第 30 卷第 2 期
2013 年 2 月
计 算 机 应 用 研 究
Application Research of Computers
Vol. 30 No. 2
Feb. 2013

基于关键节点时延约束低代价组播路由算法

王　慧, 王　铮
(重庆大学 计算机学院, 重庆 400030)

摘　要：针对时延约束下低代价组播树的构建方法,提出了一种基于关键节点的时延约束低代价组播路由算法。该算法对已有的动态时延优化的链路选择函数进行改进,并加入关键节点和关键次数的概念。在首次选择目的节点时,重点考虑关键节点和关键次数因素,降低了选择低代价链路的时间复杂性,再利用改进后的链路选择函数依次选择节点加入树中,进而产生满足要求的组播树。实验仿真结果表明,该算法不仅能正确构建出时延约束低代价组播树,且与其他算法相比,构成组播树所需平均时间更少。

关键词：时延约束低代价组播树; 组播路由算法; 动态时延优化; 关键节点; 链路选择函数
中图分类号：TP393;TP301.6　　**文献标志码：**A　　**文章编号：**1001-3695(2013)02-0585-03
doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2013.02.074

Delay-constrained and low-cost multicast routing algorithm based on key node

WANG Hui, WANG Zheng
(*School of Computer*, *Chongqing University*, *Chongqing* 400030, *China*)

Abstract: This paper proposed a delay-contrained and low-cost multicast routing algorithm based on key node according to the construction of delay-constrained and low-cost multicast tree. This algorithm not only improved the existing path selection function which was appropriate for dynamic delay optimization, but also in conception and frequency of key node. Because key node could reduce the time complexity of choosing low-cost path in the first time to choose destination nodes. And then it used the improved path selection function to choose nodes add into the muticast tree one by one. By this way, the multicast tree which met the requirements could be constructed. The simulation results show that this algorithm can not only construct a multicast tree correctly but also need less time than those of many other multicast algorithms.

Key words: delay-constrained and low-cost multicast tree; multicast routing algorithm; dynamic delay optimization; key node; path selection function

0　引言

组播是一种可以实现同时向多个目的主机传送信息的通信方式。近年来,随着网络游戏、视频点播、远程会议等网络多媒体业务的盛行,对网络带宽、资源消耗等要求越来越高。为了解决由网络多媒体应用所带来的带宽急剧消耗和网络拥塞等问题,组播通信技术应运而生。在组播通信方式中,一个或多个源主机只需发送一个数据包,就能使所有的目的主机都收到该数据包,且每条链路上也只有一个要传送的数据包拷贝。因此,组播技术不仅能节省网络带宽资源、提高网络资源利用率,还能降低网络负载、减少网络拥塞。在采用组播技术的多媒体业务中,时延和代价是两个必不可少的服务质量指标,如何去寻找时延约束下低代价的组播路由问题就成了组播路由算法的一个重要课题。

时延约束低代价组播路由问题就是在时延约束条件下寻找代价最小的组播树,该问题通常形式化为图论中带约束的 Steiner 树问题。带约束的 Steiner 树问题是一个 NP 完全问题[1],目前已经有了一些构建时延约束低代价组播树的启发式算法。KPP 算法[2]先用 Floyd 算法得到原网络拓扑图中源节点和目的节点的闭合图,再用 Prim 算法得到闭合图中时延约束条件下的最小生成树,时间复杂度为 $O(\Delta|V|^3)$(Δ 为时延约束值,$|V|$为网络拓扑图中节点个数)。BSMA 算法[3]先得到原图的最小时延树,然后反复迭代通过增大链路时延来减少代价,时间复杂度为 $O(k^3|V|\log|V|)$(k 表示最短路径条数,值不确定,由算法得出,$|V|$为网络拓扑图中节点个数)。QDMR 算法[4]通过链路函数来决定新加入的节点,直到构成的组播树包含所有的目的节点为止,时间复杂度为 $O(|E|\log|V|)$($|E|$、$|V|$分别为网络拓扑图的边数和节点数)。CDKS 算法[5]先求出网络拓扑图的最小代价树,然后用最小时延树中的链路来替换代价树中不满足时延约束的链路,时间复杂度为 $O(|V|^2)$($|V|$为网络拓扑图的节点数)。上述算法中 KPP 和 BSMA 算法虽然性能较优,但时间复杂度高,不适用于大型网络,而 QDMR 和 CDKS 算法虽然时间复杂度较小,但是得出的最小代价树代价未必最优。

本文基于链路选择的算法,对链路选择函数进行改进并加入关键节点[6]和关键次数的概念,提出一种时延约束下低代价组播路由算法 KNDCLC。仿真实验结果说明,与其他算法相比,该算法构成组播树需要的平均时间更少(本文算法针对单源网络)。

收稿日期：2012-06-06; **修回日期：**2012-07-19
作者简介：王慧(1988-),女,安徽马鞍山人,硕士研究生,主要研究方向为网络路由算法、网络通信(tracyh1988@163.com);王铮(1953-),男,副教授,硕导,主要研究方向为嵌入式操作系统、分布式系统、软件自动生成.

1 组播网络模型及相关定义

组播网络模型可描述为一个赋权连通无向图 $G=(V,E)$，其中，V 为图中节点集合，即网络中主机和路由器的集合；E 为图中边的集合，即网络中连接节点的链路集合。对于 E 中的每一条边 $e=(x,y)(e\in E,\ x,y\in V)$ 定义两个函数，代价函数 $C(e):E\rightarrow R^+$ 和时延函数 $D(e):E\rightarrow R^+$。代价函数 $C(e)$ 用来衡量链路中资源利用情况，时延函数 $D(e)$ 用来表示信息传送过程中时延情况，包括发送、排队和传输时花费的时延。设 s 为组播的源节点，目的节点集 $D\subseteq V-s$。

定义1 路径。若图 $G=(V,E)$ 中存在节点序列：

$$P(v_i,v_j)=(v_i,v_{i+1},\cdots,v_{j-1},v_j)$$

其中：$1\leqslant i\leqslant j\leqslant |V|$（$|V|$ 为图中节点总个数），$v_i,v_j\in V$，则称 $P(v_i,v_j)$ 是从节点 i 到节点 j 的一条路径。

定义2 代价和时延。图 G 中存在节点 $u,v(u,v\in V)$ 之间的路径 $P(u,v)$，则 $P(u,v)$ 的代价和时延分别为

$$\mathrm{cost}(u,v)=\sum_{(x,y)\subseteq P(u,v)}C(x,y)$$

$$\mathrm{delay}(u,v)=\sum_{(x,y)\subseteq P(u,v)}D(x,y)$$

定义3 关键节点和关键次数。对于图 G 中每一个节点 $v_i(v_i\in D)$，都存在一条路径 $P(s,v_i)$ 满足：

a) $\mathrm{delay}(s,v_i)\leqslant\Delta$（$\Delta$ 为正实数，表示时延约束上限）；

b) $\min(\mathrm{cost}(s,v_i))$。

这样的路径称为点 v_i 的关键路径，该关键路径上经过的节点称为 s 到 v_i 的关键节点。由此可知，一个节点可能是多个目的节点的关键节点，把每个节点作为关键节点的次数定义为关键次数。

定义4 带约束的Steiner树。对于给定的图 $G=(V,E)$ 和源节点 s 及目的节点集 $D\subseteq V-s$，从图中找出一棵能覆盖源节点和所有目的节点的最小生成树 T，树 T 的每一个目的节点的时延和树的总代价满足：

a) $\mathrm{delay}(s,v_i)\leqslant\Delta$（$\Delta$ 为正实数，表示时延约束上限）；

b) $\min(\sum_{e\in T}C(e))$。

则称树 T 为时延约束Steiner树 T。

2 基于关键节点的时延约束组播路由算法(KNDCLC)

2.1 算法思想描述

针对链路选择函数OKPP算法[7,8]中没有考虑已加入树中链路的代价不重复计算及关键节点的问题，本文首先对链路函数进行一些改进，改进后的链路函数为

$$\mathrm{cost}(v)=\begin{cases}\min\left(\dfrac{I_D(u)\mathrm{cost}(u,v)}{(\Delta-(\mathrm{delay}(s,u)+\mathrm{delay}(u,v)))^{\lambda}}\right) & \mathrm{delay}(s,u)+\mathrm{delay}(u,v)<\Delta\\ \infty & \text{其他}\end{cases}\tag{1}$$

$I_D(u)$ 定义为

$$I_D(u)=\begin{cases}\dfrac{\mathrm{delay}(s,u)}{\mathrm{key}(u)(\mathrm{delay}(s,v)+\mathrm{delay}(s,u))} & u\in D\cup K\\ 1 & \text{其他}\end{cases}\tag{2}$$

$\mathrm{key}(u)$ 定义为

$$\mathrm{key}(u)=\begin{cases}c+1 & u\in K\\ \max\{\mathrm{key}(v)\}+1 & v\in K\text{且}u\in D\\ 1 & \text{其他}\end{cases}$$

其中：$\lambda>0$ 作为代价和时延的平衡参数；u 为树 T 上的节点；v 为非树 T 节点；K 为关键节点；$\mathrm{key}(u)$ 中的 c 表示节点 u 的关键次数；$\max\{\mathrm{key}(v)\}$ 表示非树节点 v 与树 T 中任意节点key值的最大值。链路选择函数 $\mathrm{cost}(v)$ 表示离时延上限越远，代价越小，关键次数越多的关键节点和目的节点的优先选择权越高。在这里，修改了OKPP算法式(1)分子的 $\mathrm{cost}(u)$ 为 $\mathrm{cost}(u,v)$，因为对于已加入树 T 中的链路代价，只需计算一次，否则有可能使得构建的树 T 总代价并非最小。同时在 $I_D(u)$ 的分母中加入了 $\mathrm{key}(u)$，用来区别关键节点，关键次数越多的关键节点越是优先选择。在这里计算 $\mathrm{key}(u)$ 时，为了区别非关键节点和关键次数为1的节点，需要在计算时加1。

算法的具体描述如下：

构建组播树 T 时，先根据关键节点的关键次数选择最初加入树 T 的目的节点及链路，然后根据链路选择函数 $\mathrm{cost}(v)$ 来选择每次加入树 T 的节点及链路，直到所有的目的节点全部都在树 T 中算法结束。

算法步骤如下（Δ 为时延上界）：

a) $T=\{\}$，$\mathrm{key}(v_i)=1(v_i\in V-s)$，用Dijkstra算法求出源节点 s 到所有目的节点的时延最小路径，若存在任意一点的最小时延大于 Δ，则不存在符合条件的组播树，算法结束。

b) 再用Dijkstra算法求出源节点 s 到所有目的节点满足时延小于 Δ 且代价最小路径 $P(s,D_i)(D_i\in D)$，$\mathrm{key}(v_i)=\mathrm{key}(v_i)+1(v_i\in V_{P(s,D_i)}$，其中 $D_i\in D)$；在多条符合条件的路径 $P(s,D_i)$ 中选择 $\max\{\sum_{v_i\in P(s,D_i)}\mathrm{key}(v_i)\}$，并将该路径加入树 T 中，即 $T=T\cup\max\{\sum_{v_i\in P(s,D_i)}\mathrm{key}(v_i)\}$。

c) 利用上述修改过的链路选择函数计算每个不在树 T 上的节点的 $\mathrm{cost}(v)$ 值，$u\in V_T,v\in V-V_T$。

d) 按照每个节点cost的值大小，建立斐波那契堆并在其中选出cost最小的节点 v，$T=T\cup P(u,v)$。

e) 重复c)和d)直到树 T 中包含所有目的节点为止，树 T 即为所求组播树，算法结束。

2.2 算法分析

定理1 KNDCLC算法得到组播树不会构成环路。

证明 在算法的步骤c)中，每次利用链路选择函数决定加入树 T 节点的时候，都是在不属于树 T 的节点中进行比较，所以不可能一个节点被两次选中，也就是说所构成的组播树中每一个目的节点与源节点的路径中都不会出现相同的节点。所以KNDCLC算法得到的组播树是不会有环路的。

定理2 只要有满足时延约束的组播树存在，KNDCLC算法就一定能构建出符合条件的组播树。

证明 如果存在满足时延约束的组播树，那么源节点和每个目的节点之间至少存在一条符合时延约束的路径，那么，从中必然可以选择出一条路径，使得 $\sum_{v_i\in P(s,D_i)}\mathrm{key}(v_i)$ 最大，将其加入树 T，按照算法步骤c)d)反复加入节点直至所有目的节点都在树 T 中，构成的组播树一定符合条件。

定理3 KNDCLC算法的时间复杂度为 $O(n^2)$。

证明　设网络中节点个数为 $n=|V|$，$|E|$ 为边的条数。算法步骤 a）用 Dijkstra 算法求源节点 s 到所有目的节点的时延最小路径，时间复杂度为 $O(n^2)$；步骤 b）中同样用 Dijkstra 算法求源节点 s 到所有目的节点的时延约束下最小代价路径，时间复杂度为 $O(n^2)$；步骤 c）d）中，从斐波那契堆中输出最小节点所需的时间复杂度为 $O(\log n)$，利用链路选择函数建立树所需时间复杂度为 $O(|E|\log n)$[9]。总的来说，KNDCDL 算法的时间复杂度为 $O(n^2)+O(n^2)+O(\log n)+O(|E|\log n)=O(n^2+n^2+\log n+|E|\log n)=O(n^2)$。

3　仿真实验分析

仿真实验采用的是改进后的 Waxman 方法[10]所产生的随机网络拓扑图，改进后的随机网络生成方法比原 Waxman 方法更接近真实的网络，更适用于网络的仿真实验。在规定大小的平面上构造 200×200 笛卡尔坐标系（相当于实际距离 2000 km×2000 km），产生随机数的最小单位是 1。网络拓扑图中链路边存在的概率为

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

其中：L 是任意两节点之间的最大距离；$d(u,v)$ 表示节点 u 到节点 v 的距离；α 和 β 为 $(0,1]$ 之间的数，当 α 值越大，网络拓扑图中长边与短边比值越大，β 越大，图中边密度越大。对于每条链路，代价定义为链路的长度，时延定义为链路长度再乘以一个 $(0,1)$ 之间的随机数。在实验中，选取 $\alpha=0.3$，$\beta=0.2$，$\lambda=20$，Δ 为源节点到所有目的节点最小时延的最大值，实验次数为 100，取平均值作为比较值，将本文提出的 KNDCDL 算法与 KPP、BSMA 及 OKPP 算法进行比较，得到统计图如图 1～3 所示。为了能直观地表现 KNDCDL 算法的优越性，图 4 给出了 OKPP、KPP 和 KNDCDL 算法在相同网络情况下构建组播树所需花费的时间之比（以 BSMA 算法为比较标准）。

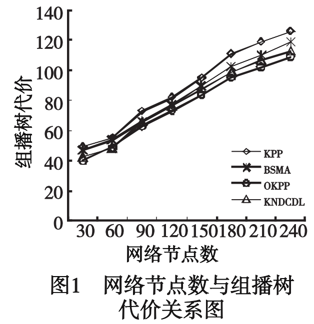

图1　网络节点数与组播树代价关系图

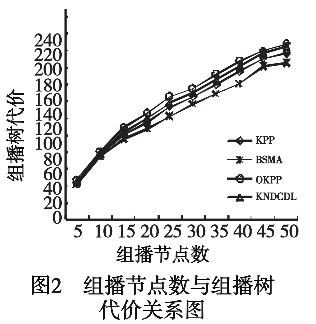

图2　组播节点数与组播树代价关系图

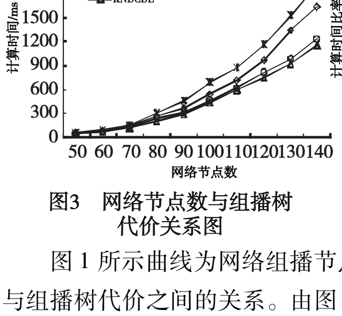

图3　网络节点数与组播树代价关系图

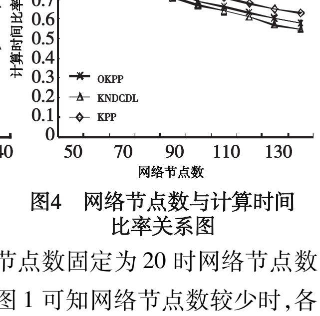

图4　网络节点数与计算时间比率关系图

图 1 所示曲线为网络组播节点数固定为 20 时网络节点数与组播树代价之间的关系。由图 1 可知网络节点数较少时，各算法所构成的组播树代价相近，但随着节点数的增加，KNDCDL 算法构成的组播树代价与 OKPP、BSMA 算法相近，明显低于算法 KPP。图 2 为网络节点数固定是 200 时网络组播节点与组播代价树之间的关系。从图 2 中可以看出，增大组播节点数，各算法构成的组播树代价差别不大。图 3 所示为网络节点数与构建组播树所需时间之间的关系。该图体现了 KNDCDL 算法在计算时间上的优化效果，随着网络节点数的增大，KNDCDL 算法构成的组播树所花时间明显低于 OKPP、KPP 和 BSMA 算法。从图 4 中明显可以看出，KNDCDL 算法所需的时间要低于其他算法，这主要是因为在第一次选择节点时，集合考虑了关键节点、关键次数和链路函数多个因素，有效地降低了构成组播树所需的平均时间，使得 KNDCDL 算法更适用于较大型网络。

4　结束语

本文针对时延约束低代价组播路由问题，提出了 KNDCDL 算法。该算法充分利用关键节点和关键次数来进行第一个目的节点的选择，然后根据改进后的链路函数逐个加入节点直至目的节点全部被包含在组播树中。对于大型网络，该算法比 OKPP 算法构成组播树所花费的平均时间更少，组播树的代价相对较小，具有较好性能，也更适用于现实网络。

参考文献：

[1] ROUSHAS G N, BALDINE I. Multicast routing with end-to-end delay and delay variation constraints[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997, 15(3): 346-356.

[2] KOMPELLA V P, PASQUAL J C, POLYZOS G C. Multicast routing for multimedia communication[J]. IEEE/ACM Trans on Networking, 1993, 1(3): 286-292.

[3] ZHU Q, PARSA M C, GARCIA L A. A source-based algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting[C]//Proc of the 14th Annual Joint Conference on IEEE Computer and Communication Societies. Washington DC: IEEE Computer Society, 1995: 377-385.

[4] LIANG G, IBRAHIM M. QMDR: an efficient dependent multicast routing algorithm[C]//Proc of IEEE Real-time Technology and Applications Symposium. 1999: 213-222.

[5] SUN Quan, LANGENDORFER H. Efficient multicast routing for delay-sensitive applications[C]//Proc of the 2nd International Workshop on Protocols for Multimedia Systems. 1995: 452-458.

[6] 余燕平. 多播路由算法的研究[D]. 杭州：浙江大学，2002.

[7] 刘维群，李元臣. 时延约束的链路选择平衡优化组播路由算法[J]. 计算机应用，2011，31(4)：925-927.

[8] 张锁太，顾乃杰，刘刚，等. 一种时延受限的多播路由算法[J]. 计算机工程，2007，43(20)：113-115.

[9] AISSA M, MNAOUER A B. A new delay-constrained algorithm for multicast routing tree construction[J]. International Journal of Communication Systems, 2004, 17(10): 985-1000.

[10] WAXMAN B W. Routing of multipoint connections[J]. IEEE Journal on Selected Area in Communications, 1988, 6(9): 1617-1622.

[11] 周贤伟，刘臻臻，林琳，等. 一种具有时延约束的组播路由算法研究[J]. 计算机应用研究，2009，36(9)：3259-3262.

[12] 李元臣，刘维群. 基于共享边的时延约束组播路由算法[J]. 计算机应用，2009，29(11)：1213-1215.