

文章编号:1001-9081(2008)02-0345-05

## 基于 IEEE 802.11e 的多跳无线网络拥塞控制协议

毛建兵,毛玉明,冷甦鹏

(电子科技大学 通信与信息工程学院,成都 610054)

(explorer99us@sina.com)

**摘要:**多跳无线网络中网络拥塞的出现将严重降低网络的性能。基于 802.11e 提供的区分业务类型的信道接入优先级机制,提出了一种对尽力而为(best-effort)类型业务动态调整其优先级进行网络拥塞控制的协议。该算法的主要思想是对发生网络拥塞的节点提升其业务流传输的优先级使其获得更多的传输机会以缓解拥塞状况,并对严重的网络拥塞状况采取反向施压的策略降低上游节点业务流的转发速率。仿真结果表明,该算法有效地提高了网络重负载情况下的吞吐量。

**关键词:**拥塞控制;多跳无线网络;802.11e;动态优先级调整

**中图分类号:**TP393.04 **文献标志码:**A

### Congestion control protocol for multi-hop wireless networks based on IEEE 802.11e

MAO Jian-bing, MAO Yu-ming, LENG Su-peng

(School of Communication and Information Engineering, University of Electronic Science and Technology of China,  
Chengdu Sichuan 610054, China)

**Abstract:** Congestion in multi-hop wireless networks would lead to degradation of network performance. While the 802.11e protocol has provided differentiated channel access priorities for different types of traffic, we proposed a new method to carry out congestion control for multi-hop wireless networks by dynamically adjusting the priority of best-effort traffic. The main idea was to promote the service priority of best-effort traffic when light congestion was detected, and degrade its service priority in upstream nodes when severe congestion happened. The simulation results show that the proposed scheme can effectively promote the network throughput when the network is heavily loaded.

**Key words:** congestion control; multi-hop wireless networks; 802.11e; dynamic priority adjusting

## 0 引言

多跳无线自组织网络是一种不需要固定网络基础设施的无中心结构的网络。当网络中相互通信的两个节点在彼此的传输范围之内时,分组将被直接从源节点投递到目的节点;而当通信的源节点和目的节点不在彼此传输范围之内时,它们之间通信的分组就需要由其他节点为其进行路由转发,直到分组送达目的节点。

由于无线自组织网络中节点需要对其他节点产生的业务流分组提供转发服务,网络中常常会出现业务流汇聚或是交叉于某些节点处,使得这些节点相对网络中的其他节点承载更多的传输任务。另一方面,基于 802.11 DCF<sup>[1]</sup>的共享信道接入机制强调整节点之间的公平信道接入,节点之间无论承载传输任务的多少,都平等享有信道接入的权利<sup>[3]</sup>。这样使得网络业务流的传输在汇聚或是交叉节点处因节点传输能力受限而形成瓶颈,造成网络的拥塞。网络拥塞现象的出现使得经过多跳传输后的分组在发生拥塞的节点处被丢弃,这不仅浪费了分组传输已经消耗掉的信道资源,严重降低网络的吞吐量,而且还将造成业务流之间的不公平性。

802.11e EDCA<sup>[2]</sup>(Enhanced Distributed Channel Access)提供了不同的信道接入优先级,以保证高优先级的多媒体实

时业务流可以比尽力而为类型的业务流优先竞争获得信道接入机会,从而保证实时业务流的 QoS 要求。本文基于 802.11e EDCA 机制提供的区分优先级的信道接入方式,提出一种动态调整尽力而为类型业务的传输优先级的算法(Dynamic Priority Adjusting for Congestion Control, DPACC),使得网络中的拥塞节点获得更多的信道接入机会而使网络拥塞状况得到缓解。当拥塞程度超过优先级调整能够缓解的程度时,拥塞节点将通过反向施压的拥塞反馈方式,让业务流的上游节点降低分组的转发速率,直到拥塞信息反馈到业务流的源节点,使得源节点降低向网络中注入分组的速率。仿真结果表明,DPACC 有效避免了网络因发生拥塞而导致的网络吞吐量急剧下降,提高了网络的性能。

## 1 相关问题

### 1.1 802.11e EDCA 机制

802.11e EDCA 是在 802.11 DCF 基础上提供区分业务类型服务的功能增强性改进,同时保持了和 DCF 机制的向后兼容。EDCA 定义了 4 个不同的信道接入类别(Access Category, AC),每个接入类别对应服务不同优先级的业务数据。为了针对不同优先级的业务数据提供有区别的服务质量,IEEE 802.11e 规定每个 AC 都有一个独立的分组发送队

收稿日期:2007-08-15;修回日期:2007-09-25。 基金项目:国家 863 计划项目(2005AA121122)。

作者简介:毛建兵(1981-),男,四川乐山人,博士研究生,主要研究方向:无线自组织网络、无线传感器网络;毛玉明(1956-),男,四川德阳人,教授,博士生导师,主要研究方向:网络体系结构与协议、宽带通信网、无线通信网;冷甦鹏(1973-),男,四川攀枝花人,副教授,主要研究方向:下一代无线网络、无线自组织网。

列,并且不同的 AC 执行相互独立的退避算法为其队列中分组的发送竞争获得信道接入占用权。因此,每个 AC 都可以近似视为一个 DCF 实体,只不过它们执行参数不同的算法,如图 1 所示。这些参数包括:最小竞争窗口值 ( $CW_{min}[AC]$ )、最大竞争窗口值 ( $CW_{max}[AC]$ )、AIFS [ AC ] (Arbitration Interframe Space)、TXOP [ AC ] (Transmission Opportunity)。

当节点某个 AC 的队列中有数据要发送并且当前信道处于忙状态时,节点启动对应 AC 的退避过程。这时退避计数器在  $[0, CW[AC]]$  区间上均匀分布地随机选择一个整数值作为其初始值,其中  $CW[AC]$  为节点对应 AC 的当前竞争窗口值。退避计数器接下来在每次检测到信道连续空闲时间达到 AIFS [ AC ] 之后,每空闲一个时隙时间 (aSlotTime) 将其值减 1。当退避计数器值减到 0 时,节点开始发送数据或是 RTS 帧。如果同时有多个 AC 的退避计数器值减到 0,那么高优先级的优先发送,同时低优先级的按照发生碰撞进行再次退避处理,通常把这种碰撞称之为虚拟碰撞,也叫节点内碰撞。节点是否成功竞争获得信道将根据接下来节点是否在一定时间内收到接收节点响应的 ACK 或是 CTS。成功竞争获得信道的节点将赋予一个 TXOP,即节点在 TXOP [ AC ] 长的时间里可以连续发送多个同一 AC 队列中的数据分组而无需再次进行信道争用。当有多个节点同时进行发送时,将产生节点之间发送的碰撞,也叫节点外碰撞,这将导致节点竞争信道的失败,使得节点再次进入退避处理过程。TXOP 机制是 802.11e 引入的一个新特性,也称作无竞争突发 (Contention Free Bursting, CFB)。竞争窗口值将影响退避计数器取值的大小,不同的 AIFS 决定了退避计数器值减小的快慢,较大的 TXOP 值赋予了节点更多的传输机会。这样,通过不同参数值的设定,EDCA 可以为不同优先级的业务提供不同的服务质量。

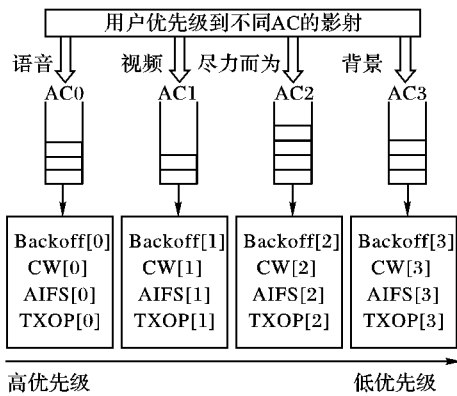


图 1 802.11e EDCA 的四种信道接入类别

1.2 多跳无线网络的拥塞现象

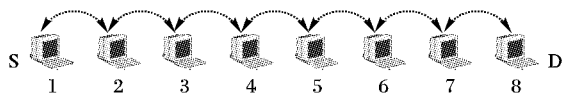


图 2 8 节点的链式拓扑结构网络

网络发生拥塞的情况是非常复杂的,这里我们通过一个简单场景用仿真的方法来说明基于 802.11 DCF 协议的多跳网络的拥塞现象。仿真网络采用了 8 个节点的链式拓扑结构网络,如图 2 所示。每个节点的传输范围限制在使其只能够跟紧邻的节点进行通信。选择节点 1 作为 CBR 业务流的源节点 S,节点 8 作为目的节点 D。路由协议采用静态路由以避免路由开销给业务流传输带来影响,仿真时间为 100 秒。

图 3 给出了从 S 到 D 的业务数据吞吐量随所加负载的变化情况。可以看出,在吞吐量达到最大值之前,随着负载的增加,吞吐量也随之增加。这个过程中没有任何节点出现因缓存溢出而丢包,S 发送的分组在 D 处基本全部得到接收。但是当超过吞吐量的最大值之后,吞吐量却没有能够继续保持着最大值,而是随着负载的增加而下降。这时候,网络中的一些节点出现了严重的拥塞丢包现象。图 4 给出了负载为 768 kbps 的情况下网络中各节点的丢包情况。节点 1、2 和 3 丢包相对比较少,因为它们占用了较多的信道带宽以传输自己队列中需要转发的分组。而节点 4 处发生了严重的网络拥塞丢包,因为无线信道的共享特性以及 802.11DCF 协议退避算法存在的严重缺陷<sup>[4]</sup>,使得当节点 2 和 3 抢占了较多的信道带宽后,节点 4 不能够获得足够的信道带宽以继续向后续节点转发分组,尽管后续节点仍然有剩余的传输能力。当大量的分组经过节点 1、2 和 3 的传输消耗了较多的节点传输能力之后,到达发生拥塞的网络节点 4 处被丢弃,使得之前的传输都成为无效的信道资源占用,降低了带宽的利用效率。于是,适当地提高发生拥塞的网络节点的信道竞争接入能力,并降低上游节点的分组转发速率,可以避免这种无效的信道带宽占用,提高网络的吞吐量。本文提出的 DPACC 正是基于这种考虑所提出的协议。

表 1 仿真参数

参数	参数值	参数	参数值
信道数据速率	11 Mbps	信道基本速率	1 Mbps
分组大小	1020 B	传送层协议	UDP
流量产生方式	CBR	MAC 协议	802.11 DCF
MAC 层队列长度	50 packets	Slot time	20 μs
SIFS	10 μs	DIFS	50 μs
CW <sub>min</sub>	32	CW <sub>max</sub>	1024
重传次数	7		

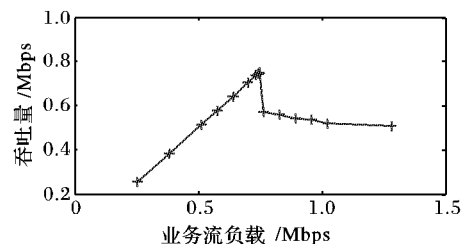


图 3 吞吐量和负载之间的关系

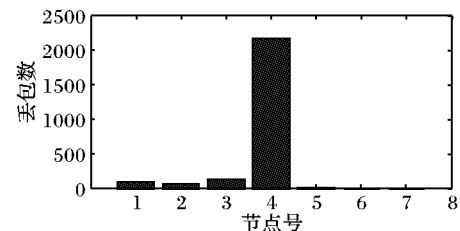


图 4 各节点的丢包情况

2 MAC 层拥塞控制提高网络性能

基于 802.11 协议的无线网络的共享信道特性使得网络中节点与节点之间的链路仅仅是一个逻辑概念,链路的容量没有固定值,节点分享的带宽跟节点本身信道竞争能力有关,并受其他节点的影响。为了缓解节点的拥塞状况,可以采取提高拥塞节点的信道竞争能力的办法,使得节点获得较其周围节点更多的信道带宽以传输自己队列中的数据。采用 802.11 协议的

节点通常有着相同的信道竞争接入能力,无法保证一个节点较其他节点获得优先信道接入权利<sup>[3]</sup>。而 802.11e 协议 EDCA 机制提供的区分业务类型的服务能够有效地使高优先级的业务获得比优先级低的业务更多的传输带宽<sup>[5]</sup>。EDCA 提供的区分信道接入优先级使得实时业务流的 QoS 要求得到保证。但是,目前的网络应用中,非实时业务仍然占到 90% 以上。因此,在网络中没有或者只有较少实时业务流进行传输时,节点根据网络拥塞的状况,动态调整尽力而为为类型业务的优先级,使得承载业务较多的节点获得更多的信道接入机会,并且在网络拥塞严重的情况下降低上游节点的发送速率,达到改善网络的拥塞状况,提高网络吞吐量的目的。

### 2.1 队列变化速率的测量

调整尽力而为为类型业务的优先级,使得节点接收数据的速率不大于发送数据的速率,避免节点出现大量分组在缓存中堆积,形成网络拥塞。因此,我们这里首先对队列中分组到达和离去的速率进行测量。为了叙述方便,我们将 802.11e EDCA 定义的信道接入类别 AC0 ~ AC3 分别称其为信道接入优先级 0 ~ 3,而不同用户优先级映射到 AC<sub>i</sub> 的业务称之为优先级 *i* 类业务。

以  $T_{i(n)}^r$  和  $T_{i(n)}^s$  分别表示节点 *n* 优先级 *i* 队列的分组所需的平均服务时间和分组平均到达时间间隔。一个分组所需服务时间的计算为从 MAC 层准备传输该分组而进入退避过程开始到收到 ACK 确认传输结束为止,因此这个时间包括了退避等待时间、可能发生的碰撞的持续时间以及重传过程消耗的时间等。优先级 *i* 队列的分组到达时间间隔为队列中连续到达的两个分组的时间间隔。 $T_{i(n)}^r$  和  $T_{i(n)}^s$  均值的计算通过在节点的 MAC 层测量各个优先级队列的每个分组的服务时间和到达时间间隔,然后采用指数加权滑动平均 (Exponential Weighted Moving Average, EWMA) 的方式获得:

$$NewT_{i(n)}^r = (1 - \beta) \times OldT_{i(n)}^r + \beta \times \Delta T_{i(n)}^r \quad (1)$$

$$NewT_{i(n)}^s = (1 - \beta) \times OldT_{i(n)}^s + \beta \times \Delta T_{i(n)}^s \quad (2)$$

其中  $0 < \beta < 1$  是一个可调整系数,我们这里取 0.1。 $\Delta T_{i(n)}^r$  是优先级 *i* 队列中一个分组因成功传输而离去所用去的服务时间, $\Delta T_{i(n)}^s$  是优先级 *i* 队列中一个新分组到达与前一个到达分组的时间间隔。

当队列中没有数据分组等待传输时, $T_{i(n)}^r$  的更新会因为没有新计算得到的  $\Delta T_{i(n)}^r$  值而无法进行,导致分组平均服务时间反映的信道忙闲程度动态变化信息的陈旧。为了保证及时更新  $T_{i(n)}^r$  值以反映当前信道的忙闲状况,我们采用虚拟分组发送的方法。考虑 RTS/CTS 模式下的一次成功传输所需要的时间:

$$\Delta T_{i(n)}^r = AIFS[i] + T_{backoff}[i] + T_{RTS} + T_{CTS} + T_H + T_{Data} + T_{ACK} + 3 \times SIFS + 4 \times T_{prop}$$

其中 *SIFS* 和 *AIFS*[*i*] 分别是 802.11e 标准中指定的 *SIFS* 时间参数和优先级 *i* 的 *AIFS* 时间参数, $T_{backoff}[i]$  是发送数据前需要经历的退避等待时间,包括发生碰撞后的再次后退过程, $T_{RTS}$ 、 $T_{CTS}$  和  $T_{ACK}$  分别是传输一个 RTS 帧、CTS 帧和 ACK 帧所需要的时间,而  $T_{Data}$  和  $T_H$  分别是传输数据分组的时间和数据分组传输过程中引入的 MAC 层和 PHY 层封装开销的传输时间, $T_{prop}$  是传播时延。可以看出,在分组大小一致的情况下,影响  $\Delta T_{i(n)}^r$  值的主要因素是 MAC 层的退避等待时间  $T_{backoff}[i]$ 。如果能够获得 MAC 层的退避等待时间  $T_{backoff}[i]$ ,就可以近似计算出  $\Delta T_{i(n)}^r$ ,并用于  $T_{i(n)}^r$  的更新。虚拟分组

发送的方法就是当队列中没有分组等待发送时,自动产生一个虚拟的分组放到相应的队列中,让 MAC 层为其进行发送准备,当 MAC 层执行完退避过程而进入发送过程时,并不让 MAC 执行任何真正的发送动作,包括发送 RTS 帧。当虚拟发送执行时,如果节点同时侦听到有另外的节点也在同一个时隙时间内发送,那么 MAC 协议按照发生碰撞进行处理,为虚拟分组的发送再次进入后退过程,直到虚拟分组成功“发送”。这样,通过虚拟分组的发送,我们就可以得到受信道忙闲程度影响的  $T_{backoff}[i]$  值。

$1/T_{i(n)}^r$  和  $1/T_{i(n)}^s$  分别反映了节点 *n* 优先级 *i* 队列中分组离去速率和到达速率。于是我们定义队列长度的变化率:

$$d(n, i) = \frac{1/T_{i(n)}^r}{1/T_{i(n)}^s} = \frac{T_{i(n)}^s}{T_{i(n)}^r} \quad (3)$$

当分组的平均到达时间间隔大于分组的平均服务时间时,即分组的到达速率小于分组的离去速率,有  $d(n, i) < 1$ ,队列长度呈减小趋势, $d(n, i)$  越小,队列长度减小得越快;当  $d(n, i) > 1$  时,表明队列的分组到达速率大于分组的离去速率,队列长度呈增长趋势, $d(n, i)$  越大,队列长度增长得越快。

### 2.2 提升拥塞节点数据传输的优先级

以  $Q_i(n, t)$  表示 *t* 时刻节点 *n* 优先级 *i* 队列的长度, $S_n$  表示节点 *n* 的一跳邻居节点和节点 *n* 本身的集合。定义:

$$Q_{sum-i}(n, t) = \sum_{k \in S_n} Q_i(k, t) \quad (4)$$

$$Q_{max-i}(n, t) = \max_{k \in S_n} Q_i(k, t) \quad (5)$$

$Q_{sum-i}(n, t)$  和  $Q_{max-i}(n, t)$  分别表示 *t* 时刻节点 *n* 一跳范围内所有节点优先级 *i* 队列中待发送分组的总数和最大的队列长度。以  $N_i(n, t)$  表示 *t* 时刻节点 *n* 优先级 0, 1 和 2 队列中优先级 *i* 类业务的分组数。

每个节点的 MAC 层记录其一跳邻居节点各个优先级队列的长度信息。节点一跳邻居节点的各个优先级队列长度信息可以通过侦听邻居节点发送的 RTS 帧来获得,每个节点在发送的 RTS 帧中捎带其各个优先级队列的长度信息。我们对尽力而为为类型业务数据提升其在 MAC 层被服务的优先级从而提高该类型业务数据的吞吐量。提升尽力而为为类型业务数据传输的优先级需要保证不对高优先级业务的传输造成严重的性能损害,因此当一跳范围内节点待发送高优先级业务分组数量高于设定的门限值  $\alpha$  时,即  $Q_{sum-1}(n, t) + Q_{sum-2}(n, t) \geq \alpha$ ,就不能提升尽力而为为类型业务数据的传输优先级。

设定优先级 2 队列长度的门限值  $\tau_1$  和  $\tau_2$ , 并且  $\tau_1 < \tau_2$ , 作为对尽力而为为类型业务数据提升传输优先级动作的触发点,本设计中分别取 15 和 35。当节点 *n* 优先级 2 队列中待发送数据分组排队的长度超过门限值  $\tau_1$  时,节点将自己优先级 2 队列的长度和所有邻居节点优先级 2 队列的长度进行对比,如果自己的队列长度是所有邻居节点中最大的,即  $Q_2(n, t) = Q_{max-2}(n, t)$ , 并且满足  $Q_{sum-1}(n, t) + Q_{sum-2}(n, t) < \alpha$  以及  $d(n, 2) > 1$ , 则将自己优先级 2 队列中分组的传输优先级提高到优先级 1; 而当节点优先级 2 队列中待发送的分组排队长度超过门限值  $\tau_2$  时, 并且同样满足  $Q_2(n, t) = Q_{max-2}(n, t)$ ,  $Q_{sum-1}(n, t) + Q_{sum-2}(n, t) < \alpha$  以及  $d(n, 2) > 1$ , 则将自己优先级 2 队列中分组的传输优先级提高到优先级 0。提升优先级后,节点缓存中尽力而为为类型业务分组的离去速率大大得到提高,使得缓存中排队分组的数量快速减少。当节点除优先级 3 外的缓存队列中尽力而为为类型业务分组的数

量小于  $\tau_2 - \Delta$  时,即  $N_2(n,t) < \tau_2 - \Delta$ ,节点重新确定自己能否将尽力而为类型业务分组的传输优先级调整为优先级 1,如果不能,则将其恢复为本来的传输优先级 2;当  $N_2(n,t) < \tau_1 - \Delta$  时,同样恢复其传输优先级 2。 $\Delta$  的使用是为了避免传输优先级调整动作出现严重的振荡。

为了避免属于同一信道竞争区域的多个节点同时提升尽力而为类型业务的传输优先级,我们在 RTS 帧中设置一个优先级提升指示比特位。当一个节点执行优先级的提升时,将其发送的 RTS 帧中优先级提升指示比特位置 1,直到优先级提升结束。所有侦听到优先级提升指示比特位置 1 的 RTS 帧的节点,将不允许提升自己队列中尽力而为类型业务数据的传输优先级。

提升优先级后的尽力而为类型业务分组在高优先级队列中排队将影响节点本身后续到达的高优先级业务数据的传输,增加其排队延时。为此,我们采取区分数据类型入队列机制,对于后续到达的高优先级业务分组进入队列时将其放置到队列中第一个尽力而为类型业务分组之前。这样使得高优先级的业务分组始终比优先级提升的分组优先得到服务,避免了因为优先级的提升造成高优先级业务数据排队延迟的增加。

### 2.3 反向施压的拥塞控制机制

当网络拥塞状况超过了前一节所提供的短时拥塞避免机制所能调节的能力时,我们就需要采用更为激进的方法进行拥塞的控制。为此,我们这里采用一种反向施压的策略使得业务流传输路径上的上游节点降低转发速率,直至使得源节点降低发送速率。其基本思想就是发生拥塞的节点向其前一跳节点反馈拥塞信息,使得前一跳节点降低转发速率。前一跳节点再根据它自身处拥塞的严重程度决定是否继续再向上游节点反馈拥塞信息。当发生严重网络拥塞时,通过这样逐跳地向上游节点反馈,最终使得业务流的源节点降低发送速率。

假设业务流  $k$  所经过的路径上紧邻的两个节点  $m$  和  $n$ ,并且  $m$  是  $n$  的前一跳节点。节点维护其缓存队列中每条业务流的分组平均到达时间间隔,以  $T_{r(n,k)}^i$  表示节点  $n$  处优先级  $i$  类业务流  $k$  的分组平均到达时间间隔,  $f_i(n)$  表示节点  $n$  缓存队列中优先级  $i$  类业务流的数目。假设节点  $n$  处发生拥塞,节点  $n$  将采用提高其尽力而为类型业务数据的传输优先级的办法缓解短时的拥塞状态。如果队列长度继续增长并超过门限值  $\tau_2$ ,节点将限制分组到达速率大于平均离去速率的业务流分组的到达,即节点  $n$  处如果尽力而为类型业务流  $k$  有  $1/T_r^2(n,k) > 1/\{T_r^2(n) \times f_2(n)\}$ ,则节点  $n$  将限制业务流  $k$  的上一跳节点向其进行该业务流分组的发送速率。节点限制上一跳节点发送速率可以采用在 RTS—CTS—DATA—ACK 握手机制的 CTS 帧和 ACK 帧中显示指示的方法。当上一跳节点  $m$  在收到的 CTS 或是 ACK 帧中检测到相应的限制发送速率指示,节点  $m$  将在接下来的一段时间内降低该业务流分组的传输优先级,直到下一跳节点  $n$  结束在相应的 CTS 帧和 ACK 帧中显示的发送速率限制指示。节点  $n$  在  $N_2(n,t) < \tau_1 - \Delta$  后,结束对所有流的反向转发速率限制。当下一跳节点结束相应流的发送速率限制后,节点恢复该业务流本来的传输优先级 2。

反向施压策略可能导致“死锁”问题<sup>[8]</sup>,通常这种现象出现的条件是节点之间出现互相的资源要求,但是节点资源的释放却需要占用对方的资源,因此彼此都无法释放资源以满足对方的资源要求。我们这里并不对缓存队列资源的占用进行限制,并且允许队列溢出导致分组丢弃。通过限制其他节

点向本节点的分组转发速率,同时本节点的分组转发速率并不被降低,让发生拥塞的节点有更多的信道接入机会以转发其队列中的分组,使得拥塞得到缓解。因此我们这里所提出的反向施压机制并不会导致“死锁”问题。

反向施压机制的触发需要节点  $n$  满足以下条件之一:

1) 当节点  $n$  的邻居节点中已经有一个节点提升了分组传输的优先级,并且节点  $n$  也需要提高分组的传输优先级以缓解拥塞状态。2) 节点  $n$  的队列长度  $Q_2(n,t) > \tau_2$ ,通过提升分组的传输优先级之后,仍然无法保证  $d(n,2) \ll 1$ 。

## 3 仿真分析

我们采用了广泛使用的 NS-2<sup>[6]</sup> 网络仿真软件对前面所提出的动态调整优先级的拥塞控制算法 DPACC 进行了协议仿真,其中 802.11e 协议 EDCA 采用了 TKN 提供的 NS-2 扩展模块<sup>[7]</sup>。仿真的网络拓扑采用了图 2 和图 5 所示的网络,我们这里分别称其为网络 1 和网络 2。网络 1 中业务流的加载分两种情况:第一种为以节点 1 为源节点,节点 8 为目的节点的一条业务流;第二种在前一种的基础上再添加一条从节点 8 到节点 1 反方向传输的业务流。网络 2 中 (Si,Di) 构成 8 条业务流的源节点-目的节点对。所有业务流的数据产生方式为 CBR,业务流优先级为 2,并且速率一致。

表 2 802.11e EDCA 仿真参数

AC	AIFSN	CW <sub>min</sub>	CW <sub>max</sub>	TXOP
0	2	7	15	0
1	2	15	31	0
2	3	31	1023	0
3	7	31	1023	0

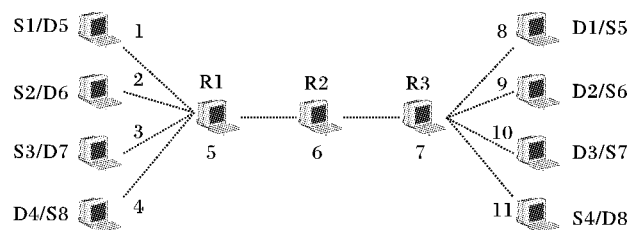


图 5 仿真网络 2 拓扑结构

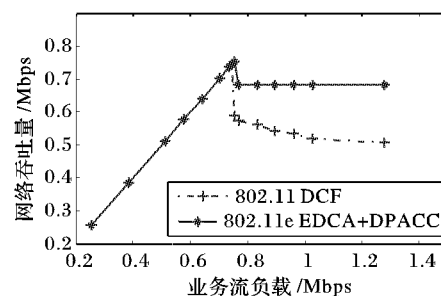


图 6 网络 1 一条业务流的吞吐量

图 6 和图 7 分别给出了网络 1 加载一条业务流和两条反方向业务流情况下的网络吞吐量随所加业务流负载的变化情况。网络 2 的网络吞吐量与加载的业务流负载的关系如图 8 所示。从仿真结果可以看出,随着业务流负载的增加,采用 802.11 DCF 的网络由于拥塞的出现使得网络吞吐量急剧下降,而提供了拥塞控制机制的 DPACC 有效地避免了网络出现拥塞后导致的网络吞吐量严重下降。

接下来我们测试 DPACC 对高优先级业务的影响。在网络 2 中,(S1,D1)和(S4,D4)节点对上分别增加优先级 0 的速

率为 32 kbps 的 CBR 业务流, (S2, D2) 和 (S3, D3) 节点对上分别增加优先级 1 的速率为 64 kbps 的 CBR 业务流。我们将分别采用 802.11e EDCA 和 802.11e EDCA + DPACC 的平均端到端延迟仿真结果进行比较, 如图 9 所示。

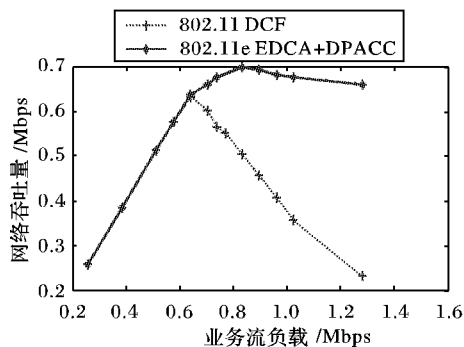


图 7 网络 1 两条业务流的吞吐量

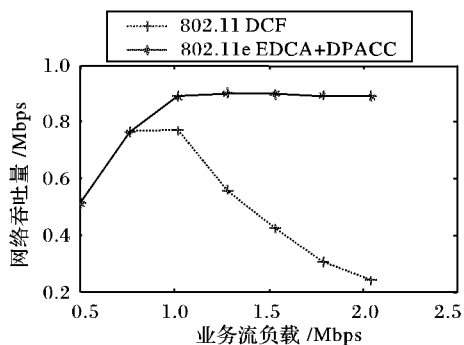


图 8 网络 2 业务流的吞吐量

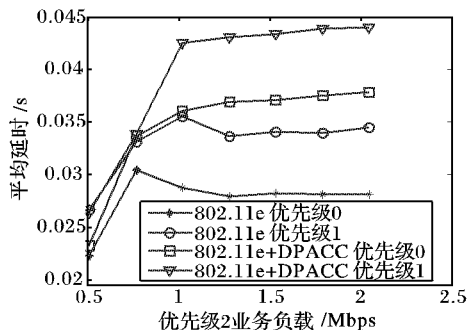


图 9 高优先级业务的平均时延

当优先级 2 业务流负载较低时, 由于网络没有发生拥塞, DPACC 并不对尽力而为类型的业务调整优先级, 因此

高优先级业务的延迟没有受到影响。当负载增加到网络出现拥塞时, DPACC 对优先级的调整一定程度上影响了高优先级业务的延迟特性, 使得高优先级业务的延迟有 30% 左右的增加。

## 4 结语

本文提出了一种基于 802.11e EDCA 的动态调整尽力而为类型业务优先级的网络拥塞控制协议, 通过在节点发生拥塞时提高分组的传输优先级使得节点获得更多的信道占用机会以传输队列中的分组, 缓解拥塞状况。当拥塞非常严重的情况下, 节点采用反向施压的策略, 使得业务流传输路径上的前一跳节点降低传输优先级以降低转发速率。前一跳节点再根据自身的拥塞状况逐跳向上游节点反馈拥塞信息, 直到业务流源节点降低发送速率。仿真结果表明, DPACC 算法有效地提高了网络发生拥塞情况下的网络吞吐量, 提高了网络的性能。

### 参考文献:

- [1] IEEE Std 802.11-1999, Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications [S], 1999.
- [2] IEEE Std 802.11e-2005, Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications amendment 8 [S], 2005.
- [3] BLEFARI-MELAZZI N, DETTI A, HABIB I. TCP fairness issues in IEEE 802.11 networks: problem analysis and solutions based on rate control [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2007, 6(4): 1346-1354.
- [4] 李晓峰, 鄢楚平. 一种基于 IEEE802.11 的无线自组网 MAC 协议 [J]. 计算机应用, 2007, 27(2): 275-281.
- [5] XIAO Y. Performance analysis of priority scheme for IEEE 802.11 and IEEE 802.11e wireless LANs [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2005, 4(4): 1506-1515.
- [6] VINT Group. UCB/LBNL/VINT Network simulator. 2nd ed. [EB/OL]. [2007-03-25]. <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>.
- [7] WIETHOLTER S, HOENE C. Design and verification of an IEEE 802.11e EDCF simulation model in ns-2.26 [R]. Technical University of Berlin, 2003.
- [8] KAROL M, GOLESTANI S J, LEE D. Prevention of deadlocks and livelocks in lossless backpressured packet networks [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2003, 11(6): 923-934.

(上接第 332 页)

将支持向量机引入纸张缺陷的分类, 并参考了诸如钢材等其他类似缺陷的分类和特征选取方法, 针对纸张缺陷的实际情况挑选了几个有效的特征。实际结果表明, 将 SVM 分类方法应用到纸张缺陷分类是可行的。

### 参考文献:

- [1] 张学工. 统计学习理论与支持向量机 [J]. 自动化学报, 2000, 26(1): 32-42.
- [2] VAPNIK V. Statistical Learning Theory [M]. 许建华, 张学工, 译. New York: Wiley, 1998.
- [3] 邓乃扬, 田英杰. 数据挖掘中的新方法: 支持向量机 [M]. 北京: 科学出版社, 2004.
- [4] CHAPELLE O, HAFNER P, VAPNIK V N. Support Vector Machines for histogram-based image classification [J]. IEEE transactions on neural network, 1999, 10(5): 1055-1064.
- [5] ZHANG X G, XU J J, GE G Y. Defects recognition on X-ray images

for weld inspection using SVM [C] // Proceeding of 2004 International Conference on Machine Learning and Cybernetics. New York: IEEE, 2004: 3721-3725.

- [6] KEERTHI S S, LIN C J. Asymptotic behaviors of support vector machines with Gaussian kernel [J]. Neural Computation, 2003; 15(7): 1667-1689.
- [7] LIN H T, LIN C J. A study on sigmoid kernels for SVM and the training of non-PSD kernels by SMO-type methods [R]. Department of Computer Science and Information Engineering, Taipei: National Taiwan University, 2003.
- [8] 张翔, 田金文, 肖晓玲, 等. 支持向量机及其在医学图像分类中的应用 [J]. 信号处理, 2004, 20(2): 208-212.
- [9] CHANG CHIH-CHUNG, LIN CHIH-JEN. LIBSVM: a library for support vector machines [EB/OL]. [2007-07-21]. <http://www.csie.ntu.edu.tw/~cjlin/libsvm>.