

# 基于可用带宽满足时延和时延差别约束的实时多播路由算法

黄佳庆, 杨宗凯, 杜 旭

(华中科技大学 电子与信息工程系, 湖北武汉 430074)

**摘 要:** 实时多播路由中具有可加性的代价(Cost)不能确切反映网络本质特性, 尤其不能反映路径带宽的凹性(Concave). 已有基于代价的算法不能很好适应多播应用, 需要新的模型和算法. 本文采用可用带宽替代代价作为主要度量, 并满足实时多播中二个重要约束度量: 时延和时延差别. 同时基于此三个度量, 本文提出二种新的具有多项式复杂性的实时多播路由算法并比较其性能. 新算法通过分析得到每路径时延和二约束之间的关系, 有效降低涉及时延和时延差别这类问题的复杂性. 新算法采用度量反映实时多播本质特性而具有实际推广性.

**关键词:** 实时多播路由; 可用带宽; 时延; 时延差别

**中图分类号:** TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2004) 07-1142-04

## Realtime Multicast Routing Algorithms Based on Available Bandwidth and Bounds of Delay and Delay Variation

HUANG Jiaqing, YANG Zongkai, DU Xu

(Department of Electronics & Information Engineering, Huazhong University of Science & Technology, Wuhan, Hubei 430074, China)

**Abstract:** Novel models and algorithms for realtime multicast routing should be presented because the additive metric of cost cannot manifest the essential characteristics of realworld network, especially for the concave bandwidth. This paper substitutes available bandwidth for cost as the primary metric and considers the other two significant constraints in realtime multicast: delay and delay variation. Based on these three metrics in the mean time, two novel realtime multicast routing algorithms with polynomial time complexity are proposed. The comparison of performance between these two algorithms is given as well. The novel algorithms effectively reduce the complexity of those algorithms related to delay and delay variation by analyzing and obtaining the relationship between per path delay and two tolerances. Accounting for adopting practical metrics, the novel algorithms are quite worthy to be recommended.

**Key words:** realtime multicast routing; available bandwidth; delay; delay variation

### 1 引言

在 QoS 多播路由算法中, 常以代价 (Cost) 作为主要度量, 如著名的 Steiner 问题, 但具有加性的代价不能准确反映网络实际特性, 尤其不能体现路径带宽的凹性 (Concave), 即总路径带宽应是路径中所有链路中带宽最小值, 故需新的模型和算法来适应实际的多播环境.

由于实际多播应用常是多组多播, 为充分利用网络资源以支持尽可能多多播对话 (Session). 本文将采用可用 (Available) 带宽或称剩余 (Residual) 带宽为主要度量, 当某对话采用最大可用带宽路径, 就能为其它对话留下尽可能多的网络资源和带宽, 而不会因均采用最短路径法占用某些路径造成拥塞.

其次, 本文采用每路径时延而不是多播树总时延或平均时延作为第二度量. 因为多播应用中, 每个组成员实际最关心

的是以最少每路径时延接收到源结点发送的信息.

严格意义上时延可分二类<sup>[1]</sup>: 排队 (Queuing) 时延和传播 (Propagation) 时延. 前者由可用带宽决定, 相当于链路的宽度; 而后者才是通常意义上的时延, 相当于链路的长度. 下文如无特殊说明, 时延均指后者, 而且易知可用带宽和时延相互独立.

在实时多播应用中, 时延差别也是很重要的度量, 如网络对抗游戏中若所有组成员不能同时收到源结点的信息就会造成竞争不公平. 故在此类多播应用中, 希望时延差别越小越好.

本文将采用此三个反映实时多播本质特性的度量来构建路由算法. 下节首先介绍已有相关工作, 第3节定义问题, 第4节详述二种算法并在第5节分析证明其时间复杂性, 第6节是模拟仿真实验和结果, 最后一节给出结论和后续工作.

## 2 已有相关工作

涉及以带宽为单度量的多播路由算法可分二类<sup>[2]</sup>: 第一类是最小跳数, 因为对某一多播树, 每一链路均有相同使用带宽, 而不管该链路有多大总带宽. 所以多播树跳数越少, 对网络资源使用就越少. 第二类是最大可用带宽优先, 下文简记为 WABT (Widest Available Bandwidth Tree), 其主要思想是选具有最大可用带宽的路径以支持更多多播对话. 该算法可通过修改 Dijkstra 得到, 文献 [1] 还提出基于 Bellman-Ford 的分布 WABT 算法.

在涉及带宽的多度量的研究工作包括: 文献 [1] 提出基于带宽-时延的多播路由算法, 但对带宽的处理较简单, 即把小于所需使用带宽的链路在算法开始前删去, 实际上算法简化为采用 Dijkstra 计算最小时延树; 该文献还提出基于 Bellman-Ford 的分布式时延受限最大可用带宽优先算法, 但该算法仍基于单度量的最大可用带宽算法, 时延仅在可用带宽相等时用于打破平衡. 文献 [3] 提出基于代价和带宽的多播路由算法, 但对带宽的考虑同上, 即删去小于所需使用带宽的链路, 实际上考虑的度量减为二个. 文献 [4-6] 提出基于时延和时延差别的多播路由算法, 虽然文献 [5, 6] 还考虑代价, 但均未考虑可用带宽.

综上, 涉及带宽的多度量多播路由算法简化了对带宽度量的处理, 也未将带宽与时延和时延差别相结合. 因此, 本文采用可用带宽替代代价作为多播路由主要度量, 并考虑实时多播中二个重要约束度量: 时延和时延差别. 与已有文献不同在于: 同时考虑此三个度量(可用带宽, 时延和时延差别); 从本质上考虑可用带宽, 并将可用带宽用于路径选择; 提出二种新的具有多项式时间复杂性有效算法, 并比较二种算法性能; 分析并得到每路径时延与二约束度量之间关系, 有效降低涉及时延和时延差别此类算法复杂性.

## 3 问题定义

给定无向图  $G = (V, E)$ , 所求多播分发树  $T = \{V_T, E_T\}$  覆盖所有组成员  $M, V_T \cap B \{s\} \cap G \cap M$ , 其中  $s$  为源结点. 对相邻两结点的链路  $l: u \rightarrow v$ , 定义  $b(l)$  或  $b(u, v)$  为  $l$  上总带宽,  $ab(l)$  为  $l$  上可用带宽:  $ab(l) = b(l) - b_{\min}$ , 其中  $b_{\min}$  为一个多播应用在  $l$  上所需最小使用带宽;  $d(l)$  或  $d(u, v)$  为  $l$  上时延. 定义  $P_T(s, u)$  为  $T$  中  $s$  到  $u (u \in M)$  的路径, 则每路径时延  $D(u)$  定义为  $D(u) = \sum_{l \in P_T(s, u)} d(l)$ ; 每路径可用带宽  $AB(P)$  定义为  $AB(P) = \min_{l \in P_T(s, u)} \{ab(l)\}$ . 为保证有足够可用带宽和链路为将来所用, 要求  $AB(P)$  取极大值, 即:

$$\max_{P \in \Pi} \{AB(P)\}, \text{ 其中 } AB(P) = \min_{l \in P_T(s, u)} \{ab(l)\} \quad (1)$$

对给定时延约束  $S$  和时延差别约束  $D$ , 要求  $T$  中每路径时延和时延差别应分别满足:

$$\sum_{l \in P_T(s, u)} d(l) \leq S, \quad P \in \Pi \quad (2)$$

$$\left| \sum_{l \in P_T(s, u)} d(l) - \sum_{l \in P_T(s, v)} d(l) \right| \leq D, \quad P \in \Pi, u, v \in M \quad (3)$$

本文讨论构建满足 (1) 的最大可用带宽实时多播树, 同时受限 (2) 和 (3), 称作基于可用带宽的、时延和时延差别受限的实时多播路由问题 BDVMR (available bandwidth based delay and delay variation constrained real time multicast routing). 易知该问题为 NPC 问题.

若不考虑 (1), BDVMR 简化为 DVBM<sup>[4]</sup>; 若不考虑 (3), BDVMR 简化为 MDWCRA<sup>[2]</sup>. 注意,  $D < S$ , 否则 BDVMR 简化为带宽时延问题, 就如不考虑 (3) 一样.

此处还给出  $S_T$  的定义,  $S_T = Z^+$  为实际多播树  $T$  中最大每路径时延, 即

$$S_T = \max_{P \in \Pi} \sum_{l \in P_T(s, u)} d(l) \quad (4)$$

易知  $S_T \leq S$ . 本文为集中讨论可用带宽不妨设  $b(l) \geq b_{\min}$ .

最后, 若  $u \in M$ , 称  $u$  为目标结点; 若  $u \notin M$ , 但  $u \in T$ , 称  $u$  为中继结点.

## 4 BDVMA2SF 算法详述

针对 BDVMR 问题, 本文提出二种新算法) 采用选择函数的、基于最大可用带宽和满足时延和时延差别约束的实时多播路由算法 BDVMA2SF (available Bandwidth based Delay and delay Variation constrained real time multicast routing Algorithm using Selection Function). 该算法采用可用带宽替代代价作为实时多播路由主要度量, 同时考虑满足时延和时延差别两个约束, 在选择路径时采用基于可用带宽的选择函数. 本节首先分析每路径时延与二个约束之间的关系, 然后提出二种选择函数, 最后详述算法步骤, 并证明均具有多项式时间复杂性.

凡涉及到满足时延和时延差别约束, 已有算法<sup>[4-6]</sup>较为复杂. 本文通过分析得到每路径时延  $\sum_{l \in P_T(s, v)} d(l)$  与此二个约束之间的关系, 从而有效降低此类算法复杂性. 由定义知

$$\sum_{l \in P_T(s, v)} d(l) \text{ 可表示为 } D(u) + d(u, v), \text{ 由 (3) 和 (4) 知 } S_T - [D(u) + d(u, v)] \leq D, \text{ 由 (4) 知 } D(u) + d(u, v) \leq S_T. \text{ 综上可得 } S_T - D \leq [D(u) + d(u, v)] \leq S_T \quad (6)$$

本文假设源结点已知所有网络拓扑信息. 故以时延为单度量, 由 Dijkstra 可得最小时延树 LDF (Least Delay Tree), 设该树目标结点中每路径时延最大值为  $LD_{\max}$ , 易知  $LD_{\max} \leq S_T$ , 否则时延约束条件过紧, 需协商调整. 另外  $D < S_T$ , 否则两个约束就只相当于一个. 再考虑到  $S_T \leq S$ , 可得  $S_T$  的范围

$$[\max\{LD_{\max}, D\}, S] \quad (7)$$

在构建多播树时, 采用的二种基于可用带宽的选择函数 SF ( $u, v$ ) 分别为:

$$SF_b(u, v) = \frac{1}{b(u, v) + 1 - b_{\min}} \quad (8)$$

$$SF_{td}(u, v) = \frac{1}{b(u, v) + 1 - b_{\min}} + \frac{1}{S_T + 1 - [D(u) + d(u, v)]} \quad (9)$$

下面将详述二种 BDVMA2SF. 该算法采用类似贪婪算法的思想: 从当前结点  $u$  的相邻结点中找到所有满足时延和时

延差别约束的结点,其中中继结点满足(5),目标结点必须满足(6).然后在满足要求的结点中计算其选择函数(8)或(9),并找到具有最小  $SF(u, v)$  的结点  $v$ ,加入已覆盖结点集  $T$ ,并作标记(令结点标记数组  $M[v] = 1$ )以防止构成环路,再令  $v$  为当前结点( $u = v$ ),继续以上过程;当没有满足(5)或(6)的相邻结点时,回溯至  $u$  的前辈结点,继续以上过程,每次回溯前将搜索过的不满足条件的链路作临时标记(令链路标记数组  $Edge[u][v] = 1$ ),避免构成死循环;在范围(7)遍历  $S_T$ ,直至找到覆盖所有目标结点并满足约束条件的解.二种 BDVMA2SF 具体步骤如下:

- 1 由 Dijkstra 计算 LDT,并得到  $LD_{max}$ ;若  $LD_{max} > \$$ ,约束条件过紧,需协商调整;
- 2 初始化结点标记数组  $M[]$ 和链路标记数组  $Edge[][]$ 所有元素为 0;令当前结点  $u = s$ ,已覆盖结点集  $T = \{s\}$ ,  $M[s] = 1$ ,  $pred[s] = 5$ ,最后的式子表示源  $s$  的前辈结点为 NULL;
- 3 在  $u$  的相邻结点  $v$ (其  $M[v] \times 1$ ,  $Edge[u][v] \times 1$ )中找出所有满足(5)或(6)的所有结点,包括中继和目标结点;
- 4 在 3 得到的结点中,由(8)或(9)计算相应的  $SF(u, v)$ ,并找到有最小  $SF(u, v)$  的结点  $v$ ,令  $T = T \cup \{v\}$ ,  $M[v] = 1$ ,  $pred[v] = u$ ,  $u = v$ ,重置  $Edge[][]$ 为 0, goto 3;
- 5 若 3 没有找到满足条件的结点,  $Edge[u][v] = 1$ ,  $u = pred[u]$ ,若  $u \times 5$ , goto 3; 否则 goto 4;
- 6 若  $S_T$  已遍历范围(7),报告失败,需协商调整  $\$$  和  $D$ ;否则,修改  $S_T$ , goto 3;
- 7 执行 3 ~ 6,直到覆盖所有目标结点并返回相应的  $S_T$ ,算法成功.

需说明的是,该算法的前提是对可用带宽的测量,目前较成熟的方法有许多,例如采用 Pathchar<sup>[7]</sup>.本文假设网络路由器已经得到所有链路的可用带宽并定时刷新.

### 5 复杂性分析

下面证明二种 BDVMA2SF 均具有多项式时间复杂性.根据该算法步骤<sup>1</sup>,采用 Dijkstra 计算  $LD_{max}$ ,具有  $O(n^2)$  时间复杂性;» ~ ¼ 类似贪婪算法,无回溯时的时间复杂性可为  $O\left\{\frac{n(n-1)}{2}\right\}$ ,但由于 ½ 发生回溯时,需要重新计算时间复杂性:从  $s$  开始,需要  $O(\#(n-1))$  次搜索;与  $s$  差一跳的相邻结点在最坏情况下需  $O(2\#(n-2))$  次搜索;与  $s$  差两跳的结点在最坏情况下需  $O(3\#(n-3))$ , , 与  $s$  差  $(n-2)$  跳的结点在最坏情况下需  $O((n-1)\#1)$ ,所以 » ~ ½ 的时间复杂性为  $O[\#(n-1) + 2\#(n-2) + 3\#(n-3) + \dots + (n-1)\#1] = O\left[\frac{n(n-1)(n-3)}{4}\right]$ .考虑到 ¾,二种 BDVMA2SF 总时间复杂性为  $O\left[k\# \frac{n(n-1)(n-3)}{4}\right]$ ,其中  $k = \$ - \max\{LD_{max}, D\}$ ,当图  $G$  确定后,  $LD_{max}$  为常数,故  $k$  也为常数.步骤<sup>1</sup> 的复杂性不影响总时间复杂性.

### 6 性能仿真及比较

在 NS2 下采用 Waxman<sup>[8]</sup>模型产生随机图  $G$ ,  $G$  中  $l: u, v$

的概率满足下式:  $p(u, v) = A \# \exp[-dist(u, v)/(B \# L)]$ .其中  $dist(u, v)$  是  $u$  到  $v$  的距离,  $L$  是任两点中的最大距离,增加  $A$  可增加边数,  $B$  决定长边与短边的比例.本文中  $A = 0.4$ ,  $B = 0.3$ ,  $G$  中  $l$  的可用带宽在均匀分布  $[0, 10]$  Mbit/s 中随机取值,  $G$  中  $l$  的时延在均匀分布  $[1, 10]$  ms 中随机取值.结点数  $|N|$  为 30, 40, 50, , , 100, 组成员数记为  $|M|$ .为比较二种新算法性能,定义二个性能指标:平均每路径可用带宽:

$$\overline{AB(p)} = \frac{E_{p \in PT} AB(p)}{|M|} \tag{10}$$

和平均每路径时延:

$$\overline{D(u)} = \frac{E_{u \in M} D(u)}{|M|} \tag{11}$$

同时将二种新算法与 WABT 和 LDT 相比,后二者是单度量,故分别代表可用带宽和时延的最好性能.在比较带宽和时延性能时,是针对同一随机图并在二种算法都成功的情况下;而在比较成功率时,是由 NS2 对每一个  $|N|$  随机产生 40 个图,分别计算二种算法成功率.算法失败说明约束条件过紧,可协商调整  $\$$  和  $D$  使算法重新达到收敛.从图 1 可知,就带宽性能而言,  $SF_b(u, v)$  比  $SF_{td}(u, v)$  好,因为前者主要考虑的就

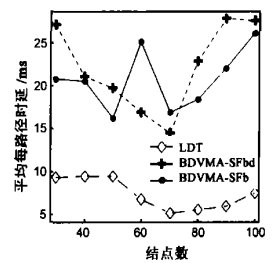
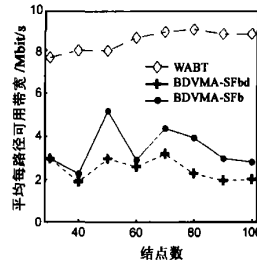


图 1 平均每路径可用带宽与结点数关系 ( $\$ = 30ms$ ,  $D = 18ms$ ,  $|M| = |N| @20\%$ )

是预留更大可用带宽;就时延性能而言,二种算法各有优势(如图 2),实际上时延性能还受  $S_T$  影响(如图 3),平均每路径时延将随  $S_T$  增大而增大,当  $D$  一定时,  $SF_{td}(u, v)$  比  $SF_b(u,$

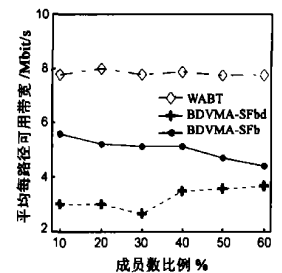
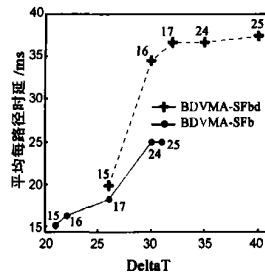


图 3 平均每路径时延与  $S_T$ (ms) 关系 ( $\$ = 40ms$ ,  $D$  见图 1,  $|N| = 50$ ,  $|M| = |N| @20\%$ )

$v$ ) 所需  $S_T$  大,故前者平均每路径时延性能也较差;若反之,则较好.当组成员数  $|M|$  增多时(如图 4 和 5),  $SF_b(u, v)$  平均带宽性能有所下降,而平均时延有所上升,因为随  $|M|$  增大,所需经历的路径也相应增多;但  $SF_{td}(u, v)$  平均带宽和时延

略有上升,但相对  $SF_b(u, v)$  而言变化不明显,因为前者是对带宽和时延的一个折衷.图 5 中,  $SF_{td}(u, v)$  平均时延比  $SF_b(u, v)$  大是因为其  $S_T$  比较大.从算法成功率比较(如图 6),  $SF_{td}(u, v)$  比  $SF_b(u, v)$  好,因为前者在选边时,在考虑带宽同时还考虑时延约束,使得算法更易收敛.随着结点数的逐渐增大,二种算法成功率有逐渐接近的趋势.

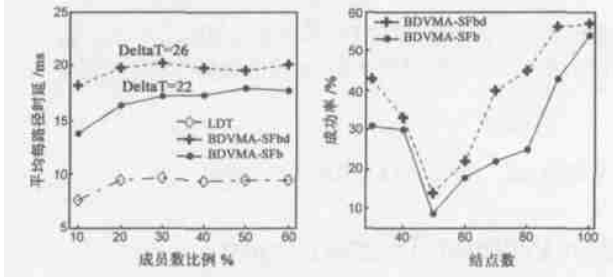


图 5 平均每路径时延与组成  
员数比例的关系( $S =$   
 $30ms, D = 18ms, |N| = 50$ )

图 6 成功率与结点数  
的关系( $S = 30ms, D = 18ms,$   
 $|M| = |N| @20%$ )

## 7 结论

由于实时多播路由中代价模型不能确切反映网络本质属性,本文采用可用带宽模型,并同时考虑满足两个约束:时延和时延差别.本文同时考虑此三个度量,并提出二种采用选择函数、基于最大可用带宽模型、受时延和时延差别限制的实时多播路由算法.新算法与已有文献不同在于:得到每路径时延与两个约束之间的关系,有效降低涉及时延和时延差别算法的复杂度;将可用带宽用于路径选择,并非仅简单的在算法开始前删除可用带宽小于  $b_{min}$  的链路从而简化了对带宽的实质性考虑.文中证明了新算法具有多项式时间复杂性,并通过 NS2 仿真比较两种算法带宽和时延性能及成功率.由于新算法采用反映网络本质特性的度量,在实时多播中具有实际推广价值.另外本文算法是基于源结点的静态算法,后续工作集中在动态算法研究上.

## 参考文献:

[ 1 ] Z Wang, J Crowcroft. Quality of Service routing for supporting multimedia applications [ J ]. IEEE JSAC, 1996, 14(7): 1228- 1234.

- [ 2 ] Y Yang, J Muppala, S Chanson. Quality of service routing algorithms for bandwidth/delay constrained applications [ A ]. In Proc of IEEE Int. Conf on Network Protocols [ C ]. Riverside, CA, 2001. 62- 70.
- [ 3 ] Adil Erzin. Polynomial algorithm for bandwidth/delay constrained multicast routing problem [ DB/OL ]. <http://citeseer.nj.nec.com/28205.html>
- [ 4 ] G N Rouskas, I Baldine. Multicast routing with end-to-end delay and delay variations constraints [ A ]. In Proc of IEEE INFOCOM [ C ]. San Francisco, USA, 1996. 353- 360.
- [ 5 ] M F Mokbel, W A Elhaweet, M N Eldenini. An efficient algorithm for shortest path multicast routing under delay and delay variation constraints [ A ]. In Proc of SCS Symposium on Performance Evaluation of Computer and Telecommunication Systems [ C ]. Vancouver, Canada, 2000.
- [ 6 ] B Haberman, G Rouskas. Cost, delay and delay variation conscious multicast routing [ R ]. TR29703, Dept of Computer Science, North Carolina State University. 1996.
- [ 7 ] A Downey. Using Pathchar to estimate Internet link characteristics [ A ]. Proc of ACM SIGCOMM [ C ]. Cambridge, USA, 1999. 241- 250.
- [ 8 ] B M Waxman. Routing of multipoint connections [ J ]. IEEE JSAC, 1988, 6(9): 1617- 1622.

## 作者简介:



黄佳庆 男, 1972 年生于湖北武汉, 博士, 研究方向是多播通信和路由技术.  
Email: jiaqing\_huang@yahoo.com.cn

杨宗凯 男, 1963 年生于陕西西安, 教授, 博士生导师, 研究方向是下一代互联网和传感器网络等.

杜旭 男, 1970 年生于湖北, 博士, 研究方向是路由技术和网络缓存.