

具有资源预留的自适应分层组播系统的实现方案^{*}

刘郁恒, 张光昭

(中山大学电子与通信工程系, 广东 广州510275)

摘 要: 提出了一个具有资源预留机制的自适应分层组播系统的实现方案。在该方案中采用面向接收方的机制协商需要接收的最低码流层数与最高码流层数; 在分层组播路由器中使用资源预留机制保证接收节点可获得所需的基本媒体质量, 通过自适应过滤控制使在最高码流层数与最低码流层数之间的数据流能够动态适配网络的变化状态。仿真结果表明, 该方案能够高效地解决组成员的异构性以及网络动态变化自适应的问题。

关键词: 分层组播; 自适应; 资源预留; RSVP; LMR

中图分类号: TN252 **文献标识码:** A **文章编号:** 0529-6579 (2002) 03-0023-04

分层组播系统是目前解决组播通信当中底层网络结构异构性以及适应网络动态变化的一个最佳解决方案^[1]。在分层组播系统中, 源节点利用分层压缩编码技术, 把多媒体信号源编码成多层比特流, 其中包括了一个基础层与多个增强层。基础层保证了媒体信号最基本的质量需求, 各增强层以累进的方式进行编解码, 增强接收方获得的媒体信号的质量。分层组播系统的速率调整机制可以根据接收方对媒体质量的要求以及当前网络的状态, 通过动态对码流层数进行增加或者过滤, 以有效地解决各接收节点的异构性以及网络状态变化自适应的问题。

1 系统的基本设想

由接收方驱动的分层组播 (receiver driven layered multicast, RLM)^[1,3] 技术是目前研究的最多, 也是相对比较成熟的分层组播系统。该系统的速率控制完全由各个接收节点来执行, 接收节点能够根据自己对 QoS 的需求, 并结合网络的忙闲状况, 通过动态加入或者离开组播组来实现对传输码流速率的控制, 它不需要中间节点的特殊支持。最近, 有一些学者又提出了由网络节点支持的分层组播系统 (network supported layered multicast, NLM)^[1,3], 在该系统中, 分层组播速率的控制直接在网络结点中执行, 能够对网络的状态变化作出迅速的反应, 减少了信令传输的开销与时延, 控制效率非常高。

然而, 这两种分层组播系统都有各自的不足之处。RLM 对网络拥塞的检测是包的丢失为代价的,

且从接收节点作出离开一个组的决策到该决策真正作用于网络的拥塞点有较大的时延, 由于接收节点没有明显的标志来确定网络是否空闲, 因此它只能通过加入实验 (join experiment) 来进行测试, 各接收节点间需要通过信息的发布来协调这种测试, 并且要维护一个比较复杂的状态机, 系统的运作效率与扩展性能受到一定的影响; 而 NLM 系统完全是根据网络的当前状态变化进行快速的反应, 减少了信令的时延与开销, 但它没有考虑各接收方对 QoS 的主观需求。

在我们的分层组播系统中, 我们试图把这上述两种系统的优点结合起来。在会晤开始前, 采用接收方驱动的机制, 由各个接收方根据本身对媒体质量的需求以及网络的状态信息, 向组播传输系统提出对 QoS 的最低要求与最高要求。在分层组播系统, 接收节点对 QoS 的最低要求和最高要求分别与接收的最少码流层数和最多码流层数相对应。系统将采用资源预留的机制, 保证各接收节点能够无丢失地接收到各自所需的最少码流层数, 以保证媒体的基本质量。系统将不会向接收方发送超出其最高要求的码流层数, 以节省带宽。在最高码流层数与最低码流层数之间, 将采用 Best Effort 的方式由中间的网络节点根据网络的闲忙状态直接进行实时的调控。本文提出的分层组播系统能够高效地解决异种组成员以及对网络动态变化的自适应问题, 并可通过由接收方控制的资源预留进程, 保证了各接收节点能够获得各自所需的基本媒体质量, 同时可避免发送不必要的数据层, 提高了带宽的利用率。

^{*} 收稿日期: 2001-11-07

基金项目: 广东省自然科学基金资助项目 (960031)

作者简介: 刘郁恒 (1975-), 男, 博士研究生; 通讯联系人: 张光昭; E-mail: isszgz@zsu.edu.cn

2 QoS 的协商机制

在传输会晤开始之前, 各接收节点需要与分层组播系统协商各自的 QoS 参数。RSVP (resource reservation protocol)^[4] 是由 IETF 提出的一种通用的资源预留协商信令机制。在我们的系统中也将采用 RSVP 的信令框架对各接收节点所需的媒体质量进行协商, 并在组播树上进行资源预留。为了利用 RSVP 信令机制在分层组播系统中进行 QoS 的协商, 需要在 RSVP 中增加两个对象 (object):

- (1) 在 path message 中增加 layer description object, 用于对本次会晤的分层编码参数进行描述, 主要参数包括总的编码层数 (L_{total}), 各层码流的带宽需求 (R_i) 以及所采用的编码方案。
- (2) 在 RESV message 中增加 layer specification object, 用于描述各接收节点对 QoS 的需求, 主要参数包括接收节点需要保证质量的码流层数 (L_{rev}) 以及该节点最多能接收的码流层数 (L_{max}), 其中满足约束: $0 \leq L_{rev} \leq L_{max} \leq L_{total}$ 。

源节点在传输数据前先以组播的方式向各接收节点发出 PathMessage, 在 PathMessage 中包含了对该组播会晤的描述信息 (layer description object), 并记录下数据传输通路中的一些状态参数 (如路径瓶颈带宽等)。接收方根据自身对媒体质量的需求以及网络的情况决定哪些层次需要保证质量, 哪些层次可以 best effort 的方式进行接收, 并对 layer specification object 进行填写, 嵌入 RESV message 中沿着相反的路径向源发送, 中间节点将根据 RESV message 中的 layer specification object 进行资源预留与相关的状态登记, 并且需要对来自不同接收节点的 RESV message 进行汇总。如果某个中间节点进行资源预留时失败, 则向相应的接收节点发回错误消息, 重新与其进行 QoS 的再协商。

在组播通信中, 不同层次的码流可以由 IP 报头 ToS 字段的优先级比特位 (共 3 bit) 来区分, 因此, 媒体源最多可以把原始的多媒体信号分解 8 层数据流来传输。

3 网络节点的设计

我们把本系统中的中间节点称为是分层组播路由器 (layered multicast router, LMR), LMR 的流量控制模型如图 1 所示:

当组播数据包根据组播路由表进行复制, 进入相应的出口模块后, 首先在包分类器中进行分类。对于属于受 QoS 保证的数据层并且守约的数据包,

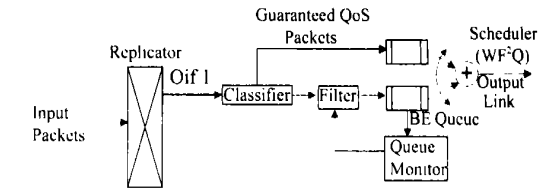


图 1 LMR 的流量控制模型
Fig. 1 LMR traffic control model

则直接送往已经进行资源预留的队列中输出, 该队列的带宽保证可以由 WF^2Q 调度器^[5, 6] 提供; 对于其他的数据包, 则送往过滤器检查是否符合过滤条件。从过滤器输出的数据流送往 best effort 的队列 (BE) 中进行排队。队列监视器实时检测 BE 队列的长度, 用于作为出口链路忙闲程度的标志, 并据此动态修改过滤表的状态, 实现对网络动态变化的自适应。

为使包分类器与包过滤器能够正常地工作, LMR 需要维护一张组播会晤状态表, 如表 1 所示。Oif I_j 标识具体的出口链路; S_i 标识组播会晤, $L_{rev}(I_j, S_i)$ 标识该出口链路需要为会晤; S_i 提供质量保证的码流层数; $L_{max}(I_j, S_i)$ 标识该出口链路需要为组播会晤 S_i 发送的最大码流层数; $L_{cur}(I_j, S_i)$ 标识出该出口链路当前转发的 S_i 的码流层数。其中, $L_{rev}(I_j, S_i)$ 与 $L_{max}(I_j, S_i)$ 由 LMR 根据 RESV message 中的 layer specification object 进行填写, 而 $L_{cur}(I_j, S_i)$ 则根据 BE 队列的平均长度来进行动态调整。

表 1 会晤状态表
Tab. 1 Session state table

Oif I_j	S_i	$L_{rev}(I_j, S_i)$	$L_{max}(I_j, S_i)$	$L_{cur}(I_j, S_i)$
1	1	1	2	2
	2	2	3	3
	3	2	4	4
2	1	1	2	2
	4	2	3	2
	3	2	4	3
...	...	...	...	...

当 LMR 检测到出口 j 的 BE 队列的平均长度 (q_{len}^j) 超过一定阈值 (q_{max}) 时, 便认为是网络出现了拥塞, 这时节点将在端口 j 选择一个合适的组播会晤 S_{i0} , 对其正在传输的最高一层码流进行过滤 (称为 DROP 操作), 即令 $L_{cur}(I_j, S_{i0}) \leftarrow L_{cur}(I_j, S_{i0}) - 1$, 以缓解出口链路的拥塞, 保证重要性更高的低层码流能够无丢失地通过, 使接收方仍然可获得较好的接收质量。为了兼顾会晤之间的公平性, 根据以下的条件对 S_{i0} 进行选取:

(a) $i_0 = i$ if $L_{cur}(I_j, S_i) = \max_k \{L_{cur}(I_j, S_k)\}$

(b) $L_{cur}(I_j, S_{i0}) > \max(L_{rev}(I_j, S_{i0}), 1)$

为了等待新的过滤表起作用, 每两次 DROP 操作之间必须有一个最小的时间间隔 $drop\ intl$ 。

当 LMR 检测到出口 j 的 BE 队列的平均长度 (q_{len}^j) 小于一定阈值 (q_{min}) 时, 便认为出口链路比较空闲, 这时节点将在端口 j 选择一个合适的组播会晤 S_{i0} , 为其增加一层传输码流 (称为 ADD 操作), 即令 $L_{cur}(I_j, S_{i0}) \leftarrow L_{cur}(I_j, S_{i0}) + 1$, 以提高媒体的接收质量。 S_{i0} 的选取应满足以下条件:

(a) $i_0 = i$ if $L_{cur}(I_j, S_i) = \min_k \{L_{cur}(I_j, S_k)\}$

(b) $L_{cur}(I_j, S_{i0}) < L_{max}(I_j, S_{i0})$

同样的, 每两次 ADD 操作之间也必须保持一个最小的时间间隔 $add\ intl$ 。如果进行 ADD 操作后引起网络拥塞, 则以指数的方式增加 ADD 操作的最小时间间隔, 防止频繁的 ADD 操作失败引起媒体接收质量的不稳定。

4 相邻 LMR 之间的协调

为了防止上游节点发送无用的数据层, 造成带宽的浪费, 当端口 j 进行 DROP 操作 (设当前被过滤的数据层为 L_{dt}) 后, 如果满足条件: $L_{dt} > \max_{k \neq j} \{L_{cur}(I_k, S_{i0})\}$, 则该节点需要向上游节点发送 DROP-REQ(S_{i0}, L_{dt}) 消息, 请求上游节点的相应端口停止发送会晤 S_{i0} 的 L_{dt} 层数据, 以节省带宽。上游节点收到 DROP-REQ(S_{i0}, L_{dt}) 消息后的操作为:

If ($L_{dt} \leq L_{cur}(I_j, S_{i0})$) then

DROP(I_j, S_{i0}, L_{dt});

If ($L_{dt} > \max_{k \neq j} \{L_{cur}(I_k, S_{i0})\}$) then

Forward DROP-REQ(S_{i0}, L_{dt}) to Upstream

当端口 j 进行 ADD 操作 (设当前增加的数据层为 L_{at}) 后, 如果满足条件: $L_{at} > \max_{k \neq j} \{L_{cur}(I_k, S_{i0})\}$, 则该节点需要向上游节点发送 ADD-REQ(S_{i0}, L_{at}) 消息, 请求上游节点的相应端口发送会晤 S_{i0} 的 L_{at} 层数据, 以改善接收媒体的质量。上游节点收到 ADD-REQ(S_{i0}, L_{at}) 消息后的操作为:

If ($L_{at} > L_{cur}(I_j, S_{i0})$) then

ADD(I_j, S_{i0}, L_{at});

If ($L_{at} > \max_{k \neq j} \{L_{cur}(I_k, S_{i0})\}$) then

Forward ADD-REQ(S_{i0}, L_{at}) to Upstream

5 实验仿真

我们使用网络模拟软件 NS2(network simulator

version 2)^[7], 对上述的 LMR 系统进行了初步的仿真实验。仿真实验的网络拓扑结构如图 2 所示。



图 2 仿真实验的网络拓扑结构

Fig. 2 Network topology of the simulation experiment

设 Source 为分层组播会晤 S_1 的源节点, R_1 与 R_2 分别是该组播会晤的接收节点。原始多媒体信号共分解为 5 层进行压缩编码, 各层码流的速率分别为: 400 bps, 300 bps, 200 bps, 200 bps, 200 bps。 R_1 与 R_2 对 QoS 的需求为: R_1 的 $L_{rev}=2, L_{max}=5$; R_2 的 $L_{rev}=1, L_{max}=4$ 。根据 R_1 与 R_2 对会晤 S_1 的 QoS 需求, 各输出链路对会晤 S_1 的相关状态设置为: 链路 $LMR2 \rightarrow R_1$ 的 $L_{rev}=2, L_{max}=5$; 链路 $LMR2 \rightarrow R_2$ 的 $L_{rev}=1, L_{max}=4$; 链路 $LMR1 \rightarrow LMR2$ 的 $L_{rev}=2, L_{max}=5$ 。

图 3 示出了接收节点 R_1 与 R_2 在仿真实验中对分层组播会晤 S_1 的吞吐量情况。

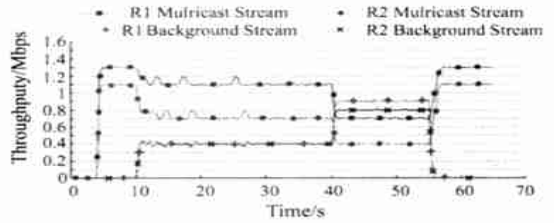


图 3 仿真结果

Fig. 3 Results of simulation experiment

源节点从 4 s 开始以组播方式发送 5 层码流, 总带宽为 1.3 Mbps。由于此时整个网络系统比较空闲, 各接收节点均可获得自己所需的最高码流层数, 即 R_1 接收 5 层码流 (1.3 Mbps), R_2 接收 4 层码流 (1.1 Mbps)。

在 10 s, 系统引入一个 400 kbps 的背景流 (background stream) 以组播的方式从源向各接收节点发送。该背景流引起链路 $LMR2 \rightarrow R_1$ 与 $LMR2 \rightarrow R_2$ 的拥塞。系统通过自适应机制, 增加对高层码流的过滤, 减缓链路拥塞的状态, 保证重要性更高的低层码流能够无丢失地通过, 使接收方仍然可获得较好的接收质量。这时, R_1 与 R_2 基本上可以分别稳定接收 4 层 (总带宽为 1.1 Mbps) 与 2 层 (总带宽为 0.7 Mbps) 码流。10 s 到 40 s 期间, 在 R_1 与 R_2 对组播流接收的图线上都可以观察到几个小凸点, 这是 $LMR2$ 在进行 ADD 操作。但当增加一层码流后, 链路马上进入拥塞状态, $LMR2$ 迅速通过 DROP

操作回到原来的传输状态。由于 ADD 操作失败后,我们以指数的方式增加 ADD 操作的最小时间间隔 (add intl), 从而有效防止了链路反复进入拥塞状态, 保持媒体接收质量的稳定。

在 40 s, 背景流的速率增加到 2 Mbps, 已经超过了链路 LMR2→R1 与 LMR2→R2 的带宽。由于系统具有资源预留机制, 仍可以使各接收节点获得最基本的质量保证。R1 可以无丢失地接收低 2 层码流(总速率为 700 kbps), R2 可以无丢失地接收底层码流(速率为 400 kbps)。

在 55 s, 背景流停止发送, 网络恢复比较空闲的状态。系统通过自适应机制, 迅速使各接收节点重新获得各自所需的最高的媒体质量。

仿真结果表明, 该分层组播系统基本达到了预期的设计目标。

6 小 结

本文提出了一个具有资源预留机制的自适应分层组播系统的实现方案。在本方案中, 通过对 RSVP 进行扩展, 采用接收方驱动的机制, 由接收方向组播传输系统预定最高的接收码流层数与最低的接收码流层数。系统采用资源预留的机制, 保证各接收节点能够无丢失地接收到各自所需的最低码流层数, 确保了媒体的基本质量。中间网络节点根据网络的闲忙状态, 采用自适应过滤算法对位于最高码流层数与最低码流层数之间的数据流进行实时调控, 保证重要性较大的低层码流优先无丢失地通过。仿真实验表明, 本文提出的分层组播系统能够高效

地解决异种组成员以及对网络动态变化的自适应问题, 保证了各接收节点能够获得各自所需的基本媒体质量, 同时可避免发送不必要的数据层, 提高了带宽的利用率。

参考文献:

- [1] SANKU J O. An agent-assisted layered multicast architecture for videoconferencing in heterogeneous internet-works[D]. Texas A & M University, 1998.
- [2] McCANNE S, JACOBSON V, VETTERLI M. Receiver-driven layered multicast[J]. SIGCOMM' 96, 1996, 24 (8): 117—130.
- [3] NAKAUCHI K, MORIKAWA H, AOYAMA T. Network-supported rate control mechanism for multicast streaming media // The 2001 Symposium on Applications and the Internet (SAINT-2001)[M]. San Diego, California, USA, 2001, 1: 131—139.
- [4] BRADEN R, ZHANG L, BERSON S, et al. Resource ReSerVation Protocol (RSVP) —— Version 1 Functional Specification, RFC2205, 1997, 12.
- [5] BENNETT J C R, ZHANG H. WF2Q: Worst-case fair weighted fair queueing[J]. INFOCOM' 96, 1996, 24 (3): 120—128.
- [6] BENNETT J C R, ZHANG H. Hierarchical packet fair queueing algorithms[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1997, 5(5): 675—689.
- [7] BERKELEY U C, LBL, USC/ISI, Xerox PARC. The ns Manual (formerly ns notes and documentation)[EB/OL]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/doc/ns-doc.pdf>, 2001, 3.

The Implimental Scheme of Adaptive Layered Multicast System with Resource Reservation

LIU Yu heng, ZHANG Guang zhao

(Department of Electronics & Communication Engineering,

Sun Yat sen (Zhongshan) University, Guangzhou 510275, China)

Abstract: An implimental scheme of adaptive layered multicast system with resource reservation is presented. It supports a receiver oriented negotiation for the minimum number and the maximum number of media layers. Resource reservation in LMR will guarantee the basic Quality of the media at the receiver. The number of layers forwarded will be adjusted by the adaptive filtering function dynamically to meet the status of network. The simulation results show that this scheme can efficiently solve the problems of heterogeneous group members and the adaptation to the frequent change of network status.

Key words: layered multicast; adaptive; resource reservation; RSVP; LMR