

# 基于 ECN 的单播流与多播流间带宽共享算法<sup>\*</sup>

杨明<sup>1,2</sup> 张福炎<sup>1</sup>

(南京大学计算机科学系 南京210093)<sup>1</sup> (解放军理工大学 南京210007)<sup>2</sup>

An ECN-Based Bandwidth Sharing Algorithm for Unicast and Multicast Flows

YANG Ming<sup>1,2</sup> ZHANG Fu-Yan<sup>1</sup>

(Department of Computer science, Nanjing University, Nanjing 210093)<sup>1</sup> (University of Science and Technology, PLA, Nanjing 210007)<sup>2</sup>

**Abstract** An ECN-based implementing bandwidth-sharing algorithm for unicast and multicast flows is presented. The algorithm uses a bandwidth allocation strategy to give an incentive to multicast flows in bandwidth allocation according to algorithm of the number of receivers, and to assure the unicast flows get their bandwidth shares fairly. Provided best-effort networks, an ECN-based congestion control algorithm is used to implement differentiated service in bandwidth allocation between unicast flows and multicast flows. In implementation, we solve the problems such as receiver's number estimation, the RTT estimation and compromise between convergence and stability. The simulation results show that the algorithm can implement bandwidth sharing for TCP flows and multicast flows. At the same time, the algorithm not only allocates more bandwidth to multicast flows, but promises TCP flows to get their fair bandwidth share.

**Keywords** Bandwidth sharing, Multicast, ECN

## 1 引言

多播是一种实现多点传输的通信方式,和基于单播实现多点通信的方式相比,多播能有效节省网络资源。对于参与通信的用户数量较大的应用如音频/视频广播,多播的优势将更为明显。然而,目前的 Internet 上采用的 IP 多播是基于 UDP 协议之上,没有相应的资源分配机制和拥塞控制机制,由于担心多播会攫取太多的资源,网络管理者对多播的大规模使用一直持犹豫和谨慎态度。为此,如何在单播流与多播流之间合理地共享资源成为值得研究的问题。

Internet 工程任务组(IETF)编制了开发 TCP 友好多播拥塞控制方案的指南<sup>[1]</sup>,该指南建议将一个多播流等同为一个单播流。A. Legout 指出在资源共享时多播流等同于单播流会导致众多的多播用户缺乏必要的满意度,降低使用多播的激励作用。为此, A. Legout<sup>[2]</sup>提出新的基于用户数目的分配策略(logRD)来实现鼓励多播的使用。LogRD 分配策略将不再把多播流与单播流一视同仁,而是根据多播用户数的多少对多播流在资源分配上给予一定的侧重,同时为保证对单播流一定的公平性,采用对数函数对多播用户数在分配上的作用进行限制。这样,多播流与单播流可被看作是两类服务需求的流,要实现 LogRD 分配策略就要面临这样一个问题:如何在仅提供尽力传送服务的 IP 网络中实现这种区分服务。

近来,对拥塞资源进行有效分配问题的研究很活跃。其中,MacKie-Mason 和 Varian 主张引入价格机制进行资源分配,提出采用基于竞标的方式 smart market 机制<sup>[3]</sup>。F. Kelly<sup>[4,5]</sup>则提出基于效用最优的资源共享模型,认为可按一定的公平准则如比例公平(proportional fairness)进行资源分配。比例公平可以通过拥塞价格与端用户的速率调节间的相互作用来实现,为在 IP 网络中实现资源分配的区分服务提供了可能。显式拥塞信号 ECN (Explicit Congestion

Notification)<sup>[6]</sup>是新近提出用于在 Internet 向端系统或应用提供拥塞信息的一种方法,其目的是鼓励或强制用户进行合作,以便使网络尽可能处于非拥塞状态。在 F. Kelly 的模型中,ECN 标记可用作表示拥塞价格。

尽管 A. Legout 提出 logRD 分配策略,但没有提出相应的实现方法,原因在于实现该分配策略存在许多难题,为此,本文提出一种基于 ECN 的单播流与多播流间资源共享算法,在尽力传送网络环境中实现对带宽分配的区分服务。

## 2 单播流与多播流间资源共享策略

logRD 分配策略的主导思想是:使用多播因节省网络资源会带来相应的资源增益(gain),网络在资源分配上应对多播用户予以奖励。一个流  $S_i$  在链路  $l$  上获得的带宽  $B(S_i, l)$  将依赖于其产生的资源增益,即位于链路  $l$  下游链路上的所有接收用户数  $R(S_i, l)$  的对数。令  $C_l$  表示链路  $l$  的带宽容量,  $n$  为流经链路  $l$  上流的数量,logRD 分配策略可表示为:

$$B(S_i, l) = \frac{1 + \ln R(S_i, l)}{\sum_{j=1}^n (1 + \ln R(S_j, l))} C_l$$

对于单播流来说,由于  $R(S_i, l)$  始终为1,而对于多播流,  $R(S_i, l)$  则可能大于1,因此多播流将获得较单播流更多的带宽资源。随着  $R(S_i, l)$  越大,获得的带宽将越大,但增大的幅度将随  $R(S_i, l)$  的增加而递减。

## 3 算法描述

网络资源的分配通常由路由器中的包调度策略实现,因此实现单播流和多播流间资源分配的理想方式是由路由器通过包调度策略来完成。然而,当前的 Internet 中的大多数路由器还是采用先来先服务(FCFS)调度策略,在这种调度策略下,网络将无法为单播流和多播流提供公平的和区分的服务。在这种前提下,单播流和多播流间资源共享只能通过端系统

<sup>\*</sup> 本课题获国家自然科学基金资助(项目编号60103013),江苏省自然科学基金资助(项目编号BK2001035)。杨明 博士后,研究方向是多媒体传输技术、多播通信。张福炎 教授,博士生导师,研究方向是多媒体技术、数字图书馆。

对流的控制来实现。为此,我们的基本思路是通过多播流进行拥塞控制来完成多播流与单播流间的资源共享,并且在资源共享过程中让多播流获得相对与单播流更多一些的带宽资源。

我们的算法将建立在以下两个假定之上:

(1) 网络中的包调度方式是先来先服务(FCFS)调度策略。

(2) 网络提供某种形式的显式拥塞信号。

### 3.1 基本算法

由于目前 IP 网络中的单播应用大多使用 TCP 协议,因此我们将单播流当作 TCP 流进行处理。根据 logRD 分配策略,一个多播流获得的带宽份额应为一个 TCP 流的  $m=1+\ln R(S_r, l)$  倍。由于目前的 IP 网络不提供有效的资源保证的服务,如何在 IP 网络中实现多播与单播间的不同资源要求便成为难题。然而,通过基于拥塞价格的拥塞控制模型我们知道,只要网络能反映拥塞价格的信息,由端系统去完成实现自身目标的速率调节,便可在现有 IP 网络中实现区分服务。事实上,拥塞价格不一定是现实生活中的钱,而可看作是虚拟钱的概念。在具体实现过程中,只要网络能给出反映资源使用情况的信息,而 ECN 信息正好可用于传递资源使用的反馈信息。为此我们提出一种基于 ECN 的实现单播和多播资源共享的实现方法:根据采用的公平性原则,为单播和多播选择合适的效用函数,根据获得的 ECN 反馈信息,由端用户完成速率调节,从而完成单播和多播间的资源共享。

端系统可采用 F. Kelly 等人提出的基于拥塞价格的速率调节方程来实现资源共享。

$$\frac{dx_r(t)}{dt} = k_r (w_r(t) - x_r(t) p_r(t)) \quad (1)$$

$$p_r(t) = \sum_{j \in r} p_j(Y_j(t)) \quad (2)$$

其中,  $r$  为用户  $i$  的通信流的传输路由,  $x_r(t)$  为表示  $t$  时刻在路由  $r$  上申请的速率;  $Y_j(t)$  表示  $t$  时刻经过链路  $j$  的通信量,即  $Y_j(t) = \sum_{i \in r} x_i(t)$ 。  $p_j(Y_j(t))$  为链路  $j$  的流经通信量为  $Y_j(t)$  时的拥塞价格,  $p_r(t)$  为用户  $i$  在传输路由  $r$  中所经历的拥塞价格总和。方程(1)(2)表示用户  $i$  的速率变化匹配于它愿意支付的钱  $w_r(t)$  与当时的拥塞计费值的差。

参数  $w_r(t)$  与用户选择的效用函数有关,相应的效用函数为  $U_r(x_r)$ ,  $w_r(t) = x_r(t) U_r(x_r(t))$ 。采用固定时间后调节速率的离散时间表示式为:

$$x_r(t+\Delta t) = x_r(t) + k_r (x_r(t) U_r(x_r(t)) - x_r(t) p_r(t)) \quad (3)$$

在具体实现中,拥塞价格  $p_r(t)$  可由 ECN 标记数来表示。每个分层多播用户定时收到的 ECN 数目,根据速率控制公式计算各自的速率,然后依据速率的增加或减少确定是增加新的分层、或是减少当前分层、还是保持当前分层。基本控制框架如下:

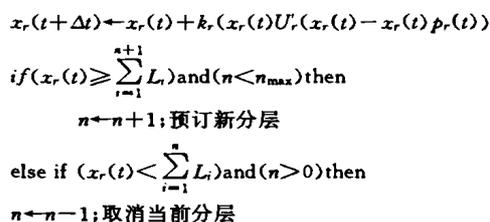


图1 速率调节的控制框架

### 3.2 效用函数的选择

要使用图1中的控制算法,首先需要确定效用函数。效用

函数的选择与采用的公平性准则有关。为实现单播流与多播流在带宽分配上的区分服务,我们使用一种广义的 TCP 友好公平—有界公平性(bounded fairness)概念<sup>[11]</sup>,有界公平性定义了一种多播的公平分配,其基本定义是在资源分配中,一个多播流获得带宽资源是与其处在同一瓶颈链路的一个 TCP 流获得带宽有限倍,即  $a \times r_{TCP} \leq r_{mult} \leq b \times r_{TCP}$ ,其中  $a$  和  $b$  与多播流的接收者的数目有关。

J. Crowcroft 提出一种实现加权比例公平的端到端区分服务方法—MulTCP<sup>[7]</sup>,MulTCP 将类似多个虚拟 TCP 的组合。为此,可将多播流看作一个组合有  $m=1+\ln R(S_r, l)$  个 TCP 的 MulTCP 流。而 F. Kelly<sup>[5]</sup>提出可将 MulTCP 的效用函数选为:  $U_r(x_r(t)) = \frac{\sqrt{2m}}{T_r} \arctan(\frac{T_r}{\sqrt{2m}} x_r(t))$ ,其中  $T_r$

为巡回时间,则  $w_r(t) = x_r(t) U_r(x_r(t)) = \frac{2m^2 x_r(t)}{2m^2 + T_r^2 (x_r(t))^2}$ ,

系统平衡时的速率为  $x_r = \frac{m}{T_r} \sqrt{\frac{2}{p_r}}$ ,这和文[10]中的结果是相近似的。

$$x_r(t+\Delta t) \leftarrow x_r(t) + k_r (\frac{2m^2 x_r(t)}{2m^2 + T_r^2 (x_r(t))^2} - x_r(t) p_r(t)) \quad (4)$$

### 3.3 ECN 标记策略

速率方程中的  $x_r(t) p_r(t)$  显式拥塞告示 ECN 是近来提出的用于向信源提供可能导致拥塞发生的早期指示信号。ECN 信号由网络提供,ECN 信号可以是包丢失或 ECN 标记等多种具体实现方式,但多与路由器采用的主动队列算法有关。

主动队列管理策略如随机早期检测 RED 通过 ECN 标记实现对拥塞的早期预告。随机早期检测 RED(Random Early Detection)是 Floyd 和 Jacobson 提出的一种有代表性的主动队列管理方法。其基本机制为:路由器通过计算平均队列长度来检测可能发生的拥塞,如果超过预设的队列长度阈值,到达的数据分组将按一定的概率被标记(或丢弃),标记或丢弃概率是平均队列长度的函数。

为了增加标记分组的比例,Gibbens<sup>[9]</sup>提出另一种 ECN 标记策略——虚拟队列 VQ(Virtual Queue),虚拟队列管理假定到达真实队列的分组也将进入一个虚拟队列 VQ 中,VQ 的服务速率和队列缓冲长度均为原真实队列服务速率和队列缓冲长度的  $\alpha$  倍,其中  $\alpha < 1$ 。VQ 的标记规则是当虚拟队列长度超过某个预设队列长度阈值,就标记进入真实队列中的每个分组,直到虚拟队列的长度变为零。

在我们的算法中  $p_r(t)$  表示 ECN 标记概念,  $x_r(t) p_r(t)$  表示用户收到的 ECN 标记数。

### 3.4 收敛速度与稳定性

为保证控制方程(3)的收敛,参数  $k_r$  必须为一小的正数,即  $0 < k_r < \epsilon$ 。在这个范围内,参数  $k_r$  控制速率收敛快慢和速率稳定性,然而收敛速度与稳定性存在一定的矛盾。 $k_r$  选择较大值时,系统会有较快的收敛速度,但速率会呈现摆动幅度较大的波动;相反, $k_r$  选择较大值时,速率变化有较好的平滑性,但系统收敛速度会缓慢一些。

参数  $k_r$  的选择还是目前研究的课题。在本算法中,我们通过选择不同的  $k_r$  值来模拟 TCP 拥塞中的慢启动、拥塞避免和拥塞恢复三个阶段,慢启动阶段速率变化较快,有利于提高链路的利用率,选择较大的  $k_r$  值;进入拥塞避免阶段后,选择较小的  $k_r$  值;拥塞恢复时,选择适中的  $k_r$  值来加快拥塞的

消除。因此参数  $k_r$  选择策略为:

$$\text{参数 } k_r(t) = \begin{cases} k_s & \text{慢启动状态} \\ k_a & \text{拥塞避免状态} \\ k_r & \text{拥塞恢复状态} \end{cases} \quad \text{其中 } 0 < k_a < k_c < k_r < \epsilon$$

其中,拥塞状态与非拥塞状态是通过端系统的包标记率来确定的,非拥塞状态中的慢启动状态与拥塞避免状态则通过类似 TCP 算法中的慢启动阈值来确定。

### 3.5 拥塞判断与解除

由于 ECN 作为一种拥塞的早期信号,由于包标记是在路由器中排队长度大于预订的阈值时进行的,此时可能还未发生真正的包丢失,包标记的数量将远多于包丢失的数量,因此将一个标记包等同于一个包丢失可能会导致较低的带宽利用率。将包标记率作为判断拥塞的依据可以避免上述问题。在选择包标记率的拥塞阈值时,应考虑到 ECN 的特点,包标记率的拥塞阈值  $p_c$  应选择得大一些。在我们的算法中  $p_c = 0.8$ 。在每个往返时延内测定各自的包标记率  $p_m$ ,若  $p_m > p_c$ ,则进入拥塞状态。

由于在一个往返时延测定的包标记率变化很快,而拥塞的恢复需要一定的时间,因此我们采用一个加权的平均包标记率  $\bar{p}_m$  来确定拥塞结束的时机。其中  $\bar{p}_m = (1 - \alpha)\bar{p}_m + \alpha p_m$ 。当  $\bar{p}_m < p_c$ ,则解除拥塞状态。 $p_c$  通常较小些,在我们实验中取  $p_c = 0.4$ 。当处于拥塞状态时,必须采取相应措施进行拥塞恢复。

### 3.6 成员数估计

要实现上述的资源共享算法,还必须确定位于链路  $l$  下游链路上的所有接收用户数  $R(S_i, l)$ ,然而,目前的 IP 多播机制中提供的是一种类似匿名的服务,即发方并不知道收方的情况,多播路由器也不保存其下游成员的信息,为此只能采用一定的方法来估计多播成员的数目。目前主要有两种多播成员数估计方法:基于探查的方法和基于定时器的方法。由于基于探查的方法可能需要多个轮次,而基于定时器的估计可在一个轮次内完成,因此我们将采用基于定时器的方法。

基本方法为:即收方在获悉估计信号后,开启延迟定时器,在定时器未超时前,如果收到来自其他收方的响应信号,则放弃发送该响应信号,并取消延迟定时器,否则在定时器超时时立即多播响应信号。定时器可采用 J. Nonnenmacher<sup>[9]</sup> 提出的定时器设置方案。每个接收者使用一个在区间  $[0, T]$  上的截尾指数分布定时器,其概率密度函数为:

$$f_{timer}(z) = \begin{cases} \frac{1}{e^\lambda - 1} \times \frac{\lambda}{T} e^{-\lambda z} & , 0 \leq z \leq T \\ 0 & , \text{otherwise} \end{cases}$$

在给定  $\lambda$  的情况下,调节  $T$  可控制反馈数目和反馈响应时间。 $T$  越小响应时间越快,但随着收方数量的增多反馈数量也会变多。收到的反馈的数学期望  $E(X)$  与成员数  $R$  满足下列关系:

$$E(X) = R \frac{e^{c/T} - 1}{e^\lambda - 1} - e^{c/T} \left( \left( \frac{1 - e^{-\lambda/T}}{1 - e^{-\lambda}} \right)^R - 1 \right), 0 < c < T$$

其中  $c$  为成员间的传输时延,在选定  $\lambda$  和  $T$  (通常为  $c$  的倍数)后,根据收到反馈的数量可估计出成员数。

若多播拥塞控制采用基于收方主动的控制方法,确定位于链路  $l$  下游链路上的所有接收用户数  $R(S_i, l)$  的工作将由每个收方采用上述的估计方法完成,若在整个多播树范围进行估计,不仅会使估计数偏大,而且导致网络产生大量的反馈,因此必须限制估计的范围。多播的传输范围可采用设置多播包中的生存时间 TTL 字段进行限制。

### 3.7 巡回时间 RTT 估计

由于速率计算的过程中需要巡回时间 RTT,而 RTT 还会随网络的状态发生变化,因此需要确定相应的估计方法。和单播相比,多播中不同收方的 RTT 确定会变得很困难,如果继续采用接收 ACK 的方式来确定 RTT,将无可避免地遇到难以解决的 ACK 内陷问题。更可行的方法是由收方通过测定单向传输时延来估计各自的 RTT,即:  $T_{RTT} = 2 \times (T_{receive} - T_{send})$ 。然而,由于发方和收方间缺乏同步时钟,时钟的不同步和精度的差别会使这种 RTT 的估计因误差过大而失效。

我们提出一种新的 RTT 测定方法:每个收方的巡回时间等于发出加入(接收)请求到实际接收到第一个数据包的时间间隔,即:  $T_{RTT} = T_{receive} - T_{join}$ 。

收方的巡回时间在预订下一个新层之前将不作更新,每当收方加入新层时,获得新的巡回时间值  $T_{RTT}$ 。根据多播路由协议,收方的加入请求不一定会到达发方,因此,获得的巡回时间估计值将小于等于实际的巡回时间值。因此,我们采用如下的更新方式:

$$T_{RTT} = (1 - \epsilon) \times T_{RTT} + \epsilon \times T'_{RTT}$$

$$\text{其中, } \epsilon = \begin{cases} 0.125 & T_{RTT} \leq T'_{RTT} \\ 0.250 & T_{RTT} > T'_{RTT} \end{cases}$$

## 4 仿真结果与分析

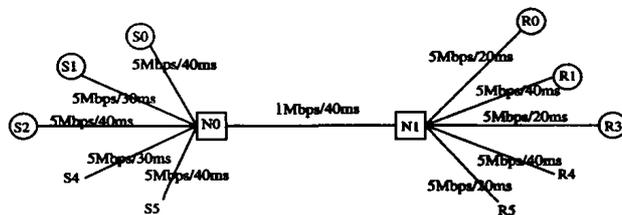


图2 仿真实验的网络拓扑

我们通过网络仿真软件 ns 来进行仿真实验。在仿真实验中,采用图2所示的网络模型,有4个 TCP 流和1个分层多播流共享一段瓶颈带宽。TCP 采用能快速重传的 TCP Reno, TCP 的初始窗口为30。分层多播流的数据组织采用各层相等体制,分层粒度 (granularity) 为100Kb/s。包大小统一为1000字节。路由器采用虚拟队列 VQ<sup>[9]</sup> 队列管理方式,队列长度为15,标记阈值为13。

首先,我们比较了1个 TCP 流与1个分层多播流对带宽的共享情况。图3显示了当参数  $m$  取不同值时,多播流与 TCP 流各自的吞吐率。当  $m = 1$  时, TCP 流获取了较多的带宽资源,而多播流仅获得近20%的瓶颈带宽; TCP 流显示出较大的波动性,而多播流的速率变化则较为平滑。当  $m = 2$  时, TCP 流仍获得近50%的带宽资源,而多播流则获得更多的接近40%的带宽资源。TCP 流仍显示出一定的波动性,但波动幅度有所减小;而多播流依旧保持良好的平稳性。当  $m = 4$  时,多播流获得带宽份额已经超过 TCP 流,多播流获得近60%的带宽资源,而 TCP 获得近35%的带宽资源。当  $m = 8$  时,在对瓶颈带宽资源的竞争中,多播流获得了绝对的优势,获得80%还多的资源,但 TCP 流也获得了近12%的带宽资源。此时,多播流和 TCP 流均显示出良好的平稳性。另外,综合4个图可看出多播流几乎在  $t = 20$  秒时便接近其收敛速率。

通过该实验,我们看到1个单播流和1个多播流能够进行带宽共享,并且通过调节参数  $m$ ,可控制多播流获得的带宽共

享份额。随着参数  $m$  的增大,多播流将获得更多的带宽份额,同时一定范围内 TCP 流在带宽竞争中仍能获得相应的带宽份额,而避免了“饿死”情况的发生。此外,实验显示出多播

流也具有类似 TCP 的慢启动过程,能有效地加快速率的收敛。多播流不仅具有良好的稳定性,还能平滑 TCP 流波动程度。

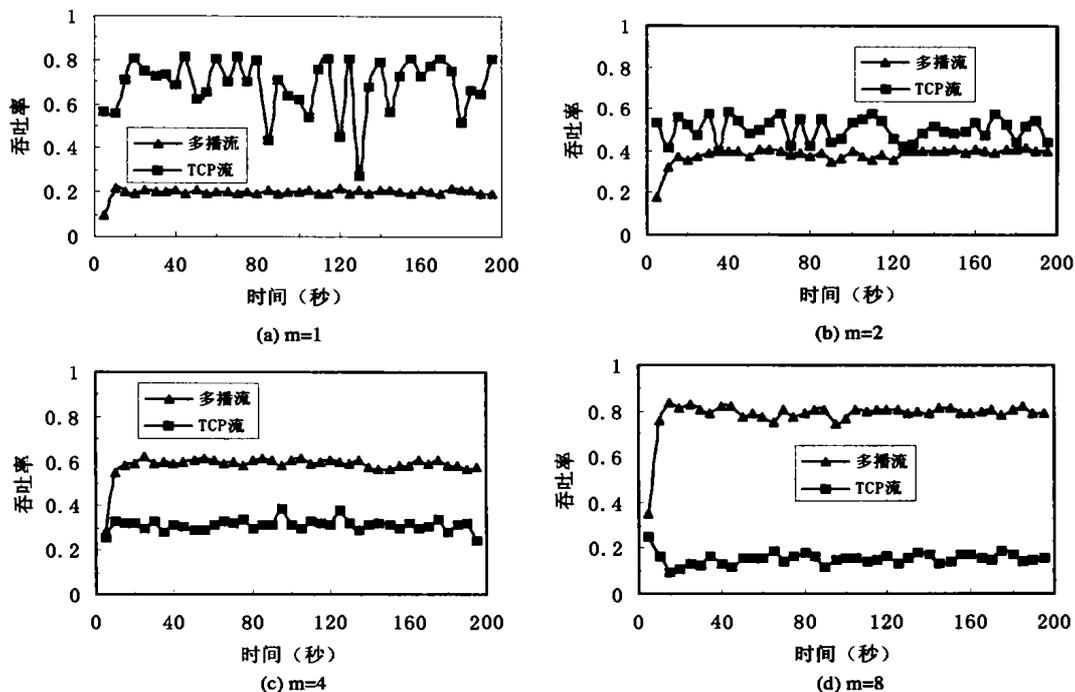


图3 1个分层多播流与1个TCP流的带宽共享

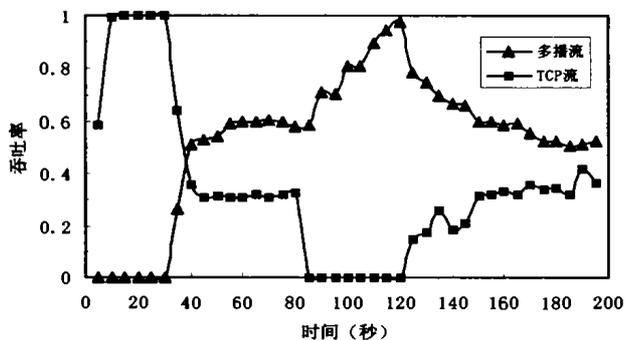


图4 1个多播流与1个TCP流的带宽协商

在实际应用中, TCP 流和多播流可能不会同时开始,因

此有必要了解 TCP 流和多播流在不同步状态下对带宽资源的共享。图4显示了1个 TCP 流和1个多播流在不同步时对瓶颈带宽的竞争情况。在该实验中,多播流选用的参数为  $m=4$ , TCP 流在  $t=0$ 秒时开始会话,此时网络中仅有这个 TCP 流,它获得了全部带宽资源。在  $t=30$ 秒时,多播流启动,开始加入对带宽资源的竞争中,在竞争中, TCP 流让出了部分带宽,因此 TCP 的吞吐率下降,而多播的吞吐率上升;二者在近  $t=45$ 秒时,接近一种平衡。当  $t=80$ 秒时, TCP 流终止会话,多播流获得全部带宽,因此,其吞吐率开始增加,逐渐接近1.0。当  $t=120$ 秒时, TCP 流又重新启动会话,带宽资源的竞争又重新开始在竞争中多播流将让出部分带宽份额给 TCP 流,在  $t=160$ 秒左右,这种资源的重新分配接近一种平衡。

通过该实验可看出,无论是 TCP 流还是多播流先占用所

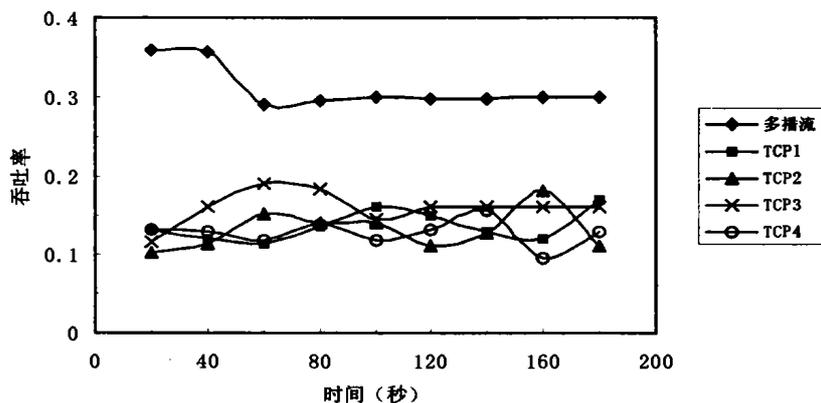


图5 1个多播流与4个TCP流的带宽共享

(下转第140页)

- 12 <http://www.alertsystems.org/>
- 13 Imielinski T, Goel S. DataSpace: querying and monitoring deeply networked collections in physical space. ACM International Workshop on Data Engineering for Wireless and Mobile Access MobiDE 1999, Seattle, Washington, 1999. 44~51
- 14 Johnson P, et al. Remote continuous physiological monitoring in the home. Journal of Telemedicine and Telecare, 1996, 2(2): 107~113
- 15 Ogawa M, et al. Fully automated biosignal acquisition in daily routine through 1 month. In: Intl. Conf. on IEEE-EMBS, Hong Kong, 1998. 1947~1950
- 16 Celler B G, et al. An instrumentation system for the remote monitoring of changes in functional health status of the elderly. In: Intl. Conf. IEEE-EMBS, New York, 1994. 908~909
- 17 Coyle G, et al. Home telecare for the elderly. Journal of Telemedicine and Telecare, 1995(1): 183~184
- 18 Essa I A. Ubiquitous sensing for smart and aware environments. IEEE Personal Communications, Oct. 2000. 47~49
- 19 Herring C, Kaplan S. Component-based software systems for smart environments. IEEE Personal Communications, Oct. 2000. 60~61
- 20 Petriu E M, et al. Sensor-based information appliances. IEEE Instrumentation and Measurement Magazine, Dec. 2000. 31~35
- 21 Pottie G J, Kaiser W J. Wireless integrated network sensors. ACM Communications, 2000, 43(5): 51~58
- 22 <http://www.darpa.mil/body/pdf/FY03BudEst.pdf>
- 23 Sinha A, Chandrakasan A. Dynamic power management in wireless sensor networks. IEEE Design & Test of Computers, 2001, 18(2): 62~74
- 24 Mm R, Fun'er T, Chandrakasan A P. Dynamic voltage scaling techniques for distributed microsensor networks. In: Proc. IEEE Computer Society Annual Workshop VLSI (WVLSI '00), Orlando, FL, Apr. 2000. 43~46
- 25 Sinha A, Min P, Furrer T, Chandrakasan A. Operating System Directed Power management in Wireless Sensor Networks. the Ninth International Conference on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems (ASPLOS-IX), Nov. 2000
- 26 The MIT  $\mu$  AMPS Project. <http://www-mtl.mit.edu/research/icsystems/uamps/>
- 27 <http://developer.intel.com/design/strong/>
- 28 Shih E, et al. Physical layer driven protocol and algorithm design for energy-efficient wireless sensor networks. In: Proc. of ACM MobiCom'01, Rome, Italy, July, 2001. 272~286
- 29 <http://www.intel.com/update/archive/issue20/stories/top3.htm>
- 30 Heinzelman W R, Kulik J, Balakrishnan H. Adaptive protocols for information dissemination in wireless sensor networks. In: Proc. of the ACM MobiCom'99, Seattle, Washington, 1999. 174~185
- 31 Kulik J, Heinzelman W R, Balakrishnan H. Negotiation-Based Protocols for Disseminating Information in Wireless Sensor Networks. Wireless Networks, 2002, 8: 169~185
- 32 Intanagonwiwat C, Govindan R, Estrin D. Directed diffusion: a scalable and robust communication paradigm for sensor networks. In: Proc. of the ACM MobiCom'00, Boston, MA, 2000. 56~67
- 33 Estrin D, Govindan R, Heidemann J, Kumar S. Next Century Challenges: Scalable Coordination in Sensor Networks. In: Proc. of the ACM MobiCom'99, Seattle, Washington, 1999. 263~270
- 34 Heinzelman W R, Chandrakasan A, Balakrishnan H. Energy-Efficient Communication Protocol for Wireless Microsensor Networks. In: IEEE Proc. of the 33rd Intl. Conf. on System Sciences (HICSS '00), Jan. 2000. 1~10
- 35 Heinzelman W, Chandrakasan A, Balakrishnan H. An Application-Specific Protocol Architecture for Wireless Microsensor Networks. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2002, 1(4): 660~670

(上接第112页)

有带宽资源,后来者均能通过带宽的协商获得相应的带宽份额,避免了先入为主的不公平现象。

图5比较了1个多播流与4个TCP流对带宽资源的共享情况。其中多播流选用的参数为 $m=4$ 。在初期阶段(0至40秒),多播会话获得了近36%的带宽资源,而每个TCP会话也获得13%左右的带宽。在 $t=40\sim 50$ 秒期间,经过所有会话对资源的竞争,资源获得重新分配,多播会话让出了部分资源;而TCP会话也获得了相对更多的资源。随后,系统对资源共享进入了相对的平稳期,多播流较为平稳,而TCP会话则出现轻微的波动。

**结束语** 在资源共享上将多播流等同于单播流会导致众多的多播用户缺乏必要的满意度,降低其使用多播的积极性。本文提出一种基于ECN的实现单播流与多播流带宽共享的算法。算法利用F. Kelly提出的基于拥塞价格的速率控制模型,在带宽资源分配时,将一个多播流获得的带宽份额等同于一个MulTCP,其中MulTCP的参数 $m$ 等于估计出多播用户数的对数。端用户根据网络提供的显式拥塞信号ECN数对速率进行调节,从而完成与单播流的资源共享。仿真结果显示该算法能有效实现既鼓励多播的使用又保证TCP流获得相对公平的资源。

### 参考文献

- 1 Mankin A, et al. IETF Criteria for Evaluating Reliable Multicast Transport and Application Protocols. IETF RFC 2357, June 1998
- 2 Legout A, et al. Bandwidth Allocation Policies for Unicast and Multicast Flows. INFOCOMM'99, 1999
- 3 Mackie-Mason J K, Varian H. Pricing the Internet. In: B. Kahin, J. Keller, eds. Public Access to the Internet. Prentice-Hall, New Jersey, 1994
- 4 Kelly F P, Maulloo A K, Tan D H K. Rate control in communication networks: Shadow prices, proportional fairness, and stability. J. Oper. Res. Soc., 1998, 49: 237~252
- 5 Kelly F P. Mathematical modelling of the Internet. In: Proc. the Fourth Intl. Congress on Industrial and Applied Mathematics, July 1999
- 6 Ramakrishnan K K, Floyd S. A proposal to add Explicit Congestion Notification (ECN) to IP. RFC 2481, Jan. 1999
- 7 Corwcroft J, Oechslin P. Differentiated end-to-end Internet services using a weighted proportionally fair sharing TCP. ACM Comp. Commun. Rev., 1998, 28: 53~67
- 8 Nonnenmacher J, Biersack E W. Optimal multicast feedback. In: Proc. IEEE Infocom, San Francisco, USA, March 1998
- 9 Gibbens R J, Kelly F P. Distributed connection acceptance control for a connectionless network. in Teletraffic Engineering in a Competitive World. In: Proc. ITC16, P. Key and D. Smith, eds. Elsevier, June 1999. 941~952
- 10 Mathis M, Semke J, Mahdavi J, Ott T. The macroscopic behaviour of the TCP congestion avoidance algorithm. Computer Communication Review, 1997, 27: 67~82
- 11 Wang H, Schwartz M. Achieving bounded fairness for multicast TCP traffic in the Internet. Proc. SIGCOMM'98, 1998