

非饱和状态下 TCP/UDP 混合流的 EDCA 模型分析

张南 肖扬

(北京交通大学信息科学研究所 北京 100044)

摘要 IEEE 802.11e EDCA 机制允许采用 CFB(竞争空闲突发)模式,使站点在整个 TXOP 中都能对媒体进行控制,进而省去部分竞争信道的的时间,提高服务质量,然而很少有文献考虑动态 TXOP 非饱和状态模型。提出了非饱和状态下 TCP/UDP 混合流的简单分析模型,该模型考虑了提高服务质量的竞争自由脉冲(CFB)模式。仿真结果表明,该模型能有效地预测混合流的 EDCA 机制性能,并反映出混合 TCP/UDP 流共用信道时会产生相互影响。

关键词 混合流,EDCA,QoS,非饱和状态,CFB

中图分类号 TP393.17 **文献标识码** A

EDCA Model of TCP/UDP Flows Based on Non-saturation

ZHANG Nan XIAO Yang

(Institute of Information Science, Beijing Jiaotong University, Beijing 100044, China)

Abstract IEEE 802.11e EDCA mechanism permits using CFB (Contention Free Burst), which will control the media in a whole TXOP. So it can save some time to occupy the channel and improve the QoS. But few papers think over TXOP in non-saturation. This paper proposed an easy analysis model of TCP/UDP heterogeneous flows appear in non-saturated condition based on IEEE 802.11e EDCA mechanism, the model thinks over CFB, the simulation results indicate that the model is valid on forecasting the EDCA mechanism of mixed flows, and the interaction of the mixed TCP/UDP flows appear when they share the same channel.

Keywords Heterogeneous flows, EDCA, QoS, Non-saturation, CFB

1 引言

传统的 DCF(Distributed Coordination Function)接入方式是基于 CSMA/CA 的尽力而为的传输模式,没有对业务进行优先级区分,难以提供严格的 QoS 保证^[1]。为了保证 WLAN 网络的 QoS,802.11e 协议中对业务进行了等级划分,不同优先级的业务有不同的接入优先级,牺牲低优先级业务的 QoS,来保证高优先级业务的 QoS。为此,802.11e 协议中定义了一种新的混合协调功能 HCF(Hybrid Coordination Function),其中的一种增强的分布式信道接入机制是 EDCA(Enhanced Distributed Channel Access)。

随着网络宽带技术的不断提高,多媒体形式的应用正好适应这种高速宽带网络。IP 电话、视频会议(VC)和视频会议(VoD)等应用的兴起就是很好的例子。这类多媒体应用的一个共同特点是数据的实时性,这就对网络服务提出了新的要求。为了获得更好的实时支持,它们多在传输层使用 UDP 协议。因为该协议有开销较小、面向无连接的特点,所以 Internet 上的 UDP 数据流也日益增大。而当今 Internet 应用还是以 WWW, E-mail, FTP 等为主,这些应用在传输层上是通过 TCP 协议支持的。

当链路处于饱和状态时,由于 TCP/UDP 具有不同的接

入机制,UDP 业务缺乏端到端的拥塞控制机制,因此对拥塞指示信号不发生反应,UDP 业务流将非公平地占用 TCP 业务流所需的带宽,从而在 DCF 机制中占据了链路上几乎所有的带宽,TCP 业务性能将会受到很大影响,引起带宽分配的不公平性。当处于非饱和状态时,混合流的主要极限由饱和的 TCP 流控制,也就是说 TCP 流充分利用可用的一切带宽,以最大速率传输,直到传完所有数据。由于 DCF 协议特性,TCP 流比 UDP 流将获得更多的传输机会,直接影响 UDP 性能。Bruno 等^[2]和 Wang 等^[3]已经分析过这种混合流特性,但是在无线局域网中还有更多的研究等待我们去分析和理解 TCP/UDP 的相互影响。

随着 IEEE 802.11e 协议的产生,很多研究工作致力于 EDCA 机制的模型研究,好多研究以 DCF 为基础并对其进行扩展。常考虑包括不同的 BEB 参数^[4-6]、不同的 AIFS 参数^[4,7]和多包传输 TXOP^[8,9]以及不同的 ACK 策略^[10,11]。

信道处于非饱和状态是近年来的研究热点之一,接近真实网络状态。许多文献对随机 Markov 链模型进行扩展,如文献[12,13]在描述退避算法时均引入新的状态,考虑移动节点为空时的时间模型。分析非饱和系统模型可以考虑混合流时系统的性能。

IEEE 802.11e EDCA 允许采用 CFB(竞争空闲脉冲)模

到稿日期:2010-07-14 返修日期:2010-11-14 本文受国家自然科学基金(60572093),国家教育部博士点基金(20050004016)资助。

张南(1979-),女,博士生,主要研究方向为下一代网络服务质量、认知无线网络等,E-mail:nanzhang18@sina.com;肖扬(1955-),男,教授,博士生导师,主要研究方向为空地信号处理、多维信号处理等。

式,使站点在整个 TXOP 中都能对媒体进行控制,进而省去部分竞争信道的时间。然而很少有文献考虑动态 TXOP 非饱和状态模型。本文给出了 802.11e EDCA 机制中混合流的简单分析模型,研究了混合流在信道非饱和状态下的相互影响,并通过仿真结果验证了模型的正确性。

2 协议分析

最新的 802.11e 草案中的 EDCA 定义了 4 种不同的 QoS 业务接入类型 AC, 优先级由高至低排列为语音业务 (Voice)、视频业务 (Video)、尽力而为的业务 (Best Effort) 和背景业务 (Background)。在 EDCA 中,BA 方式下的多优先级业务竞争接入信道的过程如图 1 所示。

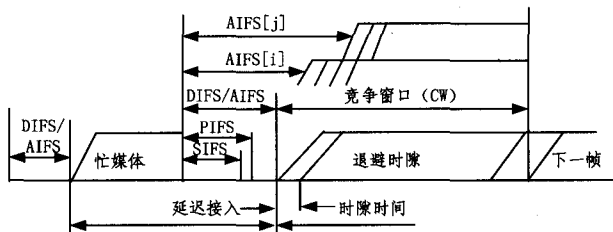


图 1 BA 方式下多优先级业务竞争接入信道

MAC 层服务数据单元 (MSDUs) 在监听到信道处于空闲的时间等于一个相应的接入等级的判别帧 (AIFS) 的时间后, 每一个接入等级的业务都相互独立地启动一个退避 (Backoff) 实例。判别帧的最小值为 DCF 帧间间隔 (DIFS, DCFIFS), 在接入过程中各个接入等级的业务可以分别增加自己的 AIFS 值, AIFS 的计算方法为 $AIFS = SIFS + AIFSN * Slot$, 其中 AIFSN 是 AIFS 的数量值。

在等待了一个 AIFS 时段以后, 每一个退避实例为自己设定了一个随机的倒数计时器, 计时器开始的取值范围为 0 到 $CW[AC]$ 。 $CW[AC]$ 的最大值 ($CW_{max}[AC]$) 和最小值 ($CW_{min}[AC]$) 以及其它相关参数由数据的接入等级决定。在每一次系统发生冲突或者虚拟冲突时, 每个接入等级的业务流的退避过程就会增加, 即按照该接入等级的参数增大 $CW[AC]$ 的最大值 $CW_{max}[AC]$, 使倒数计时器的计时时间增加。如果 $CW_{max}[AC]$ 改变后退避过程的增加次数已经达到了 802.11 系统规定的重传限制次数, 则在本次竞争中该接入等级的业务的 CW 值的最大值将被设定为该 $CW_{max}[AC]$, 此后不再继续增大。如果在倒数计时器到达 0 之前某接入等级业务监听到信道开始处于忙碌状态, 则该等级业务的倒数计时器将停止倒数计时过程。然后在等待一个 AIFS 时段后再次监听信道是否处于空闲状态, 如果某个接入等级业务的倒数计时器达到 0。

如果在一个 802.11e 的站点 (QSTA) 中, 两个退避实体试图在同一个时隙中传输数据, 系统会优先传输高优先级业务数据流。另一个数据流会按照发生冲突时的情况继续执行以下操作, 这种情况成为虚拟冲突。图 2 为 802.11e 的这种分级队列结构。在 802.11 中只有一个优先级, 所有数据在竞争时按照统一的参数公平地竞争信道资源; 而在改进后的 802.11e 中, 4 种接入等级区分了业务数据的 4 种优先级, 每一种优先级拥有自己的退避实体, 按照系统参数独立地改变各自退避时的竞争窗口值。当在某个时隙中优先级不同的数据同时准备发送时, 系统会优先发送高优先级的数

据, 低优先级的数据就会按照发生碰撞时的情况执行。在相同条件下, 802.11e 始终优先保证高优先级的业务的传输。

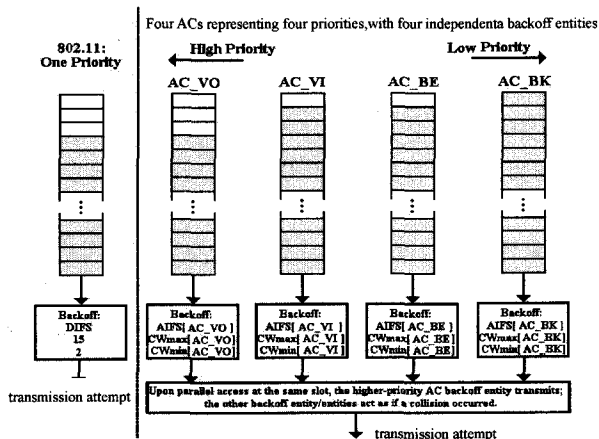


图 2 802.11e 中的不同接入等级

IEEE 802.11e 在系统接入等级参数的配置上采用表 1 所记录的参数, 其中优先级高的语音业务 AIFS 的时间段初始值短, 而优先级低的 BE, BK 业务 AIFS 的时间段初始值长。当各个级别的业务初次竞争接入信道时, 由于之前信道上没有进行数据包的传输, 因此各个级别的数据流采用表中的初始参数。在竞争时段中, 由于 VO 业务的 AIFS 值最小, 因此系统可以保证优先达到 VO 级别数据流所需要的 AIFS 值, 从而使 VO 级别数据流首先启动一个退避实例, 首先开始进行计时器倒数计时。然后, 当信道的空闲时间达到 VI 业务所需要的 AIFS 值时, VI 级别数据流启动其退避实例开始倒数计时。最后, BE 和 BK 业务在检测到系统空闲时间等于 AIFS 时启动相应的倒数计时。各个 AC 的倒数计时器的初始值是由 CW_{min} 和 CW_{max} 决定的, 系统根据该范围随机生成一个数值, 该 AC 就按照次随机数开始倒数计时。由表 1 可知, 在生成随机数时, 高优先级的业务能够生成更小的随机数, 所以可以保证此情况下高优先级业务能够更快地倒数计时为 0。当某一计时器倒数计时为 0 时, 该 AC 开始进行数据传输。同时, 其他 AC 分别停止各自的倒数计时器, 经过相对应的 $AIFS[AC]$ 时间段的等待, 所有停止倒数计时的业务分别重新检测信道的状态。若此时信道空闲, 则各 AC 继续倒数计时。若等待 $AIFS[AC]$ 时间段后信道仍然处于忙碌, 则根据系统参数配置扩大 $CW_{max}[AC]$ 的值, 从而产生一个新的随机数作为倒数计时的初始值, 再次经过相对应的 $AIFS[AC]$ 时间段的等待而重新检测信道的状态, 若信道空闲则按照新生成的随机数开始倒数计时。若信道忙碌, 则仍然重复以上步骤, 扩大 $CW_{max}[AC]$ 的值, 直到达到系统所规定的最大后退级数为止。今后的 $CW_{max}[AC]$ 不再增大。

表 1 IEEE 802.11e 中默认的基本参数

Priority	CW_{min}	CW_{max}	AIFS	PF
0	7	15	2	2
1	15	31	2	2
2	31	1023	3	2
3	31	1023	7	2

由此可知, 由于在接入等级参数设置中高优先级业务的 AIFS 和 CW 值的范围都小于低优先级的业务, 因此在竞争时, 高优先级的业务更容易倒数计时达到 0 值。接入等级越

高的业务,在竞争中接入信道的几率就越大。相反,接入等级越低,接入信道的几率就越小。系统牺牲低优先级数据包的传输而满足高优先级数据包的传输,保证了系统的 QoS。这就是改进后的多优先级 802.11e 和单一优先级的 802.11 在保证系统 QoS 上的最大区别。

QSTA 获得信道使用权后,在设置的 TXOP Limit 时间(见表 1)内进行数据交互(表 1 中 AC_BK, AC_BE 的 TXOP Limit 值为 0,表示当 QSTA 获得信道使用权后只能发送一个数据报文)。在这个时间段内,QSTA 可以发送多个数据包。这个数据帧最大的特点是 AC 相同,但目的地址可以不同。TXOP 内首个发送帧(不限于数据帧,可以通过 RTS 或者 CTS to self 预约)需要一次预约整个 TXOP Limit 内帧传送的所有时间,以使其他 STA 的虚侦听机制正常工作。一次 TXOP 结束后,重新开始新一轮的信道竞争。在经过 time gap(=AIFS[AC] + BackOff)后,某 STA 可以开始使用信道。由于节省了每次帧传送后的信道竞争时间,提高了吞吐量。高优先级业务流一旦获得信道,就在 TXOP 持续时间内不断传输数据包,其服务质量得到保证。

在实际应用中,网络运营商根据移动用户的需求在无线局域网中首先保证语音数据的传输,其次是视频点播,随后是 Web 的访问。而 BK 则对应着那些希望在带宽空闲时进行收发的应用软件等不重要的业务。

3 模型分析

网络传输通常包括 TCP 流和 UDP 流。UDP 流传输的特点是与其传输所需要的带宽紧密相关。如果网络能够满足其所需的带宽,数据就会被及时发送;反之,如果不能满足所需的传输带宽,就会出现丢包现象。考虑 TCP 协议比 UDP 协议的 EDCA 系统模型需要知道基站的连接速率(C)、无线节点发送的数据包的到达速率(λ_k)及无线节点发送的数据包长度的统计值(L_k)。与其相对,TCP 流传输尽量利用所有可用的带宽,与系统中其他 TCP 流弹性共享带宽,可靠性较高。

考虑图 3 的混合网络,本文将基站 MAC 层的队列模型可看作是一个具有独立服务时间的有限 M/M/1/q 队列,其中 q 是基站队列长度。

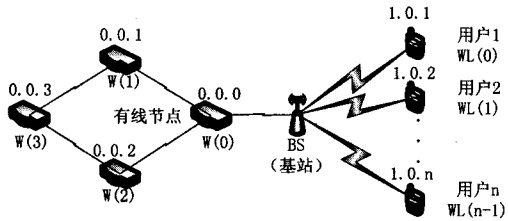


图 3 网络拓扑结构

首先给出若干定义:

- (1) 第 k 个无线节点的发送数据包的平均长度为 L_k ;
- (2) 第 k 个无线节点的发送数据包的到达速率为 λ_k , 数据包到达概率和数据包服务时间服从指数分布;
- (3) N 为无线节点总数, TCP 流总数为 N_{TCP} , UDP 流总数为 N_{UDP} , $N = N_{UDP} + N_{TCP}$;
- (4) 基站连接速率为 C (bits/s), 被 N_{TCP} 个 TCP 流和 N_{UDP} 个 UDP 流共享;
- (5) $P_{L,k}$ 为基站入口丢包概率;

- (6) $P_{d,k}$ 为 MAC 层的丢包概率;
- (7) $P_{b,k}$ 为无线节点 k 的数据流接入时的阻塞概率;
- (8) $E\{W_k\}$ 为无线节点 k 退避过程中的平均时隙数;
- (9) p_k 为无线节点 k 发送的数据包发生碰撞的概率;
- (10) $T(L_k)$ 为成功传输数据包所需的平均时间;
- (11) $\bar{T}_c(L_k)$ 为当节点 k 发生碰撞导致信道繁忙的平均时间;
- (12) m 为退避级数,它等于最大重传次数;
- (13) $E[T_p]$ 为基站传输一个有效包的时间。由于本文假设数据包的有效长度为 L_k , 因此 $E[T_p] = L_k/C$;
- (14) τ_k 为无线节点 k 发送一个数据包的概率;
- (15) σ 为 802.11DCF 协议单一时隙的持续时间,单位为秒,它的长短取决于基站的连接速率。

在上述定义下,基站的吞吐量为:

$$S = \sum_{k=1}^N \lambda_k (1 - P_{L,k}) \quad (1)$$

式中,基站吞吐量依赖于第 k 个无线节点的发送数据包的到达速率为 λ_k :

$$\lambda_k = \begin{cases} L_k/R_{TCP,k}, & \text{TCP 流} \\ L_k/R_{UDP,k}, & \text{UDP 流} \end{cases} \quad (2)$$

式中, $R_{TCP,k}$ 为第 k 个无线节点发送一个 TCP 包需要的往返时间,它随基站的服务时间 X_k 的变化而变化:

$$R_{TCP,k} = X_k + T_p \quad (3)$$

式中, T_p 为多跳传播延迟^[22-25]。但是,文献[14-20]未考虑数据包的到达速率 λ_k 与数据流的类型有关,而文献[21-24]未考虑基站服务时间 $X_k(n)$,其结果适合有线网络边缘路由器:

$$R_{TCP,q} = q/C + T_p \quad (3')$$

式中, q 为边缘路由器队列长度。

式(2)中的 $R_{UDP,k}$ 为第 k 个无线节点发送一个 UDP 包需要的时间,它与基站的服务时间 X_k 无关。目前已有的研究结果^[14-20]未考虑到 DCF 协议 MAC 层的数据帧长度随 TCP 包长和 UDP 包长的自动调整问题。

本文提出 TCP 流传输尽量利用基站的连接速率,与其它 TCP 流弹性地共享连接速率。如果第 k 个无线节点的发送数据包为 TCP 包,则 MAC 层的数据帧的长度 L_k 随 TCP 包长变化而变化;而如果第 k 个无线节点的发送数据包为 UDP 包,则由于 UDP 包的包长固定,MAC 层的数据帧的长度 L_k 无变化。

由式(1)可看出,基站吞吐量依赖于队列入口的丢包概率 $P_{L,k}$ 。由于重传次数超过了重传极限值而溢出或者 MAC 层丢包,影响到 $P_{L,k}$:

$$P_{L,k} = P_{b,q} + (1 - P_{b,q})P_{d,k} \quad (4)$$

式中, $P_{b,q}$ 为无线节点 k 的数据流接入时的阻塞概率:

$$P_{b,q} = \frac{(1-\rho)(\rho)^q}{1-(\rho)^{q+1}} \quad (5)$$

式中, $\rho = \sum_{k=1}^N \lambda_k/C$ 为基站的链路利用率。

文献[17-20]未考虑基站的链路利用率 ρ ,其模型无法反映混合流接入时的网络行为。

任意随机时隙无线节点 k 传输一个数据包的稳态概率就是一个数据包已经准备进入基站传输队列的概率。

由碰撞概率 p_k 可得 MAC 层的丢包率:

$$P_{d,k} = p_k^{m+1} \quad (6)$$

在任意时隙中,无线节点 k 发送的数据包发生碰撞的概率 p_k 等于其它 $N-1$ 个无线节点至少有一个无线节点发送数据的概率。

碰撞概率可以描述成至少两个无线节点在同一个时隙内同时发送数据包的概率:

$$p_k = 1 - (1 - \tau_k)^{N-1} \quad (7)$$

无线节点 k 发送一个数据包的概率 τ_k 为:

$$\tau_k = \frac{2(1-2p_k)}{(1-2p_k)(W_k+1) + p_k W_k (1-(2p_k)^m)} \quad (8)$$

显然,将 τ_k 代入式(6),可以得到 p_k 的一非线性方程:

$$1 - p_k - (1 - \frac{2(1-2p_k)}{(1-2p_k)(W_k+1) + p_k W_k (1-(2p_k)^m)})^{N-1} = 0 \quad (9)$$

该方程在 $[0, 1]$ 区间的实根为所求 p_k 。

我们采用粒子群算法^[25, 26]求 p_k , 其中选适应度函数为:

$$f(p_k) = 1 - p_k - (1 - \frac{2(1-2p_k)}{(1-2p_k)(W_k+1) + p_k W_k (1-(2p_k)^m)})^{N-1} \quad (10)$$

由粒子群算法得到 p_k 后,将其代入式(8),即可得到 τ_k 。该问题的复杂性在于 τ_k 不仅为 p_k 的函数,而且 τ_k 还是 W_k 和 m 的函数。类似, p_k 不仅为 τ_k 的函数,同时也是 W_k 和 m 的函数。

假设 N 个无线节点都试图传输,多个站点有恒定条件碰撞概率, p_k 为一个无线节点至少有一个要发送的数据包的概率,则 $E\{W_k\}$ 为:

$$E\{W_k\} = \frac{1 - p_k - p_k (2p_k)^m W_{\min}}{1 - 2p_k} - \frac{1}{2} \quad (11)$$

式中, m 为最大重传次数, W_{\min} 为最小退避时隙个数。

当混合流共享带宽时,带宽需求较低的发送流具有较高的冲突概率。假设无线信道仅发生冲突时才会重传,由式(6),可近似计算出成功发送一个数据包所需的平均重传次数:

$$m \approx \frac{1}{1 - p_k} \quad (12)$$

式(3)中的基站服务时间 $X_k(n)$ 取决于的 TCP 包或 UDP 包长和 DCF 协议^[15]中定义的帧结构。

令 $H = PHY_{hdr} + MAC_{hdr}$, PHY_{hdr} 和 MAC_{hdr} 分别为物理层和 MAC 层的包头长度,设 MAC 层传输延时为 δ ,对于基本接入方式, $T(L_k)$ 和 $\bar{T}_c(L_k)$ 的值为:

$$\begin{cases} T(L_k) = (H + SIFS_H + ACK_H + DIFS_H) / C + E[T_p] + \delta \\ \bar{T}_c(L_k) = (H + SIFS_H + DIFS_H) / C + E[T_p] + \delta \end{cases} \quad (13)$$

式中, $SIFS_H$, ACK_H 和 $DIFS_H$ 分别是 IFS 字段、ACK 字段和 DIFS 字段的字节数。

式(3)中的基站服务时间计算如下:

$$X_k = mE\{W_k\} \alpha_k + (m-1)\bar{T}_c(L_k) + T(L_k) \quad (14)$$

上式对于 BA 模式^[15]和 TRS/CTS 模式^[15]都是适用的,只是相应的帧持续时间 $T(L_k)$ 和 $\bar{T}_c(L_k)$ 不同而已。式(14)中参数 α_k 对应于上行无线链路 MAC 时延,即无线接点发送的数据包从开始竞争信道到被成功发送或因发送重试次数超过最大限制而被丢弃的时间,它包括接入时延(由于退避、碰撞等产生)、传输时延和 IFS 时延(如 SIFS 时延、DIFS 时延)。

MAC 时延 α_k 的均值为:

$$\alpha_k = p_{e,k} \sigma + p_{s,k} (T^*(L_k) + \sigma) + p_{c,k} (n) (\bar{T}_c^*(L_k) + \sigma) \quad (15)$$

式中, $T^*(L_k)$ 和 $\bar{T}_c^*(L_k)$ 分别是另一个节点成功传输的平均间隔和两个节点间发生冲突的平均间隔; $p_{e,k}$, $p_{s,k}$ 和 $p_{c,k}$ 分别是信道无数据发送的概率、成功传输的概率和发生碰撞时的概率。

在基站缓冲区为空的时隙中,成功传输概率仅发生在给定时隙内只有一个节点传输的情形,即:

$$p_{s,k} = (N-1)\tau(1-\tau)^{(N-2)} \quad (16)$$

在一个任意随机选择时隙内没有其他节点传输的概率,即信道空闲的概率为:

$$p_{e,k} = (1-\tau)^{(N-1)} \quad (17)$$

其它 $N-1$ 个节点中至少有两个节点发送数据(碰撞)的概率为:

$$p_{c,k} = 1 - p_{e,k} - p_{s,k} \quad (18)$$

服务时间 X_k 、数据包的平均长度 L_k 和站点 k 的数据包到达速率 λ_k 、丢包概率 $P_{L,k}$ 、基站的吞吐量由式(1)计算得到。选取表 1 中的不同参数,计算 EDCA 模型中不同类的 TCP 流和 UDP 流吞吐量。

4 数值实验与仿真结果分析

本文建立了基站的混合流 EDCA 队列模型。应用本文提出的方法,弹性传输的数据包到达率可自动适应基站的连接速率。

结合不同类流的不同参数设置,通过求解式(1),可以得到基站的吞吐量理论曲线。为了验证模型的有效性,本文对基于变长数据包混合流网络,在 NS-2 平台下进行了仿真,并给出了理论模型解析结果与仿真结果对照图。系统的基本参数如表 2 所列。实际中的网络拓扑结构通常呈现出有线节点、无线节点和基站间相互连接的复杂的网状结构的状态。为不失一般性,考虑在网络拓扑结构中增加多跳和多路的因素,即在数据包从源地址传输到目的地址的过程中需要经历某个节点的转发,而且还将设定由源地址到目的地址的网络通路不唯一,使其更接近于现实应用中的实际网络拓扑结构。如图 3 所示,其包含 4 个有线节点、 n 个无线节点、基站 BS (Base Station)。基站和有线节点之间通过双向有线链路相连接,基站 BS 和无线节点之间通过无线链路相连接,基站和节点之间的数据也通过这些链路传输。当无线节点向有线节点发送数据包时,无线节点首先将数据传至基站,再通过基站和有线节点之间的链路将数据最终传输到有线节点。

表 2 系统基本参数

参数	值
R _{data}	2Mbps
R _{basic}	1Mbps
MAC Header	272 bits
PHT Header	192 bits
ACK	112 bits + PHY Header
Slot time	20 μ s
SIFS	10 μ s
DIFS	50 μ s
Retry limit & Maximum Stage	5

系统中有两种类型的混合流,其中 4 个 TCP 流,随着

UDP 流增加总吞吐量的变化情况。UDP 流 n_s 发送速率为 100kbps, 分组大小 $L_s = 500\text{bits}$; TCP 流 n_c 带宽最大可用带宽, 分组大小为 $L_c = 2000\text{bits}$ 。每个站点发送一种流到邻站。每个站点有一个 MAC 队列, 其长度 $Q = 50$ 个分组大小, MAC 层选用 BA 接入机制。

每个 UDP 流在 TXOP 持续时间内, UDP 站点最多可发送 4 个数据包, 最小窗口值为 8, 优先级为 2; 每个 TCP 流在 TXOP limit 内最多可发 1 个数据包, 最小窗口大小为 32, 优先级 3。图 4 示出 UDP 流在 DCF 模型和 EDCA 模型下的吞吐量随着 UDP 流增加而增大, 同时由实验结果可以看出 EDCA 中 UDP 流的吞吐量有较大提高。图 5 示出 TCP 流在 DCF 模型和 EDCA 模型下的吞吐量, 随着 UDP 流增加, 吞吐量不断下降, EDCA 模型下降加快, 甚至趋向于零。

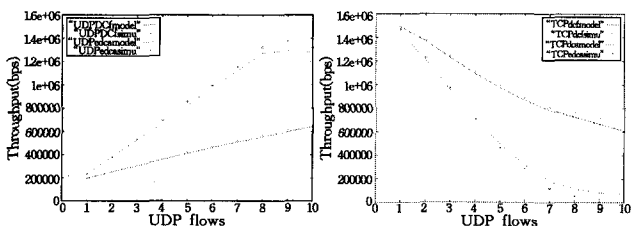


图 4 DCF 和 EDCA 模型中 UDP 流的吞吐量

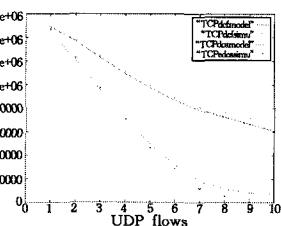


图 5 DCF 和 EDCA 模型中 TCP 流的吞吐量

实际上, 不同的参数对系统性能的影响很大。由于 EDCA 中 TCP 流的吞吐量较低, 甚至接近于零, 系统中参数变化对 DCF 机制与 EDCA 机制的影响大致相同。为了更好地给出参数变化对系统性能的不同影响, 给出了 DCF 模型中参数变化对吞吐量的影响结果, 如图 6 所示。

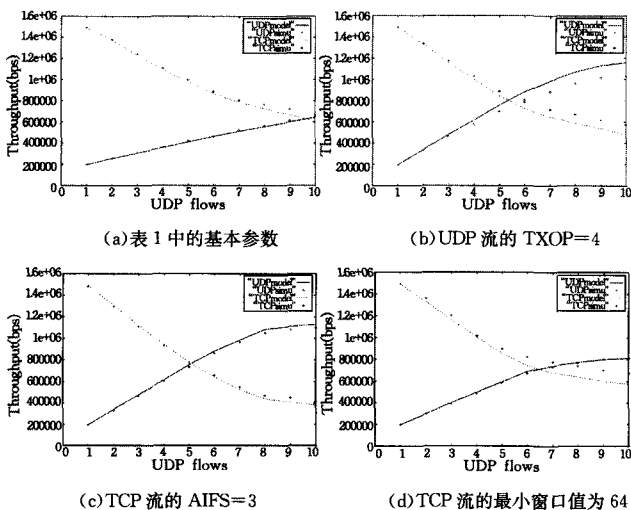


图 6 TCP 和 UDP 流的总吞吐量情况。

由实验结果可以得出如下结论: 通过调整 MAC 参数可控制 TCP 流和 UDP 流的发送机会, 实现相对“公平”问题。

结束语 提出了 802.11e EDCA 在非饱和状态下混合流共享信道的性能分析模型, 即分别采用不同数量和类型的混合流验证模型。实验结果证明了模型的准确性和有效性。

参考文献

[1] 孙强, 刘同佩. 一种新的 EDCA 优化策略[J]. 计算机应用, 2005, 25(12): 2896-2898
 [2] Bruno R, Conti M, Gregori E. Design of an enhanced access point to optimize TCP performance in Wi-Fi hotspot networks[J].

Wireless Networks (Springer), August 2006

[3] Wang Ping, Jang Hai, Zhuang Wei-hua. Capacity Improvement and Analysis for Voice/Data Traffic over WLAN[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2007, 6(4): 1530-1541
 [4] Randhawa T S, Robinson J W. Saturation Throughput Analysis of IEEE 802.11e Enhanced Distributed Coordination Function[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2004, 22(5)
 [5] Yang Xiao. Performance Analysis of Priority Schemes for IEEE 802.11 and IEEE 802.11e Wireless LANs[J]. IEEE Transactions on Wireless Communication, 2005, 4(4)
 [6] Wu Hai-tao, Wang Xin, Zhang Qian, et al. IEEE 802.11e Enhanced Distributed Channel Access (EDCA) Throughput Analysis[C]//IEEE ICC'6. 2006
 [7] Clifford P, Duffy K, Foy J, et al. Modeling 802.11e for data traffic parameter design[C]//Cyprus. 2006
 [8] Lu Ke-jie, Wang Jian-feng, Wu Da-peng, et al. Performance of A Burst-Frame-Based CXMA/CA Protocol for High Data Rate Ultra-Wideband Networks; Analysis and Enhancement[C]//The Third International Conference on Quality of Service in Heterogeneous Wired/Wireless Networks (QShine 2006). Waterloo, Ontario, Canada, August 2006: 7-9
 [9] Kuppia S, Dattatreya G R. Modeling and analysis of frame aggregation in unsaturated WLAN with finite buffer station[C]//IEEE International Communications Conference (ICC 2006). Istanbul, Turkey, 2006
 [10] Li Tianji, Ni Qiang, Turletti T, et al. Performance Analysis of the IEEE 802.11e Block ACK Scheme in a Noisy Channel[C]//International Conference on Broadband Networks. Boston, MA, USA, 2005
 [11] Tinnirello I, Choi S. Efficiency Analysis of Burst Transmissions with Block ACK in Contention-based 802.11e WLANs[C]//Proc. IEEE ICC'2005. Seoul, Korea, 2005
 [12] Cantieni G R, Ni Qiang, Barakat C, et al. Performance Analysis under Finite Load and Improvements for Multirate 802.11[J]. Elsevier Computer Communications Journal, 2005, 28(10): 1095-1109
 [13] Malone D, Duffy K, Leith D J. Modeling the 802.11 Distributed Coordination Function with Heterogeneous Finite Load[C]//Workshop on Resource Allocation in Wireless Networks. Trento, Italy, 2005
 [14] Wang Ping, Jang Hai, Zhuang Wei-hua. Capacity Improvement and Analysis for Voice/Data Traffic over WLAN[J]. IEEE Transactions on Wireless Communication, 2007, 6(4): 1530-1541
 [15] Cali F, Conti M, Gregori E. IEEE 802.11 wireless LAN; Capacity analysis and protocol enhancement[C]//INFOCOM. San Francisco, USA, April 1998: 142-149
 [16] IEEE 802.11 WG, Part 11. Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications[S]. ANSI IEEE Std 802.11, 1999
 [17] Garetto M, Chiasserini C-F. Performance Analysis of 802.11 WLANs under Sporadic Traffic[C]//Networking 2005. Waterloo Ontario, Canada, 2005: 1343-1347
 [18] 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
 [19] Chen Hong-yuan, Li Yan-da. Performance model of IEEE 802.

11 DCF with variable packet length[J]. IEEE Communications Letters, 2004, 8(3): 186-188

[20] Blefari-Melazzi N, Detti A, Habib I, et al. TCP Fairness Issues in IEEE 802. 11 Networks [J]. Problem Analysis and Solutions Based on Rate Control. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2007, 6(4): 1346-1355

[21] Tickoo O, Sikdar B. Modeling Queueing and Channel Access Delay in Unsaturated IEEE 802. 11 Random Access MAC Based Wireless Networks [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2008, 16(4): 878-891

[22] Xiao Y, Du H, Cao Z, et al. Active queue management for differentiated network [C] // Proceedings of IET International Conference on Wireless Mobile and Multimedia Networks (ICWMMN

2006). Hangzhou, China, 2006: 357-361

[23] Xiao Y, Kim K. Congestion control of Differentiated service network [J]. Chinese Journal of Electronics, 2010, 19(1): 113-118

[24] Mao P-X, Zhang N, Xiao Y, et al. The QoS of the Edge Router Based on Diffserv/MPLS [C] // 5th International Conference on Wireless Communications, Networking and Mobile Computing (WiCom '09). Sept. 2009: 1-4

[25] Lu L Y, Xiao Yang, Woo S, et al. Network congestion control algorithm with cooperation between edge and core routers [C] // 11th International Conference on Advanced Communication Technology (ICACT 2009) Volume 01. Feb. 2009: 621-625

[26] 郭振清, 肖扬. CDMA 系统粒子群多用户检测算法 [J]. 信号处理, 2007(6): 806-809

(上接第 48 页)

仿真 3 链路容量时变对算法的影响

$N=20$, $p_{ul}(t)=0$, 初始时刻所有节点链路容量 $C=1\text{Mb/s}$ 。当 50s 时, 瓶颈节点 G 的链路容量减至 0.1Mb/s , 60s 时, 链路容量恢复为 1Mb/s 。实验结果如图 7 所示, PSD 算法比神经元 PID 更好地控制了因链路容量骤变出现的队列震荡, 可取得更好的控制效果。

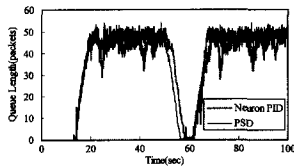


图 7 链路容量时变下 Neuron PID 与 PSD 队列长度曲线

对比实验的相关性能参数如表 2 所列, 表中 Neuron PID 简称为 N-PID。可以看出, 相较神经元 PID 控制, PSD 算法具有较小的静态误差和超调。而当队列基本稳定后, 面对突发干扰, 队列震荡幅度也小于神经元 PID, 综合性能较好。另外, 与有线网络不同^[3], Ad-hoc 网络传输数据前各节点需要互相通信并路由, 会花费一定的时间, 这是其调节时间远大于有线网络的原因。

表 2 Neuron PID 与 PSD 性能比较

	无线分组丢失		突发业务流		链路容量时变	
	PSD	N-PID	PSD	N-PID	PSD	N-PID
超调/%	2	2	22	2	6	2
调节时间/s	34	34	26	26	22	22
稳态误差/pac	18	11	5	4	7	6
稳态 max/pac	52	51	58	52	53	54
稳态 min/pac	16	27	29	29	28	38

结束语 由于神经元 PID 的神经元增益对其控制性能影响较大, 而增益的配置又具有盲目性, 基于 Ad-hoc 网络 TCP/AQM 模型, 本文设计了一种动态修正神经元增益的自适应 PSD 控制器。与神经元 PID 相比, PSD 算法具有可调参数选择范围大、自适应能力强的特点。仿真结果表明, 在无线丢失、突发流及链路容量骤变的时变 Ad-hoc 网络中, PSD 的 AQM 控制器具有较好的动态与静态性能, 优于神经元 PID 算法。

参考文献

[1] Promkotchong D, Sornil O. A Mesh-based QoS Aware Multicast Routing Protocol [C] // Eighth ACIS International Conference on Software Engineering, Artificial Intelligence, Networking, and

Parallel/Distributed Computing. Volume 3, Qingdao: IEEE Computer Soc, 2007: 1046-1051

[2] 李千目, 戚涌, 许满武, 等. 基于模糊神经网络的移动组网拥塞预测 [J]. 计算机科学, 2006, 33(10): 37-39

[3] 侯萍, 王执铨. 基于混沌优化的大时滞网络拥塞控制算法 [J]. 系统仿真学报, 2009, 21(17): 5486-5497

[4] Xu Kai-xin, Mario G, Qi Lan-tao, et al. TCP Unfairness in Ad-hoc Wireless Networks and a Neighborhood RED Solution [J]. Wireless Networks, 2005, 11(4): 383-399

[5] 续欣, 汤凯, 马刘非. 无线误码信道上的拥塞控制策略 [J]. 通信学报, 2004, 25(12): 8-13

[6] 李千目, 许满武, 严悍, 等. 一种网络拥塞预测新方法 [J]. 系统仿真学报, 2006, 18(8): 2101-2104

[7] 钱艳平, 李奇, 刁翔. 预测 PI 时滞网络拥塞控制算法设计及性能分析 [J]. 控制理论与应用, 2006, 23(2): 161-168

[8] Zheng Feng, Nelson J. An H_∞ approach to congestion control design for AQM routers supporting TCP flows in wireless access networks [J]. Computer Networks, 2007, 51(6): 1684-1704

[9] Natshed E, Adznan K S, et al. Intelligent Reasoning Approach for Active Queue Management in Wireless Ad-hoc Networks [J]. International Journal of Business Data Communications and Networking, 2007, 3(1): 16-35

[10] Sun Jin-sheng, Chan Sammy, Ko King-Tim, et al. Neuron PID: A Robust AQM Scheme [C] // Proceeding of ATNAC 2006. Melbourne: IEEE, 2006: 259-262

[11] Misra V, Gong W B, Towsley D. Fluid-based analysis of a network of AQM routers supporting TCP flows with an application to RED [C] // Proceedings of the ACM SIGCOMM, Stockholm: ACM Press, 2000: 151-160

[12] 任丰原, 林闯, 任勇, 等. 大时滞网络中的拥塞控制算法 [J]. 软件学报, 2003, 14(3): 503-511

[13] Chatzimisios P, Vitsas V, Boucouvalas A C. DIDD backoff scheme: An enhancement to IEEE 802. 11 DCF under burst transmission errors [C] // Proceedings of the IEEE Sarnoff 2006 Symposium, Nassau Inn in Princeton: IEEE, 2006: 27-28

[14] Kumar A, Manjunath D, Kuri J. Wireless networking [M]. Burlington: Morgan Kaufmann Pub, 2008: 75-76

[15] Bigdeli N, Haeri M. AQM controller design for networks supporting TCP vegas: A control theoretical approach [J]. ISA Transactions, 2008, 47(1): 143-155

[16] Gong C K, Chen D J. Neuron PSD Control for Piezoelectric Micro Displacement System [J]. Journal of Physics, 2006, 48(1): 1107-1111