

# 大规模组播路由中组播相关信息聚集问题研究

胡虹雨<sup>1</sup>, 毕军<sup>1</sup>, 陆慧梅<sup>2</sup>

(1. 清华大学 信息网络工程研究中心, 清华信息科学与技术国家实验室, 北京 100084; 2. 北京理工大学 计算机科学技术学院, 北京 100081)

**摘要:** 大规模网络情况下, 动态组播路由中不仅拓扑状态信息需要压缩, 组播相关状态信息也需要压缩, 这就产生组播树状态信息聚集(MTSA)问题。该文对 MTSA 进行了全面、深入的探讨, 主要包括: 对时延-带宽约束下的组播树状态信息(MTSI)进行定义; 提出“伪树上边界节点(PTBN)”模式的组播树状态信息聚集模式; 提出“层宽代表点”方式的多个 MTSI 的压缩方法。最后该文对 PTBN 压缩效果进行了分析: PTBN 压缩后的域 MTSI 不会随网络规模扩大而激增, 同时压缩后的 MTSI 对组播路由效率不会产生影响。

**关键词:** 计算机网络; 层次路由; 组播路由; 组播树状态信息; 聚集

中图分类号: TP 393

文献标志码: A

文章编号: 1000-0054(2011)12-1800-08

## Aggregation of multicast-related information in large scale multicast routing

HU Hongyu<sup>1</sup>, BI Jun<sup>1</sup>, LU Huimei<sup>2</sup>

(1. Network Research Center, Tsinghua National Laboratory for Information Science and Technology, Tsinghua University, Beijing 100084, China;

2. School of Computer Science, Beijing Institute of Technology, Beijing 100081, China)

**Abstract:** Not only the topology state information but also the state information about multicast tree should be aggregated in large scale multicast routing, which raises the multicast tree state information aggregation (MTSA) problem. This paper discusses this problem deeply and roundly, including: giving the definition of multicast tree state information (MTSI) with delay-bandwidth constraints; proposing pseudo tree border node (PTBN) mode to solve the aggregation of MTSI; proposing layer band representation points method to compress multi MTSIs which is used in a concrete PTBN aggregation process. This paper analyzes the compression effect of PTBN method to show that the domain's MTSIs after PTBN aggregation will not surge greatly with the domain network size while the aggregated MTSIs does not influence the success ratio of multicast routing.

**Key words:** computer network; hierarchical routing; multicast routing; multicast tree state information; aggregation

随着网络规模不断增大, 路由特别是 QoS 路由面临可扩展性问题。将网络分层并进行层次化路由成为解决该问题的一个重要方法<sup>[1-3]</sup>。大规模网络经层次划分后, 域内原始的详细的拓扑信息不对外扩散, 而是以一种聚集的方式向外扩散, 聚集后的拓扑信息大大压缩但仍能反映穿过该域的代价。这就是熟知的拓扑信息聚集问题<sup>[4-6]</sup>。

在动态 QoS 组播路由中, 具体的一次路由计算, 除需要拓扑信息外, 还需要组播树相关状态信息, 如树上节点的分布情况、树上节点距离树根的累计时延、树上节点到达树根路径上的最大剩余带宽等, 这些信息用于描述某一组播应用的组播树的当前状态, 可称之为组播树状态信息 (multicast tree state information, MTSI)。在分层网络情况下, 这些信息在域间扩散和存储时也需考虑压缩和聚集, 这是因为: 一方面, 网络经过域的划分后, 组播树状态信息需一样遵循“域内信息对外屏蔽”的原则; 另一方面, 当网络规模或组播树规模较大, 即成功加入组播树的节点较多 (最极端情况下将达  $|V|$ ), 网络中 MTSI 也将急剧增多, 势必增加网络负载。

因此有必要对一个域的所有 MTSI 实施聚集后再向外扩散。组播树状态信息聚集任务的主要目标有: 压缩域内部原始 MTSI, 同时尽可能保持原始域的组播树嫁接能力。

目前已有较多文献<sup>[4-6]</sup>对域的拓扑信息聚集问题进行了讨论, 且文<sup>[6]</sup>提出了一种全新的楼梯压缩算法以实现高效的拓扑信息聚集。文<sup>[7-10]</sup>讨论了

收稿日期: 2010-10-29

基金项目: 国家“九七三”重点基础研究项目 (2009CB320501);

国家自然科学基金资助项目 (61073172, 60773045);

教育部高等学校博士学科点专项科研基金项目

(200800030034)

作者简介: 胡虹雨 (1976—), 女 (汉), 湖北, 博士后。

通信作者: 毕军, 研究员, E-mail: junbi@tsinghua.edu.cn

当网络中启动较多组播组, 路由器中组播树转发信息的聚集问题, 它们大多通过在多个组播组之间建立共享树以达到减少组播路由条数的目的。目前鲜有文献对组播路由情况下域的组播树状态信息聚集问题展开研究, 仅文[11-12]对此进行了初步讨论。文[11]从各域的边界节点中选出 Controller 节点, 1 层域中的 Controller 掌握其所在域所有在树上 Routers 的地址, 2 层以上域中的 Controller 掌握其所在域的子域中 Controller 的地址, 待加入节点通过查询其所在域对应 Controller, Controller 再查询其父 Controller 的方式, 最终获取组播树分布情况信息。层次化的 Controller 在一定程度上实现了组播树分布信息的压缩。但是文[11]未有维护树上 Router 的 QoS 属性信息, 在路由环节通过逆向洪泛的方式来确定可行嫁接分支, 代价较大。文[12]仅考虑了单 QoS(带宽)约束下组播树节点的 QoS 能力信息。

本文首先对时延-带宽约束下组播状态信息进行定义, 然后介绍了一种 MTSI 压缩聚集方法——伪树上边界节点法, 并分析该方法的压缩效果以及对路由效果的影响。

### 1 组播树状态信息定义

动态组播路由中, 当加入节点  $v_0$  在申请加入组播组  $G_a$  时, 不仅提出了加入连接请求, 还提出了该连接在时延和带宽方面的限制要求(设分别为  $D$  和  $W$ ), 则其加入任务可形式化描述为: 找到某树上节点  $v_k, v_0$  以  $v_k$  为嫁接点到达组播源  $v_s$  的路径  $p(v_s, v_k, v_0)$  满足限制约束(1)和(2)。路径  $p(v_s, v_k, v_0)$  以嫁接点  $v_k$  为界分为  $p_1$  和  $p_2$  两段子路径, 如图 1 所示。

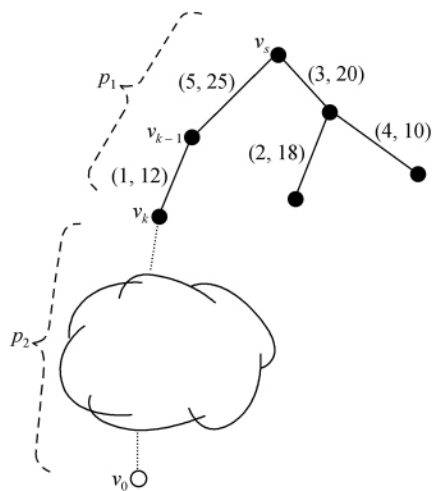


图 1 一般嫁接过程示意图

时延约束:

$$d_{p(v_s, v_k, v_0)} = d_{p_1} + d_{p_2} \leq D; \quad (1)$$

带宽约束:

$$w_p(v_s, v_k, v_0) = \min(w_{p_1}, w_{p_2}) \geq W. \quad (2)$$

计算路径  $p_2$  的 QoS 属性( $d_{p_2}, w_{p_2}$ )需要  $v_0$  到  $v_k$  之间网络链路状态信息的支持。而对于路径  $p_1$  的 QoS 属性( $d_{p_1}, w_{p_1}$ )来说, 若组播树上节点  $v_k$  预先已获得这个信息并扩散给节点  $v_0$ , 则将能加快申请节点  $v_0$  的加入计算速度。树上节点  $v_k$  维护的路径  $p_1$  的 QoS 属性体现了该节点对外提供的嫁接能力, 并间接体现了用户以  $v_k$  为嫁接点嫁接到组播组后能够获得的服务质量。因此每个成功加入组播组的节点应维护其到组播源的组播分支的 QoS 状态信息。

在时延-带宽约束下, 组播树上节点需要维护的组播树状态信息有: 组播树覆盖关系、目前累计时延、最大可接收能力。

定义 1 组播树覆盖关系(multicast,  $M$ )体现了组播树的分布情况,  $(G_a, v_k) \in M$  表示路由器  $v_k$  位于组播组  $G_a$  的组播树上。

定义 2 组播树上节点的目前累计时延(accumulated delay,  $AD$ )是指该树上节点至组播源的组播树分支路径的累计链路传播时延值(不考虑排队时延值):  $AD: M \rightarrow \{R^+, 0\}$ 。设组播组  $G_a$  的组播源为  $v_s$ , 树上节点  $v_k$  的目前累计时延为:

$$AD(G_a, v_k) = \sum_{i=s}^{k-1} d(i, i+1).$$

树上节点的 AD 信息, 在一定程度上反映了组播应用数据从组播源到达该树上节点耗费的时延, 为是否选择该树上节点为嫁接点提供时延方面的判断依据。图 1 中, 树上节点  $v_k$  的目前累计时延为 6。

定义 3 组播树上节点的最大可接收能力(max receivable layers,  $MR$ )是指该树上节点从组播源所能收到数据的最高层数:  $MR: M \rightarrow I^+$ ,  $I^+$  表示正整数集。媒体数据按其自然属性可分割成若干个互不冗余的层, 接收的层数愈多, 则收视质量愈高<sup>[13]</sup>。若某节点的最大可接收能力为  $i$ , 则表明其可以接收 1, 2, ...,  $i$  层的组播数据。节点的最大可接收能力并不等于其当前的接收层数, 而是在当前接收层数的基础上, 加上从源到该节点路径上的剩余可利用带宽所能容许传送的最大层数。

$$MR(G_a, v_k) = \min(MR(G_a, v_{k-1}),$$

$$\text{ToLayer}(GW_{G_a}(v_{k-1}, v_k) + w(v_{k-1}, v_k))).$$

其中:  $MR(G_a, v_{k-1})$  表示上游节点  $v_{k-1}$  的最大可接收能力;  $GW_{G_a}(v_{k-1}, v_k)$  表示  $v_{k-1}$  至  $v_k$  间物理链路

上已经为组播组  $G_a$  预留的带宽;  $w(v_{k-1}, v_k)$  表示  $v_{k-1}$  至  $v_k$  间物理链路上的剩余可利用带宽;  $ToLayer(w)$  表示将带宽  $w$  转换成对应的组播数据层数, 即层宽。

MR 不仅体现了树上节点自己当前接收数据的带宽信息, 还表明其在此基础上还可以为该组播应用扩展的带宽信息。图 1 中, 链路上标注的带宽为未启动组播应用时的剩余可利用带宽(单位  $Mb \cdot s^{-1}$ )。设组播媒体数据分为 4 层, 占用带宽分别为 5、3、3、 $2 Mb \cdot s^{-1}$ , 那么源节点的 MR 为  $4(13 Mb \cdot s^{-1})$ 。 $v_{k-1}$  的 MR 为  $4(13 Mb \cdot s^{-1})$ , 而  $v_k$  受  $v_k$  至  $v_{k-1}$  链路带宽的限制, 其 MR 为  $3(11 Mb \cdot s^{-1})$ 。

**定义 4** 在时延-带宽约束下, 组播树上节点的组播树状态信息(multicast tree state information, MTSI)定义为二元组(AD, MR)。

MTSI 体现了该树上节点当前属于哪个组播组, 以及时延、带宽方面的 QoS 能力信息。这些信息向外扩散后, 成为其他节点加入计算时是否选择其作为嫁接点的判断依据。因此, MTSI 信息也可以说是组播树上节点的嫁接能力信息。

## 2 伪树上边界节点聚集模式——PTBN

对于组播树状态信息聚集, 一般情况下会想到一种简单的模式: 域间只扩散位于边界的树上节点的 MTSI, 而限制域内部的树上节点的 MTSI 只在域内部扩散而不向域外扩散。这种模式在一定程度上能减少域间扩散的 MTSI 数量, 同时能够达到屏蔽域内信息的目的。但是该方式存在以下弊端: 1) 域内部的组播树状态信息没有向域外扩散, 则域外部节点嫁接到更优域内树上节点的机会将丢失, 从而影响嫁接成功率。2) 域的某些方向上的嫁接能力将丧失。从域的不同方向(即通过不同的边界节点)嫁接到该域上, 用户最终获得的服务质量会有所不同。因此需要在组播树状态信息聚集后仍能向外界提供域各个方向上的嫁接能力信息。3) 组播应用必须初始化组播源节点为某个边界节点, 否则域外节点将很长时间甚至永远不能嫁接到组播树上去。

在屏蔽域内部细节以及压缩信息的情况下, 仍希望保留外部节点嫁接到内部树上节点的机会, 充分利用内部树上节点信息, 本文对此进行研究并发现: 域外节点  $v_0$  欲嫁接到该域某内部树上节点  $v_k$  上, 其嫁接分支必先经过该域的某非树上边界节点  $v_j$ 。当  $v_0$  成功加入后,  $v_j$  也将成为  $v_k$  的

下游节点, 即外部节点的加入将触发非树上边界节点的加入。受此启发, 本文考虑将加入触发顺序反过来: ① 让非树上边界节点  $v_j$  预先成为内部树上节点  $v_k$  的下游节点; ② 域外节点  $v_0$  在实际加入时将选择  $v_j$  作为嫁接目标; ③ 当加入请求到达  $v_j$  后,  $v_j$  再在域内确定一个最优的树上节点并细化域内嫁接分支。最终域外节点可成功嫁接到域内树上节点上, 从而建立最优的嫁接分支和组播树。

通过步骤①, 边界节点  $v_j$  将获取 MTSI 信息, 该信息间接体现了  $v_k$  的 MTSI 信息以及其嫁接能力。因此可以认为是非树上边界节点代替内部树上节点向外扩散其嫁接能力, 从而实现在屏蔽域内部细节的同时仍向外提供域的全方位嫁接能力的效果。由于该非树上边界节点  $v_j$  并没有真正连接到树上, 本文称之为伪树上边界节点, 同时称这种 MTSI 聚集模式为伪树上边界节点模式。图 1 和图 2 中, 黑色节点为树上节点, 灰色节点为 PTBN, 白色节点为非树上节点。伪树上边界节点和树上边界节点一起, 将全面提供域的各个方向上的组播树状态信息, 从而向外界反映域的全方位嫁接能力, 同时起到屏蔽内部细节的作用, 如图 2 所示。

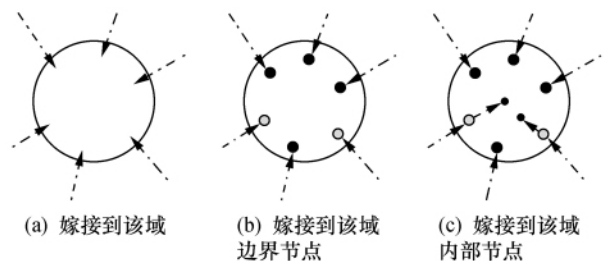


图 2 跨域嫁接示意图

### 2.1 PTBN 定义

**定义 5** 伪树上边界节点(pseudo tree border node, PTBN): 对于任一组播组  $G_a$  来说, 若域  $A_i(V_i, B_i, E_i)$  的某边界节点  $v_j$  不是组播组  $G_a$  的树上节点, 且域内存在组播组  $G_a$  的树上节点(不含树上边界节点), 则节点  $v_j$  配置自己成为伪树上边界节点。

**定义 6** 伪树上边界节点覆盖关系 PM:  $PM \subseteq G \times V$ ,  $(G_a, v_j) \in PM$  表示路由器  $v_j$  为一个隶属于组播组  $G_a$  的伪树上边界节点。

PTBN 的启动算法描述如下。

**算法 1** StartPTBN( $A_i, M, G_a, v_j$ )

```

{
  if( $v_j \in B_i$ )  $\wedge$  ( $G_a, v_j$ )  $\notin M$  //若该节点是边界节点,但
  不是树上节点
  if( $\exists v_k \in V_i$ ) ( $v_k \notin B_i$ )  $\wedge$  ( $(G_a, v_k) \in M$ ) //若存在
  内部树上节点{
    //则配置该节点为伪树上边界节点
    SetPTBN( $A_i, M, G_a, v_j$ ); } }
```

### 2.2 PTBN 嫁接过程

当域网络实施 PTBN 后,跨域的组播嫁接过程可以概括为:外部节点欲嫁接到该域上(如图 2a 所示),将先嫁接到该域的边界节点上(如图 2b 所示);若某 PTBN 被选为嫁接点,则加入请求消息到达后,该 PTBN 将启动加入请求计算以在本域范围内确定一个具体的嫁接点(如图 2c 所示)。

### 2.3 PTBN 状态迁移

边界树上节点配置为 PTBN 后,自身仍可以加入该组播组,但其需退出 PTBN 状态;同时当域内树上节点都退出组播组后,即域内不存在组播组的树上节点后,PTBN 节点也需退出 PTBN 状态。一个边界节点的状态迁移情况如图 3 所示。

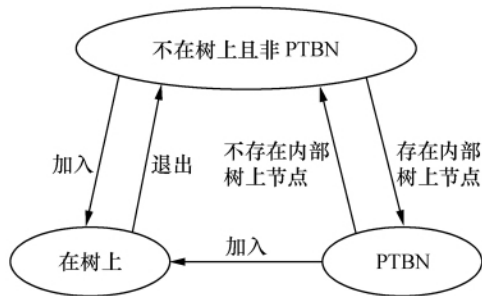


图 3 边界节点的状态迁移图

### 2.4 域内 MTSI 收集并压缩

根据 PTBN 的定义,PTBN 将收集域内组播树状态信息(MTSI),压缩后将其作为自己的 MTSI 向外扩散。在 PTBN 收集域内 MTSI 的过程中,存在以下细节问题需要解决:1)域内不只存在一个树上节点,PTBN 应该嫁接到哪个节点上去?2)PTBN 在针对一个树上节点进行嫁接时,可能存在多条嫁接路径,不同嫁接分支的 QoS 参数不同,将影响下游节点 PTBN 的 MTSI,PTBN 应该选择哪条作为嫁接分支?

对于问题 1),在未知用户具体请求的情况下,用户通过该非树上节点有可能嫁接到域内任意树上节点上。PTBN 最终维护的信息应该体现所有内部树上节点的 MTSI。因此应让 PTBN 逐一嫁接到这些树上节点上,成为其下游节点,分别获取它们的

MTSI(多个);对于问题 2),在未知用户具体请求的情况下应该保留最好分支的信息。但是在时延-带宽 QoS 约束情况下,有的分支时延信息好,有的分支带宽信息好,最好的路径将无法确定,因此 PTBN 嫁接到一树上节点上时也将获得多个 MTSI。因此,PTBN 原始收集到的 MTSI 是一个集合  $S$ ,且  $|S|$  与域的节点数目与可能的通路数目相关。如  $S$  不进行压缩就向外扩散将加重网络负担,因此 PTBN 原始收集到的 MTSI 面临压缩/聚集的问题。

由于  $S$  中每一个元素为二元组  $(AD, MR)$ , 本文将  $S$  在时延-层宽二维空间上进行分析,主要考虑利用代表点<sup>[6]</sup>方式对  $S$  进行压缩。根据 MR 定义,  $2 \in I^+$  ( $I^+$  为正整数),且任意  $MR \leq \text{MaxLayers}$ 。图 4 中所有黑色圆点为原始组播树状态信息,图中位于楼梯顶角的圆点  $(d_1, L_1)$ 、 $(d_2, L_2)$  和  $(d_3, L_3)$  为代表点信息  $R$ ,楼梯下方的圆点将被淹没或丢弃。代表点集合  $R$  不仅能压缩原始信息  $S$ ,同时它还无损地表示了  $S$  的 QoS 能力,因为两者的 QoS 支持区域(即图 4 中的阴影部分)一致<sup>[6]</sup>,因此本文利用代表点对原始信息集进行压缩。

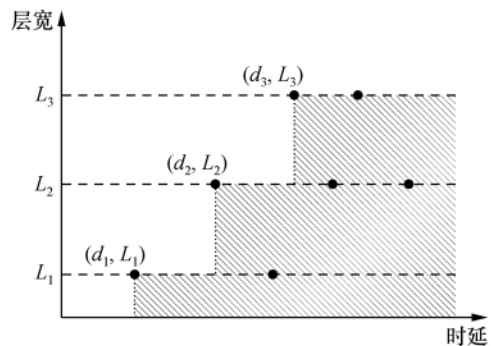


图 4 多个 MTSI 的代表点压缩过程示意图

进一步考察代表点集合  $R$  的大小,即  $|R|$ 。依据代表点的特性(其排列呈一个单调上升的楼梯形状),文[6]指出  $|R|$  不超过  $S$  中凹性参数可能的数值数目,即  $|MR|$ 。在本文中任意  $MR \leq \text{MaxLayers}$ ,则  $|MR| \leq \text{MaxLayers}$ ,那么  $|R| \leq \text{MaxLayers}$ 。由此表明,  $|R|$  与域的规模或者组播树的规模无关,是一个常量。本文将代表点  $R$  作为 PTBN 的 MTSI 并将向外扩散,则域间扩散的组播树状态信息将不超过  $|B_i| \times \text{MaxLayers}$  ( $B_i$  为域的边界节点集合),其信息量不会随域网络节点规模或组播树规模而激增。

PTBN 收集和压缩域内 MTSI 的过程可表示为如下算法。

**算法 2** SetPTBN( $A_i, M, G_a, v_j$ )

```

// $A_i$ 为网络中第 $i$ 个域,  $A_i = (V_i, B_i, E_i)$ ;
// $V_i$ 为域 $A_i$ 的所有节点的集合;
// $B_i \subseteq V_i$ 为域 $A_i$ 的所有边界节点的集合;
// $E_i$ 为域 $A_i$ 内物理链路的集合;
// $G_a$ 为组播组 $a$ 的节点和链路的集合;
// $v_j$ 为某 PTBN;
{
  pMSTI $_{v_j} = \{\}$ ;
  for each  $((v_k \in V_i) \wedge (v_k \notin B_i) \wedge ((G_a, v_k) \in M))$ 
  {
    //确定 $v_j$ 到 $v_k$ 之间的多条嫁接分支的集合
    branch $_{v_j v_k} = \{b_i | i=0, 1, \dots, z-1\}$ ;
    //确定嫁接分支的 QoS 属性
    bqos $_{v_j v_k} = \{(d_{b_i}, \omega_{b_i}) | b_i \in \text{branch}_{v_j v_k}\}$ ;
    //将属性带宽 $\omega_{b_i}$ 转换为层宽 ToLayer( $\omega_{b_i}$ )
    bqos' $_{v_j v_k} = \{(d_{b_i}, \text{ToLayer}(\omega_{b_i})) | b_i \in \text{branch}_{v_j v_k}\}$ ;
    //结合嫁接点 $v_k$ 的 MTSI( $\text{AD}v_k, \text{MR}v_k$ ),
    //形成 $v_j$ 的 MTSI.
    pMTSI $_{v_j v_k} = \{(\text{AD}_{v_j v_k}, \text{MR}_{v_j v_k}) | \text{AD}_{v_j v_k} =$ 
       $\text{AD}_{v_k} + d_{b_i}, \text{MR}_{v_j v_k} =$ 
       $\min(\text{MR}_{v_k}, \text{ToLayer}(\omega_{b_i})),$ 
       $(d_{b_i}, \omega_{b_i}) \in \text{bqos}_{v_j v_k}\}$ ;
    //将信息进行合并
    pMTSI $_{v_j} = \text{pMTSI}_{v_j} \cup \text{pMTSI}_{v_j v_k}$ 
    //将原始集中中代表点信息过滤出来
    pMTSI' $_{v_j} = \{(\text{AD}_y, \text{MR}_y) | (\text{AD}_y, \text{MR}_y) \in \text{pMTSI}_{v_j},$ 
       $(\forall (\text{AD}_x, \text{MR}_x) \in \text{pMTSI}_{v_j})$ 
       $((\text{AD}_y < \text{AD}_x) \vee (\text{MR}_y > \text{MR}_x))\}$ 
  }
}

```

以上算法中 pMTSI' $_{v_j}$  为伪节点  $v_j$  最终所获得的

MTSI。该信息为关于二元组 (AD, MR) 的一个数组,且数组大小不超过 MaxLayers。

**2.5 压缩后 MTSI 的使用**

当用户向某 PTBN 提出加入请求(带宽要求以层宽表示)时,根据用户 QoS 请求是否落入 PTBN 的 QoS 支持区域(图 4 中的阴影部分)进行可行性判断:若在阴影部分之外,则拒绝该请求;若在阴影部分之内,则表明该 PTBN 可以支持该请求。

**3 仿真与结果分析**

为验证“伪树上边界节点”聚集模式对组播树状态信息聚集的效果以及聚集后对组播路由效果的影响,在 Fedora Core 8 及 NS 2.33<sup>[14]</sup> 网络仿真平台下进行了仿真实验。实验采用 CERNET 拓扑结构,如图 5 所示。包括主干网和各地区网,共有 86 个节点,117 条链路。链路的带宽值如图例所示,同时链路的链路时延值为本文参照该链路的长度给出,与链路长度成正比。例如“北京 1—武汉”的链路时延值为 5.55,“上海—广州”的链路时延值为 6.41。城市内链路时延值设置为 0.25。实验中,域的划分如图 5 中虚线所示,将 CERNET 中的节点按地域范围(华北及东北地区、华中地区、华南地区、以及西北地区)划分为 4 个域。

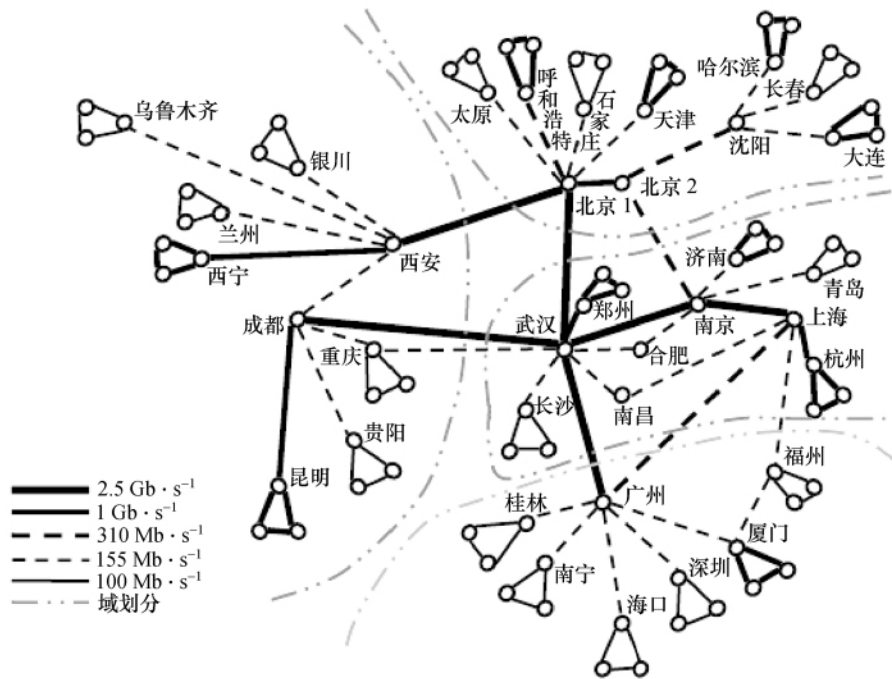


图 5 CERNET 层次划分图

实验中待比较模式一共有: 1) 平面网络下 MTSI 不聚集模式(简称“平面模式”); 2) 二层网络模型下仅边界树上节点扩散 MTSI 的模式(简称“二层简单模式”); 3) 二层网络模型下 MTSI“伪树上边界节点”聚集模式(简称“二层伪节点模式”)。模式 1 使用的是未划分的原始 CERNET 拓扑, 模式 2 和 3 使用的是域划分后的 CERNET 拓扑, 但仅实施 MTSI 聚集而未实施拓扑聚集, 以独立评价组播树状态信息聚集对组播路由效率的影响而屏蔽拓扑信息聚集的影响。

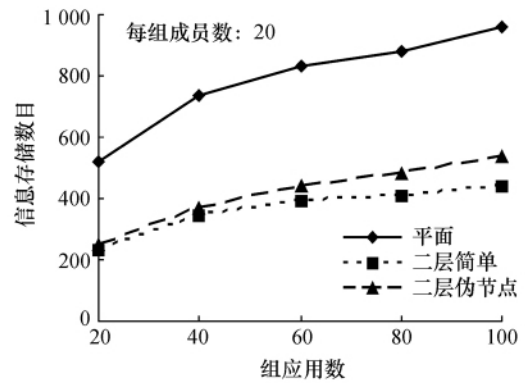
实验中待评价的性能参数具体为: (a) 组播树状态信息存储数目; (b) 组播树状态信息交换数目; (c) 组播路由成功率:

$$\text{组播路由成功率} = \frac{\text{被接受的加入请求的总数}}{\text{加入请求的总数}} \quad (3)$$

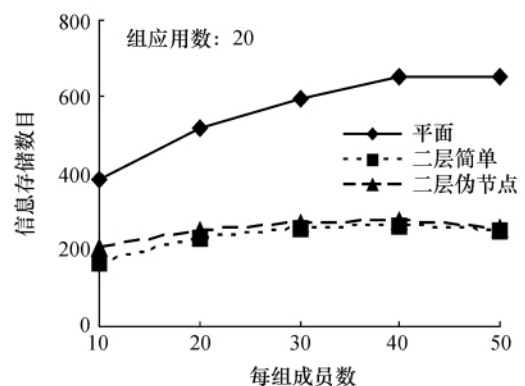
仿真中所用层次组播路由算法为支持伪节点功能的层次组播路由 DBHMR<sup>[3]</sup>。组相关参数配置为: 所有启动的组应用的支持带宽平均分布在 5~50 Mb·s<sup>-1</sup> 之间, 组应用媒体数据固定分为 4 层, 1 至 4 层占用带宽比例分别为: 30%、20%、20%、30%。加入申请时用户带宽请求平均分布在 1 至 4 层之间, 用户时延请求平均分布在 5~50 之间。所有数据点均为变换随机种子后的 5 次随机运行的平均结果。

图 6a、7a、8a 的场景为: 陆续启动组应用 20、40、60、80、100 组, 同时针对每组随机执行加入申请的节点数目(即每组成员数)固定为 20 个节点。图 6b、7b、8b 的场景为: 启动的组应用数固定为 20 组, 但每组成员数变换为 10、20、30、40、50 个节点。

图 6 所示为“组播树状态信息存储数目”随组应用数和每组成员数变化的情况。图 6 显示, 节点存储的组播树状态信息随组应用规模和组成员规模增大而逐渐上升(增多), 表明网络中加入组播组的节点越来越多, 网络中产生的 MTSI 也越来越多。此外, 在“每组成员数”变化场景中, 当每组执行加入的节点数达到 50 个时, 节点存储的 MTSI 数目增长变缓, 这是受网络带宽资源耗尽的约束, 成功加入组播组的节点数目越来越少, 新产生的 MTSI 数目也越来越少。在信息压缩方面, 在“二层伪节点”和“二层简单”模式下, 平均每个节点存储的 MTSI 数目比“平面”模式大量减少, 在“组应用规模”变化下约只有“平面”模式的 1/2, 在“每组成员规模”变化下甚



(a) 随组应用数变化



(b) 随每组成员数变化

图 6 组播树状态信息存储数目

至仅为“平面”模式的 1/3, 且“二层简单”模式存储的信息比“二层伪节点”模式要稍少一些。这是由于“二层伪节点”模式将域内多个 MTSI 进行聚集后才向域外扩散, 因此外部节点接收并维护的 MTSI 要明显少于聚集前的情况, 而“二层简单”模式没有将域内 MTSI 向外扩散, 只向外扩散了树上边界节点的 MTSI, 因此该模式下节点存储的平均 MTSI 数目为最少, 但是这也将直接影响组播路由的成功率(具体见图 8 的分析)。

图 7 所示为“组播树状态信息交换数目”随组应用数和每组成员数变化的情况。图 7 显示, 节点间交互的 MTSI 数目也随着网络中组应用规模和组成员规模的增加而上升(增多)。此外, 在“每组成员数”变化场景中, 当每组执行加入的节点数达到 50 个时, 节点扩散的 MTSI 数目增长变缓, 这是由于此时网络中组密度已较高, 成功加入的节点都是就近完成加入, 因此用于组播加入和建立连接的新增报文减少, MTSI 扩散总数增长变缓。同时, “二层简单”和“二层伪节点”模式下扩散的 MTSI 数目要少于“平面”模式, 分别约为“平面”模式下的 1/2 和 3/5, 原因与图 6 中 MTSI 存储数目明显减少相同。

图7与图6相比,MTSI交换信息压缩率要稍逊于存储信息压缩率,其原因是:仿真中统计的MTSI相关报文不仅有组播树状态信息扩散报文,还有加入申请、连接建立等组播树建立报文,而这部分报文的扩散三种模式是一样的,因此影响了MTSI交换信息压缩率。

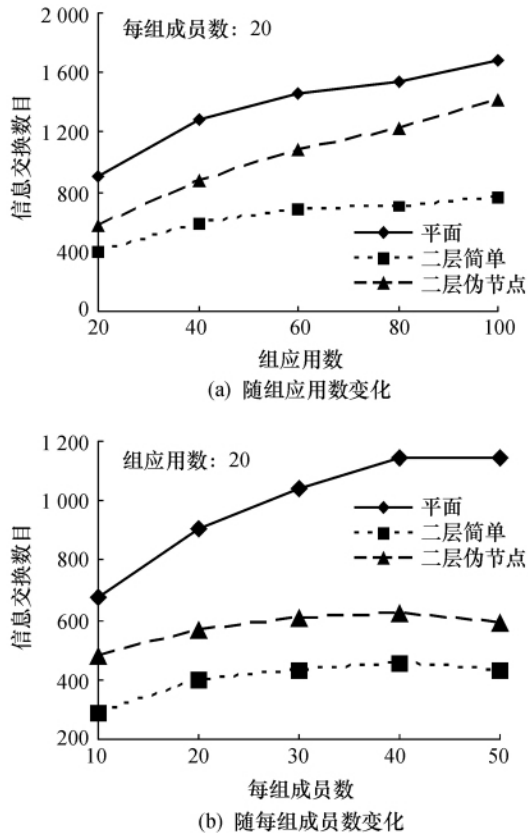


图7 组播树状态信息交换数目

图8所示为“组播路由成功率”随组应用数和每组成员数变化的情况。图8显示,组播路由成功率随组应用规模和组成员数规模增大而下降,是因为随着成功加入组播组的节点越来越多,网络的带宽资源在逐渐耗尽,导致后面的加入请求成功率低,进而导致平均路由成功率降低。三种模式中,“二层伪节点”模式在MTSI存储数目和交换数目都大量压缩的情况下仍保持了和“平面”模式一致的路由成功率,这是由于:PTBN的MTSI是通过“层宽代表点”方式压缩的,能无损地表示原始域内MTSI。因此通过PTBN压缩形式的MTSI找到的最优嫁接点将与MTSI压缩前所能找到的嫁接点相同(注:拓扑未压缩为前提),因此不会影响组播路由成功率。同时,“二层简单”模式的路由成功率比“二层伪节点”模式要低,在节点加入的初期(可理解为稀疏模式)更是有10多个百分点的差距,这是因为该模

式下嫁接初期域外节点获得的MTSI数目较少,所以加入计算成功率低。随着组成员的加入、资源的耗尽,后续请求成功率低,依据式(3),三种模式的路由成功率将不可避免地趋于同一数值。

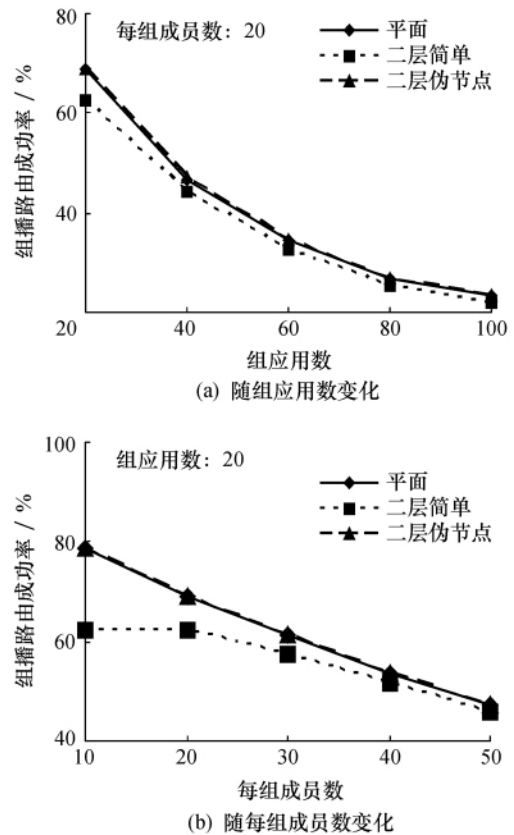


图8 组播路由成功率

总的来说,“二层伪节点模式”与“平面模式”相比,不仅有效实现了MTSI存储信息压缩和交换信息压缩,同时仍保持了与平面情况下一致的路由成功率;与“二层简单”模式相比,“二层伪节点模式”的存储信息压缩率与之接近,同时在稀疏加入模式下又具有明显的路由成功率的优势。如果将“二层伪节点模式”的MTSI聚集方法与性能优异的拓扑聚集方法一起使用,将全面解决大规模网络情况下组播路由中的信息压缩问题,进而较好解决组播路由规模可扩展问题。

#### 4 结论

本文对组播树状态信息聚集问题进行了讨论。对时延-异构带宽约束情况下的组播树节点需维护的组播树状态信息进行了定义,对域的组播树状态信息的一般聚集模式的缺点进行分析,提出了全新的组播树状态信息聚集方法——“伪树上边界节点”的信息屏蔽模式和“层宽代表点”的信息压缩方法。

所提出的 PTBN 方法压缩后的信息为  $|B_i| \times \text{Max-Layers}$  (常量), 将不会随着域网络规模而激增, 有效解决路由可扩展性问题, 同时由于对用户带宽请求进行规范化(层宽表示), “层宽代表点”压缩方法对原始信息的有效部分没有丢失, 因此将不会影响组播路由性能。

### 参考文献 (References)

- [1] The ATM Forum. Private Network-Network Interface Specification Version 1.0 [S]. March, 1996.
- [2] 胡虹雨, 陆慧梅, 曹元大, 等. 支持时延-带宽约束的动态层次组播路由 [J]. 计算机学报, 2009, 32(3): 564-575.  
HU Hongyu, LU Huimei, CAO Yuada, et al. Dynamic hierarchical multicast routing with delay-bandwidth constraints [J]. *Chinese Journal of Computers*, 2009, 32(3): 564-575. (in Chinese)
- [3] 胡虹雨, 陆慧梅, 曹元大, 等. PNNI 层次网络模型下的动态组播路由算法 [J]. 北京理工大学学报, 2010, 30(4): 446-450, 455.  
HU Hongyu, LU Huimei, CAO Yuada, et al. Dynamic multicast routing in PNNI hierarchical network [J]. *Transaction of Beijing Institute of Technology*, 2009, 30(4): 446-450, 455. (in Chinese)
- [4] Turgay K, Marwan K. Source-oriented topology aggregation with multiple QoS parameters in hierarchical ATM networks [J]. *ACM Transactions on Modeling and Computer Simulation*, 2000, 10(4): 295-325.
- [5] LUI Kingshan, Nahrstedt K, CHEN Shigang. Routing with topology aggregation in delay-bandwidth sensitive networks [J]. *IEEE/ACM Transaction on Networking*, 2004, 12(1): 17-28.
- [6] 陆慧梅, 胡虹雨, 向勇, 等. 基于时延-带宽约束的新型层次拓扑聚集算法 [J]. 通信学报, 2007, 28(3): 93-99.  
LU Huimei, HU Hongyu, XIANG Yong, et al. Delay-bandwidth constrained topology aggregation algorithm [J]. *Chinese Journal on Communications*, 2007, 28(3): 93-99. (in Chinese)
- [7] Ben Ali N, Belghith A, Moulhierac J, et al. QoS multicast aggregation under multiple additive constraints [J]. *Computer Communication*, 2008, 31(15): 3564-3578.
- [8] Agrawal G, Agrawal, J. The global multicast routing protocol - A new architecture for hierarchical multicast routing [C]//Proc of IEEE International Conference on Communications 2003 (ICC'03). Anchorage Alaska: IEEE Press, 2003: 1770-1774.
- [9] Ben Ali N, Moulhierac J, Belghith A, et al. mQMA: Multi-constrained QoS multicast aggregation [C]//Proc of IEEE Global Communications Conference 2007 (GLOBECOM'07). Washington DC: IEEE Press, 2007: 1927-1932.
- [10] Moulhierac J, Guitton A, Molnar M. Multicast tree aggregation in large domains [J]. *IFIP Networking*, 2006, 3976: 691-702.
- [11] Pradhan S, YI L, Maheswaran M. QoS-aware hierarchical multicast routing on next generation internetworks [C]//Proc of the 20th IEEE International Performance, Computing, and Communications Conference (IPCCC 2001). Phoenix Arizona: IEEE Press, 2001: 9-16.
- [12] 陆慧梅, 向勇, 曹元大. 异构带宽约束的动态层次组播路由 [J]. 计算机学报, 2006, 29(6): 898-905.  
LU Huimei, XIANG Yong, CAO Yuanda. Heterogeneous bandwidth-constrained dynamic hierarchical multicast routing [J]. *Chinese Journal of Computers*, 2006, 29(6): 898-905. (in Chinese)
- [13] LI Bo, LIU Jiangchuan. Multirate video multicast over the Internet: An overview [J]. *IEEE Network*, 2003, 17(1): 24-29.
- [14] Fall K, Varadhan K. The NS Manual [Z]. May, 2006.