

动态 QoS 多播路由协议

李腊元, 李春林

(武汉理工大学计算机系, 湖北武汉 430063)

摘要: 本文主要研讨了具有 QoS 约束的动态多播路由问题. 文中描述了一种适用于 QoS 多播路由的网络模型, 提出了一种动态 QoS 多播路由协议(DQMRP), 该协议能操作在单播路由协议的顶层, 它只要求网络链路(或节点)的局部状态信息, 不需要维护全局状态信息. DQMRP 可有效地减少构造一棵多播树的开销, 多播组成员可动态地加入/退出多播会晤. 该协议可搜索多条可行树枝, 并能选择一条最优(或近优)树枝将新成员连接到多播树. 文中给出了 DQMRP 的正确性证明和复杂性分析, 并通过仿真实验验证了该协议的可用性和有效性.

关键词: QoS 路由; 多播路由; 协议; 动态多播路由; QoS 约束; NP 完全问题

中图分类号: TP393 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2003) 09-1342-06

A Dynamic QoS Multicast Routing Protocol

LI La2yuan, LI Chun2lin

(Department of Computer Science, Wuhan University of Technology, Wuhan, Hubei 430063, China)

Abstract: It discusses the multicast routing problem with QoS constraints and describes a network model that is suitable to research such routing problem. The paper mainly presents a dynamic QoS multicast routing protocol(DQMRP). The DQMRP can operate on top of the unicast routing protocol. It only requires the local state information of the link(or the node), but does not require any global network state to be maintained. The DQMRP can significantly reduce the overhead for constructing a multicast tree with QoS constraints. In DQMRP, a multicast group member can join or leave the multicast session dynamically. The protocol can search multiple feasible tree branches, and select the optimal or near-optimal branch for connecting the new receiver to the multicast tree if it exists. The proof of correctness and complexity analysis of the DQMRP are given, and the performance measures of the protocol are evaluated using simulation. The study shows that DQMRP provides an available approach to multicast routing with QoS constraints.

Key words: QoS routing; multicast routing; protocol; dynamic multicast routing; QoS constraints; NP-complete

1 引言

近年来, 在高性能网络上实时多媒体业务的需求日益高涨. 这些业务对网络的服务质量(QoS)提出了一定的要求. 与此同时, 多播业务也已被用于各种流媒体应用, 如多播业务主干网(Mbone)已被用于传输实时音频/视频新闻、远程学习及视频会议等信息. QoS 保证对于这些多播业务具有特别重要的意义. 传统多播路由协议, 如核心树协议 CBT 和独立多播协议 PIM 较适用于提供尽力传输服务^[1,2]. 这类协议构造多播树主要是基于连通性度量. 当资源不太充足的情况下, 此类多播树可能难以满足 QoS 要求. 近年来, 人们已建议了一些 QoS 多播路由算法^[1-4], 其中某些算法对于 NP 完全约束的最小代价多播树提供了启发式途径. 然而, 这类算法由于要求全局网络状态信息, 需要过多的计算开销, 且不能动态地处理多播组成员, 因此对于 Internet 环境是不实用的. X Jia 的

分布式算法不要求计算任何路径^[5-7], 然而它却需要较多的报文处理开销. Carlberg 和 Crowcroft 建议的协议可处理动态多播组成员^[3], 且不要求任何全局网络状态信息. 然而, 该算法却需要较多的通信和报文处理开销. 上述算法的主要限制是它们只考虑了带宽之外的延迟约束, 较难扩展到多 QoS 约束的场合. QoS-MIC 协议可在资源预留在共享树的基础上按需切换到 QoS 竞争的源树(Source-based tree)上^[8], 具有较好的可扩展性, 但由于它仍属于 PIM-DM 和 CBT 的变种, 因此也存在稀疏型协议固有的缺陷. 本文研讨了延迟、延迟抖动、带宽及包丢失率约束的低代价 QoS 多播路由问题, 提出了一种动态 QoS 多播路由协议(DQMRP). 该协议仅要求网络的局部状态信息, 而不要求维护全局网络状态信息. DQMRP 能有效地减少构造一棵具有多 QoS 约束多播树的开销. 在该协议中, 多播树可优化某些目标函数(如有效地利用网络资源). 在 DQMRP 中, 多播组成员能动态地加入/退出一个多播会晤.

2 模型及问题

定义 1 一个网络可表示成一个加权图 $G = (V, E)$, 其中 V 表示节点集, E 表示连接节点的通信链路集. $|V|$ 和 $|E|$ 分别表示该网络中的节点数和链路数. 为不失一般性, 只考虑这样的一类图, 即在该类网络中一对节点之间最多只有一条链路, 链路旁的参数可用于描述该链路当前的状态.

定义 2 设 $p(s, t)$ 表示从源节点 s 至端节点 t 的路径, $T(s, M)$ 表示多播树. $s \in V$ 为一棵多播树的源节点, $M \subseteq \{V - \{s\}\}$ 为该多播树的端节点或叶节点集.

定义 3 设 R 为正实数集, R^* 为非负实数集. 对于任意链路 $e \in E$, 可定义某些 QoS 特征值 (metrics): 延迟函数 $\text{delay}(e): E \rightarrow R$, 代价函数 $\text{cost}(e): E \rightarrow R$, 带宽函数 $\text{bandwidth}(e): E \rightarrow R$, 延迟抖动函数 $\text{delay2jitter}(e): E \rightarrow R^*$.

定义 4 对于任一节点 $n \in V$, 也可定义某些 QoS 特征值 (metrics): 延迟函数 $\text{delay}(n): V \rightarrow R$, 代价函数 $\text{cost}(n): V \rightarrow R$, 延迟抖动函数 $\text{delay2jitter}(n): E \rightarrow R^*$, 信包丢失函数 $\text{packet2loss}(n): V \rightarrow R^*$.

定义 5 设 $T(s, M)$ 表示一棵多播树, 则有下列关系:

$$\text{delay}(p(s, t)) = \sum_{e \in P(s, t)} \text{delay}(e) + \sum_{n \in P(s, t)} \text{delay}(n) \quad (1)$$

$$\text{cost}(T(s, M)) = \sum_{e \in T(s, M)} \text{cost}(e) + \sum_{n \in T(s, M)} \text{cost}(n) \quad (2)$$

$$\text{bandwidth}(p(s, t)) = \min\{\text{bandwidth}(e), e \in P(s, t)\} \quad (3)$$

$$\text{delay2jitter}(p(s, t)) = \sum_{e \in P(s, t)} \text{delay2jitter}(e) + \sum_{n \in P(s, t)} \text{delay2jitter}(n) \quad (4)$$

$$\text{packet2loss}(p(s, t)) = 1 - \prod_{n \in P(s, t)} (1 - \text{packet2loss}(n)) \quad (5)$$

定义 6 QoS 多播路由问题主要涉及以下元素: 网络 $G = (V, E)$, 多播源节点 $s \in V$, 多播端节点集 $M \subseteq \{V - \{s\}\}$, $\text{delay}(\#) \in R$, $\text{delay2jitter}(\#) \in R^*$, $\text{cost}(\#) \in R$, $\text{bandwidth}(\#) \in R$ 和 $\text{packet2loss}(\#) \in R^*$.

实际上, QoS 多播路由问题是寻找一棵多播树 $T(s, M)$, 它满足下列 QoS 约束, 且使 $\text{cost}(T(s, M))$ 最小.

- (1) 延迟约束: $\text{delay}(p(s, t)) \leq D$;
- (2) 带宽约束: $\text{bandwidth}(p(s, t)) \geq B$;
- (3) 延迟抖动约束: $\text{delay2jitter}(p(s, t)) \leq J$;
- (4) 包丢失约束: $\text{packet2loss}(p(s, t)) \leq L$.

其中 D 是延迟约束, B 是带宽约束, J 是延迟抖动约束, L 是包丢失约束. 上述 QoS 约束之间既有一定的联系, 又有所区别. 其中延迟和延迟抖动之间联系较为紧密, 后者在一定程度上可反映前者的平稳性. 延迟和延迟抖动是可加性的, 带宽是极值性的, 包丢失率是乘积性的, 其中乘积性的特征值可转换成可加性的特征值. 在实际应用中不同的媒体对这些 QoS 约束的要求是不同的. 在本文讨论的 QoS 多播路由问题中, 我们假设所有节点都具有足够的资源, 它们能满足上述 QoS 约束. 因为节点与链路具有等价性, 所以只需考虑链路的 QoS 约束.

3 DQMRP 描述及实现

定义 7 如果从一新成员 g 到源节点 s 的一条路径满足

下列 QoS 约束

$$\begin{aligned} (d(p(s, g)) = d(s, *) + d(k, g) \leq D) & C(\check{d}(p(s, g)) \\ & = d_j(s, *) + d_j(k, g) \leq J) C(\text{bw}(i, j) \geq B); \\ & k, g, i, j \in p(s, g), \end{aligned}$$

则称 $p(s, g)$ 为将 g 连入到 $T(s, M)$ 的一条可行路径. 其中 $d(s, *)$ 和 $d_j(s, *)$ 分别表示从 s 到该路径某个中间节点的延迟之和及延迟抖动之和.

在 DQMRP 中, 多播树是动态渐进形成的. 当某个接收方 g 欲加入一多播会晤时, 它将发送一加入请求报文 rqst 给该多播会晤的源节点, 并根据单播路由 (UR) 模式初始化此路由过程. 当某中间节点 (例如 u) 接收到该 rqst 报文后, 它将作合格性测试, 检测新成员的 QoS 要求与现存树上节点 (链路) 的 QoS 保证是否符合.

设 k 是 g 的直接相邻的上游节点, $d(g, k)$ 和 $\check{d}(g, k)$ 分别是 g 到 k 的路径延迟及延迟抖动. 类似地, $d(k, u)$ 和 $d_j(k, u)$ 也分别是 k 到 u 的路径延迟及延迟抖动. 设 $\text{bw}(g, k)$ 是 g 到 k 链路的带宽, $\text{bw}(k, u)$ 是 k 到 u 链路的带宽. 如前所述, D, J, B 分别为延迟, 延迟抖动和带宽约束. 在路径搜索过程中, 节点 u 将测试如果下式成立

$$(d(g, k) + d(k, u) \leq D) C(d_j(g, k) + d_j(k, u) \leq J) C(\text{bw}(g, k) \geq B) C(\text{bw}(k, u) \geq B)$$

则它将继续将 rqst 传送给其直接相邻的上游节点. 此过程重复, 直到源节点 s 接收到此 rqst 报文, 并进行测试, 如果下式成立

$$\begin{aligned} (d(p(s, g)) = d(s, *) + d(k, g) \leq D) & C(\check{d}(p(s, g)) \\ & = \check{d}(s, *) + d_j(k, g) \leq J) C(\text{bw}(i, j) \geq B) \end{aligned}$$

则由源节点 s 回送一接受响应报文 reply 报文给新成员. 在路径搜索过程中, 若

$$(d(g, u) + d(k, u) > D) D(\check{d}(g, k) + \check{d}(k, u) > J) D(\text{bw}(g, k) < B = D(\text{bw}(k, u) < B =$$

则由节点 u 传送 rjct 报文给其直接相邻的下游节点 k , 此时, k 将进入分叉路由 (FR) 模式状态. 在 FR 状态下, DQMRP 可能搜索几条途径, k 将测试如果下式成立

$$(d(s, *) + d(k, g) \leq D) C(\check{d}(s, *) + d_j(k, g) \leq J) C(\text{bw}(i, j) \geq B)$$

则这样的路径即为可行路径, 在这些可行路径中, k 将进一步测试, 如果

$$(d(s, *) + d(k, g) \leq D) C(d_j(s, *) + d_j(k, g) \leq J) C(\text{bw}(i, j) \geq B) C(\text{cost}(p(s, g)) = \min[\text{cost}_1, \dots, \text{cost}_r])$$

则满足上式的路径为最优 (或近优) 路径. 在上述 FR 路径搜索过程中, 接受响应被回送给分叉路由节点 k . 可行路径和最优路径的验证是基于响应报文所累计的特征值.

假设接收方 g 是一新成员, 它希望加入一多播组 G . g 将发送一 rqst 给源节点. 初始化时, 搜索树上仅包含 g , 设 u 是 g 到源节点 s 路径上的一个中间节点, 它已从输入接口 k 接收到 rqst 报文; 又设 v 是 u 的直接相邻的上游节点. 在本文所采用的协议形式描述方法中^[5], 协议的每个通信进程可具有如下语法:

Process(process_name)

```

Var(Var declaration)
Parameter(Parameter declaration)
begin(operationù , , ù operation)
end

```

每个进程中所说明的各变量是局部变量, 其每个操作 (operation) 可具有如下语法:

```
(guard) y (sequence of local statement)
```

符号 ù 可用于将不同的 operation 分隔开。

采用上述形式方法, DQM RP 的主要加入过程 (包含 u 的操作行为) 可形式地描述如下:

```

if (a new member g wants to join the multicast group)
  g send rqst upstream towards s
  rcv rqst from k
  if (d(g, k)+ d(k, u) [ D) C (dj(g, k)+ dj(k, u) [ J)
    C (bw(g, k)\ B) C (bw(k, u)\ B);
  {u may satisfy the QoS constraints}
  for( RE (in, out, m) ), do
    RE.in := k
    RE.out := {V}
    RE.m := UR
  ù forward rqst to Vy
  skip
fi

```

```

if (d(g, k)+ d(k, u) > D) D (dj(g, k)+ dj(k, u)
  > J) D (bw(g, k) < B) D (bw(k, u) < B)
  transfer rjct to k
fi

```

```

if (RE.m) = UR and rply is received)
  for( FR (G, s, in, out, q) ) do
    FR.in := k
    FR.out := {RE.in}
    FR.q = rply.q
  forward rply to RE.in
  for each RE (in*, out*, m*) on the unicast routing
  path, m* = UR do
  ù FR.Out := FR.Out + (UR*.in*) y
  skip
  if (d(g, k)+ d(*, s) [ D) C (dj(g, k)+ d(*, s) [ J)
    C (bw(i, j)\ B);
  {all nodes on the unicast routing path satisfy the
  QoS constraints}
  rply is sent back to g y
  skip
fi

```

```

if (d(g, k)+ d(k, *) > D) D (dj(g, k)+
  dj(k, *) > J) D (bw(i, j) < B) , ,
for( some possible and feasible paths from u to s) do
  if (d(g, k)+ d(*, s) [ D) C (d(g, k)+
  dj(*, s) [ J) C (bw(i, j)\ B);

```

```

rplys are sent back to g y
rcv rplys from the other neighbor nodes
if (d(g, k)+ d(*, s) [ D) C (dj(g, k)+
  d(*, s) [ J) C (bw(i, j)\ B) C
  (cost(p(s, g)) = min[ cost1, , , costr]

```

```

ù g rcv rply from a path;
{wch satisfies the QoS constraints and
has minimum cost}

```

```

skip
fi
fi
if (d(g, k)+ d(k, *) > D) D (dj(g, k)+ dj(k, *) > J)
  D (bw(i, j) < B)
  rjct is received
fi

```

其中 $d(*, s)$ 和 $dj(*, s)$ 分别表示一条路径上的某中间节点, 如 k 的直接相邻的上游节点 u 到源节点 s 的延迟之和及延迟抖动之和。 $d(k, *)$ 和 $dj(k, *)$ 分别表示从 k 到某中间节点 (也可能包括源节点) 的延迟之和及延迟抖动之和。

下面通过实例来说明 DQM RP 的操作、搜索树的生长及多播树的构造过程。图 1 是该例的网络图。其中节点 0 为多播源节点。节点 19, 24, 27, 26 和 23 为加入节点。如前所述, 该网络的边可由一四元组 (D, J, B, C) 来表征。在图 1 所示的例子中, 假设延迟约束 $D=10$, 延迟抖动约束 $J=15$, 带宽约束 $B=50$ 。首先假设节点 19 欲加入多播组, 它按单播路径向源节点发送一加入请求报文。当某中间节点 (如节点 5) 接收到此

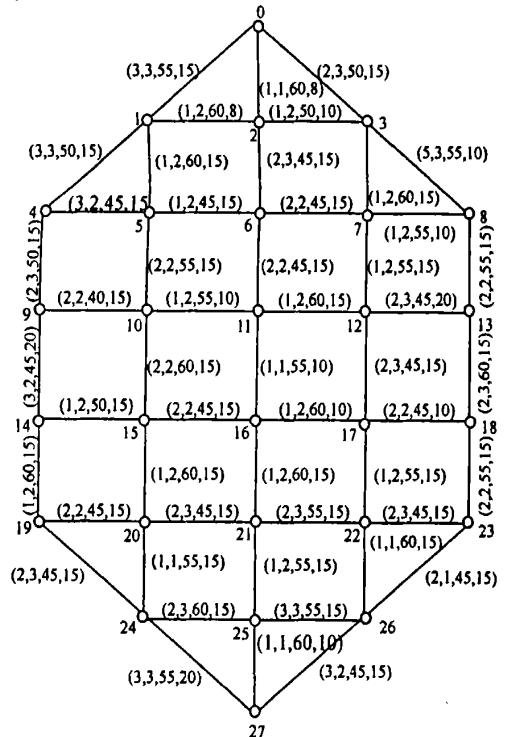


图 1 一个例子网络

$$\begin{aligned}
 &(d(19, 14) + d(14, 15) + d(15, 10) + d(10, 5)) [10] C \\
 &(dj(19, 14) + (dj(14, 15) + dj(15, 10) + dj(10, 5)) [15] C \\
 &(bw(19, 14) \setminus 50) C (bw(14, 15) \setminus 50) C \\
 &(bw(15, 10) \setminus 50) C (bw(10, 5) \setminus 50)
 \end{aligned}$$

节点 5 则可将此 *rqst* 传送给源节点. 当源节点 0 接收到此 *rqst* 后, 也将进行类似的检测, 并检测到路径(19y 14y 15y 10y 5y 1y 0)满足延迟约束、延迟抖动约束和带宽约束, 且是节点 19 加入多播组 G 的一条近优路径. 图 2(a) 中的粗实线表示节点 19 已加入多播组的搜索树. 采用类似的策略可分别获得节点 24、节点 27、节点 26 和节点 23 加入多播组的最优(或近优)路径及相应的多播树.

当节点 23 欲加入该多播组时, 它向源节点发送一 *rqst* 报文, 节点 3 接收到此 *rqst* 后, 检测到下式不成立

$$d(23, 18) + d(18, 13) + d(13, 8) + d(8, 3) [D$$

因此, 节点 3 将回送拒绝接受报文 *rjct* 给节点 8, 节点 8 进入 FR 模式, 并能搜索到一条最优(近优)路径, 此路径是(23y 18y 13y 8y 7y 3y 2y 0). 图 2(b) 中的粗实线示出了最终的多播树.

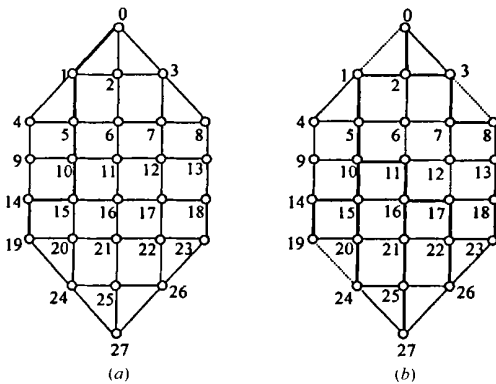


图 2 多播树的生成过程

在 DQMRP 中, 多播组成员可动态地加入/退出一多播组, 不影响现有的多播树, 并满足 QoS 约束和保持是最优或近优的. 各节点只需维护局部状态信息, 如节点及其输入链路的状态, 知道其域内多播组的地址, 它不要求维护任何全局状态信息. DQMRP 主要适用于域内操作环境.

4 正确性及复杂性分析

4.1 正确性

下面通过对几个定理非形式化的证明来简要分析 DQMRP 的正确性.

定理 1 在 UR 模式中, 如果一条搜索路径上的每个链路(节点)均满足延迟、延迟抖动和带宽约束, 则该路径至少是将新接收方连入到多播组的一条可行路径. 此时, DQMRP 只需搜索此单条路径.

证明 在 UR 模式中, 若一条路径满足下式

$$\begin{aligned}
 &(d(s, *) + d(k, g)) [D] C (dj(s, *) + dj(k, g)) [J] C \\
 &(bw(i, j) \setminus B)
 \end{aligned}$$

则根据前述定义 7 这条路径是一条可行路径, 且可能是一条

最优(或近优)路径. *rply* 报文也将被回送给该新成员. 在该路径上不可能按下游方向回送 *rjct* 报文给新接收方. 因此, 也不会出现分叉路由, 此种场合下, DQMRP 只需搜索此单条路径.

定理 2 在 FR 模式中, 如果最优(或近优)路径存在, 那么 DQMRP 将能搜索到该路径.

证明 在 FR 模式中, DQMRP 启动分叉路由过程后, 该分叉节点将发送 *rqst* 报文给源节点 *s*, 若有多条可行路径存在, 则 DQMRP 将能搜索到这些路径, 多个 *rply* 报文会被回送给该分叉节点, 并比较其代价. 若其中一条路径满足下式

$$\begin{aligned}
 &(d(s, *) + d(k, g)) [D] C (dj(s, *) + dj(k, g)) [J] C \\
 &(bw(i, j) \setminus B) C (cost(p(s, g)) = \min[cost_1, \dots, cost_r])
 \end{aligned}$$

则根据前述定义 8 该可行路径也是一条最优(或近优)路径, 即本定理得证.

定理 3 DQMRP 搜索的可行路径是无循环(loop)的.

证明 在 DQMRP 中, 路由记录表包括一个输入接口和多个输出接口. 因此, 各节点将形成基于路由记录表的树结构. DQMRP 所搜索到的可行路径也将形成一种树结构, 因此它们不会出现循环路径, 即上述定理得证.

定理 4 如果有一条可行路径存在, 则 DQMRP 将会搜索到该路径.

证明 在 DQMRP 中, 路由搜索过程起始于 UR 模式. 如果搜索路径上的每个链路均满足下式

$$\begin{aligned}
 &(d(s, *) + d(k, g)) [D] C (dj(s, *) + dj(k, g)) [J] C \\
 &(bw(i, j) \setminus B)
 \end{aligned}$$

则根据上述定理 1 该路径是可行路径. UR 模式变换到 FR 模式的必要条件是上式不成立, 即路由过程向分叉节点回送 *rjct* 报文. 在这种场合下, 分叉节点将会沿多条可能的可行树枝向源节点发送多个 *rqst* 报文. 在这些树枝中, 如果有可行路径存在, 则它必定满足 QoS 约束. 如前所述, 依据 UR 模式和 FR 模式, 若存在一条可行路径, DQMRP 将能搜索到它, 于是本定理得证.

4.2 复杂性分析

如果 QoS 特征值是延迟和带宽, 那么现存的启发式路由算法的复杂度为 $O(|V| @ |E|)$, 其中 $|V|$ 是网络节点数目, $|E|$ 是网络边的数目. 对于大多数网络而言, $|E| = O(|V|)$, 因此其复杂度可记为 $O(|V|^2)$. 对于一个具有 $|M|$ 个成员的多播组而言, 其计算开销为 $O(|V|^2 |M|)$. 研究表明 CSPT 和 BS²MA^[9] 计算复杂度分别为 $O(|E| \log |V|)$ 和 $O(|V|^3 \log |V|)$. DQMRP 的计算复杂度为 $O(|V|^2 |M|)$.

对于报文交换开销, DQMRP 主要涉及两类报文, *rqst* 和 *rply* 或 *rjct*. 它意味着具有 $|M|$ 个成员的多播组将涉及 $2|M|$ 个报文. 一份 *rqst* 报文将经历 *y* 步跳跃, 直到接受/拒绝本次请求的节点为止, 因此对于加入 $|M|$ 个接受方的报文处理开销应是 $y @ 2|M|$. 对 MST 启发式算法而言, 其分布式实现要花费 $O(5|V| \log_2 |V| + 2|E|)$ 份报文以生成一个图的 MST. 此外还至少需要 $O(L)$ 份报文用于剪裁成一棵路径树, 其中 *L* 是该路径树的链路数目. 这样一来, 对于分布式 MST 启发式算法而言^[8] 为了生成一棵路径树, 它需要用到 $O(5|V|$

$\log_2 |V| + 2|E| + L$) 份报文. 研究表明: 为生成一棵多播树, DQMRP, X Jia 算法和 QoS MIC^[10] 的平均报文处理开销分别为 $K \cdot 2|M|$, $K \cdot 2|M|$, $|M| (w \cdot (w-1)^{(y-1)} + 2k) \cdot x$ (集中式 QoS MIC) 和 $|M| (w \cdot (w-1)^{(y-1)} + |T|) \cdot x$ (分布式 QoS MIC), 其中 w 为一个节点的平均度, y 为最大生存时间 (TTL), $|T|$ 是树的规模, c 为 BIDORDER 会晤的次数, x 为正实系数, K 是初始最小代价路径树上的路径数, x 与 K 的关系为 $2 \lceil x \rceil + K$. X Jia 算法也需要两份控制报文, 但其每份报文均要包括多播树的全局信息, 因而实际上其报文处理比本文建议的 DQMRP 要复杂.

5 仿真

在仿真实验中, 我们对 DQMRP, QoS MIC, BSMA, X Jia 算法和 CSPT 进行了仿真实验研究.

仿真所用的网络拓扑由 Waxman 随机图模型生成^[7,8]. 在该随机图中, 边的概率为

$$P_e(u, v) = \text{Bexp} \left[- \frac{d(u, v)}{aL} \right] \quad (5)$$

其中 $d(u, v)$ 表示节点 u 至节点 v 的几何距离, L 表示两节点间的最大距离, 参数 a 可用来控制随机图中短边和长边呈现的数量, 参数 B 则用来控制随机图的平均度. 网络代价可用仿真运行数的平均值来度量.

下面, 将借助网络代价来比较上述路由协议及算法的路由树的性能. 这里所说的网络代价主要是指多播树的代价, 其数学表达式可如前公式 (2) 所示. 网络代价由总仿真次数的平均值来进行测量. 在每个仿真点, 仿真运行 100 次. 每次多播组 G 的节点可从网络图中随机抽取, 网络代价主要针对延迟界限 D 和多播组规模两个参数来进行仿真. 为了模拟实际情况, 多播组规模总是少于全部节点的 20%, 这是因为运行在广域网中的多播应用, 如视频会议系统、远程学习、协同编辑系统等, 大都只包含整个网络中的少部分节点.

图 3 表示网络代价随延迟界限 D 增加的变化曲线. 在该仿真实验中, 网络节点数被固定在 500 个节点. 多播组规模为 40. 我们定义的 D 的最小有效值为 $d_{\max} = \max\{d_u \mid \text{对于任何 } u \in G; d_u \text{ 是从 } s \text{ 至 } u \text{ 的最短路径上的延迟}\}$, D 起始于 d_{\max} . 由于每次仿真实验中的 G 是不同的, 因而 d_{\max} 也是不同的,

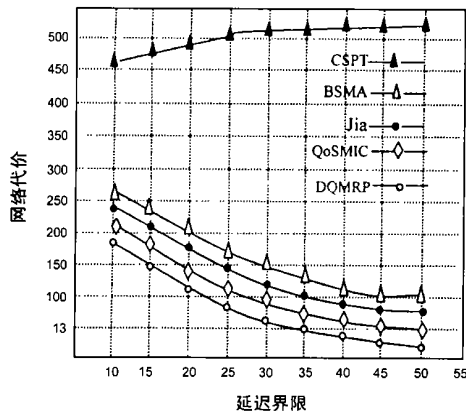


图 3 网络代价与延迟界限

因此 x 轴上的 D 的值是平均值.

从图 3 可以看出, CSPT 的网络代价在图的顶部, 且基本上不随 D 的增加而变化. 这是因为其最短路径树的生成不取决于 D . 在余下的 4 个协议或算法中, 本文所建议的 DQMRP 具有最小的代价. 由图 3 还可以看出 DQMRP、QoS MIC、BSMA 与 X Jia 算法的代价均随 D 的增加而减小.

图 4 表示网络代价随多播组规模增大的变化曲线. 在该仿真实验中网络节点数被设为 500, $D = d_{\max} + 3/8d_{\max}$. 从图 4 可以看出, 当多播组规模增大时, DQMRP、BSMA、QoS MIC 和 X Jia 算法所产生的代价比 CSPT 所产生的代价低得多. DQMRP 位于 QoS MIC 和 X Jia 算法之间. QoS MIC、BSMA、X Jia 算法和本文建议的 DQMRP 可生成差不多代价的多播树.

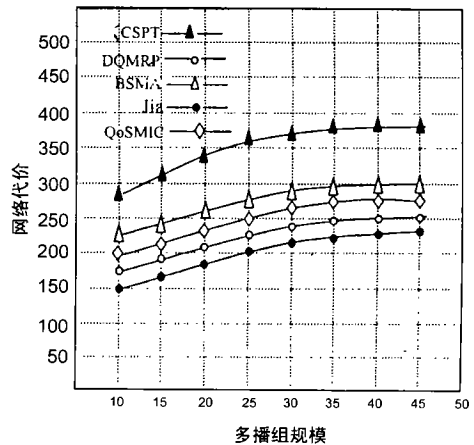


图 4 网络代价与多播组规模

6 结论

多播业务已被广泛应用于各种流媒体. 这些业务对 QoS 提出了一定的要求. 在高性能网络技术的诸多进展中, QoS 多播路由已成为一个非常重要的研究领域. 本文主要研讨了具有多 QoS 约束的动态多播路由问题, 描述了一种适用于研究这类路由问题的网络模型, 提出了一种动态 QoS 多播路由协议 (DQMRP). 该协议只要求局部状态信息, 不要求维护整个网络的全局状态. 在 DQMRP 中, 一个多播组成员可动态地加入/退出多播会晤. 该协议可有效地减少构造一棵多播树的开销. 文中已给出 DQMRP 的正确性证明和复杂性分析. 仿真实验已进一步验证了该协议的可用性和有效性.

参考文献:

[1] A Ballardie. Core Based Trees (CBT Version 2) Multicast Routing: Protocol Specification [R]. IETF USA: RFC2189, September 1997.
 [2] S Deering, D Estrin, D Farinacci, V Jacobson, C Liu, L Wei. The PIM architecture for wide area multicast routing [J]. IEEE/ACM Transaction on Networking, 1996, 4(2): 153- 162.
 [3] K Carberg, J Crowcroft. Building shared trees using a one-to-many joining mechanism [J]. ACM Computer Communication Review, 1997(1): 5 - 11.
 [4] T Ballardie, P Francis, J Crowcroft. An architecture for scalable inter2

- domain multicast routing[J]. ACM SIGCOMM, 1993(9): 85- 95.
- [5] Li Layuan, Li Chunlin. The QoS routing algorithm for ATM networks [J]. Computer Communications, 2001, 24(3- 4): 416- 421.
- [6] Li Layuan. A formal specification technique for communication protocol[A]. Proc of IEEE INFOCOM[C]. USA: IEEE CS Press, 1989. 74 - 81.
- [7] X Jia. A distributed algorithm of delay bounded multicast routing for multimedia applications in wide area networks[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1998, 6(6): 828- 837.
- [8] Li layuan, Li Chunlin. Computer Networking[M]. Beijing: National Defence Industry Press, Beijing, 2001. (李腊元, 李春林. 计算机网络技术[M]. 北京: 国防工业出版社, 2001.)

作者简介:



李腊元 男, 1946 年生于湖北新洲, 教授、博士生导师, 1970 年于哈尔滨军事工程学院毕业, 1982 年于华中工学院研究生毕业, 1985 年、1999 年赴美国麻省理工学院(MIT)学术访问, IEEE 国际学术委员、国际论文评委, 主要研究领域为高性能网络技术及通信协议. E-mail: jwtu@public.wh.hb.cn.



李春林 女, 1974 年生于湖北武汉, 博士, 2000 年于武汉理工大学研究生毕业, 2003 年于华中科技大学计算机软件及理论专业博士毕业, 现在武汉理工大学计算机系任教, 主要研究领域为分布式网络与高性能计算.