i < D_j$,则 $D_i$ 获胜;

规则 2:若 $D_i = D_j, |D_{si} - D_{mi}| \leqslant |D_{sj} - D_{mj}|$,则 $D_i$ 获胜。

(3)最后获胜的候选中心结点即为将要构造的共享组播树的中心。

### 2.2 共享组播树的构造

选好中心后,下一步考虑的是如何构造组播树。本文采用如下的方式来构造共享树:首先求出所有成员结点到中心结点之间满足时延约束最小代价的路径;然后将这些路径逐一加入到组播树上,如果产生回路,则在不影响时延约束的条件下,移去相应的回路。下面是具体的实现过程。

#### 2.2.1 构造满足时延约束的单播路径

我们按文献[9]所采用的方式来构造从中心到成员之间满足时延约束最小代价的单播路径。但是,在构造单播路径时,对单播路径上的时延约束条件做了如下改动:

(1)若 $D_s$ 和 $D_m$ 都小于或等于 $D_{\max}$ 的一半,则无论是源结点还是非源结点,都以 $D_{\max}$ 的二分之一作为时延约束条件;

(2)若 $D_s$ 或 $D_m$ 大于 $D_{\max}$ 的一半,则分为以下 3 种情况处理:

a. 若成员结点是源结点且 $D_s$ 大于 $D_{\max}$ 的一半,则源结点到中心结点的时延约束为 $D_s$,非源结点到中心结点的时延约束为 $D_{\max} - D_s$;

b. 若成员结点是非源结点且 $D_m$ 大于 $D_{\max}$ 的一半,则非源结点到中心结点的时延约束为 $D_s$,源结点到中心结点的时延约束为 $D_{\max} - D_m$;

c. 若成员结点既是非源结点又是源结点,则时延约束为 $D_m$ 与 $D_s$ 中的最小值。

#### 2.2.2 共享组播树的构造

事实上,共享组播树的构造与上述过程是同时进行的,其主要过程如下:

步骤 1 开始时,组播树只包含中心结点。

步骤 2 每建立一条单播路径,就把它加入到组播树。如果将该路径加入到组播树后产生回路,则在不影响时延约束的条件下,移去相应的回路。

步骤 3 重复步骤 2,直到所有的成员结点加入到组播树为止。

## 3 算法分析与仿真实验

### 3.1 算法分析

通过对 DCSMA 算法进行分析,可以得出以下的结论。

**结论 1** DCSMA 算法所构造的组播树能够满足多个数据源结点与成员结点之间的时延约束。

**证明** 由中心 $CP$ 的定义可知,中心到源结点之间的时延都小于或等于 $D_s$,设 $D_s = \max(D(S, CP))$;中心到非源结点之间的时延都小于或等于 $D_m$,设 $D_m = \max(D(M, CP))$。由此可得,所有源结点到成员结点之间的时延都小于或等于 $D = D_s + D_m$,而中心的直径 $D$ 又小于或等于 $D_{\max}$,即所有源结点到成员结点之间的时延都满足时延约束 $D_{\max}$,故 DCSMA 算法所构造的组播树能够满足多个数据源结点与成员结点之间的时延约束。

**结论 2** 如果存在满足时延约束的多源组播树,DCSMA 算法能够找到这样的组播树。

**证明** 如果存在满足时延约束的多源组播树 $MT$,设 $D$ 为所有源结点到成员结点之间的最大时延,且 $D$ 小于或等于 $D_{\max}$,而 DCSMA 算法中所寻找的中心的直径也小于或等于 $D_{\max}$。因此,由树的连通性及结论 1 可得,DCSMA 算法能够找到这样的组播树。

### 3.2 仿真实验

实验采用由 Waxman 提出并经 Salama 修改的网络拓扑生成器[9,10]随机地产生一些具有实际网络特

性的拓扑模型。在实验中，首先随机的在直角坐标内分布 15～50 个网络结点；然后根据 Waxman 所设计的公式随机地产生结点与结点之间的链路；最后，使各个结点的度在 3～5 之间变化，从而保证了网络的连通性。链路上的代价在 0～5 之间随机地分布，链路上的时延与结点之间的欧拉距离成正比，组播通信的规模（组播组的成员数）与网络总结点数之比是 35%，组播业务所需的时延在[10ms，50ms]之间变化。

为了验证 DCMRA 算法的性能，我们对算法的平均成功率和组播树的平均代价进行了多组检验，并将 DCMRA 算法与几种现有的算法进行比较和分析，所有的实验结果都为多次实验所得结果的平均值。

首先比较各算法的平均成功率：算法的平均成功率 $\theta$ 定义为 $\theta = N_s/N_t$，其中 $N_s$ 表示成功地找到满足时延约束的组播树次数，$N_t$ 表示组播业务总数。图 2 给出了 DCMRA 算法、RAND _ DCSHARED 算法、MINMAXD _ DCSHARD 算法和 DCINITIAL _ DCSHARED 算法的平均成功率的实验结果。可见，DCMRA 算法的平均成功率远远高于其它算法，并且随着网络规模的增加，其优势更加明显。由于 RAND _ DCSHARED 算法是随机地选择中心，因而在一定程度上很难满足所有成员之间的时延约束；而 MINMAXD _ DCSHARD 算法和 DCINITIAL _ DCSH ARED 算法虽能找到一个很好的中心，但是，当网络的拓扑结构不规则，网络中存在有些结点到源结点的时延要大于时延约束的一半，而到非源结点的时延要小于时延约束的一半时（或者反之），这些算法就不能成功地构造满足约束的组播树。DCMRA 算法正好弥补了这方面的不足。因此，与其它算法相比，DCMRA 算法具有很高的路由发现能力。

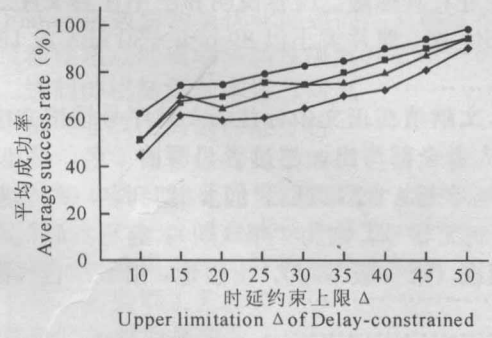


图 2　各种算法的平均成功率比较

Fig. 2　The comparison of average success rate of various algorithms

◆：RAND DCSHARD 算法；■：MINMAXD _ DCSHARD 算法；▲：DCINITIAL _ DCSHARD 算法；●：DCMRA 算法。

◆：RAND _ DCSHARED algorithm；■：MINMAXD _ DCSHARD algorithm；▲：DCINITIAL _ DCSHARED algorithm；●：DCMRA algorithm.

比较各算法的平均代价 Cost 采用以下公式：

$$\text{Cost} = \left(\sum_{i=1}^{N_s} \text{Cost}(Ti)\right)/N_s,$$

其中 $N_s$ 表示成功地找到满足时延约束的组播树次数，Cost ($T_i$) 表示每一次成功构造组播树的代价。图 3 给出了 DCMRA 算法和另外 3 种算法的平均代价值。从图中可以看出，RAND _ DCSHARED 算法的代价要略高于其它 3 种算法，DCMRA 算法与 MINMAXD _ DCSH ARD 算法和 DCINITIAL _ DCSHARED 算法的平均代价值比较接近，但是在实验中，DCMRA 算法所构造的组播树的代价要略低于 MINMAXD _ DCSHARD 算法和 DCINITIAL _ DCSHARED 算法。

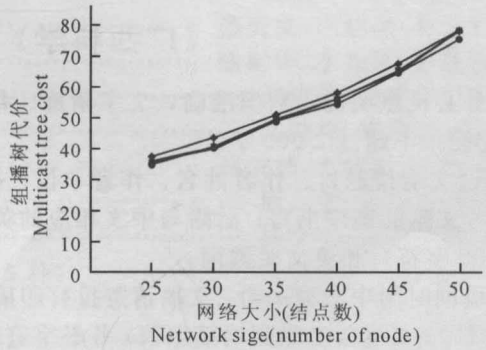


图 3　网络大小与组播树代价的关系图

Fig. 3　The relational diagram between size of network and the cost of multicast tree

◆：RAND _ DCSHARD 算法；■：MINMAXD _ DCSHARD 算法；▲：DCINITIAL _ DCSHARD 算法；●：DCMRA 算法。

◆：RAND _ DCSHARED algorithm；■：MINMAXD _ DCSHARD algorithm；▲：DCINITIAL _ DCSHARED algorithm；●：DCMRA algorithm.

## 4　结束语

本文提出了一种新的时延约束共享组播树路由算法，它能准确地选择共享组播树的中心，也能保证多个源结点到成员结点之间的时延约束，同时也优化了组播树的费用。仿真结果表明，该算法所构造的组播树的成功率要高于 RAND _ DCSHARED，MINMAXD _ DCSHARD，DCINITIAL _ DCSHARED 3 种算法，组播树的构造代价也略低于这 3 种算法。

**参考文献：**

[1]　KOMPELLA V P，PASQUALE J C，POLYZOS G C.

Multicast routing for multimedia communications[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1993, 1(3): 286-292.

[2] BRUNO R RREISS. 数据结构与算法——面向对象的C++设计模式[M]. 北京:电子工业出版社, 2000.

[3] KOU L, MARKOWSKY G, BERMAN L. A fast algorithm for Steiner trees[J]. Acta Infomatica, 1981, 15(2): 141-145.

[4] PAWEL WINTER. Steiner problem in network: a survey [J]. IEEE Network, 1987(3): 129-167.

[5] PARSA M, ZHU Q, GARCIA-LUNA-ACEVES J J. An iterative algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking. 1998, 6(4): 461-474.

[6] BALLARDIE A. Core based trees (CBT version 2) multicast routing[R]. RFC 2189, September, 1997.

[7] ESTRIN D, FARINACCI D, HELMY A. Protocol independent multicast-sparse mode (PIM-SM): protocol specification[R]. RFC 2362, June 1998.

[8] CALVERT K, ZEGURE E, DONAHOO M. Core selection methods for multicast routing: proceeding of Fourth International Conference on Computer Communications and Networking (IC3N95) [C]. Pittsburgh: IEEE Computer Society Press, 1995, 638-642.

[9] SALAMA H. Multicast routing for real-time communication on High-Speed Networks [D]. PhD thesis. North Carolina State University, Department of Electrical and Computer Engineering, 1996.

[10] WAXMAN B. Routing of multipoint connections[J]. IEEE J Select Areas Commun, 1988, 6(9): 1617-1622.

(责任编辑:韦廷宗)

## 《广西科学》投稿要求和注意事项

1 文稿务必论点明确，数据准确，文字精炼。每篇论文（含图、表、公式、参考文献等）一般不超过5 000字，研究简报不超过2 000字。

2 研究论文请按题目、作者姓名、作者单位、摘要（300字以内）、关键词（3～8个）、正文、致谢（必要时）、参考文献的顺序书写；后附与中文相应的英文题目、英文作者姓名、英文作者单位、英文摘要（一般不超过1 500字符）和英文关键词。

3 英文稿同时附中文稿一份。文稿请寄投打印稿2份，同时可来电子版文稿（接受方正小样、.TXT、.DOC、.WPS文件），文稿务必做到清稿定稿；务必字迹清楚，用字规范，物理量和单位符合国家标准和国际标准；外文字母、符号用打印字体，必须分清大写、小写，正体、斜体（学名、量的符号等用斜体）；上标、下标的字母、数码和符号的位置高低区别应明显可辨；外文缩略词和容易混淆的外文字、符号，请在第一次出现时注明。

4 文稿中只需附必要的图、表、照片，图需用专业画图工具绘好；其标题、内容说明和图中注释文字、符号同时用中英文标明清楚，并与正文一致。照片请用光面相纸印出，图、照片大小以80 mm×50 mm或160 mm×100 mm为宜，要求清晰、层次分明。

5 参考文献只需择主要者列入，未公开发表的资料请勿引用。文献请在正文中标注，文献序号请按文中出现先后为序编排。书写格式，期刊："序号 作者姓名（不超过3人者全部写出，超过者只写前3名，后加'等'或'et al.'。外文姓前名后，名缩写，不加缩写点，姓名用大写字母). 文章题目 [J]. 期刊名（外文期刊可用标准缩写，不加缩写点），年，卷（期）：起止页码"；如果期刊无卷号，则为"年（期）：起止页码"。专著："序号 作者姓名（英文姓名用大写）. 书名 [文献类型标志]. 版次（第一版不写）. 出版地：出版单位（国外出版单位可用标准缩写，不加缩写点），出版年：起止页码."

6 文责自负。本刊编辑部可对采用稿作必要的删改，如作者不允许，务请在来稿中注明。

7 来稿请自留底稿，无论刊登与否恕不退稿，要求一式两份（并附一份不一稿多投的证明）。请勿一稿多投，收到本刊收稿回执后3个月未接到本刊采用通知时，可自行处理。双方另有约定者除外。

8 自治区、省（部）级以上重大科研项目及攻关项目，国家863计划项目，自然科学基金资助项目，开放实验室研究项目和拟到国际学术会议上宣读的论文优先发表，请作者注明（并请注明项目编号）。

9 来稿不得侵犯他人版权，如有侵权，由投稿者负完全责任。

10 来稿一经采用，酌收版面费；刊登后，付稿酬（含《中国学术期刊（光盘版）》、中国期刊网、万方数据网及台湾华艺CEPS中文电子期刊服务网等网络发行的稿酬），并同时赠送给每位作者1本样刊。