

多速率多节点 IEEE 802.11 网络的视频传输策略

陈亮, 顾翔, 王进

(南通大学计算机科学与技术学院, 江苏 南通 226019)

摘 要: 针对多速率多节点 IEEE 802.11 网络的视频传输公平性问题, 提出了基于节点队列选择性分组丢失与竞争窗口值动态调整的低速视频节点的队列与竞争窗口 (VQCW, video queue contention window) 算法。由于网络的吞吐量与初始竞争窗口有较大关系, 基于初始竞争窗口值, 推导了最大吞吐量计算模型, 为吞吐量性能改进提供理论上限。理论建模与 NS 仿真显示, 该策略既可保证视频传输质量, 又可将网络总吞吐量维持在较高水平。

关键词: IEEE 802.11; 性能异常; 多速率; 视频传输; 吞吐量

中图分类号: TP393

文献标识码: A

Video transmission strategy in multi-rate and multi-node IEEE 802.11 networks

CHEN Liang, GU Xiang, WANG Jin

(School of Computer Science and Technology, Nantong University, Nantong 226019, China)

Abstract: The video transmission strategy VQCW (video queue contention window) was proposed for video transmission fair problem in multi-rate and multi-node IEEE 802.11 networks. The strategy was based on node queue selective packet drop and contention window dynamic adjustment. It deduced a maximum throughput model according to initial contention window size because of the relation between throughput and initial contention window size. This model can provide theoretical upper limit for improving throughput. The theoretical modeling and NS simulation show that the proposed strategy can maintain both video transmission quality and high network overall throughput.

Key words: IEEE 802.11, performance anomaly, multi-rate, video transmission, throughput

1 引言

IEEE 802.11 技术已经在社会各领域得到了广泛应用。由于无线通信的特点, 802.11 网络提供多种速率服务, 无线节点可根据实际情况, 动态调整传输速率。但是当同一网络中存在多种速率节点时, 会导致不公平性问题, 严重影响系统性能。在传输分组尺寸一定时, 传输占用信道的时间与节点的传输速度成反比。因此, 当节点的传输速度降低时, 其占用信道的时间就会增加, 但未改变速率的正常节点占用信道的时间并不会

改变。所以, 在相同的时间段内, 由于某节点传输速率下降, 使传输的数据量下降。因为低速节点的出现, 正常节点的传输性能被拉低到低速节点的水平, 这就是性能异常^[1](performance anomaly)。性能异常导致的不公平问题, 最终造成了整个网络的性能下降。

随着 IEEE 802.11 网络带宽的增加和用户多媒体需求的增长, 视频应用在网络中越来越多见, 因此, 视频传输质量是用户体验的重要指标。尽管同属 UDP(user datagram protocol), 但是视频应用与普通 CBR(constant bit rate)应用在流量特性上有着较

收稿日期: 2016-07-11; 修回日期: 2017-01-06

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (No.61402244, No.61602267); 江苏省高校自然科学基金资助项目 (No.15KJB520029, No.16KJB520038); 江苏省现代教育技术研究课题基金资助项目 (No.2015-R-41455)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.61402244, No.61602267), University Science Research Project of Jiangsu Province (No.15KJB520029, No.16KJB520038), Research on Modern Educational Technology of Jiangsu Province (No.2015-R-41455)

大的不同。CBR 流的特点是恒定速率发送,其数据分组长度一般不变。而视频流的特点则是突发、非均匀流量,其应用层的视频帧长短不一,且不同类型视频帧的重要性也不一致。由于视频应用以上特点,基于恒定速率与分组长度原理设计的 IEEE 802.11 网络公平性解决方案可能不适用于多速率多节点网络的视频传输。

因此,研究 IEEE 802.11 多速率多节点网络的视频传输策略显得十分必要。当视频节点传输速率降低时,采用何种传输策略,才能保证网络中的视频节点和非视频节点两者的服务质量。本文针对这一问题开展了如下研究工作:1) 讨论研究现状,分析已有的 2 类多速率多节点公平性算法处理视频流量出现的问题;2) 从队列选择性分组丢失和初始竞争窗口值动态调整 2 个方面,提出了 VQCW 算法;3) 基于竞争窗口值,推导了最大吞吐量理论计算模型;4) 通过 NS 仿真实验,验证 VQCW 算法的有效性。

2 相关研究工作

自 Heusse 提出 IEEE 802.11 网络多速率节点性能异常问题以来,许多研究人员针对该问题提出了解决方法。

徐伟强等^[2]研究数据分组长度对多速率多节点 IEEE 802.11 网络性能公平性的影响,提出了基于传输速率的数据分组长度调整 (TRPSA) 策略。算法有效实现了多速率多节点情况下的公平性,显著提高了网络性能,同时物理实现简单方便。

黄家玮等^[3]研究主动队列管理算法对多速率多节点 IEEE 802.11 网络性能的影响,提出了时间公平的主动队列管理算法 (TFRED)。研究将队列管理机制引入多速率多节点公平性问题,算法既能避免或缓解拥塞,又能保证公平性,提高了网络整体性能。

Kim 等^[4]研究 MAC (media access control) 层初始竞争窗口 CW_{\min} 值对多速率多节点网络性能的影响,提出自适应最小竞争窗口策略 (CWA) 算法。研究根据传输速率来调整初始竞争窗口大小,即为低速节点设置较大的 CW_{\min} , 为高速节点设置较小的 CW_{\min} , 使低速节点获得信道的机会大为减少,而高速节点获得信道的机会则增加,最终达到公平性目的。

Sadeg 等^[5]提出了 OAR (opportunistic auto rate)

算法,根据传输速率大小来调整发送数据分组的个数,允许高速节点一次性发送多个数据分组,达到各节点公平使用信道的目的。

吴大鹏等^[6]一方面调节单位时间内注入队列的数据帧数量,另一方面根据网络当前数据帧碰撞程度快速调整竞争窗口,有效提高了 WLAN 吞吐量,但其网络场景中仍是单一流量,未考虑视频传输情况下的算法性能。

胡四平等^[7]研究改变传输分组的长度对不同 IEEE 802.11 协议公平性的影响。研究表明,在 IEEE 802.11a 与 IEEE 802.11g 协议中,算法均可以取得较好的公平性与吞吐量性能。

综上,IEEE 802.11 网络多速率多节点“性能异常”问题一般从 2 个方面解决:其一是改变传输的分组长度;其二是改变节点的初始竞争窗口大小。但当网络中出现低速的视频节点,以上 2 类方案能否保证视频服务质量和整体网络吞吐量,有待进一步研究^[2]。下面,将以典型算法 TRPSA(改变分组长度)与 CWA(改变初始的竞争窗口值)为例,分别讨论两者在视频应用下的性能。

网络拓扑如图 1 所示。拓扑参数:节点 $n_1 \sim n_3$ 为 CBR 源节点,节点 n_0 为视频源节点,节点 n_4 为所有源节点的目的节点。 $n_1 \sim n_4$ 节点数据速率均为 11 Mbit/s, n_0 节点数据速率为 1 Mbit/s, 视频文件传输持续 20 s。所有 CBR 应用分组长度为 1 000 byte。视频分组切割长度 1 024 byte。本文仿真相关参数设置见表 1,如实验中没有特殊说明,均取表 1 参数。利用 NS 仿真,分别对 TRPSA 算法与 CWA 算法进行实验,观察两者的吞吐量性能与视频传输质量。

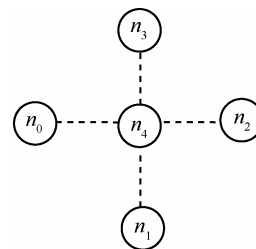


图 1 网络拓扑结构

峰值信噪比 (PSNR, peak signal to noise ratio) 是图像处理领域的一种视频质量评价指标^[8], 度量单位为 dB, 其值越大, 表示目的图像与原始图像差距越小, 画质越好。因此, 本文以 PSNR 值作为评判视频传输质量的标准。

表 1 IEEE 802.11 参数设置

参数	参数值
R_{control} 基本速率/(Mbit·s ⁻¹)	1
$T_p/\mu\text{s}$	144
$T_{\text{PHY}}/\mu\text{s}$	48
$slot/\mu\text{s}$	20
$DIFS/\mu\text{s}$	50
$SIFS/\mu\text{s}$	10
CW_{min}	32
CW_{max}	1 024
MAC 头长度 $L_{\text{MAC-H}}/\text{bit}$	224
RTS 帧长度 $L_{\text{RTS}}/\text{bit}$	180
CTS 帧长度 $L_{\text{CTS}}/\text{bit}$	112
ACK 帧长度 $L_{\text{ACK}}/\text{bit}$	112

2.1 TRPSA 算法

针对低速视频节点, TRPSA 算法吞吐量性能及视频传输质量分别如图 2 与图 3 所示。

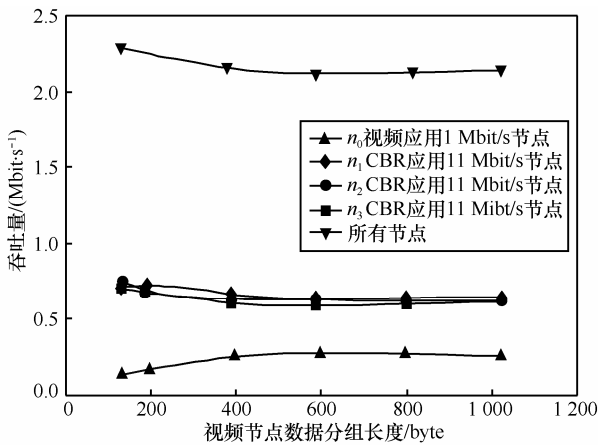


图 2 TRPSA 算法吞吐量性能

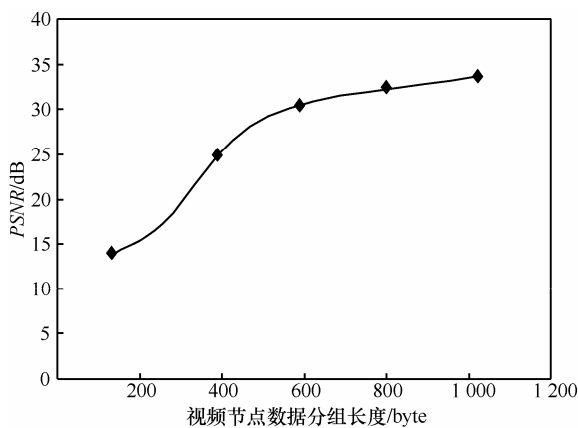


图 3 TRPSA 算法视频传输质量

TRPSA 算法的核心思想是减小低速节点的分

组长度, 达到减少低速节点信道占用时间, 最终实现高速节点的公平性。然而实验显示: 当视频源节点处于低速状态时, 减小视频帧切割长度, 并不能显著提升非视频的高速节点吞吐量。从图 2 数据上看, 当视频帧切割长度为 512 byte、256 byte 及 128 byte 时, 总吞吐量仅比视频帧切割长度为 1 024 byte 时分别提高了 0.7%、3.5%及 7.05%, 说明其吞吐量性能提升不够理想。更重要的是, 选择较小的视频帧切割长度, 会导致视频传输质量的急剧下滑。如图 3 所示, 当视频帧切割长度为 128 byte 时, 其 PSNR 值仅为 13.6 dB, 降至平均主观评分(mean opinion score)的 bad 等级, 如表 2 所示。因此, 减小低速视频节点的帧切割长度, 不能有效改善网络整体吞吐量性能, 而且会牺牲视频传输质量。

表 2 平均主观评分

PSNR/dB	等级
>37	excellent
31~37	good
25~31	fair
20~25	poor
<20	bad

要分析 TRPSA 算法在视频应用中效果不理想的原因, 必须先了解视频文件的编码方式。以本文传输的视频文件为例, 视频帧信息如表 3 所示。首先说明视频编码格式^[9], 视频数据被编码为周期性的图像组(GOP, group of pictures)结构, 根据不同的画面类型, GOP 可分为内部编码 I 帧、前向预测 P 帧及双向内插 B 帧, 如表 3 第 2 列所示。I 帧是以自身画面数据进行编码, 即不需要参考其他画面; P 帧是以自身画面数据及之前被编码的 I 帧或 P 帧作为参考; B 帧是以自身画面数据及其前后的 I 帧或 P 帧作为参考。因此, 不同类型的视频帧, 在视频传输质量上的重要性并不相同。具体而言, I 帧重要性高于 P 帧, P 帧又高于 B 帧。其次, 说明原始视频帧大小不统一带来的问题。表 3 第 3 列为原始视频帧长度, 第 4 列的含义为原始视频帧以 1 024 byte 长度切割后, 在传输层的分组数量。原始视频帧尺寸只要不是 1 024 byte 的倍数, 都会在传输层产生不足 1 024 byte 的数据。以文件第 1 行为例, $\frac{6\ 865}{1\ 024} \approx 6.7$, 即需要 7 个 UDP 分组才能完成对 1 号视频帧的传输。因此, 无论选择多大的数据切割长

度，都可能产生很多长短不一的“碎片”数据分组。

表 3 视频记录文件示例

视频帧号	视频帧类型	视频帧尺寸/byte	UDP 分组数量	发送时刻/s
1	I	6 865	7	0.034
2	P	5 446	6	0.134
3	B	1 442	2	0.134

因此，本文认为 TRPSA 算法性能不佳的原因如下。

第一，视频应用发送的特点是突发、非均匀流量，且原始视频帧长度不一。TRPSA 算法的本意是低速节点传输小分组，尽可能减少低速节点占用信道的时间，其改善公平性的前提是低速节点传送的分组是稳定而连续的。而对于视频应用，原始视频帧的长度就不一致，无论以何种“切割长度”传送，都会产生很多长度较小的 UDP 数据报，如表 3 第 4 列所示。因此，减小帧切割长度对改善高速节点吞吐量的意义不大。

第二，节点队列缓冲区中默认是以分组个数为单位。设定的视频帧切割长度小，就会产生更多的视频 UDP 数据分组，又由于视频节点处于低速状态，容易造成低速源节点分组丢失现象。即使源节点的队列缓冲区足够大，可以将视频数据全部缓存下来，又会造成视频 UDP 的延迟，这是视频应用不希望出现的现象。另外，TRPSA 算法队列默认采用去尾算法，无法识别不同类型的视频帧，也会造成重要性不同的视频 UDP 数据报无差别地丢弃，对视频传输质量造成不利影响。

2.2 CWA 算法

针对低速视频节点，CWA 算法吞吐量性能及视频传输质量分别如图 4 与图 5 所示。

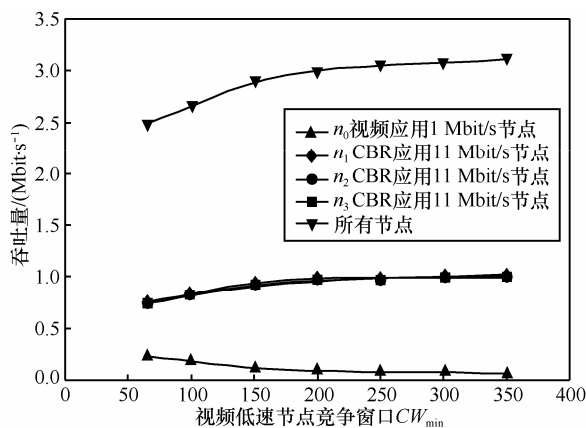


图 4 CWA 算法吞吐量性能

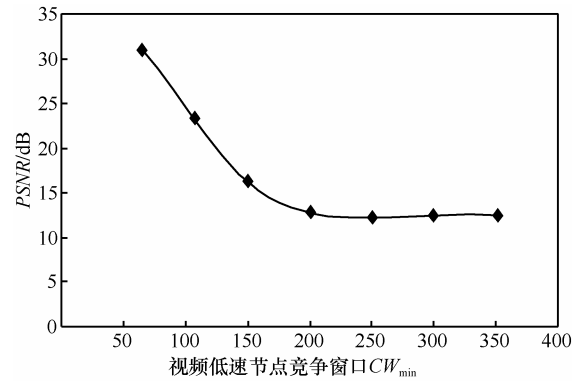


图 5 CWA 算法视频传输质量

CWA 算法的思想是低速节点设置较大的初始竞争窗口 CW_{min} 值，从而使低速节点获得无线信道的机会大为减少，以此改善公平性。实验显示，当低速节点作为视频源时，对其设置较大的初始竞争窗口 CW_{min} ，确实可以有效提升非视频高速率节点的吞吐量，如图 4 所示；但同时也会导致视频传输质量的急剧下滑，如图 5 所示。从数据上看，当低速视频节点的 CW_{min} 为 352 时，其 PSNR 值仅为 12.5 dB，CWA 算法无法有效保证视频质量。

根据 2.1 节与 2.2 节的实验与分析，TRPSA 算法与 CWA 算法在处理低速节点视频流量时，均存在不能兼顾视频传输质量和网络吞吐量的问题。针对这一情况，本文提出一种结合队列管理和初始竞争窗口的算法，力求保证视频传输质量的同时，将网络吞吐量维持在较好的水平。

3 VQCW 策略

3.1 节点缓冲区队列管理

为了和已有算法对比，设定网络没有无线信道分组丢失现象（MAC 层有冲突，但由于有重传机制，可认为冲突不会造成分组丢失）。

通过观察，当网络没有无线信道分组丢失现象时，视频传输丢失的信息主要是在发送方。原因是视频源节点进入低速状态，导致非均匀突发视频流产生的视频分组在源端缓冲区内排队，如果低速率状态持续得不到改善，源端缓冲区最终会大量丢弃视频分组，造成视频传输质量的下降。所以设计针对视频流的队列丢弃算法十分必要。

一方面，考虑在视频源节点采用基于视频帧优先级的丢弃算法，在视频源节点进入低速状态后，尽可能地缓存优先级高的视频帧，在严重拥塞发生前，首先丢弃优先级较低的视频帧，以便缓解严重

拥塞的同时，尽可能提高视频传输质量。

另一方面，因为源节点也存在发送非视频流的可能性，非视频流拥塞同样会影响视频传输质量，因此针对非视频流量，选择合适的经典队列算法也十分重要。

文献[10]显示基于 RED (random early detection) 的队列算法在高 UDP 流量比例的环境下存在风险，因此不予考虑。比例积分(PI, proportional integral)算法^[11]能较好地控制队列长度，且控制系数对网络状态不很敏感。此外，PI 算法的理想队列长度一般不会设置到满队列，而 PI 算法控制时间较短，即使遇到拥塞现象，也可以很快把队列稳定到设定值，不会出现去尾算法满队列时后续分组大量丢失的情况。换言之，只要 PI 算法的理想队列值设置合理，其缓冲区内并不拥挤，如果遭遇视频突发流量，缓冲区仍可缓存数据。

根据上面的分析，考虑将视频帧优先级丢弃算法与非视频流 PI 队列算法结合。Video-PI 算法具体设计如下。

如果缓冲区检测到视频 I 帧或 P 帧到达，即使瞬时队列已经超过设定的理想队列值，也不丢弃以上 2 种视频帧。其他类型视频帧则按 PI 算法计算的丢弃概率 $drop(t)$ 进行丢弃。而如果缓冲区检测到非视频分组到达，则仍按 PI 算法计算的概率进行丢弃。仅当整个缓冲区占满，才丢弃所有新进入的分组。

Video-PI 算法核心伪代码如下。

```
if (frametype == "P" || frametype == "I")
    {drop(t) = 0}

else { drop(t) =  $k_p [e(t) + \frac{1}{T_i} \int_0^t e(t)dt]$  }
```

其中，系统误差信号 $e(t)=q(t)-q_0$ ， $T_i=\frac{k_p}{k_i}$ ， $q(t)$ 为 t 时刻的瞬时队列长度， q_0 为理想队列长度。

观察伪代码可以发现，该算法尽量缓存优先级高的视频帧，而有选择地丢弃优先级低的视频帧，尽可能保证视频传输质量。另外，当节点发送非视频流时，PI 算法仍然可以起到队列控制作用。

3.2 MAC 层初始竞争窗口

在本文研究中，非视频节点数量多于视频节点数量，因此固定设置非视频节点的初始竞争窗口 CW_{min} 值为 n 。研究如何动态调整视频节点的 CW_{min} 值，保证非视频节点的吞吐量性能。

一般而言，当视频节点的初始竞争窗口 $CW_{min} < n$ 时，表示视频节点竞争信道的能力较强，可以保证视频传输质量，而此时非视频节点的吞吐量比较低。视频节点的初始竞争窗口 $CW_{min} > n$ 时，表示视频节点竞争信道的能力较弱，较难保证视频传输质量，而此时非视频节点的吞吐量则比较高。因此，如何为视频节点选择合适的初始竞争窗口 CW_{min} 成为解决视频传输质量和网络总体性能问题的关键。

根据经验，视频吞吐量至少要在 0.1 Mbit/s，才能达到 fair 等级(25 dB<PSNR<30 dB)的视频传输质量要求；同时，该吞吐量又不宜太大，一般以 0.2 Mbit/s 为上限，否则会挤占非视频应用的流量。因此，为了较快地把视频吞吐量维持在 0.1~0.2 Mbit/s 附近，视频节点 CW_{min} 初值设为 $4n$ 比较合适。之后则可根据实际吞吐量的情况，对 CW_{min} 进行动态调整。

Video-CW 竞争窗口算法设计如下。

首先设定视频节点的 $CW_{min}=in$ ， $i=4$ ， $j=4$ 。

- 1) 如果视频节点的吞吐量低于 $throughput_max$ ，同时高于 $throughput_min$ ，视频节点 CW_{min} 保持不变；
- 2) 如果视频节点的吞吐量高于 $throughput_max$ ， $j=j+1$ ，视频节点 $CW_{min}=jn$ ；
- 3) 如果视频节点的吞吐量低于 $throughput_min$ ， $i=i-1$ ，视频节点 $CW_{min}=in$ ；

保持检测吞吐量，直至视频传输结束。

Video-CW 竞争窗口算法核心伪代码如下。

```
i=4;
j=4;
CW_min=in;
while (video) {
    if (throughput>throughput_max) {j=j+1;
        CW_min=jn; }
    if (throughput<throughput_max && throughput>throughput_min)
        { CW_min= CW_min }
    if (throughput <throughput_min)
        { i=i-1;
          CW_min= in;
          if (i==1) {i=i+1}
        }
}
```

需要说明的是，视频节点的初始竞争窗口

CW_{\min} 不宜设置得很大, 尽管非视频节点的吞吐量会得到提升, 但视频节点的竞争窗口值过大会导致该节点很难竞争到信道, 视频传输质量将急剧下降, 更可能带来较大的传输延迟。

根据以上分析, 将视频节点的吞吐量阈值设为以下数值。

$throughput_max=0.2$ Mbit/s

$throughput_min=0.1$ Mbit/s

以上 2 个吞吐量阈值中, 一般最大阈值无须改动, 而最小阈值则可根据 $PSNR$ 最低要求做适当微调, 如要求 $PSNR$ 下限值为 28 dB, 则可设吞吐量最小阈值为 0.12 Mbit/s。

根据 3.1 节与 3.2 节的设计, 本文提出 VQCW 算法。在节点缓冲区队列管理方面, 使用 Video-PI 算法; 在 MAC 层初始竞争窗口方面, 使用 Video-CW 竞争窗口算法。

4 基于竞争窗口值的网络吞吐量分析

4.1 理论建模

1) 竞争窗口 CW

Heusse 研究显示, 系统的公平性和吞吐量与竞争窗口 (CW , contention window) 有很大关系^[1], 因此, 本文从理论上对非视频节点的竞争窗口值 CW 进行建模, 建立网络的最大吞吐量模型 (即性能上限), 最后通过实验验证建模的正确性。

为了防止冲突发生, IEEE 802.11 的 MAC 层采用退避机制来解决可能发生的冲突^[12]。退避时间的选择很大程度上决定了发送的频率。它的工作方式如下: 当发送节点侦听到信道处于繁忙状态, 等待一定时间 (DIFS, distributed inter frame space) 后, 在 $[0, CW-1]$ 区间上随机选取整数 k , 以 k 个时隙 (如表 1 所示的 $slot$) 作为 BackOff 退避时间, 其中, CW 是竞争窗口的大小。在等待上述 k 个时隙之后, 发送节点尝试发帧。

CW 的调整则通过指数退避算法实现。若数据传输成功, CW 被重置为竞争窗口最小值 CW_{\min} ; 若数据传输失败, CW 被加倍 (即 CW 可以在竞争窗口最小值 CW_{\min} 和最大值 CW_{\max} 之间改变, 但当 CW 超出 CW_{\max} 时, CW 被置为 CW_{\max})。可见, 竞争窗口值决定了节点尝试发送数据帧之前的等待时间, 对吞吐量有着较大的影响。

定义节点发送一个数据帧所需的时间为 T , 根

据以上竞争窗口退避算法, 在 t 时刻, 其竞争窗口值的变化规律如下。

① 初始, $CW(t) = CW_{\min}$;

② 传输成功, $CW(t+T) = CW_{\min}$;

③ 传输冲突, $CW(t+T) = \min[2(CW(t) + 1) - 1, CW_{\max}]$ 。

设拓扑中有 N 个节点, 除一个接收节点外, 其余均为发送节点。对单个节点发送一个数据帧进行研究, 记时间区间 $(t, t+T)$ 内碰撞事件发生的次数 $X(t)$ 。根据文献[13]的分析, 只考虑 2 个数据帧的碰撞情况, 即在时隙 T 中, 当一个数据帧传输时, 只考虑另一个数据帧对它的碰撞影响。因此有 $X(t)=0$ 或 $X(t)=1$ 。记数据载荷长度为 L 二进制位。

根据以上分析, 将竞争窗口值写成

$$CW(t+T) = CW_{\min}[1 - X(t)] + [2CW(t) + 1]X(t) \quad (1)$$

将式(1)改写为

$$CW(t+T) - CW(t) = CW_{\min} + [2CW(t) + 1 - CW_{\min}]X(t) - CW(t) \quad (2)$$

考虑时间 $[0, t]$ 内碰撞发生的次数 $M(t)$, 则有 $X(t) = M(t+T) - M(t)$, 将式(2)改写为

$$CW(t+T) - CW(t) = CW_{\min} + [2CW(t) + 1 - CW_{\min}][M(t+T) - M(t)] - CW(t) \quad (3)$$

式(3)的微分形式可写为

$$dCW(t) = \frac{CW_{\min}}{T} dt + [2CW(t) + 1 - CW_{\min}]d[M(t)] - \frac{CW(t)}{T} dt \quad (4)$$

对式(4)取数学期望, 考虑 $E[f(x)] \approx f(E[x])$ 及 $E[g(x)dM] \approx E[g(x)]E[dM]$, 有

$$dE[CW(t)] = \frac{CW_{\min}}{E[T]} dt + (2E[CW(t)] + 1 - CW_{\min})dE[M(t)] - \frac{E[CW(t)]}{E[T]} dt \quad (5)$$

考虑 $M(t)$ 服从速率为 λ 的泊松分布, 则有 $E[M(t)] = \lambda t$, 代入式(5)得

$$dE[CW(t)] = \frac{CW_{\min}}{E[T]} dt + (2E[CW(t)] + 1 - CW_{\min})\lambda dt - \frac{E[CW(t)]}{E[T]} dt \quad (6)$$

整理式(6)得

$$\frac{dE[CW(t)]}{dt} = \frac{CW_{\min}}{E[T]} + (2E[CW(t)] + 1 - CW_{\min})\lambda - \frac{E[CW(t)]}{E[T]} \quad (7)$$

根据泊松分布的性质, $\lambda = (N-1)\frac{BER \cdot L}{T}$, BER 为碰撞造成的误码率。简写变量的数学期望 $E[\varphi]$ 为 $\bar{\varphi}$, 则有

$$\frac{d\bar{CW}(t)}{dt} = \frac{CW_{\min}}{\bar{T}} + (2\bar{CW}(t) + 1 - CW_{\min})\frac{(N-1)BER \cdot L}{\bar{T}} - \frac{\bar{CW}(t)}{\bar{T}} \quad (8)$$

分析式(8)可知, 除 $CW(t)$ 外, 还有 T 与 BER 这 2 个未知量, 下面分别给出计算式。

2) 发送数据帧时间 T

发送一个数据帧所需的时间 T 可表示为

$$T = t_{DIFS} + t_{BO} + t_{RTS} + t_{SIFS} + t_{CTS} + t_{SIFS} + t_{data} + t_{SIFS} + t_{ACK} \quad (9)$$

其中, t_{BO} 为 BackOff 退避时间, 整理得

$$T = t_{DIFS} + t_{BO} + t_{RTS} + t_{CTS} + t_{data} + 3t_{SIFS} + t_{ACK}$$

根据 4.1 节描述的 MAC 退避机制, 对时间 T 取数学期望得

$$\bar{T} = t_{DIFS} + \frac{\bar{CW}(t)}{2} slot + t_{RTS} + t_{CTS} + t_{data} + 3t_{SIFS} + t_{ACK} \quad (10)$$

3) 碰撞误码率 BER

文献[14]的研究表明, 在无线局域网中, CW_{\min} 对每个发送节点尝试发帧的概率 τ 的影响很大, 其中, CW_{\min} 与 τ 的关系满足

$$\begin{cases} \tau = \frac{2(1-2p)}{(1-2p)(CW_{\min} + 1) + pCW_{\min}[1-(2p)^m]} \\ p = 1 - (1-\tau)^{N-1} \end{cases} \quad (11)$$

其中, N 是网络中的节点个数, p 是每个被发送的帧遭遇碰撞的概率, m 是最大的退避级数, IEEE 802.11 协议取 $m=6$ 。根据非线性方程组式(11), 可由数值方法求得 p 与 CW_{\min} 之间的关系。

由误码率 BER 与 p 关系^[15], 有

$$BER = 1 - (1-p)^{\frac{1}{L}} \quad (12)$$

因此, 联立竞争窗口 CW 、发送一个数据帧所需的时间 T 及误码率 BER , 可得

$$\begin{cases} \frac{d\bar{CW}(t)}{dt} = \frac{CW_{\min}}{\bar{T}} + (2\bar{CW}(t) + 1 - CW_{\min})\frac{(N-1)BER \cdot L}{\bar{T}} - \frac{\bar{CW}(t)}{\bar{T}} \\ \bar{T} = t_{DIFS} + \frac{\bar{CW}(t)}{2} slot + t_{RTS} + t_{CTS} + t_{data} + 3t_{SIFS} + t_{ACK} \\ BER = 1 - (1-p)^{\frac{1}{L}} \\ throughput = \frac{L}{(N-1)\bar{T}} \end{cases} \quad (13)$$

其中, $throughput$ 为吞吐量。

$$t_{RTS} = T_p + T_{PHY} + \frac{L_{RTS}}{R_{control}}$$

$$t_{CTS} = T_p + T_{PHY} + \frac{L_{CTS}}{R_{control}}$$

$$t_{ACK} = T_p + T_{PHY} + \frac{L_{ACK}}{R_{control}}$$

$$t_{data} = T_p + T_{PHY} + \frac{L_{MAC-H}}{R_{data}} + \frac{L}{R_{data}}$$

利用龙格—库塔法解方程组式(13), 可计算吞吐量理论上限。

4.2 吞吐量仿真实验验证

本节采用 NS2 仿真软件, 验证 4.1 节中推导的吞吐量模型。为了获得吞吐量上限, 此处实验均以定长 1 000 byte, 发送速率为 11 Mbit/s 的 CBR 应用为例。所有节点的 MAC 层数据速率为 $R_{data}=11$ Mbit/s, 基本速率为 $R_{control}=1$ Mbit/s, CW_{\min} 分别为 8、16、32、64、128 及 256, 其他参数如表 1 所示。观察“一对一”(一节点发, 一节点收)与“四对一”(四节点发, 一节点收) 2 种拓扑下, 每个节点的平均吞吐量理论上限与 NS 仿真实验的情况, 如图 6 所示。

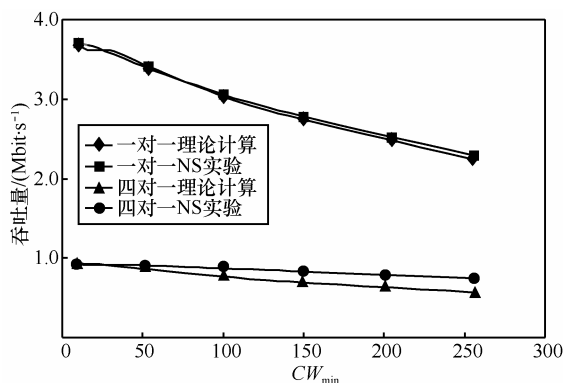


图 6 理论吞吐量与 NS 实验吞吐量对比

实验显示：“一对一”拓扑下，吞吐量理论值与 NS 仿真结果相当接近；而“四对一”拓扑下，当 $CW_{min} \leq 64$ 时，吞吐量理论值仍能较好地符合仿真结果，随着 CW_{min} 逐渐增大，理论计算与实验仿真的误差逐渐增大，呈现仿真值略大于理论值的现象。

本文出于简化问题考虑，定义平均吞吐量理论上限 $\frac{L}{[(N-1)T]}$ ，所有源节点“均分”一对一拓扑下的

理论吞吐量，其前提是各节点积极竞用信道，即所谓工作在“饱和”状态^[2]。然而实际上，随着 CW_{min} 逐渐增大，每个节点的退避时间加大，节点间竞争信道行为逐渐温和，这意味着每个节点发送频率虽然大大降低，但发送成功的概率却得到增加，每个节点获得的吞吐量，不再是简单的“均分”带宽。因此，随着 CW_{min} 增大，理论计算值与 NS 实验值的误差也在增大。吞吐量仿真说明，吞吐量模型能给出节点的吞吐量上限，有助于传输策略的设计与改进。

5 算法对比仿真

本文采用 NS2 仿真工具，比较 VQCW 和 TRPSA 与 CWA 算法在多种场景下的性能。仿真时间在 60 s 时， n_0 节点开始以 1 Mbit/s 速率发送视频流量，持续 20 s。其他节点均为 CBR 应用，均从 0 s 开始，持续 100 s。节点数量及相应速率根据具体实验分别设定。下面针对 4 类情况，对 3 种算法做出比较和分析。

1) 情况 1：五节点拓扑

拓扑结构如图 1 所示。拓扑参数：节点 $n_1 \sim n_3$ 为 CBR 源节点，节点 n_0 为视频源节点，节点 n_4 为所有源节点的目的节点。初始时所有节点速率均为 11 Mbit/s，所有 CBR 应用分组长度为 1 000 byte。根据前文实验及分析（如图 3 所示），视频分组切割长度为 1 024 byte 时，TRPSA 算法的视频质量最佳，为公平比较视频传输质量，3 种算法的视频分组切割长度均设定为 1 024 byte。3 种算法的参数设置如下。

VQCW 算法：CBR 节点 $n_1 \sim n_3$ 的 $CW_{min}=32$ ，视频节点 n_0 的 CW_{min} 初值为 32，其后按 Video-CW 算法动态调整，队列管理为 Video-PI 算法，其中， $k_p=0.001$ ， $k_i=0.0008$ ，理想队列 $q_0=70$ 。

TRPSA 算法：所有节点的 $CW_{min}=32$ ，队列管理为去尾算法。

CWA 算法：CBR 节点 $n_1 \sim n_3$ 的 $CW_{min}=32$ ，根

据文献[4]算法设计，低速视频节点 n_0 的 $CW_{min}=352$ ，队列管理为去尾算法。

针对 VQCW、TRPSA 和 CWA 3 种算法，非视频节点 n_1 的瞬时吞吐量及视频节点 n_0 的瞬时吞吐量如图 7 所示。由图 7 可见，无论对视频节点 n_0 还是非视频节点 n_1 ，VQCW 算法瞬时吞吐量性能均居于 CWA 算法与 TRPSA 算法之间，这意味 VQCW 算法可以较好地平衡视频流与非视频的 CBR 流量。

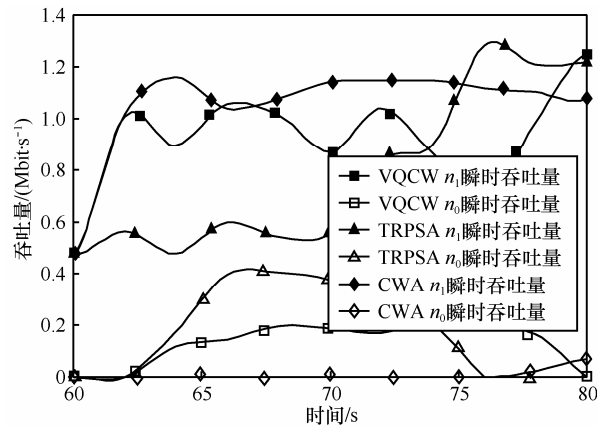


图 7 视频节点 n_0 与 CBR 节点 n_1 的 3 种算法瞬时吞吐量

针对 VQCW、TRPSA 和 CWA 3 种算法，非视频节点 $n_1 \sim n_3$ 的平均吞吐量、视频节点 n_0 的平均吞吐量及网络总吞吐量如图 8 所示。由图 8 可见，VQCW 算法的网络总吞吐量略低于 CWA 算法，而比 TRPSA 算法提高了 29%。VQCW 算法的视频节点吞吐量性能则介于 CWA 算法与 TRPSA 算法之间。另外，通过对照图 8 与图 6，可以验证第 4 节的理论推导，式(13)可有效预测节点最大吞吐量。

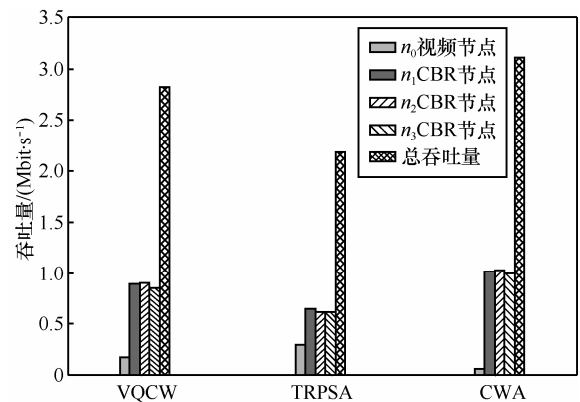


图 8 3 种算法各节点吞吐量及总吞吐量

VQCW、TRPSA 与 CWA 算法的视频传输质量 PSNR 如表 4 所示。结合图 8 及表 4 可知，VQCW 算法小幅降低视频节点 n_0 的吞吐量，但利用选择性

分组丢失机制，依然能保证视频传输质量在 fair 等级。CWA 算法虽然网络吞吐量性能最佳，但视频传输质量却较差。TRPSA 算法的视频传输质量最好，但吞吐量性能则较差。

表 4 五节点情况下 3 种算法 PSNR 值对比

算法	PSNR/dB
VQCW	28.8
TRPSA	33.7
CWA	12.5

2) 情况 2: 高速率节点(11 Mbit/s)增加的拓扑增加的高速节点的默认竞争窗口 $CW_{min}=32$, 默认分组长度为 1 000 byte。其余节点参数及 VQCW、TRPSA 与 CWA 算法参数均同情况 1 的设置。

当 11 Mbit/s 的高速率节点增加时, 3 种算法的网络总吞吐量与 PSNR 值曲线分别如图 9 和图 10 所示。可见, 面对增加的高速节点, VQCW 算法在吞吐量性能高于 TRPSA 算法, 但低于 CWA 算法。而视频质量方面, VQCW 算法则低于 TRPSA 算法, 但仍将 PSNR 维持在 28 dB 左右, 远高于 CWA 算法。

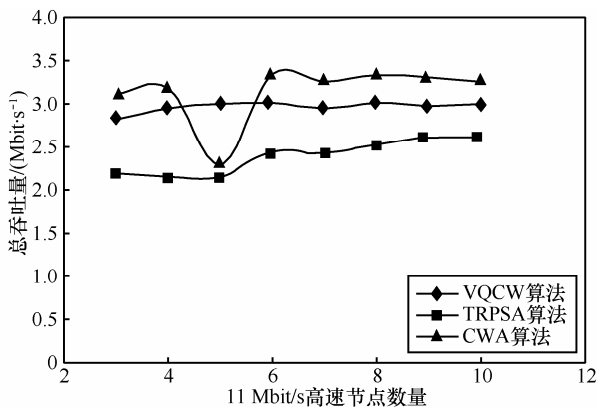


图 9 高速率节点数量变化对网络性能的影响

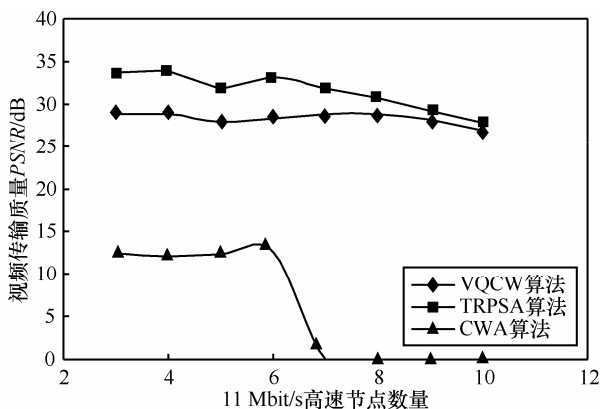


图 10 高速率节点数量变化对视频传输质量的影响

3) 情况 3: 低速率节点(1 Mbit/s)增加的拓扑已有的高速节点竞争窗口 $CW_{min}=32$, 分组长度为 1 000 byte。新增的低速率节点默认竞争窗口 $CW_{min}=32$, 默认分组长度为 1 000 byte。为便于比较, 视频节点的分组切割长度均设定为 1 024 byte。其余参数均按情况 1 设定。

VQCW 算法中参数同情况 1 设置。

TRPSA 算法中 CBR 低速节点分组长度设置为 500 byte。需要说明的是: 此时拓扑同时存在传输速率均为 1Mbit/s 的视频低速节点与 CBR 低速节点。为了防止 2 类低速节点之间产生严重的性能差距, 根据高速节点的默认分组长度为 1 000 byte, 本文按照 2:1 的比例将 CBR 低速节点分组长度设置为 500 byte。

CWA 算法中低速节点的 CW_{min} 均设置为 352。

当 1 Mbit/s 的低传输速率节点增加时, 3 种算法的吞吐量与 PSNR 值曲线分别如图 11 与图 12 所示。可见, 面对增加的低速节点, VQCW 算法在吞吐量性能与 TRPSA 算法比较接近, 而视频质量则优于 TRPSA 算法。另外, 面对低速率节点的增加, TRPSA 算法的视频传输质量不太稳定, 而此时 CWA 算法的网络吞吐量性能最高, 但视频传输质量则最差。

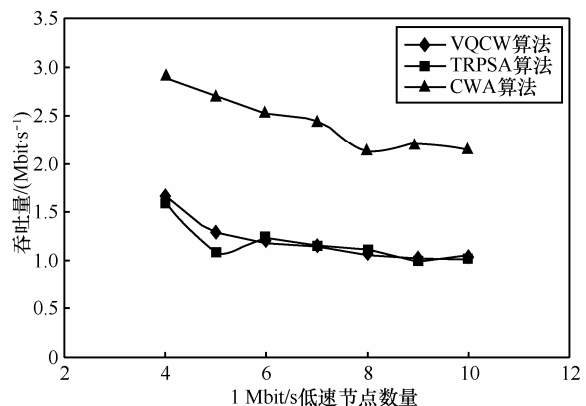


图 11 低速率节点数量变化对网络性能的影响

4) 情况 4: 动态场景下的拓扑

4 个节点与中心节点 n_4 的距离均为 100 m, 运动速度为 2 m/s, 方向均向节点 n_4 靠拢, 拓扑仍如图 1 所示。VQCW、TRPSA 和 CWA 算法的网络吞吐量仿真结果如图 13 所示。3 种算法的视频传输质量如表 5 所示。相较静态拓扑, 在网络吞吐量与视频传输质量指标方面, 三者存在少许下降, 但三者性能上的差距基本未变。

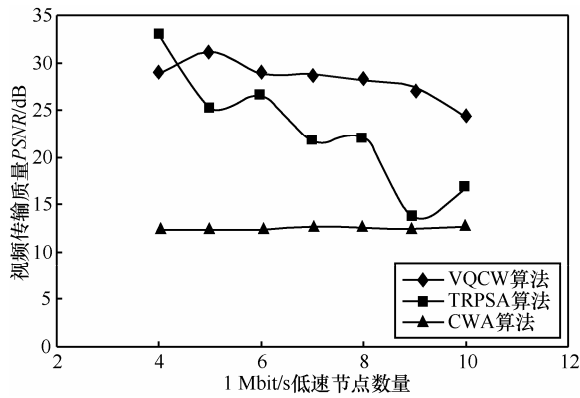


图 12 低速率节点数量变化对视频传输质量的影响

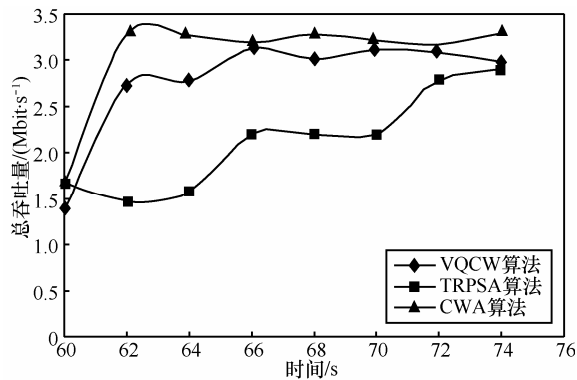


图 13 动态场景下 3 种算法吞吐量性能

表 5 动态场景下 3 种算法 PSNR 值对比

算法	PSNR/dB
VQCW	28.8
TRPSA	33.2
CWA	12.4

6 结束语

由于视频流量的突发、非均匀等特点，基于恒定速率与固定分组长度设计的网络公平性解决方案不适用于多速率多节点网络的视频传输。本文设计了一种基于节点缓冲区队列选择性分组丢失与竞争窗口值动态调整的视频传输(VQCW)策略。为了更好地指导公平性解决方案的设计，推导了基于竞争窗口的吞吐量计算模型。最后设计 4 类网络拓扑情况，比较并验证了 VQCW、TRPSA 和 CWA 3 种算法的网络吞吐量与视频传输质量性能。

理论分析与仿真实验表明：吞吐量性能方面，当高速节点增加时，相较 TRPSA 算法，VQCW 算法拥有较好的性能；而当低速节点增加时，VQCW 算法则与 TRPSA 算法接近，但两者均低于 CWA 算法。视频传输质量方面，当高速节点增加时，VQCW

算法略低于 TRPSA 算法；当低速节点增加时，VQCW 算法高于 TRPSA 算法，但两者都高于 CWA 算法。

总的来说，当发生拥塞时，VQCW 算法利用队列的选择性丢弃算法，保证了视频传输质量，其 PSNR 值基本稳定在 28 dB 左右，达到了主观评价的 fair 等级，其对视频传输的保障是可靠的，同时，利用初始竞争窗口 CW_{min} 动态调节算法，并未牺牲较多吞吐量总体性能。VQCW 算法在视频流量与普通 CBR 流量之间取得了较好的平衡，较好地解决了多速率 IEEE 802.11 网络的视频应用公平性问题。

为方便实验^[2]对照，本文动态实验仅考虑了低速、匀速及节点接近的移动场景。在高速、随机移动等场景下的多媒体公平性传输还有待进一步研究。近年来，基于复杂路况及高速移动的车联网成为研究的热点，NS-2.29 自带的随机移动模型不能满足车联网等的仿真要求。因此，本文下一步将结合 VanetMobiSim 等车联网移动仿真工具，利用 NS 对 IEEE 802.11p 网络进行性能与公平性研究。

参考文献：

- [1] HEUSSE M, ROUSSEAU F, SABBATEL G B, et al. Performance anomaly of 802.11b[C]//The 22nd IEEE International Conference on Computer Communication. 2003:836-843.
- [2] 徐伟强, 胡四平, 汪亚明, 等. IEEE 802.11 中多速率多节点公平的数据分组长度调整策略[J].通信学报, 2011,32(2):120-129.
- [3] XU W Q, HU S P, WANG Y M, et al. Packet size adjustment strategy for fairness in multi-rate and multi-node IEEE 802.11[J].Journal on Communications, 2011,32(2):120-129.
- [4] 黄家玮, 王建新. 多速率 802.11 WLAN 中时间公平的主动队列管理算法[J].通信学报,2009,30(2):34-41.
- [5] HUANG J W, WANG J X. Temporal fair active queue management algorithm for multi-rate 802.11 WLAN[J]. Journal on Communications, 2009,30(2):34-41.
- [6] KIM H, YUN S, KANG I, et al. Resolving 802.11 performance anomalies through QoS differentiation[J]. IEEE Communication Letter, 2005, 9(7):655-657.
- [7] SADEGHI B, KANODIA V, SABHARWAL A, et al. Opportunistic media access for multi-rate ad hoc networks[C]//The Eighth Annual International Conference on Mobile Computing and Networking.2002: 486-497.
- [8] 吴大鹏,武穆清,甄岩.有效提高 WLAN 吞吐量的数据帧发送策略[J].通信学报,2010,31(2):10-16.
- [9] WU D P, WU M Q, ZHEN Y. Effective frame transmitting mechanism for improving the network throughput[J].Journal on Communications,2010,31(2):10-16.
- [10] HU S P, LI J D, PAN G F. Performance and fairness enhancement in IEEE 802.11 WLAN networks[J]. International Journal of Electronics

- and Communications, 2014, 68(7): 667-675.
- [8] 叶浩, 薛开平, 洪佩琳, 等. 无线 ad hoc 网络中一种网络无关的 P2P 流媒体优化传输方案[J]. 中国科学院研究生院学报, 2012, 29(4): 557-558.
YE H, XUE K P, HONG P L, et al. A network-independent transmission optimization mechanism for P2P streaming over wireless ad hoc networks[J]. Journal of the Graduate School of the Chinese Academy of Sciences, 2012, 29(4): 557-558.
- [9] 柯志亨, 程容祥, 邓德隽. NS2 仿真实验[M]. 北京: 电子工业出版社, 2009: 268-270.
KE Z H, CHENG R X, DENG D J. NS2 simulation experiment[M]. Beijing: Publishing House of Electronics Industry, 2009: 268-270.
- [10] 朱海婷, 丁伟, 缪丽华, 等. UDP 流量对 TCP 往返延迟的影响[J]. 通信学报, 2013, 34(1): 19-29.
ZHU H T, DING W, MIAO L H, et al. Effect of UDP traffic on TCP's round-trip delay[J]. Journal on Communications, 2013, 34(1): 19-29.
- [11] HOLLOT CV, MISRA V, TOWSLEY D, et al. On designing improved controllers for AQM routers supporting TCP flows[C]//IEEE INFOCOM. Anchorage, Alaska, USA, IEEE Press, 2001: 1726-1734.
- [12] 张棋飞, 刘威, 孙宝林, 等. 基于冲突分类模型的冲突解析算法[J]. 软件学报, 2010, 21(3): 548-563.
ZHANG Q F, LIU W, SUN B L, et al. Collision classification model-based collision resolution algorithm[J]. Journal of Software, 2010, 21(3): 548-563.
- [13] CALI F, CONTI M, GREGORI E. IEEE 802.11 wireless LAN: capacity analysis and protocol enhancement[C]//The 17th IEEE International Conference on Computer Communication. 1998: 142-149.
- [14] BIANCHI G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000, 18(3): 535-547.

- [15] KUMAR A, MANJUNATH D, KURI J. Wireless networking[M]. Burlington: Morgan Kaufmann Pub, 2008: 23-24.

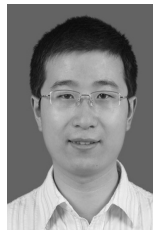
作者简介:



陈亮 (1982-), 男, 江苏南通人, 博士, 南通大学副教授, 主要研究方向为 ad hoc 网络、网络拥塞控制、网络性能分析及优化。



顾翔 (1973-), 男, 江苏南通人, 博士, 南通大学教授, 主要研究方向为网络协议、无线传感器网络、车联网。



王进 (1981-), 男, 江苏海安人, 博士, 南通大学副教授, 主要研究方向为 Web 智能、推荐系统、不确定性推理。