

# 一种基于带宽和时延约束的分布式组播路由算法

陆慧梅, 向 勇, 史美林, 杨 敏

(清华大学计算机科学与技术系网络技术研究所, 北京 100084)

**摘 要:** 针对已有分布式组播路由算法在寻找 QoS 路由时的低成功率问题, 本文提出了一种新的基于带宽和时延约束的分布式组播路由算法-QDMR(QoS-based Distributed Multicast Routing). 在为新组播成员搜索连接到组播树的可行路径时, QDMR 算法使用 RBMF(Reverse Best Metric Forwarding)转发算法代替 RPF(Reverse Path Forwarding)转发算法, 从而优先搜索满足带宽和时延约束要求的路径, 然后才考虑代价的优化. 模拟分析表明, QDMR 提高了路由搜索的成功率, 并且降低了协议开销.

**关键词:** 分布式路由; 带宽约束; 时延约束; 组播路由

**中图分类号:** TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112(2002)12A-1978-04

## A New Bandwidth and Delay-Constrained Distributed Multicast Routing

LU Hui-mei, XIANG Yong, SHI Mei-lin, YANG Min

(Dept. of Computer Science and Technology, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

**Abstract:** Nowadays, many multicast QoS routing algorithms have low success ratio of routing when receivers' QoS requirements are strict. This paper proposes a new bandwidth- and delay-constrained distributed multicast routing called QDMR(QoS-based Distributed Multicast Routing). QDMR uses RBMF(Reverse Best Metric Forwarding) instead of RPF(Reverse Path Forwarding) in selecting path to in-tree routers. Query message is forwarded if and only if it travels from a path whose reverse route is a RBMP(Reverse Best Metric Path) from a new receiver to the current node. If RBMPs satisfy the new receivers' QoS requirements, one of them with the smallest hop counts to the multicast tree will be selected as the branch connected to the existing multicast tree. At the end, simulation shows that QDMR improves success ratio of routing reasonably and reduces protocol overheads meanwhile.

**Key words:** distributed routing; delay constraint; bandwidth constraint; multicast routing

### 1 引言

基于 QoS 的组播路由算法可分成源路由和分布式路由两类<sup>[1-3]</sup>. 源路由算法利用整个网络的拓扑结构和网络状态计算整棵组播树, 不能处理组播成员的动态变化. 源路由算法复杂度很高, 很难应用在基于 IP 的 Internet 上. 分布式路由算法是在只了解局部网络状态的情况下, 寻找满足 QoS 要求的组播树, 能适应组播成员的动态变化, 得到越来越多的重视.

YAM<sup>[4]</sup>、QoSMIC<sup>[5,6]</sup>和 QMRP<sup>[7]</sup>都是基于 QoS 的分布式组播路由算法. YAM 和 QoSMIC 提供多条能连接到组播树上的路径(Multiple-path)供新组播成员选择, 而 QMRP 先以单路径(Single-path)的方式搜索连接新组播成员到组播树的可行路径(即满足用户的 QoS 要求的路径), 如果链路上的资源不能满足用户的 QoS 要求, 就切换到多路径搜索. 因此, 一般情况下 QMRP 的消息开销要比 YAM 和 QoSMIC 小. 对于加性 QoS 参数(如时延约束), QMRP 有可能找不到存在的可行路径, 而 YAM 和 QoSMIC 的成功率相对较高; 由于后二者采用 RPF 的转发方式来搜索组播树上的节点, 使得从新组播成员节点到组播树节点的搜索路径的反向路径是相应两个节点间的最短路径, 而实际上可行路径可能不是最短路径. 因此和 QMRP 一样, 网络中即使存在可行路径, YAM 和 QoSMIC 也可能找不到.

针对以上的分析, 我们提出一种分布式的组播路由算法

QDMR. QDMR 以 RBMF 转发算法代替 RPF 转发算法为新组播成员搜索到达组播树的可行路径, 优先考虑满足用户的带宽时延约束要求, 然后才考虑优化组播树的代价. 下面将先描述 QDMR 基于组播成员的路由问题, 然后给出 QDMR 算法, 最后对其性能进行比较分析.

### 2 基于 QoS 的组播路由问题描述

在构造组播树时, 通常要考虑两方面的因素: 一是满足用户的 QoS 要求, 如带宽和时延等; 二是优化网络资源的总体使用率. 我们将组播树的跳数也作为构造组播树的优化参数, 在所有满足 QoS 要求的路径中选择最短路径, 减少对网络资源的占用. 下面给出基于 QoS 的组播路由问题的形式化描述.

#### 2.1 网络模型

假设网络  $N = \langle V, E \rangle$ , 其中  $V$  表示网络中路由器节点的集合,  $E$  表示连接路由器的链路的集合. 对于任意链路  $e \in E$ , 定义链路  $e$  上的时延  $d(e): E \rightarrow R^+$ , 定义链路  $e$  的可利用带宽  $b(e): E \rightarrow R^+ \cup \{0\}$ . 组播树  $T = \langle V_T, E_T \rangle (V_T \subseteq V, E_T \subseteq E)$ .  $V_T$  代表位于组播树上的路由器节点集合,  $E_T$  代表组成组播树上的链路集合.  $v_s \in V$  为组播数据发送源所在子网的 DR(Designated Router), 文中称为源.  $V_g (V_g \subseteq V - \{v_s\})$  代表所有组播地址  $g$  的主机所在子网的 DR 的集合, 文中称为组播地址为  $g$  的组播成员集合. 对于任意  $u \in V_T, P_T(v_s, u)$  表示从源  $v_s$  到组播树上节点  $u$  之间沿着组播树  $T$  的路径.

## 2.2 QoS 约束参数

QoS 参数<sup>[2]</sup>可以分成加性(additive)、凹性(concave)和乘性(multiplicative)三类.本文所要考虑的带宽是凹性 QoS 参数,而时延是加性 QoS 参数,优化约束参数跳数也是加性 QoS 参数.对于任意路径  $P(x, y)$ ,该路径的带宽、时延和跳数分别为:  $b(P(x, y)) = \min_{e \in P(x, y)} \{b(e)\}$ ,  $d(P(x, y)) = \sum_{e \in P(x, y)} d(e)$ ,  $h(P(x, y)) = \sum_{e \in P(x, y)} 1$ .

## 2.3 QDMR 基于组播成员的路由问题描述

假设  $T$  上的任意节点  $u \in V_T$  维护着从源  $v_s$  到  $u$  的时延  $d(P_T(v_s, u))$ .  $D_d$  和  $B_d$  分别是组播成员  $v_d \in V_g$  提出的时延约束和带宽约束要求.本文不考虑对不同带宽约束要求的支持.假定同一  $(v_s, g)$  所有组播成员的带宽要求相同,记为  $B_{sg}$ .我们可把基于组播成员的路由问题描述为,  $v_d$  想加入到组播树  $T$  上,需要寻找一条路径  $P(u, v_d)$ , 满足限制约束(1)、(2)和优化约束(3).

(1)时延约束:  $d(P_T(v_s, u)) + d(P(u, v_d)) \leq D_d$

(2)带宽约束:  $b(P(u, v_d)) \geq B_{sg}$

(3)跳数优化约束.选取  $h(P(u, v_d))$  最小的路径,即选取到组播树距离最近的路径.

先找到同时满足(1)、(2)的可行路径,然后在可行路径中选择到组播树距离最近的路径,这样构建的组播树称为是代价次优的(near-optimal)<sup>[5,9]</sup>.

## 3 QDMR 算法描述

新的组播成员想加入到组播树时,通过向外扩散请求加入消息(Join-request),搜索所有能够连接到组播树的可行路径.请求加入消息在扩散的过程中记录下其走过的路径,同时收集反向路径上的状态,如带宽、时延和经过的跳数.收到请求加入消息的非树上节点进行 RBMF 转发,而树上节点除了要进行反向最好约束路径检查外,还要进行端到端的时延约束检查.如果都通过的话,就将请求加入消息经过的路径和跳数封装在竞标消息(Bid)中单播给请求加入的组播成员.新的组播成员如果收到多个竞标消息,从中选择一条到组播树的跳数最少的路径连接到组播树上.

### 3.1 RBMF 算法

**定义 1** 从节点  $u$  单播至节点  $v$  的输出接口称为节点  $v$  对于  $u$  的 RPF 接口.

**定义 2** 不在组播树  $T$  上的节点  $u$  收到来自节点  $v$  的请求加入消息分组时,要判断该分组是否来自  $v$  对于  $u$  的 RPF 接口.如果是,转发该分组至节点  $u$  的其他接口;否则丢弃该分组.这种转发方式称为 RPF 转发.

YAM 和 QoSMIC 首先利用 RPF 转发筛选出组播树上多个节点到新组播成员的最短路径,然后才在选中的最短路径中找出满足 QoS 要求的路径.RPF 转发的问题在于:网络中即使存在满足 QoS 要求的路径,也会因为路径不是最短而落选.为此,我们提出 RBMP 和 RBMF 转发算法,能够找到不是最短但满足 QoS 要求的路径.

**定义 3** 如果从节点  $u$  到  $v$  的路径  $P(u, v)$  上的可利用带宽  $b(P(u, v))$  能够满足带宽要求,时延  $d(P(u, v))$  不超过时

延约束,同时  $d(P(u, v))$  是节点  $u$  保存的从  $u$  到  $v$  的最小时延,则称路径  $P(u, v)$  为节点  $v$  对于  $u$  的最好反向约束路径(RBMP),也称为节点  $u$  对于  $v$  的最好约束路径.

**定义 4** 不在组播树  $T$  上的节点  $u$  收到来自节点  $v$  的请求加入消息分组,要判断分组经过的反向路径是否是节点  $v$  对于  $u$  的最好反向约束路径.若是,就转发该分组至节点  $u$  的其他接口;否则丢弃该分组.这种转发方式称为 RBMF 转发.

RBMF 转发与 RPF 转发的区别表现在两个方面.一是转发判断条件的不同,RPF 判断分组是否来自最短路径.RBMF 判断分组是否来自满足 QoS 要求的最好路径.二是转发节点是否维护状态,RPF 不要求转发节点保存任何状态信息,因此需要单播路由的支持;RBMF 要求转发节点保存转发过的分组的最小时延,不需要单播路由的支持.

### 3.2 分布式组播路由算法 QDMR 的描述

QDMR 组播路由计算是接收方触发的.新组播成员的动态加入和动态退出会导致加入和退出过程的执行.下面分别描述加入和退出过程.

#### 3.2.1 加入过程

(1)新组播成员请求加入

$v_d$  向所有接口发送请求加入消息.请求加入消息包含以下四项内容:  $v_d$  的 QoS 要求  $(D_d, B_{sg})$ 、消息经过的路径(初始化为  $v_d$ )、路径上的时延(初始化为 0)和经过的跳数(初始化为 0).

(2)非组播树上的节点对请求加入消息的处理

假设非组播树上的节点  $v_x \notin V_T$  收到来自相邻节点  $v_y$ , 经过链路  $e(v_x, v_y) \in E$  的请求加入消息.解封封装请求加入消息,得到  $(D_d, B_{sg})$ ,  $P(v_y, v_d)$ ,  $d(P(v_y, v_d))$  和  $h(P(v_y, v_d))$ . 然后  $v_x$  按下列步骤进行转发:

(a)如果  $(v_s, g, v_d)$  不存在,初始化  $Min\_Delay = \infty$ ,  $Min\_Hop = \infty$ .转(b);

(b)带宽约束筛选:比较  $b(e(v_x, v_y)) \geq B_{sg}$ , 如果大于就转(c), 否则转(e);

(c)时延约束和最小时延筛选:  $d(P(v_x, v_d)) = d(e(v_x, v_y)) + d(P(v_y, v_d))$ . 比较  $d(P(v_x, v_d)) < \min(D_d, Min\_Delay)$ , 如果满足转(d), 否则转(e);

(d)状态更新和消息转发:  $h(P(v_x, v_d)) = h(P(v_y, v_d)) + 1$ , 将路径  $P(v_x, v_d)$ 、 $d(P(v_x, v_d))$  和  $h(P(v_x, v_d))$  封装到请求加入消息中,向节点  $v_x$  的除输入接口外的其他接口转发请求加入消息,同时更新  $v_x$  节点存放的  $(v_s, g, v_d)$  的参数:  $Min\_Delay = d(P(v_x, v_d))$ ,  $Min\_Hop = h(P(v_x, v_d))$ .结束.

(e)丢弃请求加入消息,结束.

(3)组播树上节点对请求加入消息的处理

节点  $u \in V_T$  收到来自相邻非组播树上节点  $v_x (v_x \notin V_T)$  的请求加入消息时,除了要检查收到的消息经过的反向路径是否是  $v_d$  对于  $u$  的最好反向约束路径外,还要进行端到端的时延约束检查.  $u$  维护着源  $v_s$  到  $u$  的时延  $d(P_T(v_s, u))$ .具体处理步骤如下:

(a)判断请求加入消息经过的反向路径是否是  $v_d$  对于  $u$  的 RBMP.如果是,转(b);否则转(d);

(b)端到端的时延约束判断:  $d(P(v_s, v_d)) = d(P_T(v_s, u)) + d(P(u, v_d))$ , 如果  $d(P(v_s, v_d)) \leq D_d$ , 转(c), 否则转(d);

(c)状态维护和竞标消息发送:  $h(P(u, v_d)) = h(P(v_s, v_d)) + 1$ , 将  $h(P(u, v_d))$  和  $P(u, v_d)$  封装到竞标消息中单播至  $v_d$ . 同时更新节点  $u$  存放的  $(v_s, g, v_d)$  的参数:  $Min\_Delay = d(P(u, v_d))$ ,  $Min\_Hop = h(P(u, v_d))$ . 结束.

(d)丢弃请求加入消息, 结束.

(4)连接建立

如果  $v_d$  没有收到竞标消息, 表明没有找到可行路径, 加入过程失败. 如果收到一条或者多条来自节点  $u_i (u_i \in V_T, 1 \leq i \leq N)$  的竞标消息, 解封封装消息中的  $h(P(u, v_d))$  和  $P(u, v_d)$ , 挑选到组播树  $T$  的最短路径  $P(u, v_d)$ . 如果跳数相等, 则随机取一条. 倒转  $P(u, v_d)$ , 得到  $P(v_d, u)$ . 加入消息(Join)沿着  $P(v_d, u)$  发送, 发起连接建立.

(5)节点对加入消息的处理

如果位于路径  $P(v_d, u)$  上的节点  $w \notin V_T$  收到加入消息时, 建立  $(v_s, g)$  状态; 同时沿着路径  $P(v_d, u)$  转发加入消息, 直到节点  $w \in V_T$ . 如果  $w = u$ , 将收到加入消息的接口加入到  $(v_s, g)$  路由项的输出接口列表中; 但是如果  $w \neq u$ , 说明  $w$  刚刚加入  $T$ , 如果  $d(P_T(v_s, w)) + d(P(w, v_d)) \leq D_d$  成立, 那么  $w$  就替代  $u$ , 将收到加入消息的接口加入到  $(v_s, g)$  路由项的输出接口列表中, 同时丢弃加入消息; 否则建立连接失败.

3.2.2 退出过程

如果  $v_d \in V_g$  想离开组播组  $g$ , 它向上游发送剪枝消息(Prune); 上游节点收到剪枝消息后, 将相应的分支从组播树上剪掉, 同时检查自己是否已经成为  $T$  的叶子节点; 如果是, 删除  $(v_s, g)$  路由项, 继续向上游发送剪枝消息. 如此循环, 直到剪枝以后的节点是非叶子节点.

4 QDMR 分析

下面讨论 QDMR 特性和复杂性.

定义 5 节点  $v$  到  $u$  之间存在一条或者多条的 RBMP, 其中时延最小的 RBMP 称为  $v$  对于  $u$  的绝对 RBMP.

引理 1 如果路径  $P(u, v)$  是从  $v$  到  $u$  的绝对 RBMP, 那么对于位于路径  $P$  上的任一中间节点  $w$ ,  $P(w, v)$  是从  $v$  到  $w$  的绝对 RBMP.

证明 用反证法. 如果  $P(w, v)$  不是从  $v$  到  $w$  的绝对 RBMP, 则必有另外一条路径  $p'(w, v)$  是从  $v$  到  $w$  的绝对 RBMP. 根据定义 3 和 5 可知,  $P(w, v)$  不是从  $v$  到  $w$  的绝对 RBMP 的情况有两种, 一是带宽没有满足要求, 二是时延不是最小. 第一种情况可以排除, 因为  $P(u, v)$  是从  $v$  到  $u$  的 RBMP, 表明  $P(u, v)$  路径上的带宽都满足要求. 如果第二种情况成立, 即  $d(P(w, v)) < d(p'(w, v))$ , 上式成立就可以推出  $d(P(u, w)) + d(P(w, v)) < d(P(u, w)) + d(p'(w, v))$ , 这与路径  $P(u, v)$  是从  $v$  到  $u$  的绝对 RBMP 矛盾. 所以引理 1 成立.

定义 6 从新组播成员  $v$  到组播树  $T$  之间存在一条或者多条绝对 RBMP, 其中端到端时延(源到组播成员)最小的绝对 RBMP 称为  $v$  到  $T$  的绝对 RBMP.

引理 2 如果存在可行路径连接新组播成员  $v$  到组播树

$T$  上, 那么可行路径中一定包含从  $v$  到  $T$  的绝对 RBMP.

证明 和引理 1 类似, 如果从  $v$  到  $T$  的绝对 RBMP 不是可行路径, 那么就不会存在可行路径. 引理 2 得证.

定理 1 如果存在连接新组播成员  $v$  到组播树  $T$  上的可行路径, 且在加入请求搜索过程中所有消息的传送可靠, 则 QDMR 至少能找到一条可行路径.

证明 假设可行路径存在, 但是 QDMR 一条都没有找到. 根据引理 2, 可行路径中一定包含从  $v$  到  $T$  的绝对 RBMP, 可以假设这条绝对 RBMP 为  $P(u, v)$ , 如图 1. 假设请求加入消息在走到  $P(u, v)$  任一中间节点  $w$  时停止了搜索. 根据定义 4, 停止转发的原因只有:  $P(w, v)$  不是从  $v$  到  $w$  的 RBMP. 但是根据引理 1,  $P(w, v)$  是从  $v$  到  $w$  的绝对 RBMP, 出现矛盾. 所以请求加入消息在走到  $P(u, v)$  中任何一点  $w$  时不会停止不前, 最终会走到  $u$  点. 因此, 只要可行路径存在, QDMR 至少能够找到一条可行路径.

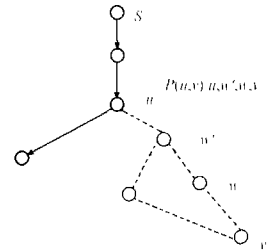


图 1  $P(u, v)$  是从  $v$  到  $u$  的 RBMP

QDMR 的复杂度可以用一个成功的连接所花费的消息开销来估计. 一个成功的连接分成 3 个阶段, 扩散请求加入消息寻找连接到组播树上的可行路径; 树上的节点向新组播成员发送应答的竞标消息; 最后新组播成员发起延伸组播树的过程. 假设新组播成员连接到树上的分支长度为  $l (0 \leq l \leq \min(H, l_D))$ ,  $H$  为请求加入消息允许扩散的范围,  $l_D$  为  $D$  时延约束内请求加入消息所能扩散的范围. 假设网络的最大连通度数为  $c$ , 则网络中可能传送的请求加入消息有  $c(c-1)^{l-1}$ , 请求加入消息的复杂度为  $O(c^l)$ . 假设有  $n$  条竞标消息返回, 竞标消息的复杂度为  $O(nl)$ . 加入消息的复杂度为  $O(l)$ . 所以整个的消息复杂度为  $O(c^l + nl)$ . 由于网络中存在很多的回路, 实际的消息开销要远小于理论值.

5 实验结果

在 NS<sup>[8]</sup> 模拟平台下, 我们对 QDMR、SPT (Shortest Path Tree)、QMRP、YAM 和 QoS MIC 这五种组播路由算法的性能特征进行了分析. 在 MCI-vBNS 拓扑(如图 2)和 Mbone (84 个节点)<sup>[10]</sup> 两种网络拓扑上定量比较了上述五种组播路由算法的成功率(success ratio)和平均消息开销(avg. Msg. Overhead). 这两个性能参数的定义如下:

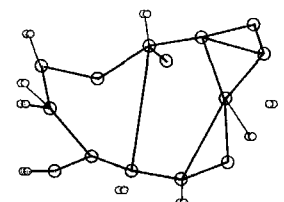


图 2 MCI-vBNS 拓扑结构

$$\text{成功率} = \frac{\text{成功加入的组播成员}}{\text{请求加入的组播成员数}}$$

$$\text{平均消息开销} = \frac{\text{发送的请求消息总数}}{\text{加入的请求总数}}$$

实验中源节点和新组播成员节点是随机产生的, 每个实验值都是运行 1000 次统计得到的平均值.

图 3(a)、(b)是五种算法分别在 vBNS 和 Mbone 拓扑上在

不同时延约束条件下组播成员加入成功率的比较结果.从图中可以看出,随着时延约束的增大,加入成功率越来越高.但是由于网络中确实可能不存在可行路径,所以成功率不一定是100%.在时延约束小,也就是用户要求较高的情况下,QDMR 寻路的成功率明显比 QoS MIC 和 YAM 高,而 QoS MIC 和 YAM 寻路的成功率也明显高于 QMRP 和 SPT.产生这种结果的主要原因在于 SPT 是以单路径的方式寻找路径,而 QMRP 尽管会在 QoS 要求不满足的时候切换到多路径方式寻找路径,但也仅仅对与带宽类似的要求有效.QDMR 与 YAM 和 QoS MIC 的差别来源于,QDMR 采用 RBMF,而 QoS MIC 和 YAM 采用 RPF.QoS MIC 的成功率和 YAM 基本接近,有时 QoS MIC 可能比 YAM 高一点,原因在于 QoS MIC 除了进行本地搜索(Local Search)外,还进行组播树搜索(Multicast Tree Search).

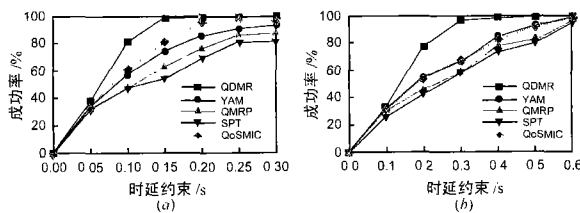


图3 五种算法不同时延约束条件下的寻路成功率的比较

QoS MIC 的消息开销包含用于本地搜索和组播树搜索的开销.由于 QoS MIC 的本地搜索和 YAM 的搜索方法相同,因此 QoS MIC 的本地开销和 YAM 的消息开销一样多.QoS MIC 的组播树搜索的开销由于搜索方式的不同,存在很大的差异,本文对此不进行讨论.因此,我们仅仅考虑了 QDMR、YAM、QMRP 和 SPT 四种组播路由算法的消息开销.如图 4(a)、(b)所示,在允许搜寻的跳数为 1 时,QMRP 和 SPT 的消息开销都等于 1,而 QDMR 和 YAM 的平均消息开销基本接近于 vBNS 和 Mbone 的平均连通度.随着搜寻跳数的增加,消息开销相应增加.相比之下,QDMR 和 YAM 消息开销增长的速度要明显快于 QMRP 和 SPT 增长的速度,这是多路径搜索所带来的开销.和 YAM 相比,QDMR 的消息开销要小一些,这是因为 QDMR 在搜寻时,请求加入消息总是沿着满足 QoS 要求的路径前进.

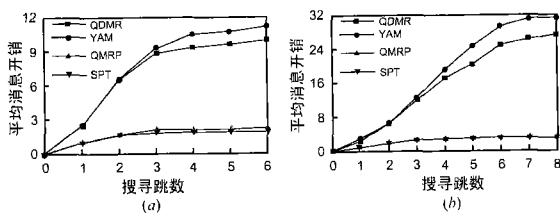


图4 四种算法在 vBNS 和 Mbone 拓扑下随着搜索跳数的增加平均消息开销的比较

模拟结果表明,QDMR 的寻路成功率要远远高于 SPT 和 QMRP,但消息开销要高于它们两个.QDMR 在提高寻路成功率和降低协议开销两个方面都优于 YAM 和 QoS MIC 算法.

## 6 结论

针对带宽时延约束、组播树代价优化的 QoS 组播路由问题,本文提出一种分布式组播路由算法 QDMR.由于采用 RBMF,QDMR 算法比其他分布式路由算法具备下列一些新特

点:(1)搜索路径时优先满足带宽时延约束要求,然后才考虑组播树的优化,这种策略提高了新组播成员的加入成功率;(2)网络中只要存在可行路径,至少能找到其中的一条;(3)请求总是沿着满足 QoS 要求的路径前进,降低消息开销.

当然,在分析 QDMR 算法性能特征的过程中,我们也发现它的一些不足.在网络规模增大以后,协议的开销增加较快.以后的工作将集中在解决大规模网络下的可扩展性问题.可能的解决思路是参考已有的工作<sup>[11]</sup>,通过网络拓扑结构的分层来提高算法的可扩展性.

致谢 感谢 QoS MIC 的作者 Dr. Michalis Faloutsos 提供 ns 平台下的 QoS MIC 程序.

## 参考文献:

- [1] Wang Bin, Hou J C. Multicast routing and its QoS extension: Problems, algorithms, and protocols[J]. IEEE Network, 2000, 14(1): 22 - 36.
- [2] Chen Shigang, Nahrstedt K. An overview of Quality-of-Service routing for the next generation high-speed networks: problems and solutions [J]. IEEE Network: Special Issue on Transmission and Distribution of Digital Video, 1998, 12(6): 64 - 79.
- [3] 赵键,吴介一,等.一类基于源路由的多约束实时组播路由优化控制算法[J].电子学报,2001,29(4):490 - 494.
- [4] Carlberg K, Crowcroft J. Building shared trees using a one-to-many joining mechanism[J]. ACM Computer Communication Review, 1997, 27(1): 5 - 11.
- [5] Faloutsos M, Banerjee A, et al. QoS MIC: quality of service sensitive multicast internet protocol [A]. Proceedings of ACM SIGCOMM '98 [C]. Vancouver, Ca, 1998: 144 - 153.
- [6] Yan Shuqian, Faloutsos M, et al. QoS-aware multicast routing for the Internet: the design and evaluation of QoS MIC [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2002, 10(1): 54 - 66.
- [7] Chen Shigang, Nahrstedt K, et al. A QoS-aware multicast routing protocol [A]. Proceedings of IEEE INFOCOM '2000 [C]. Tel-Aviv, Israel, 2000: 1594 - 1603.
- [8] Network Simulator ns-2 [EB/OL]. <http://www.isi.edu/nsnam/>.
- [9] B M Waxman. Routing of multipoint connections [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications (JSAC), 1988, 6(9): 1617 - 1622.
- [10] S Casner. Major MBONE routers and links [EB/OL]. <ftp://isi.edu/mbone/mbone-topology.ps>, 1994.
- [11] 史美林,向勇.具有层次结构且规模可扩展的多目标路由算法 [J]. 通信学报, 1999, 20(增刊): 134 - 142.

## 作者简介:



陆慧梅 女,1974 年 11 月生于江苏江都,现在清华大学计算机系网络所攻读博士学位,研究方向包括计算机网络中的组播路由和 QoS 等.

向勇 男,1967 年 2 月出生于四川万县,清华大学博士,副教授,主要研究领域为计算机网络.