链路共享的时延约束组播路由局部平衡优化算法 *

刘维群[a], 张　程[b], 李元臣[a]
(洛阳师范学院 a. 信息技术学院; b. 网络与电化教育中心, 河南 洛阳 471022)

摘　要: 分析了构建时延约束组播树的代价和计算复杂度,从优化最短路径出发,提出了一种基于局部信息的链路共享平衡优化路由算法。算法设计的链路选择函数不仅考虑了目的节点的优先级,同时还考虑了给予低时延路径一定的优先权,在满足时延约束的情况下使组播树的链路数尽可能少,降低了通过最小时延路径建树的概率,提高了链路的共享性。仿真表明,算法的综合性能比较好,在代价、延迟和计算复杂度之间能获得较好的平衡。

关键词: 最小斯坦利; 组播通信; 局部信息; 链路共享; 选择函数
中图分类号: TP393.02　　**文献标志码**: A　　**文章编号**: 1001-3695(2012)03-1060-03
doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2012.03.071

Delay-constrained multicast routing balanced-optimization algorithm of link-sharing based on local information

LIU Wei-qun[a], ZHANG Cheng[b], LI Yuan-chen[a]
(*a. Academy of Information Technology, b. Network & Electrochemical Education Center, Luoyang Normal University, Luoyang Henan* 471022, *China*)

Abstract: This paper analyzed the cost and computational complexity as constructing delay-constrained multicast tree. So as to optimize shortest paths, it proposed a new algorithm of ORLSB(optimal routing algorithm for link-sharing balance). The link selection function of the algorithm not only considered the priority of the destination nodes, but also took into account the priority of the low delay path based on local information. Because the multicast tree has fewer possible path, the algorithm reduced the probability of creating multicast tree through the minimum delay path and improved the sharing paths. Simulation results show that this algorithm has balanced cost, delay and computational complexity, and has better overall performance.

Key words: minimum Steiner tree(MST); multicast communication; local information; link-sharing; selection function

实时多媒体应用大多需要基础通信网络提供组播服务,以传输满足服务质量(quality of service,QoS)约束的多媒体信息。基于实时性要求,在设计组播路由算法时不仅要考虑网络代价,还要考虑端对端的时延,建立一棵满足时延要求的最小代价组播树。这就是目前受到广泛关注的时延约束组播路由问题,是组播路由算法研究的重要课题[1],该类问题被证明是多项式复杂程度的非确定性(non-deterministic polynomial,NP)问题[2]。求解 NP 问题的最优算法无法在多项式时间内完成,因此,需要构造有效的启发式算法,以节省网络带宽资源,提高组播通信的资源利用率。启发式算法本质上都是借鉴最小生成树和最短路径算法的思想,该类算法具有组播路由算法所必需的优点,如算法简单、高效等。由 Kou 等人[3]提出的启发式算法(KMB 算法)以最小斯坦利树(MST)算法为基础,先求出任意网络节点间满足时延约束的最小代价路径,并以此构建封闭图,最后以基于最小生成树的启发式算法产生组播树。限界最短组播路由算法(bounded shortest multicast algorithm, BSMA)[4]采用基于信源的搜索优化方法,首先利用 Dijkstra 算法求出以源节点为树根的最短路径树,在不违反时延约束的情况下,用费用更低的路径替代树上的费用最高的超边,以降低树的总体代价。

上述算法都可以在存在满足时延约束的组播树的情况下构建一棵符合约束条件的组播树,能够用于实际网络。但它们都存在着明显的缺陷,即节点需要搜集网络的全局信息,在构建组播树时复杂度较高。因此,利用局部信息构造接近最佳的组播树能加快建树速度,降低时间复杂度。

1　问题描述

数学上,一般用赋权的无向图 $G=(V,E)$ 表示网络。其中 V 代表网络中节点(路由器或工作站)的集合,E 代表网络中连接网络节点的通信链路的集合。对于 E 中的每条链路 $e=(x,y)(e\in E,x,y\in V)$,定义了代价权值函数 $C(e):E\rightarrow R^+$ 和时延权值函数 $D(e):E\rightarrow R^+$,分别表示每条链路费用和链路的时延。图 G 中任意节点 $u,v(u,v\in V)$ 间的链路 (u,v),其上的时延表示为 $\mathrm{delay}(u,v)=\sum_{(x,y)\in p(u,v)}D(x,y)$,代价表示为 $\mathrm{cost}(u,v)=\sum_{(x,y)\in p(u,v)}C(x,y)$。

对于图 G,时延约束的 Steiner 树就是给定源节点 $s\in V$、目标节点集(即组播成员)$D\subseteq V-\{s\}$ 和时延约束条件 Δ(Δ 为正

收稿日期: 2011-06-14; **修回日期**: 2011-08-06　**基金项目**: 河南省科技攻关基金资助项目(102102210441,102102210467);河南省自然科学研究基金资助项目(2008B520027)

作者简介: 刘维群(1971-),女,河南内乡人,副教授,硕士,主要研究方向为网络管理、嵌入式系统、神经网络;张程(1979-),男,河南信阳人,主要研究方向为网络教育、网络管理;李元臣(1966-),男,河南新蔡人,教授,硕士,主要研究方向为网络性能分析、网络管理、嵌入式系统(yuanchen_li@126.com).

实数），在图 G 中寻找一棵以 s 为根节点、覆盖 D 中所有节点的组播树 $T=(V_T,E_T)$（$T\subseteq G, D\subseteq V_T\subseteq V, E_T\subseteq E$），使之满足：

$$\min\left(\sum_{e\in E_T} C(e)\right)$$

$$\forall x\in D, \text{使} \sum_{e\in P(s,x)} D(e)\leqslant \Delta$$

2　相关工作

与基于全局信息的 KMB 算法以及 BSMA 算法不同，目的驱动的组播路由算法（destination-driven routing for low-cost multicast，DDMC 算法）[5] 利用贪婪方法，节点基于局部信息从链路中找出费用最低的链路构造多播树 T，因此算法复杂度较低。为了利用局部信息，DDMC 算法改进了 MST 算法的缺点，定义了新加入节点 v 的链路选择函数：

$$\text{cost}(v)=I_D(u)\text{cost}(u)+\text{cost}(u,v) \tag{1}$$

其中：$\text{cost}(v)$ 为源节点 s 到节点 v 的链路代价；$\text{cost}(u,v)$ 为从节点 u 到 v 的链路代价；$v\notin T, u\in T$。I_D 为指示函数（D 为目的节点集），定义为

$$I_D(u)=\begin{cases}0 & u\in D\\ 1 & u\notin D\end{cases} \tag{2}$$

指示函数 I_D 表示了从一个目的节点开始，仅计算新添加的链路的费用，而不是从源节点开始累计计算，仅需要局部信息。但当树 T 中加入新节点时，通过目的节点的路径代价较小，选择的可能性较大，这样将导致从源节点到新加入的节点的时延增大，效率降低。同时，这种对已在树上的目的节点给予比其他节点更高的优先级，可能导致有些目的节点违反时延约束条件。

基于服务质量的组播路由算法（QoS dependent multicast routing，QDMR 算法）[6] 通过定义指示函数修改了 DDMC 算法的这一缺陷，该算法通过检查每个目的节点的时延和时延约束条件 Δ 之比来动态调整树的构造。QDMR 算法的指示函数定义为

$$I_D(u)=\begin{cases}\text{delay}(u)/\Delta & u\in D\\ 1 & u\notin D\end{cases} \tag{3}$$

式（3）反映了那些目的节点距离时延约束条件 Δ 很远时，QDMR 算法能够生成分支较少但是路径尽可能长的树。但当距离时延约束条件 Δ 很近时，QDMR 算法将给予该目的节点以较低的优先级，生成多分支树以减小违反时延约束的可能性。该算法结合了最短路径树算法以及费用优化算法，如果存在一棵满足约束条件的树，则一定能生产此组播树。但 QDMR 算法的指示函数存在一个问题：当 $\text{delay}(u)$ 接近时延约束条件 Δ 时，$\text{delay}(u)/\Delta$ 接近于 1，不能有效地区分目的节点和非目的节点，增加了构造组播树的代价。文献[7]对此作了改进，提出了利用与源节点 s 邻接的新加入节点 w 的路径选择函数：

$$f_{CD}(w)=\frac{rCST(w)}{CSt(w)+\dfrac{\text{rdelay}(w)}{\text{delay}(w)}} \tag{4}$$

其中：$rCST(w)$ 和 $\text{rdelay}(w)$ 分别表示节点 w 到生成树 T 上最近的目的节点的代价和延迟。这一思想利用了局部信息，均衡了时延条件和链路代价之间的关系，提高了构造组播树的效率，但未考虑剩余时延，不能更好地共享链路。

本文在上述相关工作的基础上，综合利用剩余时延和共享链路，提出一种基于局部信息的组播路由优化算法。

3　优化组播路由算法

3.1　链路选择函数

链路选择函数不仅要考虑给予目的节点以优先级，同时还要给予低时延链路一定的优先权，在满足时延约束的情况下使树的链路数尽可能少，提高链路的共享性。这样，在选择链路时，对低时延链路也给予了一定的优先，以降低通过最小时延链路建树的概率；同时，建树时尽可能使链路共享，以优化组播树的代价。基于上述分析，参考由 Kompella 等人[2] 提出的 KPP 算法，结合链路剩余时延的思想，定义了一种新的链路选择函数：

$$\text{cost}(v)=\begin{cases}\dfrac{I_D(u)\text{cost}(u)}{(\Delta-(p(u)+\text{delay}(u,v)))^{\lambda}} & p(u)+\text{delay}(u,v)<\Delta\\ \infty & \text{otherwise}\end{cases} \tag{5}$$

其中：$\text{cost}(v)$ 为源节点 s 到 v 的链路代价；$\text{delay}(u,v)$ 为从节点 u 到 v 的链路时延；$P(u)$ 为源节点 s 到 v 的链路时延；I_D 为指示函数；Δ 为时延约束条件；$\lambda>0$ 为网络代价和链路时延的平衡参数。当 λ 较小时，$\text{cost}(v)$ 较大，偏重于代价的优化；当 λ 较大时，$\text{cost}(v)$ 较小，偏重于时延的优化。

实际应用时，为防止过大的 λ 导致计算溢出，把式（5）变换为式（6）：

$$\text{cost}(v)=\begin{cases}\log(I_D(u)\text{cost}(u))-\lambda\log(\Delta-(p(u)+\text{delay}(u,v))) & \\ & p(u)+\text{delay}(u,v)<\Delta\\ \infty & \text{otherwise}\end{cases} \tag{6}$$

由于平衡参数 λ 对算法的性能有很大的影响，如何选取十分重要。主要通过两种方法确定：a）通过经验确定 λ，尤其在时延要求较高的情形下；b）多次运行算法，从中挑选最优的 λ，或通过自学习机制确定最优的 λ。通过运算发现，当 λ 在 20 左右取值时，对代价和时延的平衡度较好，本文在仿真时取 $\lambda=20$。文献[8]提出了共享边的思想，在构建组播路由树时优先采用包含有较多的最短路径经过的节点集 D'（共享边的节点），这样则有可能后面的组播成员节点到树上的最短路径也经过这些节点，由此实现边的共享，进一步降低了组播树的代价。因此，本文的指示函数 I_D 定义为

$$I_D(u)=\begin{cases}\dfrac{p(u)}{\Delta+p(u)} & u\in D\cup D'\\ 1 & \text{otherwisw}\end{cases} \tag{7}$$

3.2　算法描述

链路共享平衡优化路由算法（ORLSB）的核心就是在指示函数的限定下，根据链路选择函数 $\text{cost}(v)$ 选择代价最小的节点，并入组播树 T 中。算法的基本思想如下：

a）$T=\varnothing, S=\{s\}, \text{cost}(s)=0, \text{delay}(s)=0$。

b）调用 Dijkstra 算法计算出源节点 s 到所有目的节点 d_i 的时延最小组播树，若时延大于 Δ，则不满足条件，算法结束。

c）按文献[8]求出共享边，其包含的节点记为 D'。

d）利用选择函数式（6）和指示函数式（7）重新求出源节点 s 到每个与之连接的节点 v 的 $\text{cost}(v)$。

e）将未访问的节点构造 Fibonacci 堆用于输出最小节点。对于所有的 $\text{cost}(v)$，如果 v 为目的节点，则选择符合 $\min(\text{cost}(v))$ 的 v 并入树 S，即 $S=S\cup\{v\}$，同时更新 $\text{delay}(v)$。

f）对于树 S 中与 v 相连接的节点 u，利用式（6）计算各自到源节点 s 的 $\text{cost}(u)$，选择符合 $\min(\text{cost}(u))$ 的 u 并入树 S，即 $S=S\cup\{u\}$。

g）重复步骤 d）e），直到树包含所有目的节点。

h）消环处理。树 S 中如果存在环路，则利用文献[9]的消环算法 LBA( )进行消环处理，并把树 S 并入树 T 中。

ORLSB 算法的伪代码表示如下：

ORLSB(G,D,Δ)

```
TDelay←Dijkstra(G,s,D,Δ);
if Delay(TDelay) > Δ then return null and halt;
Computing shared edges for D′;
Repeat
   Select vertex x ∈ D∪D′, y ∈ Ts and min(cost(p(x,y)));
/* p(x,y)路径树的代价最优 */
   using Fibonacci heap for min nodes;
if delay(p(x,y)) - delay(Ts) <= Δ then /* 满足时延 */
   {Ts←Ts∪p(x,y);
   Dest_vertex←Dest_vertex - {x}};
Else
   {Ts←Ts∪min(p(x,v1));
   Dest_vertex←Dest_vertex - {x}};
until Dest_vertex is empty;
if needed then LBA();/* 消环处理 */
output Ts;
```

4　算法分析与仿真实验

4.1　算法性能分析

定理 1　算法构造的组播树存在且覆盖所有组播节点。

证明　假定存在满足时延约束的组播树,则从源节点 s 到每个目的节点 d_i 至少存在一条链路满足时延约束条件,由于给定了时延约束条件,则算法最坏可以用最小时延路径构造每一条路径均满足时延约束的组播树,因此组播树存在。在构成树的过程中,根据步骤 e)和 f),算法是对组播节点逐一添加,直到组播节点集为空,因此所形成的树肯定覆盖了所有的组播节点。

定理 2　只要满足给定时延约束条件的组播树存在,算法总能构建符合时延约束条件的组播树。

证明　根据定理 1 的证明,算法构造的组播树存在且包含了所有组播节点,则源节点到各目的节点之间至少存在一条满足时延要求的路径,其 $\mathrm{delay}(s,v) < \Delta$。由于算法步骤 e)f)求出的任一时延最小路径肯定满足时延约束条件,因此组播树 T 一定满足时延约束。文献[9]的消环算法 LBA()不会破坏时延约束条件,定理得证。

定理 3　算法的时间复杂度为 $O(mn^2)$。

证明　设 $n=|V|$ 表示节点个数,$e=|E|$,$m=|D|$ 为组播节点个数,$m<n$。算法中,用 Dijkstra 算法计算源节点 s 到所有目的节点 d_i 的时延最小组播树,时间复杂度为 $O(n^2)$;文献[8]给出了求共享边节点 D' 的时间复杂度 $O(mn^2)$;计算选择函数的时间复杂度为 $O(e\log n)$;从 Fibonacci 堆中输出最小节点的操作,时间复杂度为 $O(\log n)$;根据文献[6],消环算法 LBA()的时间复杂度为 $O(mn)$。因此,算法的时间复杂度为 $O(n^2)+O(mn^2)+O(e\log n)+O(\log n)+O(mn)=O(mn^2)$。

4.2　仿真实验

实验在 CPU 为 2.1 GHz、内存为 2 MB 的 PC 上完成,平台为 Windows XP 和 Microsoft Visual C++6.0。实验采用改进的 Waxman 方法产生随机网络模型[10],该模型产生的随机图与真实网络比较接近,广泛用于路由算法的模拟实验。网络节点随机分布在一个矩形区域内,边存在的概率为

$$p(u,v)=\beta\exp\left(\frac{-d(u,v)}{\alpha L}\right) \tag{8}$$

其中:$d(u,v)$ 表示节点 u 到 v 的欧拉距离,L 是任意两个节点间的最大距离。参数 α、β 在 01 间取值,其值的选取可以控制生成的图的密度特性以接近于真实网络。链路的代价定义为两个节点的距离,链路的时延定义为代价乘以一个 01 内的随机数,各个节点的度取值在 35 以内。实验中,$\alpha=0.4$,$\beta=0.2$,$\lambda=20$,实验次数为 100 次,取其平均值作为测量值。本文提出的 ORLSB 算法和 KMB 算法以及 BSMA 算法就组播树的代价进行了实验分析,结果如图 1、2 所示。

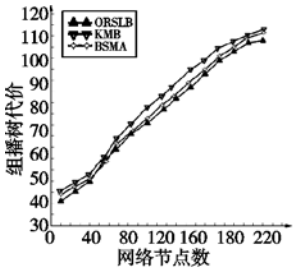

图1　组播树代价随网络节点数变化曲线

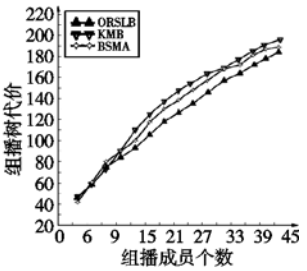

图2　组播树代价随组播组播成员数变化曲线

从图示曲线可以看出,随着节点的增加,ORLSB 算法的总代价优于 KMB 算法和 BSMA。当网络节点数较少时,从已构成的组播树继续添加新节点形成更佳的组播树时,仅凭邻节点的局部信息很难判断,因而代价差别不大。但当网络节点中有较多的组播节点时,在构造最佳组播树时应包含这些节点,这样只有较少的几种可供选择的链路,优化效果明显。因此本算法对目的节点采取的局部平衡优化措施可以有效降低组播树的费用。

5　结束语

本文提出的算法综合考虑了时延和代价,给出了能实现更多链路共享以及平衡代价和时延的链路选择函数,对组播成员和共享边节点给予了相应的优先级,有效地降低了组播树的代价,更具实用性。由于利用了局部信息和调节参数,加快了组播树的构造度速度,具有较好的综合性能。

参考文献:

[1] 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.

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

[4] ZHU Q, PARSA M C, GARCIA-LUNA-ACEVES J J. A source-based algorithm for delay-constrained minimum-cost multicasting [C]//Proc of IEEE INFOCOM'95. Washington DC:IEEE Computer Society,1995: 377-385.

[5] SHAIKH A, SHIN K G. Destination-driven routing for low-cost multicast[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 1997,15(3):373-381.

[6] GUO L,MATTA I. QMDR:an efficient QoS dependent multicast routing algorithm[C]//Proc of the 5th IEEE Real-Time Technology and Applications Symposium. Washington DC: IEEE Computer Society, 1999:213-222.

[7] 王信美,朱敏,邹君妮,等. 一种基于链路选择函数的时延约束组播路由算法[J]. 上海大学学报:自然科学版,2008,14(2):116-120.

[8] 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):2901-2903.

[9] 王珩,孙亚民. 一种基于链路优化的时延约束组播路由算法[J]. 南京理工大学学报,2004,1(28):80-84.

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