

## 基于局域信息少数者博弈的拥塞控制算法

王祖喜, 邓昭彰, 李力

(华中科技大学 自动化学院 多谱信息处理技术国家重点实验室, 湖北 武汉 430074)

**摘要:** 针对目前已有的拥塞控制算法普遍存在资源利用率低下、RTT 不公平和多瓶颈链路不公平等问题, 分析了网络拥塞控制中的博弈现象, 考虑网络局域信息在拥塞控制过程中的影响, 建立了一种基于局域信息少数者博弈的拥塞控制模型, 提出并实现了一种基于局域信息少数者博弈的拥塞控制算法。仿真实验表明, 该算法在保证瓶颈链路资源利用率的同时, 有效地解决了异构 RTT 流的不公平性问题, 实现了多瓶颈链路下的最大最小公平性。

**关键词:** 拥塞控制; 局域信息; 少数者博弈

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2014)01-0148-08

## Fair and efficient network congestion control algorithm based on minority game with local information

WANG Zu-xi, DENG Zhao-zhang, LI Li

(National Key Laboratory of Science and Technology on Multispectral Information Processing,  
School of Automation, Huazhong University of Science & Technology, Wuhan 430074, China)

**Abstract:** Low link utility, RTT unfairness and unfairness of Multi-Bottleneck network are the existing problems in the present network congestion control algorithms at large. Considering the local information of network, a congestion control model based on minority game (MG) with local information was proposed to solve these problems. Based on the model, a congestion control algorithm was designed. The result of simulation indicates that the proposed algorithm has good performance on link utilization and fairness of RTT flow in multi-bottleneck network.

**Key words:** congestion control; local information; minority game

### 1 引言

随着 Internet 的高速发展, 各种网络应用层出不穷, 网络流量呈现爆炸式增长。流量的激增导致网络拥塞问题日益突出, 迫切需要有效的拥塞控制机制<sup>[1]</sup>。

传统的拥塞控制算法以分组丢失、延时等隐式信息作为拥塞反馈信号, 采用基于加性递增乘性递减 (AIMD, additive increase and multiple decrease) 的源端窗口调整策略, 存在链路利用率低下<sup>[2]</sup>、RTT 不公平<sup>[3]</sup>、多瓶颈网络的不公平<sup>[4]</sup>等问题。HSTCP<sup>[4]</sup>、STCP<sup>[5]</sup>、HTCP<sup>[6]</sup>和 TCP FAST<sup>[7]</sup>等针对高速网络的拥塞控制算法改进了这种调整

策略, 解决了链路利用率低下的问题, 但基于隐式反馈的内在机制造成这些算法仍无法有效地解决 RTT 公平性、多瓶颈链路公平性的问题。以 EMKC<sup>[8]</sup>、XCP<sup>[9]</sup>、VCP<sup>[10]</sup>为代表的显式反馈拥塞控制算法在排队延时、链路利用率、收敛速率等性能上都较隐式反馈算法有所改进, 但都无法合理权衡网络性能和开销。并且 EMKC 以分组丢失率作为反馈信息, 无法避免分组丢失; XCP 在多瓶颈网络下不能保证最大最小公平; VCP 的粗粒度调整会造成流量的振荡。此外, 由于所有源端收到的反馈信息相同, 同样的调整策略会导致全局发送端的同步, 从而导致带宽资源浪费、用户的吞吐量不稳定。

收稿日期: 2012-09-18; 修回日期: 2013-01-05

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(60773192); 湖北省自然科学基金资助项目(2011CDB047, 2007ABA015)

**Foundation Items:** The National Natural Science Foundation of China(60773192); The National Science Foundation of Hubei Province(2011CDB047, 2007ABA015)

从资源利用与分配的角度来看，拥塞控制过程就是多个发送端竞争有限链路带宽、路由器缓存等资源的过程。1997年，Challet根据“El Farol Bar”问题提出少数者博弈(MG, minority game)<sup>[11]</sup>，其描述的酒吧问题和拥塞控制具有类似的目标和行为，即通过调节博弈参与者的“行动”使资源得到合理利用。文献[12]为了提高高速网链路利用率，利用MG改进了AIMD思想，但其在乘性递减阶段将发送速率减半的策略更改为部分源端减小发送速率，部分源端发送速率不变，或部分源端发送速率减小幅度大，部分源端发送速率减小幅度小，且没有考虑网络局域信息对MG的影响，虽然能够提高链路利用率，但增大了拥塞发生的风险。

在实际网络中，某些端用户在局部区域往往会构成一个小的整体，再通过一些网络设备与外界互联。对于这种局域信息共享的网络环境下，端用户可以利用共享的局域信息来辅助预测当前网络拥塞状况。这种网络局域信息共享下的多用户拥塞预测过程即是一个局域信息少数者博弈。本文针对拥塞控制中已存在的问题和不足，分析网络拥塞控制中的博弈现象，考虑网络局域信息在拥塞控制过程中的影响，建立了一种基于局域信息少数者博弈的拥塞控制模型，并基于此拥塞控制模型，提出并实现了一种基于局域信息少数者博弈的拥塞控制算法。

## 2 少数者博弈

Challet和Zhang受El-Farol酒吧问题的启发，在1997年首次提出少数者博弈<sup>[11]</sup>。少数者博弈是研究 $N$  ( $N$ 为奇数)个参与者通过选择A方或B方来竞争有限资源的重复博弈，每个参与者记忆容量为 $m$ ，拥有 $s$ 个策略，在每一轮博弈过程中参与者根据记录的历史博弈决策信息以及自身策略集中虚分最高的策略来决定选择A方还是B方，所有主体选择完毕之后，处于人数较少的一方即少数方获胜，获胜方获得一个实分奖励，相应的策略获得一个虚分，一轮博弈完成。2000年，Thomas Kalinowski<sup>[13]</sup>等人提出了一种局域信息的MG扩展模型——MGLI(minority game with local information)模型，该模型中每个参与人能够获取其所处局部区域内其他参与人上一次博弈的决策信息(局域信息)，参与人根据此局域信息以及自身策略集中虚分最高的策略进行博弈。在网络拥塞控制中，当前网络的拥塞状况不仅与过去时刻的拥塞状况有关，更与当

前网络中局部拥塞状况和各个端用户的拥塞控制策略息息相关。

## 3 网络拥塞控制模型

### 3.1 拥塞控制模型框架

在网络拥塞控制中，考察时间间隔相等的离散时间系统，为了保证所有的发送端都参与了博弈，一次博弈的时间间隔比所有源端的RTT时间最大值稍大一些，一个时间片作为一轮博弈的时间。假设 $N$ 个发送端在第 $n$ 次博弈中，每个发送端选择自身策略集中虚分最高的策略决定下一次博弈的行动，预测此时间片网络的拥塞情况，调整发送速率。如有多个虚分最高的策略，则该发送端从这多个策略中随机选取一个策略。发送端 $i$ 根据当前的局域信息和所选策略的博弈行动“选择A方”，表明其预测当前网络拥塞状况相比上一次博弈时的拥塞状况有所减弱；反之，发送端 $i$ 的博弈行动“选择B方”，表明其预测拥塞状况有所加剧。所有发送端决策完毕，瓶颈路由器收集每个发送端的决策行动信息组合成局域信息，统计当前网络拥塞状况信息，并计算一个反映网络拥塞状态的反馈因子，接收端将收到的分组中的反馈信息复制到ACK并返回给每个发送端。如果网络的实际拥塞状况有所减缓，则预测结果为A方的发送端作为“少数者”获胜；反之，则预测结果为B方的发送端作为“少数者”获胜。至此，一轮博弈结束，发送端根据博弈结果更新策略虚分，然后继续下一次博弈。最终，博弈进行使得网络状态稳定时，网络将处于非拥塞状态，且资源利用率和流间公平性等达到相应的性能指标。

### 3.2 局域信息

网络拥塞控制模型中，网络局域信息决定着博弈参与者当前的博弈决策。模型中每个发送端 $i$  ( $i \in [1, 2, 3, \dots, N]$ )的资源有限，在博弈过程中只能维持一个长度为 $m$ 的局域信息，该局域信息由发送端 $i$ 和其 $m-1$ 个相邻发送端所构成的局域中的 $m$ 个发送端的上一次博弈决策行动信息构成。

发送端 $i$ 及其 $m-1$ 个相邻发送端构成发送端 $i$ 的局域 $V_i$  ( $i \in [1, 2, 3, \dots, N]$ )。  $V_i$ 的构造方法如下。

1) 以发送端 $i$ 为基准，定义与其最短距离为一跳的所有发送端构成集合 $L_{i1}$ ，与其最短距离为两跳的所有发送端构成集合 $L_{i2}$ ，依此类推，随着距离依次递增，所构成的集合依次为 $L_{i3}, L_{i4}, L_{i5}, \dots$ 。

设  $count(L)$  表示集合  $L$  中元素个数。

2) 如果  $count(L_{i_1}) \geq m-1$ , 则从中随机选取  $m-1$  个构成  $V_i$  中的元素并与  $i$  一起即构成  $V_i$ ; 如果  $count(L_{i_1}) < m-1$  且  $count(L_{i_2}) \geq m-1-count(L_{i_1})$ , 则  $L_{i_1}$  中所有元素加上从  $L_{i_2}$  中随机选取的  $m-1-count(L_{i_1})$  个元素及  $i$  组合构成  $V_i$ 。

3) 如果  $count(L_{i_2}) < m-1-count(L_{i_1})$ , 则依次从剩下的  $L_{i_3}, L_{i_4}, \dots$  中随机选取  $m-1-count(L_{i_1})-count(L_{i_2})$  个元素以构成  $V_i$ 。

依此类推, 直至  $count(L_{i_1})+count(L_{i_2})+\dots+count(L_{i_{j-1}})+count_R(L_{i_j})=m-1, (j=1,2,3,\dots,N)$  为止。其中,  $count_R(L_{i_j})$  表示在  $L_{i_j}$  中随机选取  $m-1-count(L_{i_1})-count(L_{i_2})-\dots-count(L_{i_{j-1}})$  个元素, 且  $count_R(L_{i_j}) \leq count(L_{i_j})$ 。

发送端  $i$  的局域信息  $D_i(i \in [1,2,3,\dots,N])$  由  $i$  的局域  $V_i$  中  $m$  个元素对应的发送端的上一次博弈决策行动信息构成。决策行动信息为二元变量, 假设选择 A 方(预测拥塞状况有所减弱)用 1 表示, 选择 B 方(预测拥塞状况有所加剧)用 0 表示, 则发送端  $i$  的局域信息  $D_i$  就是一个长为  $m$  的 0-1 序列。

### 3.3 反馈因子

反馈因子反映了网络当前的拥塞状况, 是发送端进行拥塞控制的依据。目前 TCP/IP 协议所应用的一些主流拥塞控制算法都采用隐式反馈机制, 采用分组丢失或超时作为拥塞反馈信息, 但隐式反馈存在反馈不精确、不及时等缺点。而显式反馈机制能通过计算反馈信息(如链路负载、队列长度)来更精确地反映网络当前拥塞状态, 本文将以此显式反馈机制实现拥塞控制。

路由器的队列长度与聚合输入流量之间满足流体流队列模型<sup>[14]</sup>, 当输出链路欠载时, 路由器能够完全转发所接收的流量, 此时缓存队列中没有数据分组。随着网络负载的增大, 数据流量也增大, 此时输出链路满载, 开始有部分的数据分组在路由器缓存队列中排队, 网络延时增大。随着网络负载的继续增大, 队列长度迅速增大, 直到完全占满。这时如再增大网络负载, 路由器无法处理新增流量, 必然会抛弃新到达的数据分组, 此时网络延时开始迅速增大。网络负载继续增大, 分组丢失越严重, 网络延时急剧上升, 此时出现拥塞。这就是网络从正常状况转入拥塞状况的一个简单过程。图 1 给出了路由器队列长度随网络负载变化的趋势。

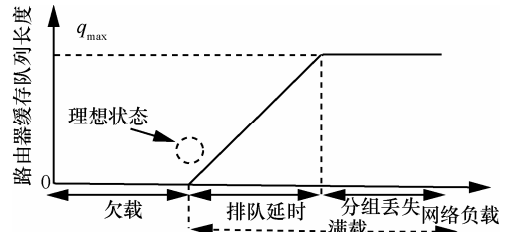


图 1 队列长度随网络负载的变化趋势

因此, 在设计负载因子时, 同时考虑链路负载和路由器缓存队列的影响, 将路由器队列中的数据分组抽象成一种特殊的“数据流”, 该数据流同样占用瓶颈链路的带宽。设计的反馈因子可以表示为

$$\delta(t) = \frac{\mu F(t) + \nu q(t)}{BW} \quad (1)$$

其中,  $F(t)$  为  $t$  时刻流入瓶颈路由器的流量,  $BW$  为瓶颈链路的带宽,  $q(t)$  为  $t$  时刻瓶颈路由器的瞬时队列长度,  $\mu$  和  $\nu$  分别为瓶颈链路带宽和队列长度的调节参数。式(1)表示网络当前已占用的瓶颈链路带宽情况, 用以刻画网络当前的拥塞状况。

对于第  $n$  轮博弈的时间片结束时刻( $t_n$ )时的反馈因子, 记为  $\delta(n)$ , 其计算式可以表示为

$$\delta(n) = \frac{\mu F(t_n) + \nu q(t_n)}{BW} \quad (2)$$

### 3.4 拥塞预测

发送端根据收到的反馈因子得到网络当前的拥塞状况, 预测网络拥塞状况的变化趋势, 根据预测的结果决定拥塞控制的策略。

在实际的网络环境中, 对网络系统进行时间离散化, 在一个离散化的时间间隔内, 各发送端进行一次博弈。在每轮博弈开始时, 每个发送端选择自身博弈策略集中虚分最高的策略以及局域信息决定下一次博弈的行动, 预测网络在此时间片的拥塞变化情况, 以此调整发送速率。一次博弈的时间间隔比所有源端的 RTT 时间最大值稍大一些(为了保证所有的发送端都参与博弈)。尽管如此, 这个值仍是一个非常短的时间间隔, 一般是以毫秒(ms)为单位。在如此短的时间内, 在通常情况下拥塞状况的变化比较微小; 如果变化较大, 则表明在此时间片内网络拥塞状况可能发生剧烈变化。用  $\Delta$  来表示最近相邻二次博弈中根据式(2)实际计算的网路负载因子之间差值的绝对值, 发送端  $i$  通过式(3)预测下一时间片网络的负载因子

$$\hat{\delta}_i(n) = \delta(n-1) + (-1)^{a_i(n)} \Delta \quad (3)$$

其中,  $\hat{\delta}_i(n)$  为发送端  $i$  对  $n$  轮博弈时间片结束时刻网络负载因子的预测值,  $\delta(n-1)$  为第  $(n-1)$  次博弈完成时刻路由器由式(2)实际计算的负载因子,  $a_i(n)$  为发送端  $i$  的当前决策行动信息。发送端  $i$  选择博弈策略集中虚分最高的策略并根据局域信息进行决策, 如果选择 A 方(即 1)来做出行动, 即  $\hat{\delta}_i(n) \leq \delta(n-1)$ , 表明其根据当前的局域信息和所选策略, 预测当前网络相比上一次博弈时拥塞状况有所减弱; 反之, 如果发送端  $i$  选择 B 方(即 0)来做出行动, 则  $\hat{\delta}_i(n) \geq \delta(n-1)$ , 表明其预测拥塞状况有所加剧。 $\Delta$  为第  $(n-1)$  轮和第  $(n-2)$  轮博弈完成时刻由式(2)计算的负载因子之差的绝对值。第  $n$  轮博弈结束时, 发送端收到瓶颈路由器计算的表征网络实际拥塞状况的负载因子  $\delta(n)$ 。若实际的  $\delta(n) \leq \delta(n-1)$ , 则判定 A 方作为“少数者”获胜, 否则, B 方作为“少数者”获胜, 并由此更新博弈策略集中策略的虚分和局域信息。至此, 一次博弈过程完成, 进入下一次博弈阶段。

### 3.5 拥塞控制

在得到博弈预测结果后, 发送端基于博弈预测结果来调整发送速率, 基于发送速率控制拥塞窗口, 在效率和公平性原则的指导下, 拥塞窗口的调整原则就是尽可能地使得网络在单瓶颈或多瓶颈的限制条件下快速收敛并保持高吞吐率和高资源利用率; 且对于不同 RTT 的数据流, 保证其稳定时的吞吐量均衡, 使得长 RTT 流不至于分配不到带宽而产生“饿死”现象。

基于以上调整原则, 借鉴 TCP 协议的 AIMD 思想, 设计如下发送端发送速率调整策略

$$f_i(n) - f_i(n-1) = \lambda + \gamma(1 - \hat{\delta}_i^2(n))f_i(n-1) \quad (4)$$

其中,  $f_i(n)$  为源端  $i$  在第  $n$  次博弈中的数据发送速率(吞吐量),  $\lambda$  和  $\gamma$  分别用来调节不同数据流之间的公平性和收敛的效率,  $\hat{\delta}_i(n)$  是当前博弈预测的负载因子, 表征当前网络的拥塞状况。

根据式(4)定义的调整策略, 其具体调整过程如下。

1) 网络初始无数据流时, 负载因子  $\hat{\delta}_i(n)$  很小, 约等于 0。当开始出现负载时,  $\hat{\delta}_i(n)$  增大, 但还非常小, 说明当前网络资源十分充足。此时, 加性递增和乘性递增作用叠加, 发送速率迅速增大。

2) 随着网络负载的增大但未超过瓶颈链路带宽时,  $\hat{\delta}_i(n)$  将继续增大, 从而使得发送速率增大趋

势逐渐变缓。

3) 当网络负载增大到一定程度至满载时, 队列中累计有一定的数据分组, 此时负载因子  $\hat{\delta}_i(n)$  将大于 1, 乘性递增变成乘性递减。这时若加性递增的效应大于乘性递减的效应, 发送速率仍会缓慢增大; 若加性递增的效应与乘性递减的效应相当, 则发送速率维持不变, 进入稳定状态; 若加性递增的效应小于乘性递减的效应, 发送速率将减小。

4) 当网络负载持续急剧增大至满载并发生分组丢失时,  $\hat{\delta}_i(n)$  将变得很大, 网络出现拥塞, 此时乘性递减效应大大超过加性递增效应, 使得发送速率急剧下降, 直到达到新的稳定状态, 新的稳定状态将是拥塞解除后的状态。

式(4)中的乘性效应因子中包含  $f_i(n-1)$  的原因是为了针对不同的数据流采取区分调整。当  $\hat{\delta}_i(n) < 1$  时, 防止新加入的流速率增长过快; 在  $\hat{\delta}_i(n) > 1$  时, 限制发送速率较大的流继续增大发送速率, 二者都是为了在兼顾效率的同时保证公平性。

TCP 机制是基于拥塞窗口来发送数据, 拥塞窗口大小和发送速率之间的关系可以表示为

$$W_i(n) = rtt_i(n) f_i(n) \quad (5)$$

其中,  $W_i(n)$  为发送端  $i$  在第  $n$  次博弈中拥塞窗口的大小,  $rtt_i(n)$  为其在第  $n$  次博弈中的往返时延。结合式(4)和式(5), 得出如下拥塞窗口调整策略

$$\begin{aligned} W_i(n) &= \frac{rtt_i(n)}{rtt_i(n-1)} W_i(n-1) \\ &= \lambda rtt_i(n) + \gamma(1 - \hat{\delta}_i^2(n)) \frac{rtt_i(n)}{rtt_i(n-1)} W_i(n-1) \end{aligned} \quad (6)$$

由于两次博弈之间的时间间隔非常小(单位: ms), 故可认为  $rtt_i(n)/rtt_i(n-1) \approx 1$ , 则式(6)可简化为

$$W_i(n) - W_i(n-1) = \lambda rtt_i(n) + \gamma(1 - \hat{\delta}_i^2(n)) W_i(n-1) \quad (7)$$

## 4 实验结果与分析

在仿真平台 Opnet14.5 上进行实验, 将本文提出的算法(ELMGC)与经典的 SACK 算法及目前有典型代表性的 VCP、XCP 算法的实验结果进行比较。由式(4)可知, 在负载因子  $\delta$  较小时,  $\lambda$  和  $\gamma$  共同促进发送速率增大; 在负载因子  $\delta$  较大时(接近 1), 发送速率的递增更多依赖于  $\lambda$ ; 在负载因子  $\delta$  很大(超过 1)时, 发送速率开始乘性递减, 主

要依赖于  $\gamma$ 。  $\lambda$  过大，使得新进入的流的发送速率过大，调整粒度过大，使得稳定时负载因子  $\delta$  值很大，这将可能引起瓶颈路由器的输入流量和队列长度产生振荡，系统顽健性变差。  $\gamma$  主要是调节乘性效应，如果其值过大，发送速率的乘性递增和乘性递减效应过快，也会导致振荡，影响系统顽健性。 本文算法仿真中取  $\lambda=1.5, \gamma=0.3$ 。 由图 1 可知队列长度相比输入流量更能反映网络拥塞达到的严重程度，本文算法仿真中取  $\mu=0.95, \nu=20$ 。

### 4.1 单瓶颈链路下的性能对比及分析

采用图 2 所示的单瓶颈链路拓扑结构。 网络中有 3 组数据流，分别为  $flow1<server1-client1>$ 、 $flow2<server2-client2>$ 和  $flow3<server3-client3>$ ，请求的服务统一为 FTP 服务。 路由器间瓶颈链路带宽为 10 Mbit/s，其他链路带宽都为 100 Mbit/s。  $flow1$ 、 $flow2$  和  $flow3$  分别在 100 s、200 s 和 300 s 时开始发送

数据，其对应的 RTT 分别为 300ms、150ms 和 75 ms。 分别采用吞吐量和链路带宽利用率来对比考察算法的优劣。

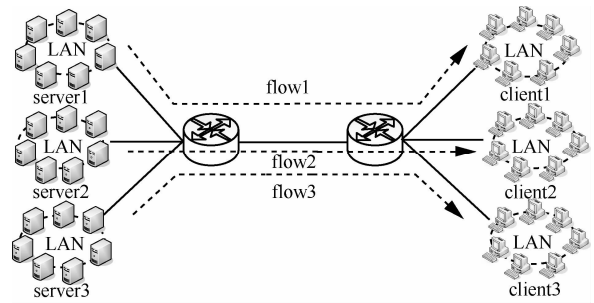


图 2 单瓶颈网络拓扑结构

由图 3 可知，TCP-SACK 算法在收敛时，RTT 时间短的  $flow3$  流占据带宽最多，存在明显的不公平性问题。 VCP 算法在收敛时，RTT 时间最长的  $flow1$  流反而占据更多的带宽，这更不合理。 XCP 算法与 TCP-SACK 算法一样，但由于 XCP 算法对

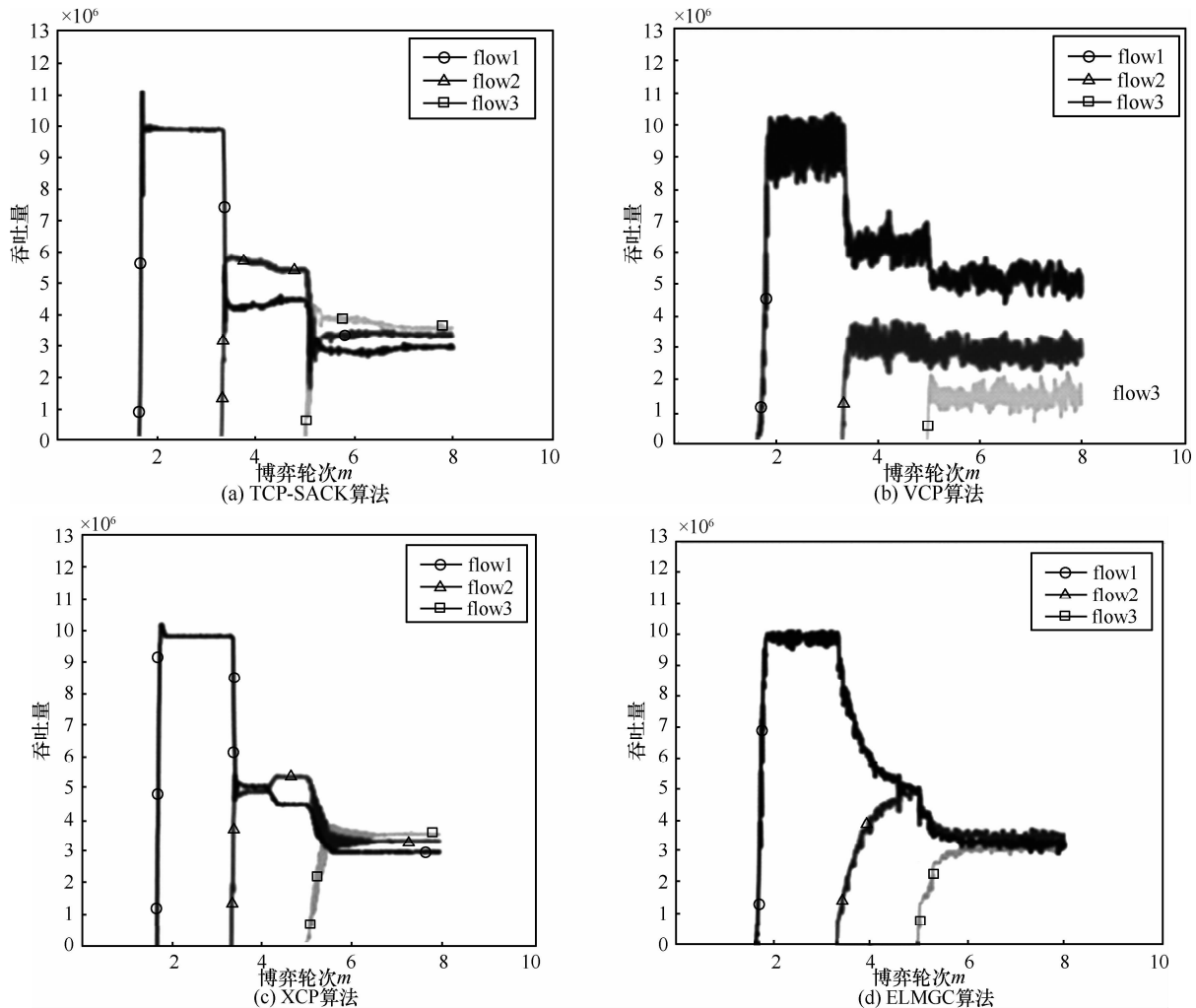


图 3 单瓶颈网络下 4 种不同算法的吞吐量表现

于拥塞窗口的调整更精细，故效果更佳，但仍然存在异构 RTT 流的不公平性问题。对于本文提出的 ELMGC 算法，可以看到在网络收敛时，三条不同 RTT 时间的流占据同样多的带宽，这很好地满足了异构 RTT 流之间的公平性。

此外，还可以看出，VCP 算法存在明显的“振荡”现象，而本文提出的 ELMGC 算法无此情况，反映出本文提出的算法的稳定性和顽健性较好。

由图 4 可以看出，4 种算法的链路利用率都能达到 100%，但其中 VCP 算法由于调整的粒度过大，在稳定的时候链路利用率会出现较大的振荡，使得系统的效率下降。本文提出的 ELMGC 算法则拥有非常不错的表现，其链路利用率一直维持在较高的水平。

### 4.2 多瓶颈链路下的性能对比及分析

采用图 5 所示的多瓶颈链路拓扑结构。假定网络中有三组数据流，分别为 flow1<server1-client1>、

flow2<server2-client2>和 flow3<server3-client3>，请求的服务同样统一为 FTP 服务。图中所示的  $L_1$ 、 $L_2$  瓶颈链路带宽分别为 44.736 Mbit/s 和 34.368 Mbit/s，其他链路带宽都为 100 Mbit/s。flow1、flow2 和 flow3 都在 150 s 时开始发送数据，RTT 统一为 300 ms。与单瓶颈链路相同，分别采用吞吐量和链路带宽利用率来对比考察算法的优劣。

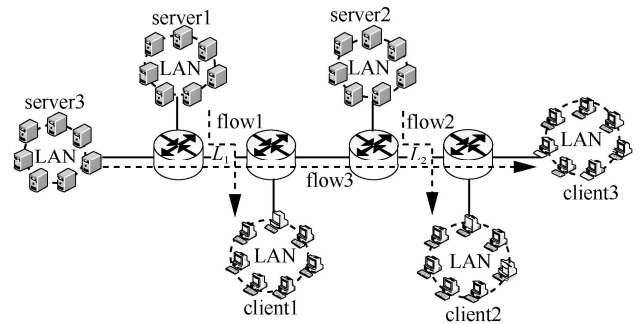


图 5 多瓶颈网络拓扑结构

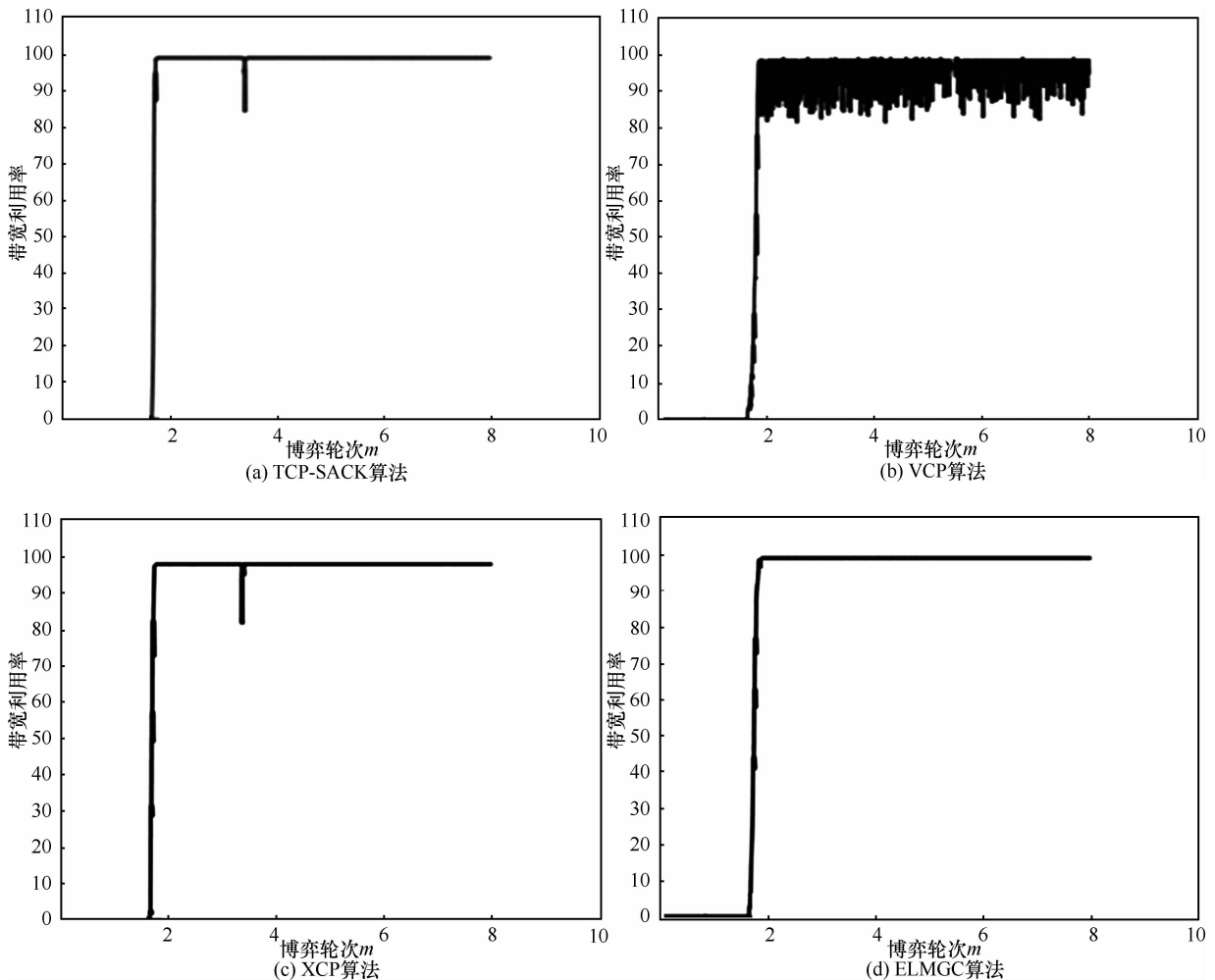


图 4 单瓶颈网络下 4 种不同算法的瓶颈链路带宽利用率表现

由图 6 可知, TCP-SACK 算法和 VCP 算法在网络收敛时, 都不能有效地分配带宽, 使得经过多瓶颈链路的 flow3 流无法公平地获取到带宽, 无法满足最大最小公平性。而 XCP 算法和本文提出的 ELMGC 算法都能在多瓶颈链路环境下合理地分配带宽, 很好地实现了最大最小公平性。但在稳定的时候, XCP 算法中流的吞吐量还存在明显的振荡现象, 而本文提出 ELMGC 算法则无此情况, 表现出较好的稳定性和顽健性。

由图 7 可以看出, 对于网络中的两条瓶颈链路  $L_1$  和  $L_2$ , VCP 算法都只能达到 90% 的利用率。对于瓶颈链路  $L_2$ , TCP-SACK 算法、XCP 算法和本文提出的 ELMGC 算法都能达到 100% 的利用率。由于在公平性的指导下, 瓶颈链路  $L_2$  先行收敛, 此时 XCP 算法的计算方式使得路由器计算的拥塞反馈值为 0, 系统将不再进行调整, 从而也就无法利用反馈值对后收敛的瓶颈链路  $L_1$  进行控制, 导致瓶颈

链路  $L_1$  的链路利用率只能达到 90%。本文提出的 ELMGC 算法则不存在此类问题, 故使得  $L_1$  和  $L_2$  的链路利用率都能达到 100%, 而且相比 TCP-SACK 算法和 XCP 算法, 稳定时链路利用率不会出现微小振荡现象, 稳定性和顽健性较好。

### 5 结束语

本文基于少数者博弈的思想, 建立了一种基于局域信息的少数者博弈的拥塞预测模型, 设计了一种有效反映网络拥塞状况的负载因子, 并基于已建立的拥塞预测模型, 设计了一种拥塞预测方法和拥塞窗口调整策略, 最后提出了一种拥塞控制算法。仿真实验结果及分析表明, 该拥塞控制算法在保证网络效率和公平的前提下, 能够稳定收敛, 并具有很好的顽健性。

TCP 拥塞控制的研究随着网络规模的不断扩大和网络应用的日益丰富而不断发展, 本文在应

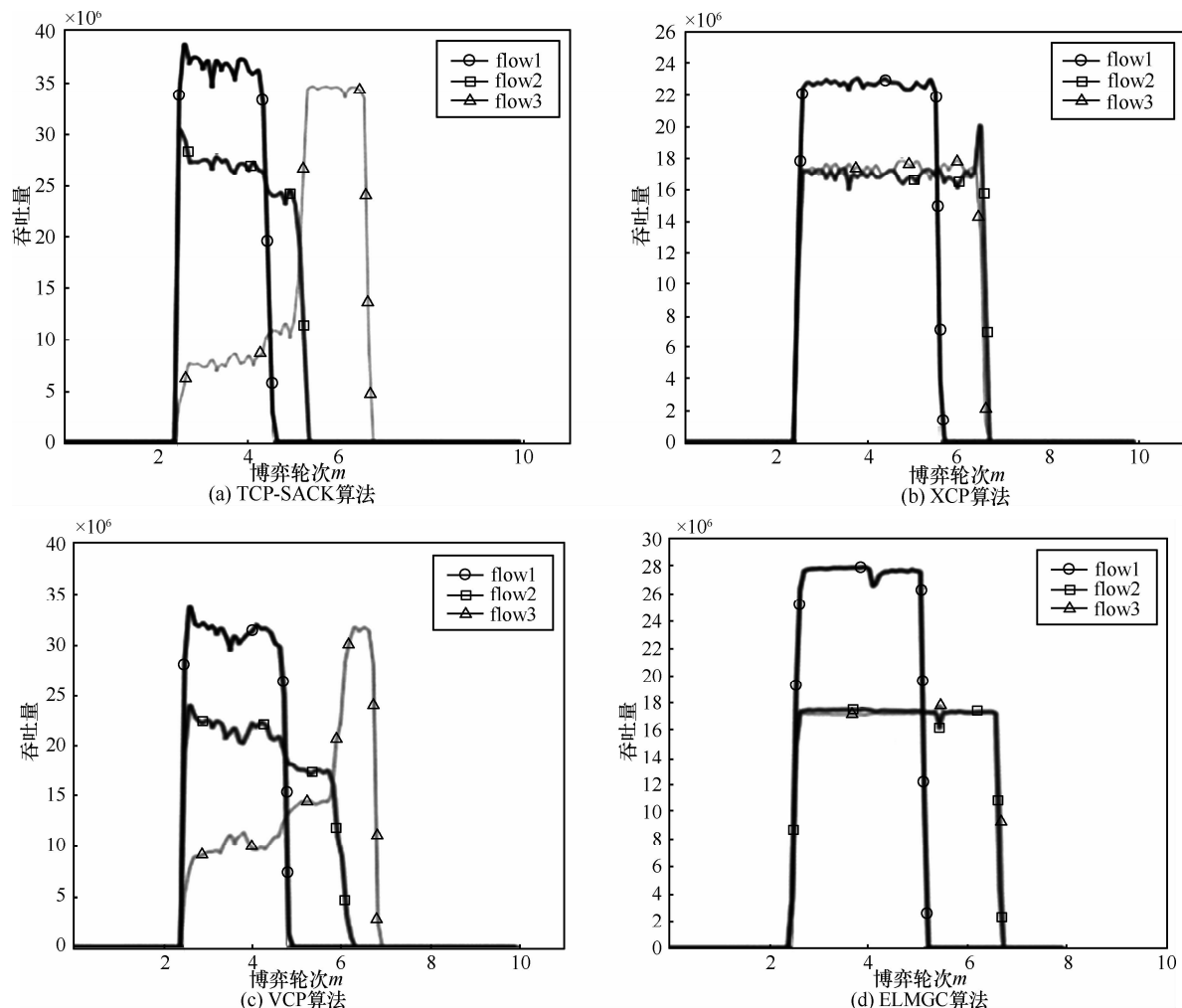


图 6 多瓶颈网络下 4 种不同算法的吞吐量表现

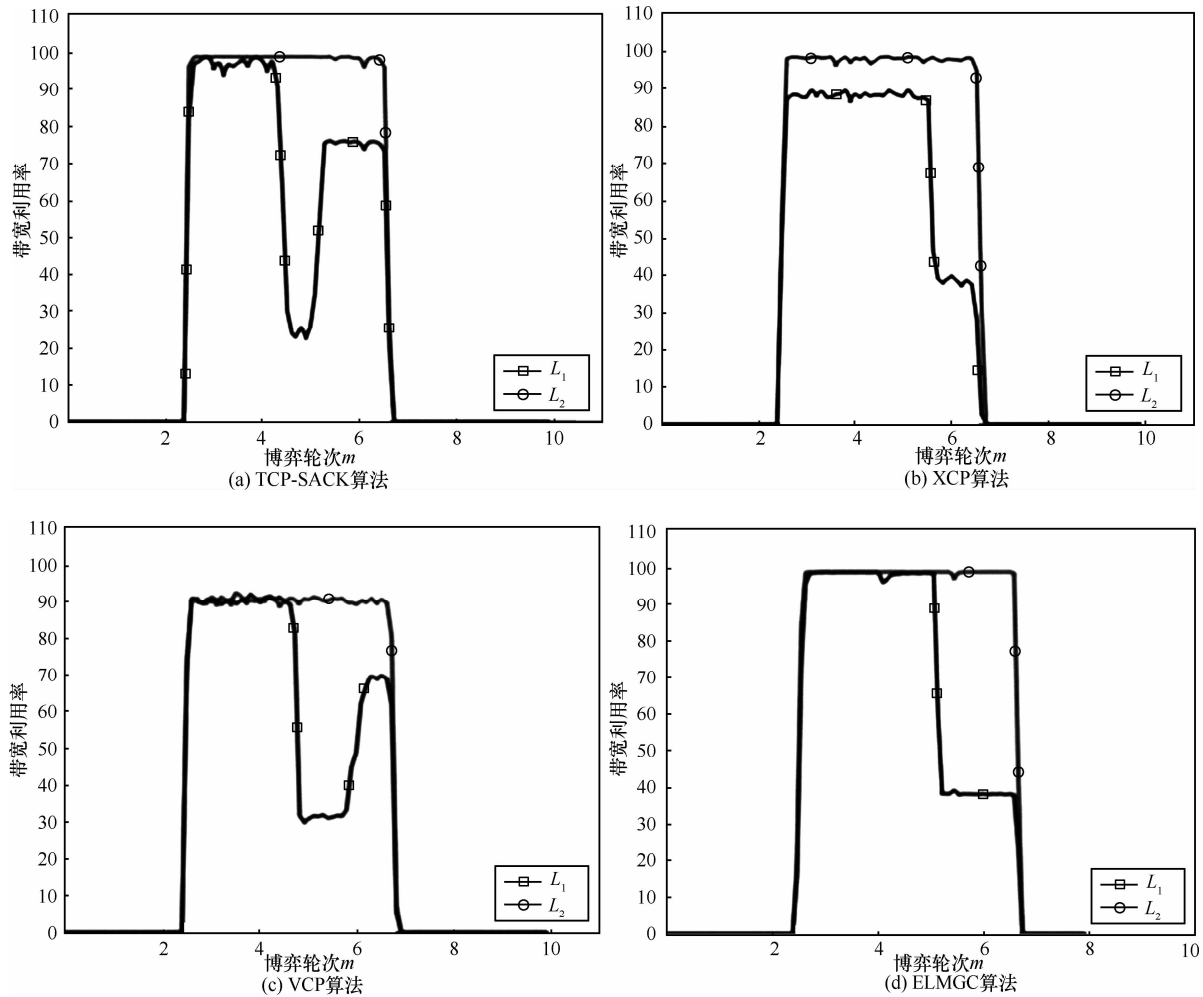


图 7 多瓶颈网络下 4 种不同算法的瓶颈链路带宽利用率表现

用博弈理论研究 TCP 拥塞控制的方向上做了一定的研究和探索，但还有许多有待完善或继续讨论的理论和应用问题。网络是一个多主体、多因素的复杂系统，拥塞控制问题与很多因素相关。如何将网络规划、路由选择等与本文研究相结合，综合实现拥塞控制，这是一个有待进一步深入研究的问题。

#### 参考文献：

- [1] SUBRAMANI B, CHANDRA D E. A survey on congestion control[J]. Global Journal of Computer Science and Technology, 2010, 9(5):82-87.
- [2] LAKSHMAN T, MADHOW U. The performance of TCP/IP for networks with high bandwidth-delay products and random loss[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 1997, 5(3):336-350.
- [3] 武航星, 慕德俊, 龚贤武. TCP 的 RTT 不公平性问题模型分析与仿真[J]. 计算机仿真, 2008, 25(9):159-162.  
WU H X, MU D J, GONG X W. Analysis and simulation of RTT un-
- fairness of TCP[J]. Computer Simulation, 2008, 25(9):159-162.
- [4] FLOYD S. High-speed TCP for large congestion windows[EB/OL]. <http://www.faqs.org/rfcs/rfc3649.html>.
- [5] KELLY T. Scalable TCP: improving performance in high-speed wide area networks[J]. ACM SIGCOMM Computer Communication Review, 2003, 33(2):83-91.
- [6] LEITH D, SHORTEN R. H-TCP protocol for high-speed long-distance networks[A]. Proceedings of the 2nd Workshop on Protocols for Fast Long Distance Networks[C]. Argonne IL, USA, 2004.1-16.
- [7] JIN C, WEI D, LOW S. FAST TCP: motivation, architecture, algorithms, performance[J]. Proceedings of INFOCOM, 2004, 4:2490-2501.
- [8] ZHANG Y, KANG S R, LOGUINOV D. Delayed stability and performance of distributed congestion control[J]. ACM SIGCOMM, 2004, 34(4):307-318.
- [9] KATABI D, HANDLEY M, ROHRS C. Congestion control for high bandwidth-delay product networks[J]. ACM SIGCOMM, 2002, 32(4): 89-102.

(下转第 166 页)

[43] LIM J, REPS T. BCE: Extracting Botnet Commands from Bot Executables[R]. 2010.

[44] 王志, 贾春福, 鲁凯. 基于环境敏感分析的恶意代码脱壳方法[J]. 计算机学报, 2012, 35(4): 693-702.  
WANG Z, JIA C F, LU K. Malicious hidden-code extracting based on environment-sensitive analysis[J]. Chinese Journal of Computers, 2012, 35(4): 693-702.

[45] Qemu[EB/OL]. <http://wiki.qemu.org>, 2013.

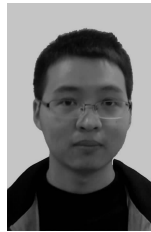
[46] SONG D, BRUMLEY D, YIN H, *et al.* BitBlaze: a new approach to computer security via binary analysis[A]. Intl Conf on Information Systems Security(ICISS 2008)[C]. Hyderabad, India, 2008. 1-25.

[47] Pin: a dynamic binary instrumentation tool[EB/OL]. <http://software.intel.com/en-us/articles/pin-a-dynamic-binary-instrumentation-tool>, 2013.

作者简介:



王志 (1981-), 男, 山西长治人, 博士, 南开大学讲师, 主要研究方向为恶意代码的分析与防治、二进制代码混淆。



蔡亚运 (1989-), 男, 河南周口人, 南开大学硕士生, 主要研究方向为恶意代码的分析与防治。



刘露 (1988-), 男, 河南焦作人, 南开大学硕士生, 主要研究方向为恶意代码的分析与防治。



贾春福 (1967-), 男, 河北文安人, 博士, 南开大学教授、博士生导师, 主要研究方向为信息安全与可信计算、恶意代码发现与分析。

(上接第 155 页)

[10] XIA Y, SUBRAMANIAN L, STOICA I, *et al.* One more bit is enough[J]. Proceedings of ACM Transactions, 2005,16(6):1281-1294.

[11] CHALLET D, ZHANG Y C. Emergence of cooperation and organization in an evolutionary game[J]. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 1997,246(3-4):148-407

[12] KUTSUNA H, TAGASHIRA S, FUJITA S. A fair and efficient congestion control scheme based on minority game[A]. Proc of the 14th IEEE International Conference on Networks[C]. 2006.98-103.

[13] KALINOWSKI T, SCHULTZ H J, BRISES M. Cooperation in the minority game with local information[J]. Physica A: Statistical Mechanics and its Applications, 2000,277(3-4):502-508.

[14] MISRA V, GONG W B, TOWSLEY D. A fluid-based analysis of a network of AQM routers supporting TCP flows with an application to RED[J]. Computer Communication Review, 2000,30:151-160.

作者简介:



王祖喜 (1964-), 男, 湖北武汉人, 博士, 华中科技大学副教授、硕士生导师, 主要研究方向为网络与信息安全、模式识别与智能系统、计算智能与复杂系统理论。

邓昭彰 (1988-), 男, 湖南邵阳人, 华中科技大学硕士生, 主要研究方向为计算机网络信息安全。

李力 (1986-), 男, 湖北黄冈人, 华中科技大学硕士生, 主要研究方向为计算机网络信息安全。