

## 支持 QoS 的 IEEE 802.11 EDCA 性能研究\*

毛建兵<sup>+</sup>, 毛玉明, 冷甦鹏, 白翔

(电子科技大学 通信抗干扰技术国家级重点实验室, 四川 成都 610054)

### Research of the QoS-Supporting IEEE 802.11 EDCA Performance

MAO Jian-Bing<sup>+</sup>, MAO Yu-Ming, LENG Su-Peng, BAI Xiang

(National Key Laboratory of Communication, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 610054, China)

+ Corresponding author: E-mail: maojbing@gmail.com, http://www.uestc.edu.cn

**Mao JB, Mao YM, Leng SP, Bai X. Research of the QoS-supporting IEEE 802.11 EDCA performance. Journal of Software, 2010,21(4):750-770. http://www.jos.org.cn/1000-9825/3490.htm**

**Abstract:** With the rapid development of wireless applications, the IEEE 802.11 task group proposed the QoS-supporting enhanced distributed channel access (EDCA) MAC mechanism, which is based on the legacy IEEE 802.11 DCF, to provide service differentiation for different types of traffic flows in the networks. This paper proposes a novel Markov chain-based analytical model for the IEEE 802.11 EDCA. Unlike the existing analytical models for the EDCA, the proposed model incorporates all the three major features of the EDCA, i.e.,  $W_{\min}/W_{\max}$ , AIFS (arbitration inter-frame space), and TXOP (transmission opportunity). With this model, the paper presents the performance evaluations of the EDCA analytically, including each priority's transmission throughput, media access delay, packet loss rate, etc. It does not only analyze the saturated EDCA operation case, but also analyze the non-saturated EDCA operation case. Simulation results confirm the accuracy of the model analysis. Based on the model analysis, this paper proposes an admission control scheme D-TXOP (dynamic TXOP). While making admission decision, the scheme adjusts different priorities' TXOP parameter settings adaptively according to their QoS requirements, which greatly enhances the network capacity.

**Key words:** IEEE 802.11 EDCA; AIFS (arbitration inter-frame space); TXOP (transmission opportunity); performance analysis model; non-saturated system performance; call admission control scheme

**摘要:** 随着无线网络应用的不断发展,为了适应网络中不同类型业务的区分服务需要,IEEE 802.11 工作组在 IEEE 802.11 DCF(distributed coordination function)的基础上推出了支持 QoS 的 IEEE 802.11 EDCA 协议.针对 EDCA(enhanced distributed channel access)协议的优先级区分信道接入特性,提出了一种基于 Markov 链的协议性能模型分析方法.与已有文献不同,该模型分析同时包含了 EDCA 主要的 3 个关键区分信道接入机制: $W_{\min}/W_{\max}$ ,AIFS(arbitration inter-frame space),TXOP(transmission opportunity).通过模型分析,获得了 EDCA 协议各优先级接入的传输吞吐量、信道接入延迟、数据丢失率等性能分析.不仅分析了饱和情形下的 EDCA 性能,而且还对非饱和情形下的 EDCA 性能进行了分析.仿真验证结果表明,模型分析结果和仿真结果取得了很好的一致性.利用

\* Supported by the National Natural Science Foundation of China under Grant No.60802024 (国家自然科学基金); the National High-Tech Research and Development Plan of China under Grant Nos.2005AA123820, 2005AA121122 (国家高技术研究发展计划(863))

Received 2008-06-06; Accepted 2008-10-09

给出的模型分析方法,提出了一种基于 TXOP 动态调整的 D-TXOP(dynamic TXOP)接纳控制算法.算法根据网络中业务流的 QoS 要求,在动态调整各优先级的 TXOP 参数设置的基础上,对网络中新到业务流进行接纳控制,达到提高网络的业务承载能力的目的.

**关键词:** IEEE 802.11 EDCA;AIFS(arbitration inter-frame space);TXOP(transmission opportunity);性能分析模型;非饱和和系统性能;接纳控制算法

**中图法分类号:** TP393 **文献标识码:** A

近年来,基于 IEEE 802.11 的无线网络得到了广泛应用.受设备制造厂商的普遍支持,大多数网络均采用了 IEEE 802.11 DCF 协议<sup>[1]</sup>.尽管 DCF(distributed coordination function)协议可以比较方便地组建网络,但是该协议无法为网络中多媒体实时业务的传输提供 QoS 服务支持,因而越来越无法满足网络应用不断发展的需要.为了在 MAC 层为网络业务传输提供一定程度的 QoS 服务支持,IEEE 802.11 工作组在 DCF 协议的基础上进一步推出了 EDCA(enhanced distributed channel access)协议<sup>[1]</sup>.与 DCF 中各类业务平等竞争共享信道资源不同,EDCA 可以为不同类型的业务提供有优先级区分的信道接入传输服务,以使得网络中高优先级实时业务获得较低优先级普通业务优先的 MAC 层传输.

IEEE 802.11 EDCA 协议的 QoS 性能研究是近年来无线网络领域的研究热点之一.不少文献借助仿真工具对协议进行了性能分析,也有部分文献提出了一些协议模型并基于模型对其进行了性能分析.与仿真分析相比,模型分析可以帮助我们更深层次上把握协议的内在特性.借助协议分析模型,不仅易于对网络性能进行预测,而且有助于系统的优化设计,如调度算法设计、接纳控制算法设计等.因此,协议分析模型的建立在协议相关的研究中起到非常关键的作用.本文在已有相关文献的研究基础上建立了 EDCA 协议退避过程的 Markov 链模型,提出了一种 EDCA 协议性能模型分析方法.与已有文献给出的模型分析不同,本文的模型分析包括了 EDCA 协议 3 个主要的用于区分服务不同优先级业务的机制: $W_{\min}/W_{\max}$ (minimum/maximum contention window),AIFS(arbitration inter-frame space),TXOP(transmission opportunity)<sup>[1]</sup>.并且,我们不仅分析了饱和情形下的协议性能,还分析了非饱和情形下的协议性能.仿真验证结果表明,模型分析结果和仿真结果取得了很好的一致性.基于模型分析,我们提出了一种动态调整 TXOP 参数设置的接纳控制算法 D-TXOP(dynamic TXOP).针对网络中新到达的业务流,算法根据各优先级业务的 QoS 要求,在调整各优先级接入的 TXOP 参数设置的基础上,以传输延迟为主要依据,对这些新到达的业务流施行接纳控制.仿真实验结果表明,D-TXOP 算法极大地提高了网络的业务承载能力,并且有效抑制了网络中业务流不断增加导致的 QoS 性能下降.

本文第 1 节介绍 EDCA 协议,并对已有文献相关研究进行简要评述.第 2 节给出 EDCA 的 Markov 链模型.第 3 节进行协议性能分析.第 4 节对分析进行仿真验证.第 5 节在分析中引入 TXOP 机制,提出 D-TXOP 算法,并对算法进行仿真分析.最后,第 6 节对全文工作进行总结.

## 1 相关问题

### 1.1 IEEE 802.11 DCF和EDCA协议简介

EDCA 协议是在 DCF 协议基础上经过 QoS 支持扩展而来的,其基本的信道接入方式仍然保持与 DCF 一致.采用 DCF 协议的网络,各节点以 CSMA/CA<sup>[1]</sup>方式竞争性地接入无线信道,信道的载波检测和数据的发送均以时隙(aSlotTime)为基本单位.当节点有数据需要发送时,节点首先对信道进行侦听.若信道持续空闲 DIFS(DCF inter-frame space)时间,则节点立即在信道上发起传输,否则,将等待直到信道空闲后启动退避过程.DCF 定义了两种数据传输模式,分别是基本模式和 RTS/CTS 模式<sup>[1]</sup>.为了减小节点之间竞争发送产生冲突碰撞的概率,并及时调整节点信道竞争的激励程度,DCF 采用了二进制指数退避(binary exponential backoff,简称 BEB)算法.当节点进入发送前的退避过程时,节点启动退避算法,这时,退避计数器(backoff counter,简称 BC)在区间 $[0,W]$ 上随机地取一个整数作为其初始值,其中  $W$  为 DCF 的当前竞争窗口值. $W$  的大小是动态改变的,其取值范围在系统

定义的最小竞争窗口值  $W_{min}$  与最大竞争窗口值  $W_{max}$  之间. BC 在经过初始化之后, 每经过一个信道空闲时隙将其值减 1. 当节点侦听到信道转入忙状态时, 退避过程将被“冻结”, BC 停止递减, 并在信道恢复空闲的 DIFS 时间之后重新唤醒退避过程. 当 BC 递减到 0 时, 节点在信道上发起数据传输或是 RTS 帧传输. 如果有两个或是两个以上节点的 BC 同时递减到 0, 这些节点将同时执行发送, 因此在信道上产生碰撞, 节点发送的数据将无法得以正确接收. 产生碰撞的节点将更新竞争窗口的值为  $W_{new}=2 \times (W_{old}+1)-1$ , 并重新初始化 BC 的值, 进入重传过程. 如果重传次数超过系统规定的最大重传次数  $L$ , MAC 层将放弃该数据的传输, 进入发送下一个数据的准备. 图 1 给出了 802.11 DCF 数据传输过程的示意图.

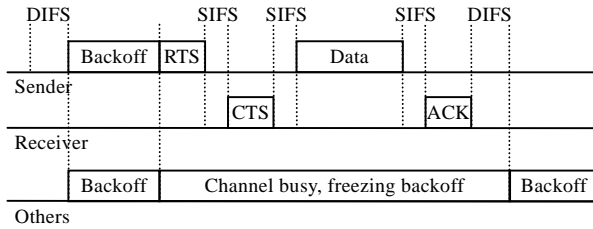


Fig.1 Mechanism of 802.11 DCF

图 1 802.11 DCF 机制

DCF 协议中, 每个节点只有一个 MAC 实体, 所有不同类型的业务数据都通过该协议实体接入信道进行发送. 为了对不同类型的业务数据提供有区分的信道接入传输服务, EDCA 协议将每个节点的 MAC 实体扩展为 4 个, 形成 4 个不同优先级的接入类型 (access category, 简称 AC). 不同的 AC 采用不同的参数设置控制其信道接入传输过程, 这些参数包括  $W_{min}/W_{max}$ , AIFS 以及 TXOPlimit. AIFS 由 DIFS 扩展而来, 其大小由下式确定:

$$AIFS[AC_i] = SIFS + AIFSN[AC_i] \times aSlotTime \quad (1)$$

其中,  $AIFSN[AC_i]$  是与具体 AC 相关的一个非负整数. 不同的 AIFS 设置使得不同优先级的 AC 在启动或是唤醒退避过程之前等待信道空闲的时间长度不等, AIFS 越小, 其等待时间越短. 同等情况下, 较小的 AIFS 设置可以提高退避计数器递减到 0 的速率, 因此, 高优先级的 AC 通常采用较小的 AIFS 设置. 图 2 给出了不同 AIFS 设置对退避过程影响的示意图, 图中假设了 AIFSN 分别为 2 和 3 的两个不同优先级 AC. 需要特别注意的是, 与 DCF 协议有所不同, 在 EDCA 协议中, 退避过程唤醒后即执行 BC 减 1, 并且 BC 递减到 0 之后, 节点还需要再退避等待一个退避时隙再发起传输<sup>[1]</sup>, 文献[2]对此也作了特别强调. TXOP 机制用于节点在成功获得信道占用权之后, 无竞争地突发传输多个同一 AC 队列中的数据. 突发传输的持续时间长度受参数设置 TXOPlimit 的限制. 节点在 TXOPlimit 时间内享有持续的信道占用权, 可以直接进行数据传输而无须再为每个数据传输执行退避过程.

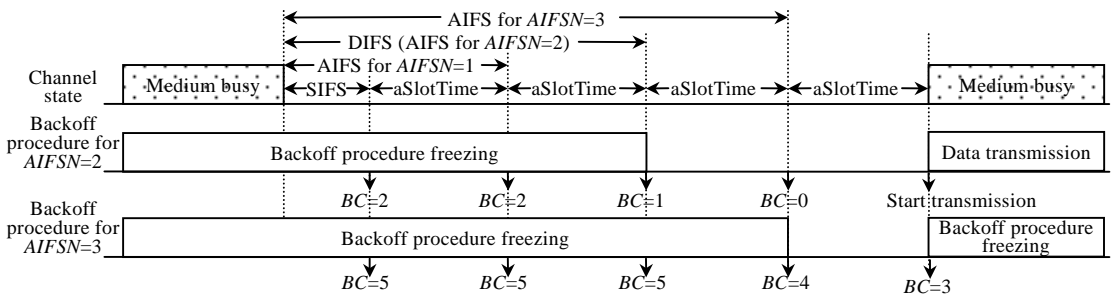


Fig.2 Backoff procedure for EDCA

图 2 EDCA 退避过程

1.2 IEEE 802.11 EDCA 相关研究

Bianchi 在文献[3]中首先提出采用 Markov 链模型的方法对 DCF 协议进行性能分析. 模型假设节点队列中

始终有数据等待发送,并且节点在不同退避阶段执行发送时产生碰撞的概率相同.根据节点的退避阶段和退避计数器两者的状态变化,作者建立了节点退避过程的二维离散 Markov 链模型,利用一般时隙等效获得了 DCF 协议饱和情形下的性能分析.Markov 链模型取得了较好的协议性能分析近似.基于 Bianchi 的模型和分析思想,较多的文献进行了模型的完善和扩展应用<sup>[4-6]</sup>,其中一些文献将其扩展应用于研究 EDCA 协议<sup>[2,7-40]</sup>.

Xiao<sup>[7]</sup>对 EDCA 中围绕竞争窗口参数设置相关的优先级区分信道接入特性进行了研究,其模型分析包含了影响节点退避过程的 3 个方面:竞争窗口大小、最大重传次数以及竞争窗口增长因子,但并未考虑 AIFS 以及 TXOP 机制.与文献[7]类似,多数文献在分析 EDCA 时均没有考虑 AIFS 和 TXOP 机制<sup>[8-11,23,39,40]</sup>.

在模型分析中考虑了 AIFS 机制的主要文献有文献[2,12-20].基于 Bianchi 的二维 Markov 链模型,考虑到不同 AIFS 设置导致节点在不同竞争区域发送时产生碰撞的概率不同,文献[12]在分析中采用了平均碰撞概率的方法进行等效处理.与之相反,假设不同的竞争区域节点有不同的发送概率和碰撞概率,文献[13]采用 Bianchi 模型分别计算各竞争区域中节点的发送概率和碰撞概率,然后通过考察信道上成功完成数据传输表现出来的周期性获得了 EDCA 的性能分析.文献[14,15]提出了一种分析 AIFS 机制的 *k-slot* 思想,并结合文献[4]关于 DCF 的模型分析结果,分别对 EDCA 的延迟和吞吐量性能进行了分析.考虑到 AIFS 参数对节点退避过程的影响,文献[16]的分析采用了扩展的三维 Markov 链模型,以反映不同 AIFS 设置影响下节点不同的退避过程状态变化.但是该分析模型过于复杂,无法获得 Markov 链中各状态的稳态概率解析表达式,使得分析过程中需要进行较为复杂的迭代求解才能获得吞吐量和延迟性能分析.考虑到网络中只有两类不同 AIFS 设置的优先级类别,文献[17]针对两类优先级接入的不同退避过程,分别采用了二维和三维 Markov 链模型进行分析.文献[2]将不同退避阶段的竞争窗口变化独立考虑,因此退避过程的模型建立只采用了二维 Markov 链.与上述文献中以抽象时隙为基础建立的 Markov 链模型不同,文献[19]的三维 Markov 链模型以真实信道时隙时间作为状态的采样时间.需要注意的是,所有这些文献都仅只给出了饱和情形下的 EDCA 性能模型分析.

由于通常实时业务的传输都具有非饱和特性,因此研究非饱和情形下的 EDCA 性能显得更有必要.尽管如此,已有文献在这方面的研究却非常少.文献[21]采用  $G/G/1$  排队模型对非饱和情形下的延迟性能进行了分析,其在计算服务时间和队列利用率时采用了饱和情形下的分析结果进行近似,使得分析结果与仿真结果存在较大的误差.与文献[14,15]中 AIFS 的分析思想类似,文献[22]首先分析获得非饱和节点的发送概率,然后利用文献[14]中饱和系统的分析结论得到节点传输的信道接入延迟,该延迟时间不包括数据发送前在节点队列中的等待时间.文献[11,23]的分析仅考虑了基于竞争窗口的优先级区分,而没有考虑 AIFS 对节点信道竞争能力的影响.文献[24]采用了将非饱和系统等效为饱和系统的方式获得延迟性能分析.尽管分析结果表明等效的方法取得了较好的近似结果,但其分析需要借助仿真手段确定非饱和与饱和系统两者之间的等效关系.

TXOP 机制可以减少单位数据传输引入的额外信道开销,有效提升了系统的吞吐量性能<sup>[25]</sup>.已有文献关于 TXOP 的参数优化调整算法大多基于网络测量的方法进行<sup>[26-29]</sup>,没有相应的理论模型分析基础.尽管一些文献通过模型对 TXOP 机制进行了分析<sup>[15,30-32,38]</sup>,但是这些分析都假设 TXOP 机制工作在饱和情形下.文献[33]采用  $M/G^{[B_{\min}, B_{\max}]}/1/K$  排队模型对非饱和情形下的 TXOP 机制进行了分析,其分析过程假设 TXOP 机制工作在 CSMA/CA 协议环境下,因此没有考虑 EDCA 协议中的优先级区分信道接入特性.

关于接纳控制算法,目前已有文献提出的一些算法多数均以吞吐量作为接纳控制判断的依据<sup>[34-37]</sup>,而以传输延迟为依据的接纳控制算法却非常少<sup>[38-40]</sup>.文献[38]指出,针对具有实时性要求的业务流,采用基于吞吐量的接纳控制算法无法保证数据传输的延迟 QoS 要求,因此,作者提出了一种基于延迟的接纳控制算法.尽管如此,该文献假设节点的队列中始终有数据等待发送,因此所提出的算法仅考虑了节点传输的信道接入延迟,而没有考虑非饱和情形下数据在节点队列中的排队等待延迟.文献[39]在利用  $G/M/1$  排队模型对节点的数据传输延迟进行分析的基础上,给出了一种基于延迟的接纳控制算法.尽管作者是在 EDCA 应用环境下给出的算法,但是作者假设网络中只有一个优先级业务存在,因此,算法没有考虑 EDCA 中不同优先级业务的区分信道接入特性.文献[40]同时考虑了不同优先级业务对吞吐量和延迟的 QoS 要求,提出了 MBAC(model-based admission control)接纳控制算法,但是算法基于的模型分析仅只考虑了竞争窗口参数设置对节点信道接入优先级的影响.

与上述基于 Bianchi 模型方法研究 EDCA 的文献不同,另有一些文献采用了  $p$ -persistent 模型对 EDCA 进行研究<sup>[42-44]</sup>.文献[41]首先提出采用  $p$ -persistent 模型对 DCF 进行分析和优化.在此基础上,文献[42-44]将模型扩展应用于对 EDCA 进行分析和优化,但是他们忽略了退避过程的讨论,并且只对饱和情形下的 EDCA 进行了研究.

## 2 IEEE 802.11 EDCA 协议模型

### 2.1 EDCA退避过程Markov链模型

假设网络中存在  $c$  类不同优先级的 AC,且每个节点只有一类 AC.采用第  $i$  类优先级 AC 的节点称为优先级  $i$  节点,其节点数量表示为  $n_i$ .网络中总的节点数量  $N=n_1+n_2+\dots+n_c$ .为了方便起见,优先级  $i$  节点相关的参数设置我们以  $Parameter[i]$  或  $Parameter_i$  形式表示.不失一般性,我们假设优先级 1 为最高优先级,优先级  $c$  为最低优先级,并且  $AIFS[1]<AIFS[2]\leq\dots\leq AIFS[c]$ .令  $A_i=AIFS[i]-AIFS[1]$ ,特别地, $A_1=0$ .EDCA 退避过程 Markov 链模型的建立采用如下假设:1) 信道理想,数据传输不产生误码,节点接收不存在捕获效应;2) 任意两个节点可直接通信,网络中不存在隐藏终端;3) 节点的发送队列始终不空;4) 节点的发送概率和碰撞概率与退避阶段无关.

针对一个优先级  $i$  节点,用  $s(i,t)$  和  $b(i,t)$  分别表示其在时刻  $t$  的退避阶段和退避计数器值.当  $s(i,t)=m, 0\leq m\leq L_i$  时,相应的  $b(i,t)$  的取值范围为  $[0, W_{i,m}]$ ,其中,  $L_i$  表示最大重传次数,  $W_{i,m}$  表示第  $m$  退避阶段的竞争窗口大小.与文献[3]类似,取时刻  $t$  为离散时间值,  $t$  和  $t+1$  对应于系统两个连续扩展时隙的开始时间.在一个扩展时隙中,可能出现 3 种不同的事件发生:1) 信道空闲,网络中无节点发起传输;2) 节点成功传输数据,网络中有且只有一个节点发起传输;3) 节点传输发生碰撞,网络中有两个或两个以上的节点同时发起传输.为了方便起见,我们分别简称上述 3 种情况下的扩展时隙为空闲时隙(i-slot)、成功传输时隙(s-slot)和碰撞传输时隙(c-slot).在每个扩展时隙的开始,优先级 1 节点都可以执行退避计数器减 1.离散时刻  $t$  以及扩展时隙的示意图如图 3 所示.

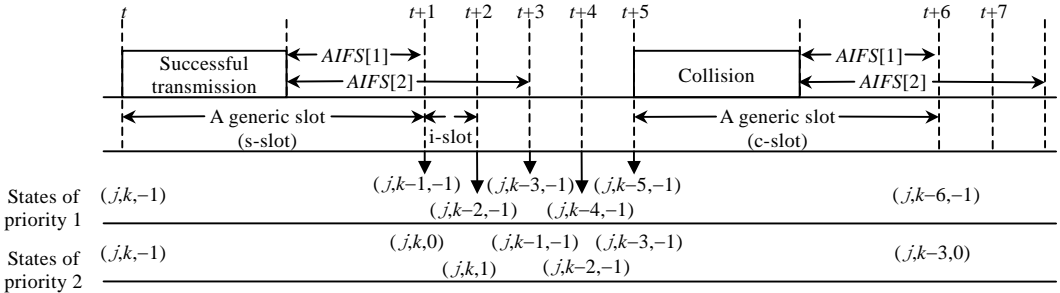


Fig.3 Backoff state evolution at discrete time  $t$

图 3 退避过程状态在离散时刻  $t$  的变化

非最高优先级  $i$  节点在 s-slot 和 c-slot 结束之后,退避过程仍然处于冻结状态,还需要继续侦听到连续的  $A_i$  个 i-slot 才能重新唤醒退避过程.我们以  $v(i,t)$  表示时刻  $t$  优先级  $i$  节点的退避过程活动状态. $v(i,t)=-1$  表示退避过程处于活跃状态,每经过一个 i-slot,退避计数器减 1; $v(i,t)=k, 0\leq k\leq A_i-1$  表示节点退避过程处于冻结状态,还需要等待  $A_i-k$  个 i-slot 才能唤醒退避过程.这样,三元组  $\{s(i,t), b(i,t), v(i,t)\}$  可以完整地表示优先级  $i$  节点在  $t$  时刻的退避过程状态,并且随着时间的推移,  $\{s(i,t), b(i,t), v(i,t)\}$  构成了一个三维的离散时间 Markov 链随机过程.图 4 给出了优先级  $i$  节点的退避过程状态 Markov 链模型,其中,虚线部分的状态转移详细描述如图 5 所示.Markov 链模型中状态以三元组  $(j,k,l)$  表示,对应于  $\{s(i,t), b(i,t), v(i,t)\}$  表示的状态.特别地,状态  $(j,-1,-1), 0\leq j\leq L_i$  表示节点执行发送动作.由于优先级 1 节点在每个扩展时隙都可以执行退避计数器减 1,因此我们令其退避过程状态中始终有  $v(i,t)=-1$ .这样,优先级 1 节点的退避过程状态 Markov 链模型简化为如图 6 所示.

在如图 4 所示的 Markov 链模型中,状态转移的时间间隔以扩展时隙为基本单位.图 3 假设  $AIFS[2]-AIFS[1]=2$ ,给出了优先级 1 和优先级 2 节点在各离散时刻的状态转移的一个例子.当状态转移到  $(j,-1,-1), 0\leq j\leq L_i$  时,节点在信道上发起传输.这样考虑是因为,节点在退避计数器递减到 0 时并不立即发起传输,而是需要

继续等待一个退避时隙才发起传输<sup>[1,2]</sup>。如果节点传输失败(节点传输发生碰撞),节点将更新竞争窗口大小,并立即进入  $j+1$  阶段的退避重传过程<sup>[1]</sup>;如果节点传输成功,则节点重置竞争窗口大小为  $W_{\min}[i]$ ,进入为发送下一个数据准备的退避过程,通常称其为 post-backoff 过程。当节点为数据执行  $L_i$  次重传失败后,无论传输是否成功,节点都将转入为发送下一个数据准备的 post-backoff 过程。

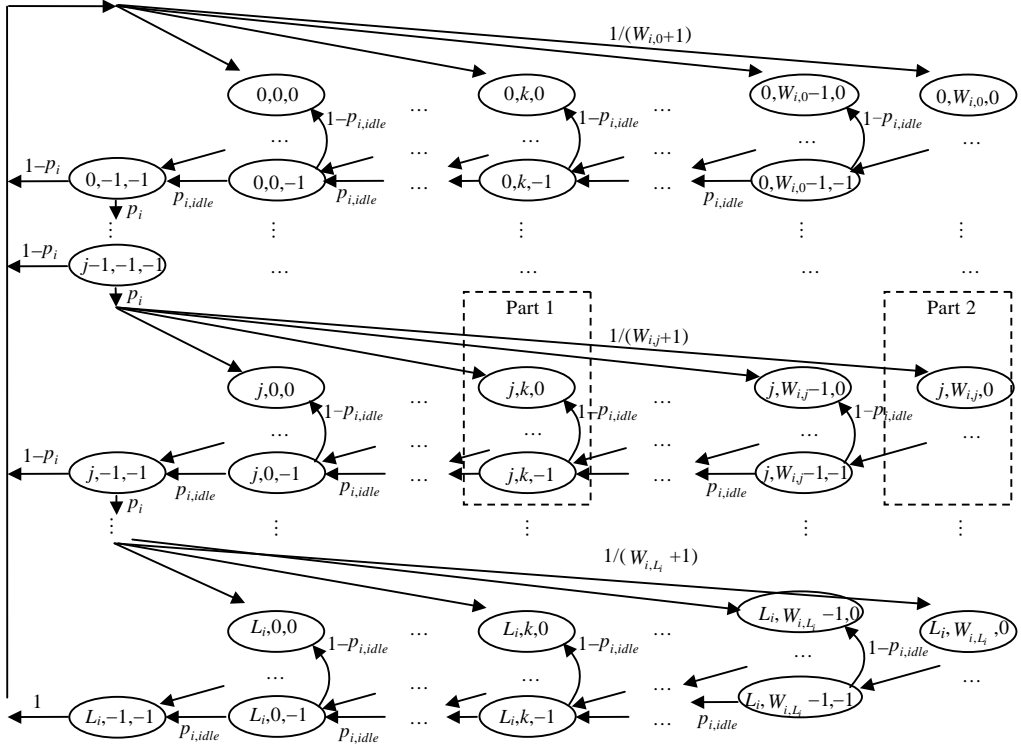


Fig.4 Markov chain model for the backoff procedure of priority  $i$  node  
图 4 优先级  $i$  节点的退避过程状态 Markov 链模型

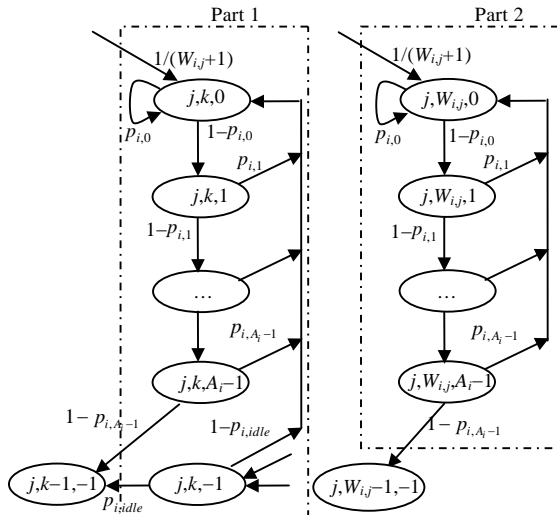


Fig.5 Partial states of the  $j$ th backoff stage  
图 5 第  $j$  退避阶段的部分状态转移图示

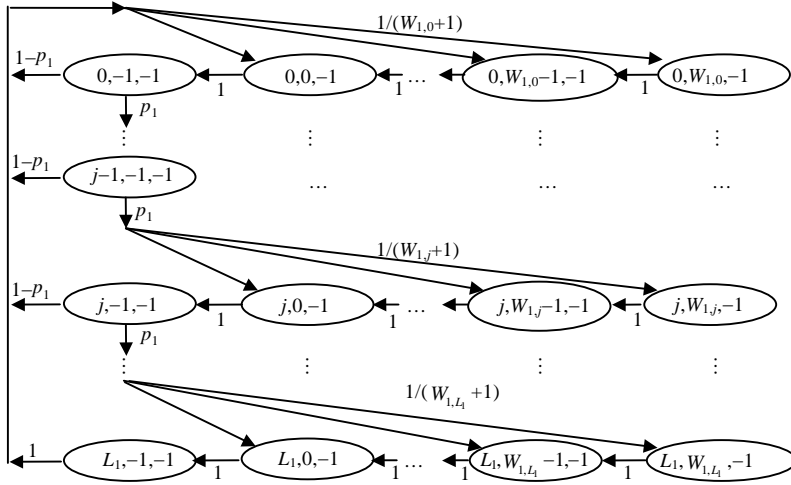


Fig.6 Markov chain model for the backoff procedure of priority 1 node  
图 6 优先级 1 节点的退避过程状态 Markov 链模型

2.2 Markov链状态转移关系

本节我们将分别给出优先级  $i=1$  和优先级  $i \in [2, c]$  节点的 Markov 链模型中状态转移的概率表示。

优先级 1 节点 Markov 链状态转移的概率表示:

1) 节点在第  $j$  退避阶段的传输失败后将进入第  $j+1$  退避阶段. 节点传输失败的概率(碰撞概率)以  $p_1$  表示, 节点将在  $[0, W_{1,j+1}]$  范围内随机取值作为其新的 BC 初始值.

$$P\{(j+1, k, -1)|(j, -1, -1)\} = p_1 / (W_{1,j+1} + 1), 0 \leq j \leq L_1 - 1, 0 \leq k \leq W_{1,j+1} \quad (2)$$

2) 作为 AIFS 最小的优先级, 当节点的退避计数器不为 0 时, 节点每经过一个扩展时隙都将执行 BC 减 1.

$$P\{(j, k-1, -1)|(j, k, -1)\} = 1, 0 \leq j \leq L_1, 1 \leq k \leq W_{1,j} \quad (3)$$

3) 当节点 BC 已经递减到了 0 时, 节点将在下一个扩展时隙开始发起传输.

$$P\{(j, -1, -1)|(j, 0, -1)\} = 1, 0 \leq j \leq L_1 \quad (4)$$

4) 节点在第  $j$  退避阶段成功进行传输后, 将重置竞争窗口大小为  $W_{\min}[1](W_{1,0})$ , 进入 post-backoff 过程. 节点成功传输的概率为  $1-p_1$ . 特别地, 当节点重传  $L_1$  次之后, 无论传输成功与否, 都将进入 post-backoff 过程.

$$P\{(0, k, -1)|(j, -1, -1)\} = (1-p_1) / (W_{1,0} + 1), 0 \leq j \leq L_1 - 1, 0 \leq k \leq W_{1,0} \quad (5)$$

$$P\{(0, k, -1)|(L_1, -1, -1)\} = 1 / (W_{1,0} + 1), 0 \leq k \leq W_{1,0} \quad (6)$$

优先级  $i \in [2, c]$  节点 Markov 链状态转移的概率表示:

1) 节点在第  $j$  退避阶段的传输失败后将进入第  $j+1$  退避阶段. 节点传输失败的概率(碰撞概率)以  $p_i$  表示, 节点将在  $[0, W_{i,j+1}]$  范围内随机取值作为其新的退避计数器初始值.

$$P\{(j+1, k, 0)|(j, -1, -1)\} = p_i / (W_{i,j+1} + 1), 0 \leq j \leq L_i - 1, 0 \leq k \leq W_{i,j+1} \quad (7)$$

2) 当节点退避过程处于活跃状态且 BC 不为 0 时, 节点每经过一个 i-slot 时隙执行 BC 减 1. 以  $p_{i,idle}$  表示节点侦听到一个 i-slot 时隙的概率. 如果节点侦听到信道转入忙状态, 则其退避过程将进入冻结状态  $(j, k, 0)$ .

$$P\{(j, k-1, -1)|(j, k, -1)\} = p_{i,idle}, 0 \leq j \leq L_i, 1 \leq k \leq W_{i,j} - 1 \quad (8)$$

$$P\{(j, k, 0)|(j, k, -1)\} = 1 - p_{i,idle}, 0 \leq j \leq L_i, 0 \leq k \leq W_{i,j} - 1 \quad (9)$$

3) 当节点退避过程进入冻结状态  $(j, k, 0)$  后, 节点需要等待  $A_i$  个连续的 i-slot 扩展时隙才能将退避过程重新唤醒. 以  $p_{i,l}$  表示节点在退避过程冻结期间,  $v(i, t) = l$  时侦听到信道忙的概率. 如果在此期间信道再次转入忙状态, 则节点退避过程也将再次进入冻结状态  $(j, k, 0)$ .

$$P\{(j, k, l+1)|(j, k, l)\} = 1 - p_{i,l}, 0 \leq j \leq L_i, 0 \leq k \leq W_{i,j}, 0 \leq l \leq A_i - 2 \quad (10)$$

$$P\{(j,k,0)|(j,k,l)\}=p_{i,l}, 0 \leq j \leq L_i, 0 \leq k \leq W_{i,j}, 0 \leq l \leq A_i-1 \quad (11)$$

$$P\{(j,k-1,-1)|(j,k,A_i-1)\}=1-p_{i,l}, 0 \leq j \leq L_i, 1 \leq k \leq W_{i,j}, l=A_i-1 \quad (12)$$

4) 当节点 BC 已经递减到了 0 时,节点将在下一个退避时隙发起传输。

$$P\{(j,-1,-1)|(j,0,-1)\}=p_{i,idle}, 0 \leq j \leq L_i \quad (13)$$

$$P\{(j,-1,-1)|(j,0,A_i-1)\}=1-p_{i,l}, 0 \leq j \leq L_i, l=A_i-1 \quad (14)$$

5) 节点在第  $j$  退避阶段成功进行传输后,将重置竞争窗口大小为  $W_{\min}[f](W_{i,0})$ ,进入 post-backoff 过程.节点成功传输的概率为  $1-p_i$ .特别地,当节点重传  $L_i$  次之后,无论传输成功与否,都将进入 post-backoff 过程。

$$P\{(0,k,0)|(j,-1,-1)\}=(1-p_i)/(W_{i,0}+1), 0 \leq j \leq L_i-1, 0 \leq k \leq W_{i,0} \quad (15)$$

$$P\{(0,k,0)|(L_i,-1,-1)\}=1/(W_{i,0}+1), 0 \leq k \leq W_{i,0} \quad (16)$$

### 2.3 系统方程及稳态概率

以  $b_{i,j,k,l}$  表示优先级  $i$  节点 Markov 链模型中状态  $(j,k,l)$  的稳态概率.我们首先对优先级 1 节点的 Markov 链模型进行分析.根据 Markov 链的概率转移特性,我们有如下系统方程:

$$b_{1,j,-1,-1} = p_1^j b_{1,0,-1,-1}, 1 \leq j \leq L_1 \quad (17)$$

$$b_{1,j,k,-1}=(W_{1,j}+1-k)(W_{1,j}+1)^{-1}b_{1,j,-1,-1}, 1 \leq j \leq L_1, 0 \leq k \leq W_{1,j} \quad (18)$$

$$b_{1,0,k,-1}=(W_{1,0}+1-k)(W_{1,0}+1)^{-1}\left[\sum_{j=0}^{L_1-1}(1-p_1)b_{1,j,-1,-1}+b_{1,L_1,-1,-1}\right], 0 \leq k \leq W_{1,0} \quad (19)$$

这样,所有状态的稳态概率均可以采用  $b_{1,0,-1,-1}$  进行表示.施行归一条件,我们求得  $b_{1,0,-1,-1}$  有

$$\sum_{j=0}^{L_1} \sum_{k=-1}^{W_{1,j}} b_{1,j,k,-1} = 1 \Rightarrow b_{1,0,-1,-1} = 1/\left[\sum_{j=0}^{L_1} W_{1,j} p_1^j/2 + 2(1-p_1^{L_1+1})/(1-p_1)\right] \quad (20)$$

对于优先级  $i \in [2,c]$  节点的 Markov 链模型,系统方程有

$$b_{i,j,-1,-1} = p_i^j b_{i,0,-1,-1}, 1 \leq j \leq L_i \quad (21)$$

$$b_{i,j,k,-1}=(W_{i,j}-k)(W_{i,j}+1)^{-1}b_{i,j,-1,-1}, 1 \leq j \leq L_i, 0 \leq k \leq W_{i,j}-1 \quad (22)$$

$$b_{i,j,k,0} = \begin{cases} p_i(W_{i,j}+1)^{-1}b_{i,j,-1,-1} + \sum_{l=0}^{A_i-1} p_{i,l}b_{i,j,k,l} + (1-p_{i,idle})b_{i,j,k,-1}, & 1 \leq j \leq L_i, 0 \leq k \leq W_{i,j}-1 \\ p_i(W_{i,j}+1)^{-1}b_{i,j,-1,-1} + \sum_{l=0}^{A_i-1} p_{i,l}b_{i,j,k,l}, & 1 \leq j \leq L_i, k = W_{i,j} \end{cases} \quad (23)$$

$$b_{i,j,k,l+1}=(1-p_{i,l})b_{i,j,k,l}, 0 \leq j \leq L_i, 0 \leq k \leq W_{i,j}, 0 \leq l \leq A_i-2 \quad (24)$$

$$b_{i,0,k,0} = \begin{cases} \left[\sum_{j=0}^{L_i-1}(1-p_i)b_{i,j,-1,-1}+b_{i,L_i,-1,-1}\right](W_{i,0}+1)^{-1} + \sum_{l=0}^{A_i-1} p_{i,l}b_{i,0,k,l} + (1-p_{i,idle})b_{i,0,k,-1}, & 0 \leq k \leq W_{i,0}-1 \\ \left[\sum_{j=0}^{L_i-1}(1-p_i)b_{i,j,-1,-1}+b_{i,L_i,-1,-1}\right](W_{i,0}+1)^{-1} + \sum_{l=0}^{A_i-1} p_{i,l}b_{i,0,k,l}, & k = W_{i,0} \end{cases} \quad (25)$$

$$b_{i,0,k,-1}=(W_{i,0}-k)(W_{i,0}+1)^{-1}\left[\sum_{j=0}^{L_i-1}(1-p_i)b_{i,j,-1,-1}+b_{i,L_i,-1,-1}\right], 0 \leq k \leq W_{i,0}-1 \quad (26)$$

同样地,所有状态的稳态概率均可以采用  $b_{i,0,-1,-1}$  加以表示.施行归一条件,我们求得  $b_{i,0,-1,-1}$  有

$$\sum_{j=0}^{L_i} \sum_{k=0}^{W_{i,j}} \sum_{l=0}^{A_i-1} b_{i,j,k,l} + \sum_{j=0}^{L_i} \sum_{k=-1}^{W_{i,j}-1} b_{i,j,k,-1} = 1 \Rightarrow b_{i,0,-1,-1} = 1/\left\{(1-p_i^{L_i+1})(1-p_i)^{-1} + \sum_{j=0}^{L_i} W_{i,j} p_i^j/2 + Q(1-P)^{-1}\left[(1-p_i^{L_i+1})(1-p_i)^{-1} + (1-p_{i,idle})\sum_{j=0}^{L_i} W_{i,j} p_i^j/2\right]\right\} \quad (27)$$

其中,  $P$  和  $Q$  的定义如下:

$$P = \begin{cases} p_{i,0}, & A_i = 1 \\ p_{i,0} + \sum_{l=1}^{A_i-1} \left[ p_{i,l} \prod_{h=0}^{l-1} (1-p_{i,h}) \right], & A_i \geq 2 \end{cases}, Q = \begin{cases} 1, & A_i = 1 \\ 1 + \sum_{l=1}^{A_i-1} \prod_{h=0}^{l-1} (1-p_{i,h}), & A_i \geq 2 \end{cases} \quad (28)$$

以  $p_{i,hold}$  表示优先级  $i$  节点退避过程处于冻结状态的概率,  $p_{i,hold}$  可以表示为

$$p_{i,hold} = \sum_{j=0}^{L_i} \sum_{k=0}^{W_{i,j}} \sum_{l=0}^{A_i-1} b_{i,j,k,l} = Q(1-P)^{-1}\left[(1-p_i^{L_i+1})(1-p_i)^{-1} + (1-p_{i,idle})\sum_{j=0}^{L_i} p_i^j W_{i,j}/2\right] b_{i,0,-1,-1} \quad (29)$$

以  $\tau_i$  表示一个优先级  $i$  节点在一个时隙发起传输的概率.节点发起传输时的状态为  $(j,-1,-1), 0 \leq j \leq L_i$ .由于节点只有在退避过程活跃状态下才可能发起传输,因此节点发送概率  $\tau_i$  可以表示为



$$\begin{cases} \tau_i = \sum_{j=0}^{L_i} b_{i,j-1,-1} = (1 - p_1^{L_i+1}) \left( \sum_{j=0}^{L_i} p_1^j (1 - p_1) W_{1,j} / 2 + 2(1 - p_1^{L_i+1}) \right)^{-1} \\ \tau_i = \sum_{j=0}^{L_i} b_{i,j-1,-1} (1 - p_{i,hold})^{-1} = (1 - p_i^{L_i+1}) \left( \sum_{j=0}^{L_i} p_i^j (1 - p_i) W_{i,j} / 2 + 1 - p_i^{L_i+1} \right)^{-1}, i \in [2, c] \end{cases} \quad (30)$$

2.4 Markov链状态转移概率

前面我们已经获得了节点发送概率  $\tau_i$  的表达式,本节我们将以此给出  $p_i, p_{i,idle}, p_{i,l}$  等概率的计算表达式.

由于 AIFS<sub>N</sub> 参数的不同,s-slot 和 c-slot 忙状态结束后,在不同的时隙处可能发起传输的节点数量,将随着已经逝去的连续空闲时隙数  $h$  发生变化,进而产生概率不同的节点传输碰撞.以  $F$  表示信道上连续两次节点传输之间经历的空闲时隙数, $F$  是一个 Markov 链随机过程,如图 7 所示.

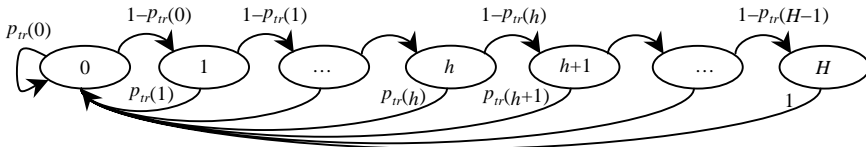


Fig.7 Markov chain model for the number of consecutive idle slots  
图 7 连续空闲时隙数 Markov 链模型

图 7 中,  $p_{tr}(h)$  表示信道已经逝去  $h$  个空闲时隙后有至少一个节点在信道上发起传输的概率,  $H$  表示最大的连续空闲时隙数. Markov 链的状态转移概率表示如下:

$$\begin{cases} P\{(h+1) | (h)\} = 1 - p_{tr}(h), & 0 \leq h \leq H - 1 \\ P\{(0) | (h)\} = p_{tr}(h), & 0 \leq h \leq H - 1 \\ P\{(0) | (h)\} = 1, & h = H \end{cases} \quad (31)$$

其中,  $H = \min\{W_{\max}[i] + A_i, i \in [1, c]\}$ , 概率  $p_{tr}(h)$  如下计算:

$$p_{tr}(h) = \begin{cases} 1 - \prod_{j=1}^i (1 - \tau_j)^{n_j}, & A_i \leq h \leq A_{i+1} - 1 \\ 1 - \prod_{j=1}^c (1 - \tau_j)^{n_j}, & A_c \leq h \leq H - 1 \end{cases} \quad (32)$$

以  $U_k$  表示 Markov 链中状态  $(k)$  的稳态概率. 根据公式(31)的状态转移概率, 稳态概率  $U_k$  满足如下关系:

$$U_k = U_0 \prod_{h=0}^{k-1} (1 - p_{tr}(h)), \quad 1 \leq k \leq H \quad (33)$$

将所有稳态概率  $U_k$  施行  $\sum_{k=0}^H U_k = 1$  归一条件, 求解得到  $U_0$  有,

$$U_0 = 1 / \left[ 1 + \sum_{k=1}^H \prod_{h=0}^{k-1} (1 - p_{tr}(h)) \right] \quad (34)$$

优先级  $i$  节点在经历不同空闲时隙数后发起的传输遭遇碰撞的概率不同. 以  $p_i(k)$  表示优先级  $i$  节点在经历  $k$  个空闲时隙后传输遭遇碰撞的概率, 其计算为

$$p_i(k) = 1 - (1 - \tau_i)^{-1} \left[ \prod_{j=1}^{B(k)} (1 - \tau_j)^{n_j} \right], \quad k \geq A_i \quad (35)$$

其中,  $B(k)$  表示  $k$  个空闲时隙后允许发送的最低优先级,  $B(k)$  满足  $A_{B(k)} \leq k \leq A_{B(k)+1} - 1$  关系式.

取优先级  $i$  节点在不同空闲时隙数后的碰撞概率的权重平均, 我们可以得到碰撞概率  $p_i$  为

$$p_i = \sum_{k=A_i}^H p_i(k) U_k / \sum_{k=A_i}^H U_k \quad (36)$$

与求解  $p_i$  方法类似, 我们来求解概率  $p_{i,idle}$ . 以  $p_{i,idle}(k)$  表示优先级  $i$  节点在经历  $k(k \geq A_i)$  个空闲时隙后侦听到信道空闲的概率,  $p_{i,idle}(k)$  可以表示为

$$p_{i,idle}(k) = (1 - \tau_i)^{-1} \left[ \prod_{j=1}^{B(k)} (1 - \tau_j)^{n_j} \right], \quad A_i \leq k \leq H - 1 \quad (37)$$

这样, 优先级  $i$  节点在退避过程活跃时侦听到信道空闲的概率  $p_{i,idle}$  为

$$p_{i,idle} = \sum_{k=A_i}^H p_{i,idle}(k) U_k / \sum_{k=A_i}^H U_k \quad (38)$$

最后,我们给出概率  $p_{i,l}$  的表达式:

$$P_{i,l} = 1 - \prod_{j=1}^{B(l)} (1 - \tau_j)^{n_j}, \quad 0 \leq l \leq A_i - 1 \quad (39)$$

至此,我们已经获得了第 2.1 节给出的 Markov 链模型的所有相关参数的表达式.联立公式(30)和公式(36),解非线性系统方程,我们可以求解得到各优先级节点的  $\tau_i$  和  $p_i$ .

### 3 系统性能分析

本节我们将利用前一节给出的退避过程 Markov 链模型,分别对饱和系统和非饱和系统进行性能分析.

#### 3.1 饱和系统性能分析

##### 3.1.1 吞吐量性能

对于饱和系统,我们假设每个节点的发送队列中始终有数据在等待发送.以  $T$  表示信道上连续两次节点传输结束之间的时间间隔, $T$  包括前一次传输结束后的信道持续空闲时间和信道上再次出现节点传输所致的忙状态时间.以  $T_e$  表示一个周期  $T$  内有效数据传输占用的时间长度.于是,系统的吞吐量(归一化结果,下同) $S$  有,

$$S = E[T_e] / E[T] \quad (40)$$

以  $p_{i,suc}(k)$  表示在信道已经持续空闲了  $k$  个时隙后优先级  $i$  节点成功传输的概率. $p_{i,suc}(k)$  有,

$$P_{i,suc}(k) = n_i \tau_i (1 - \tau_i)^{-1} \prod_{h=1}^{B(k)} (1 - \tau_h)^{n_h}, \quad k \geq A_i \quad (41)$$

以  $p_{col}(k)$  表示在信道已经持续空闲了  $k$  个时隙后发生节点传输碰撞的概率. $p_{col}(k)$  可以表示为

$$P_{col}(k) = P_{tr}(k) - \sum_{i=1}^{B(k)} P_{i,suc}(k) \quad (42)$$

我们假设各优先级节点发送的数据的有效载荷大小相同.以  $T_p$  表示数据有效载荷部分需要的信道传输时间.节点成功传输的信道占用时间  $T_s$ ( $s$ -slot 时间)和碰撞发生的信道占用时间  $T_c$ ( $c$ -slot 时间)可以表示为

$$\begin{cases} T_s = T_h + T_p + T_{sifs} + T_{ack} + AIFS[1], & basic; \\ T_c = T_h + T_p + T_{sifs} + T_{ack} + AIFS[1], & RTS/CTS \end{cases} \quad (43)$$

其中, $T_h$  为数据传输头部开销的信道占用时间. $T_{sifs}$  为 SIFS 时间. $T_{rts}, T_{cts}, T_{ack}$  分别为 RTS,CTS 和 ACK 帧的传输时间.以  $E[T_{i,e}]$  表示在一个周期  $T$  中优先级  $i$  节点有效数据传输占用的平均时间长度, $E[T_{i,e}]$  可计算为

$$E[T_{i,e}] = \sum_{k=0}^H U_k P_{i,suc}(k) T_p \quad (44)$$

最后, $E[T_e]$  和  $E[T]$  分别有,

$$E[T_e] = \sum_{i=1}^c E[T_{i,e}]; E[T] = \sum_{k=0}^H U_k \left\{ \left[ \sum_{i=1}^{B(k)} P_{i,suc}(k) \right] T_s + P_{col}(k) T_c + P_{tr}(k) k T_{idle} \right\} \quad (45)$$

其中, $T_{idle}$  表示空闲时隙的时间.至此,通过公式(40)可以获得系统的吞吐量  $S$ .优先级  $i$  每个节点的吞吐量  $S_i$  有,

$$S_i = E[T_{i,e}] / (n_i \times E[T]) \quad (46)$$

##### 3.1.2 信道接入延迟

定义节点数据传输的信道接入延迟时间为节点从准备传输一个数据开始到结束该数据的传输之间的时间.优先级  $i$  节点的信道接入延迟时间表示为  $T_{i,d}$ .数据在重传  $L_i$  次失败后被丢弃,因此数据的丢失率  $p_{i,loss}$  为

$$P_{i,loss} = p_i^{L_i+1} \quad (47)$$

设一个优先级  $i$  节点完成  $V$  个数据传输所需的时间为  $T_{i,v}(V)$ .当  $V$  足够大时,节点的吞吐量  $S_i$  可以表示为

$$S_i = V(1 - p_{i,loss}) T_p / T_{i,v}(V) \quad (48)$$

于是,节点的平均信道接入延迟时间  $E[T_{i,d}]$  有,

$$E[T_{i,d}] = T_{i,v}(V) / V = (1 - p_{i,loss}) T_p / S_i \quad (49)$$

#### 3.2 非饱和系统性能分析

##### 3.2.1 信道接入延迟

前面我们在建立退避过程 Markov 链模型时,假设节点的发送队列中始终有数据等待发送,本节我们将对模

型进行扩展,以用于分析节点发送队列可能存在没有数据需要发送的情况,即非饱和和系统的性能分析.在分析过程中,除非特别说明,为了不产生混淆,我们对与前面饱和和系统分析具有相同物理意义的参数采用 *parameter'* 形式来表示.

在非饱和情况下,当节点完成 *post-backoff* 之后,发现队列中没有数据需要发送,这时节点将进入空闲等待状态.以  $q_i$  表示优先级  $i$  节点队列为空的概率.我们假设优先级  $i$  节点的数据到达满足参数为  $\lambda_i$  的 Poisson 过程,节点的队列容量足够大,到达的数据不会产生队列溢出丢失.以  $T'_{i,d}$  表示非饱和情况下优先级  $i$  节点完成一个数据传输需要的时间,我们同样称其为节点数据传输的信道接入延迟时间.这样,节点的数据传输过程可以模型化为一个  $M/G/1$  排队服务系统,其队列的利用率  $\rho_i$  为

$$\rho_i = \min\{\lambda_i E[T'_{i,d}]\} \tag{50}$$

根据  $M/G/1$  排队系统的性质<sup>[45]</sup>,队列为空的概率  $q_i$  可以表示为  $q_i=1-\rho_i$ .没有数据发送的节点将不参与信道的竞争,为了方便起见,我们称有数据需要发送的节点为活跃节点.与饱和情况下节点的数据发送总是需要经历退避过程不同,非饱和情况下,节点到达的数据可能不需要经历退避过程而直接发送.以  $p_{i,im-s}$  表示到达节点时队列为空的数据节点不执行退避过程而直接发送的概率.节点在队列不为空情况下的数据发送概率  $\tau'_i$  为

$$\tau'_i = q_i p_{i,im-s} / AIFS_N[i] + (1 - q_i p_{i,im-s}) \tau_{i,backoff} \tag{51}$$

其中,  $\tau_{i,backoff}$  表示节点执行退避过程后再进行数据发送的发送概率,其计算表达式仍然采用公式(30),但是相关过程中采用的参数  $p_{i,s}, p_{i,idle}, p_{i,l}$  分别用  $p'_i, p'_{i,idle}, p'_{i,l}$  替代.这些参数也仍然采用第 2.4 节的方法获得,但是相应的  $\tau_i$  由  $\rho_i \tau'_i$  替代,  $H' = \min\{\max\{(\lambda_i T_{idle})^{-1}, W_{\max}[i] + A_i\}, i \in [1, c]\}$ .  $p_{i,im-s}$  可表示为

$$p_{i,im-s} = p'_{i,idle} T_{idle} [p'_{i,idle} T_{idle} + (1 - p'_{i,idle}) E[T_{i,busy}]]^{-1} \times p'_{i,AIFS_N[i]} \tag{52}$$

上面等式中,右边第 1 部分表示数据到达时节点侦听到信道状态为空闲的概率,第 2 部分表示节点继续侦听到  $AIFS_N[i]$  个空闲时隙的概率.  $T_{i,busy}$  表示优先级  $i$  节点退避过程一次冻结的持续时间.当节点侦听到信道忙时,退避过程即被冻结,直到其他节点完成传输后信道持续空闲  $A_i$  个时隙.  $E[T_{i,busy}]$  可计算为

$$E[T_{i,busy}] = (p'_{i,s} T_s + p'_{i,c} T_c) (p'_{i,s} + p'_{i,c})^{-1} + (p''_{i,s} T_s + p''_{i,c} T_c) (p''_{i,s} + p''_{i,c})^{-1} (1 - p_{i,idle}(AIFS_N[i])) / p_{i,idle}(AIFS_N[i]) \tag{53}$$

其中,  $p_{i,idle}(AIFS_N[i])$  表示信道在忙状态结束后优先级  $i$  节点侦听到信道持续空闲  $A_i$  个时隙的概率;  $p'_{i,s}$  和  $p'_{i,c}$  分别表示优先级  $i$  节点在退避过程活跃状态下侦听到信道进入  $s$ -slot 和  $c$ -slot 的概率;  $p''_{i,s}$  和  $p''_{i,c}$  分别表示优先级  $i$  节点在信道持续空闲  $A_i$  个时隙之前侦听到信道再次进入  $s$ -slot 和  $c$ -slot 的概率.  $p_{i,idle}(AIFS_N[i])$  如下计算:

$$p_{i,idle}(AIFS_N[i]) = \prod_{l=0}^{A_i-1} (1 - p'_{i,l}) \tag{54}$$

$p'_{i,s}, p'_{i,c}, p''_{i,s}$  以及  $p''_{i,c}$  的计算与第 2.4 节计算  $p_i$  的思想类似,其计算式如下:

$$p'_{i,s} = \sum_{k=A_i}^{H'} p'_{i,s}(k) U'_k / \sum_{k=A_i}^{H'} U'_k; p'_{i,c} = \sum_{k=A_i}^{H'} p'_{i,c}(k) U'_k / \sum_{k=A_i}^{H'} U'_k \tag{55}$$

$$p''_{i,s} = \sum_{k=0}^{A_i-1} p'_{i,s}(k) U'_k / \sum_{k=0}^{A_i-1} U'_k; p''_{i,c} = \sum_{k=0}^{A_i-1} p'_{i,c}(k) U'_k / \sum_{k=0}^{A_i-1} U'_k \tag{56}$$

其中,  $p'_{i,s}(k), p'_{i,c}(k)$  分别表示优先级  $i$  节点在经历  $k$  个空闲时隙后侦听到信道进入  $s$ -slot 和  $c$ -slot 的概率.

$$p'_{i,s}(k) = \begin{cases} (n_i - 1) \rho_i \tau'_i (1 - \rho_i \tau'_i)^{n_i - 2} \prod_{h=1, h \neq i}^{B(k)} (1 - \rho_h \tau'_h)^{n_h} + \\ \sum_{h=1, h \neq i}^{B(k)} [n_h \rho_h \tau'_h (1 - \rho_h \tau'_h)^{n_h - 1} (1 - \rho_i \tau'_i)^{n_i - 1} \prod_{m=1, m \neq h, i}^{B(k)} (1 - \rho_m \tau'_m)^{n_m}] \end{cases}, k \geq A_i \tag{57}$$

$$\sum_{h=1}^{B(k)} [n_h \rho_h \tau'_h (1 - \rho_h \tau'_h)^{n_h - 1} \prod_{m=1, m \neq h}^{B(k)} (1 - \rho_m \tau'_m)^{n_m}], \quad 0 \leq k \leq A_i - 1$$

$$p'_{i,c}(k) = \begin{cases} 1 - (1 - \rho_i \tau'_i)^{-1} \prod_{h=1}^{B(k)} (1 - \rho_h \tau'_h)^{n_h} - p'_{i,s}(k), & k \geq A_i \\ 1 - \prod_{h=1}^{B(k)} (1 - \rho_h \tau'_h)^{n_h} - p'_{i,s}(k), & 0 \leq k \leq A_i - 1 \end{cases} \tag{58}$$

节点传输一个数据的时间与该数据到达节点时的队列状态有关,以  $T'_{i,d}(1)$  表示数据到达时队列不为空情况下所需的传输时间,而以  $T'_{i,d}(0)$  表示数据到达时队列为空情况下所需的传输时间.于是  $E[T'_{i,d}]$  有,

$$E[T'_{i,d}] = (1 - q_i) E[T'_{i,d}(1)] + q_i E[T'_{i,d}(0)] \tag{59}$$

对于到达时节点队列为空的数据,节点将以概率  $p_{i,im-s}$  直接发送,而以概率  $1-p_{i,im-s}$  执行退避后再发送.节点直接发送数据遭遇碰撞的概率仍然假设为  $p'_i$ ,碰撞发生后节点将执行退避重传过程.以  $T_{i,backoff}(k)$  表示节点从第  $k$  退避阶段开始执行退避直到数据传输完成所需的时间, $E[T_{i,backoff}(k)]$  可计算为

$$E[T_{i,backoff}(k)] = \sum_{l=k}^{L_i} (1-p'_i) p_i^{l-k} [B_i(k,l) + (l-k)T_c + T_s] + p_i^{L_i-k+1} [B_i(k,L_i) + (L_i-k+1)T_c] \quad (60)$$

其中, $B_i(k,l)$  表示节点从  $k$  阶段到  $l$  阶段的退避时间总和, $B_i(k,l)$  有,

$$B_i(k,l) = \sum_{j=k}^l [(1-p'_{i,d})E[T_{i,busy}] + p'_{i,d}T_{idle}] (W_{i,j} + 2) / 2 \quad (61)$$

于是,  $E[T'_{i,d}(0)]$  和  $E[T'_{i,d}(1)]$  分别有,

$$E[T'_{i,d}(0)] = p_{i,im-s} [(1-p'_i)T_s + p'_i(T_c + E[T_{i,backoff}(1)])] + (1-p_{i,im-s}) E[T_{i,backoff}(0)]; E[T'_{i,d}(1)] = E[T_{i,backoff}(0)] \quad (62)$$

至此,根据上述分析,联立公式(50)、公式(51)以及  $p'_i$  的表达式(修正的公式(36)),采用迭代的方法求解非线性系统方程,我们可以得到各优先级节点的  $\tau'_i$ ,  $p'_i$ ,  $\rho_i$  以及  $E[T'_{i,d}]$ .

### 3.2.2 吞吐量性能

根据  $p'_i$ ,  $\rho_i$  和  $E[T'_{i,d}]$  的分析结果,我们给出非饱和系统下优先级  $i$  节点的吞吐量  $S'_i$ . 当  $\rho_i=1$  时,表明节点的传输能力达到饱和,节点的队列中始终有数据需要发送,因此吞吐量  $S'_i$  有,

$$S'_i = (1 - P'_{i,loss}) T_p / E[T'_{i,d}] \quad (63)$$

当  $\rho_i < 1$  时,节点传输能力尚未饱和,  $S'_i$  与节点的数据到达强度  $\lambda_i$  直接相关,  $S'_i$  有,

$$S'_i = \lambda_i (1 - P'_{i,loss}) T_p \quad (64)$$

## 4 数值分析与仿真

本节我们对前面的分析进行仿真验证,仿真工具采用 NS-2<sup>[46]</sup>,其中,802.11 EDCA 协议采用 TKN 开发的 NS-2 扩展模块<sup>[47]</sup>,协议基本参数设置见表 1.不失一般性,为了说明问题方便起见,我们仅考虑网络中存在两类优先级,分别为 AC1 和 AC2,并且数据传输均采用 RTS/CTS 模式.分析中采用了两种不同退避过程参数设置的场景,各优先级的设置由表 2 给出,其中场景 2 主要突出基于 AIFS 的优先级区分.

**Table 1** 802.11 EDCA parameter settings

**表 1** 802.11 EDCA 基本参数设置

Parameter	Value	Parameter	Value
MAC header	272bits	aSlotTime	20μs
PHY header	192μs	SIFS	10μs
RTS	160bits	Retry limit	7
CTS	112bits	Packet size	1000bytes
ACK	112bits	Channel basic rate	2Mbit/s
Min{AIFS[i]}	50μs	Channel data rate	5.5Mbit/s

**Table 2** Backoff parameter settings

**表 2** 退避过程参数设置

Scenes	$W_{min}[1]/W_{min}[2]$	$W_{max}[1]/W_{max}[2]$	$AIFS_N[1]/AIFS_N[2]$
1	15/31	31/63	2/3
2	31/31	63/63	2/4

首先我们讨论饱和系统情形.设置节点数量  $n_1=n_2$ ,改变每个优先级节点的数量,在多种不同网络节点数量的情形下,我们分析了系统的吞吐量和延迟性能.图 8 和图 9 分别给出了两种场景下的模型分析结果和仿真结果.可以看出,在两种场景设置下,模型分析结果和仿真结果均取得了非常好的一致性.从图 8(a)的吞吐量性能分析结果来看,随着网络中节点数量的增加,优先级 1 的吞吐量先有所增大,然后开始减小,而优先级 2 的吞吐量不断减小.这是因为高优先级的传输从低优先级处抢占了更多的信道带宽,但是随着节点数量的增加,信道竞争发送的激励程度不断提高,节点传输发生碰撞的概率增大,导致了系统信道利用率的降低,因而系统总的吞吐量不断减小,最终使得优先级 1 的吞吐量也开始减小.图 8(b)的结果表明,高优先级的信道接入除了可以获得较大的

传输吞吐量以外,还可以极大地降低数据传输的信道接入延迟.与图 8 对比,图 9 给出的结果表明,仅仅采用 AIFS 机制同样可以获得非常显著的优先级区分.

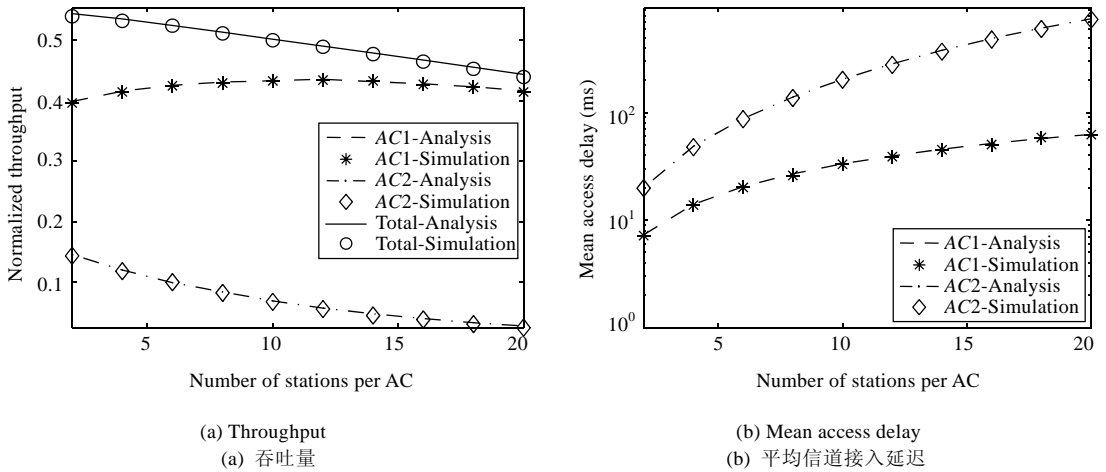


Fig.8 Model analysis and simulation results of scene 1 (saturated)

图 8 场景 1 模型分析和仿真结果(饱和)

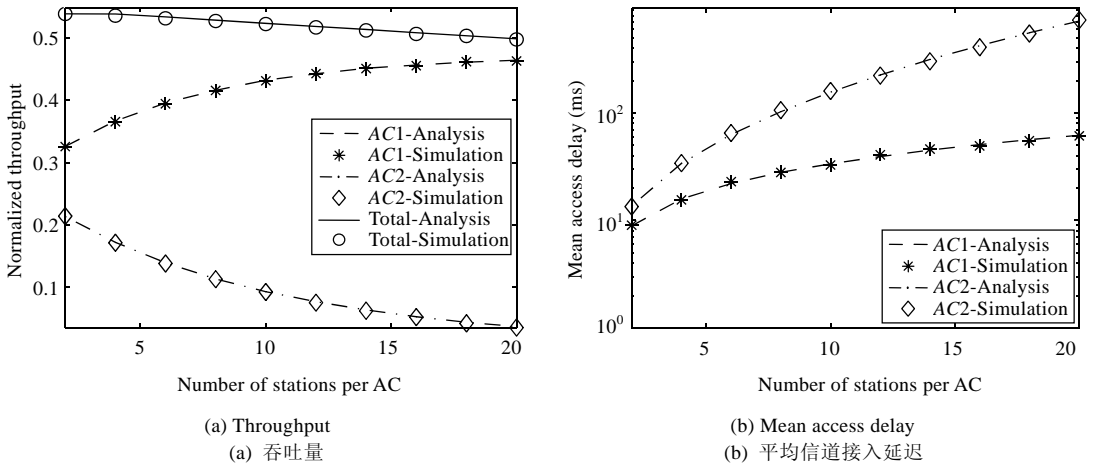


Fig.9 Model analysis and simulation results of scene 2 (saturated)

图 9 场景 2 模型分析和仿真结果(饱和)

接下来我们讨论非饱和系统情形.场景 1 中设置节点数量  $n_1=n_2=10$ ,数据到达率  $\lambda_1=\lambda_2$ ;场景 2 中设置节点数量  $n_1=n_2$ ,数据到达率  $\lambda_1=\lambda_2=20$ packets/sec.为了考察系统从非饱和到饱和和变化过程中的性能,场景 1 中我们使数据到达率从  $\lambda_1=\lambda_2=10$ packets/sec 开始增加直到系统达到饱和状态,而场景 2 中我们使网络节点数从  $n_1=n_2=2$  开始增加直到系统达到饱和状态.图 10 和图 11 分别给出了场景 1 和场景 2 的模型分析结果和仿真结果,包括吞吐量和延迟性能分析.可以看出,在非饱和系统情形下,我们的模型分析结果和仿真结果也取得了较好的一致性.从图 10(a)和图 11(a)的吞吐量性能结果来看,系统在接近饱和状态时有最大的吞吐量,这与文献[48]中关于 DCF 协议的分析结论相类似.此外,图 10(b)和图 11(b)延迟分析的结果表明,系统在非饱和阶段,数据传输的信道接入延迟增长非常缓慢,而在系统接近饱和时,延迟将激烈增加,尤其是低优先级的传输.上述现象的存在表明,为了获得较好的系统性能,我们需要将系统运行控制在临近饱和的状态,避免系统进入饱和状态导致性能降低.

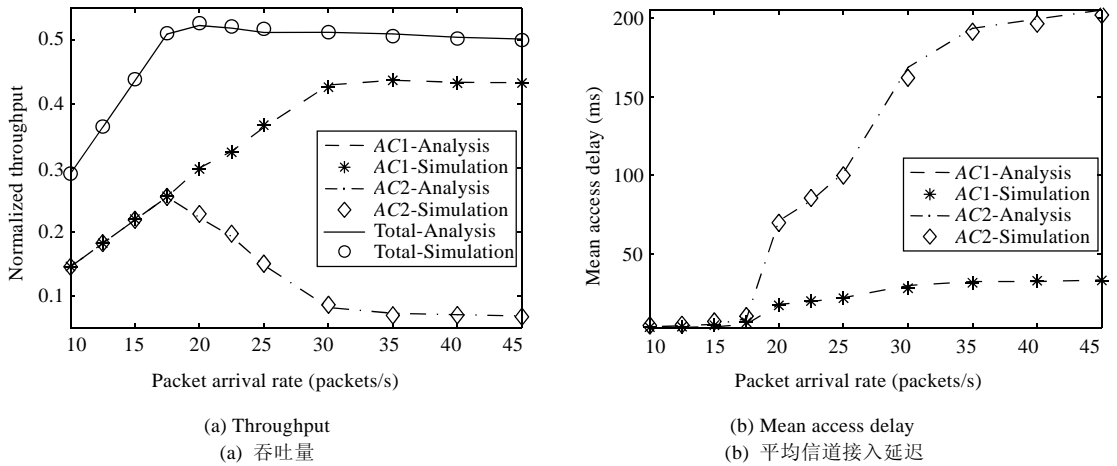


Fig.10 Model analysis and simulation results of scene 1 (unsaturated)

图 10 场景 1 模型分析和仿真结果(非饱和)

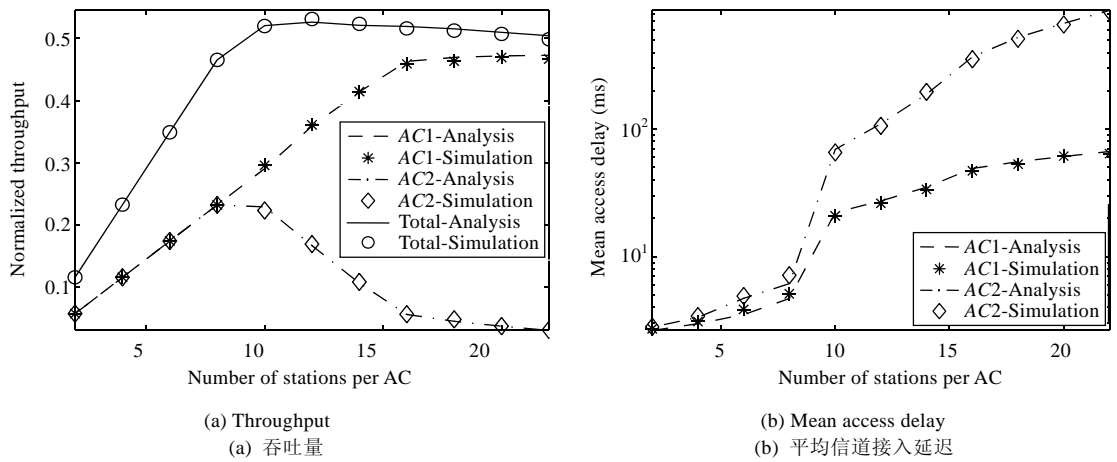


Fig.11 Model analysis and simulation results of scene 2 (unsaturated)

图 11 场景 2 模型分析和仿真结果(非饱和)

## 5 TXOP 机制

### 5.1 饱和系统TXOP性能分析

采用 TXOP 机制,节点在成功竞争获得信道传输机会之后将连续传输多个数据.我们以  $TXOPM[i]$  表示优先级  $i$  节点成功接入信道后连续传输的数据数量,并假设节点队列中始终有至少  $TXOPM[i]$  个数据在等待传输.节点采用 RTS/CTS 机制竞争接入信道,在成功接收到 CTS 响应后,节点认为成功获得信道接入,然后间隔 SIFS 时间连续地传输  $TXOPM[i]$  个数据.根据前面第 2 节的分析可知,采用 TXOP 机制仅影响  $s$ -slot 的时间,而不会影响节点在每个时隙的发送概率以及节点传输遭遇碰撞的概率.因此,获得 TXOP 机制下的吞吐量性能分析,我们只需在第 3.1.1 节分析的基础上,相应地修改  $T_p, T_s$  等时间参数.针对优先级  $i$  节点分别有

$$T_{i,p-txop} = T_p \times TXOPM[i] \tag{65}$$

$$T_{i,s-txop} = T_{rts} + T_{cts} + T_{sifs} \times (2 + TXOPM[i]) + T_h \times TXOPM[i] + T_{i,p-txop} + T_{ack} + AIFS[1] \tag{66}$$

获得优先级  $i$  节点的吞吐量性能  $S_{i-txop}$  之后,采用与第 3.1.2 节类似的方法,我们可以容易获得 TXOP 机制下

节点的信道接入延迟  $E[T_{i,d-txop}]$ ,这里不再赘述.

## 5.2 非饱和系统TXOP性能分析

TXOP 机制下,节点一次信道接入可以进行多个数据传输,因此减小了节点传输每个数据引入的开销.可以预见,节点的  $TXOPN[i]$ 参数设置得越大,信道的有效利用率就越大,同等情况下系统可以承载更多的业务数据传输.但是增大  $TXOPN[i]$ 后,却带来了另一个问题:节点的数据传输延迟随着  $TXOPN[i]$ 的增加而增加.当网络中存在延迟敏感的业务时,延迟的增加将导致节点在传输这些业务时无法满足其延迟方面的 QoS 要求.因此,增加节点的  $TXOPN[i]$ 需要考虑满足节点业务的延迟要求.本节我们对非饱和系统下的数据传输延迟时间进行分析,该延迟包括了数据到达后在节点队列中的排队等待时间以及数据传输的信道接入延迟时间.

与节点始终有至少  $TXOPN[i]$ 个数据等待发送的饱和情况不同,我们考虑在非饱和情况下,当节点获得信道接入传输机会时,节点队列中等待发送数据的数量可能不足  $TXOPN[i]$ .这时,节点可能采取两种策略:a) 传输队列中现有等待发送的数据;b) 等待直到队列中待发送数据数量达到  $TXOPN[i]$ 后再竞争信道发送.直观地,采用策略 b),每个数据传输的平均信道开销更小,策略 b)比策略 a)具有更高的信道有效利用率.本文我们仅考虑采用策略 b).

我们仍然假设优先级  $i$  节点的数据到达满足参数为  $\lambda_i$  的 Poisson 过程,节点的队列容量足够大,到达的数据不会产生队列溢出丢失现象.于是,节点的数据传输过程可以模型化为一个顾客 Poisson 到达,服务台成批服务的  $M/G^k/1$  排队服务系统<sup>[49,50]</sup>,其中,  $k$  表示服务台每次成批服务的顾客数量,这里抽象为表示节点一次信道接入完成  $TXOPN[i]$ 个数据传输.当节点队列中待发送数据数量不少于  $TXOPN[i]$ 时,我们称节点处于有数据发送的活跃状态;否则,我们称节点处于等待数据到达的空闲状态.以  $H_i(x)$ 表示优先级  $i$  节点完成一批即  $TXOPN[i]$ 个数据传输需要的时间的分布函数,这个时间包括从这  $TXOPN[i]$ 个数据到达队列头部开始直到其成功传输离开节点队列为止的一段时间,我们称其为数据传输的信道接入延迟时间  $T_{i-txop}$ .以  $H_i^*(s)$ 表示  $H_i(x)$ 的 Laplace-Stieltjes 变换<sup>[49]</sup>,  $1/\mu_i$ 表示  $T_{i-txop}$ 的均值.节点在任意时刻处于有数据发送的活跃状态的概率为<sup>[50]</sup>

$$\rho_{i-txop} = \min\{1, \lambda_i / (\mu_i \times TXOPN[i])\} \quad (67)$$

以  $P_{i,j}^+$  ( $j=0,1,2,\dots$ ) 表示节点在每完成一批数据传输时刻所见到的队长  $Q_i=j$  的平稳分布概率,  $P_{i,j}^*$  ( $j=0,1,2,\dots$ ) 表示任意时刻节点队长  $Q_i=j$  的平稳分布概率,根据文献[50]的结论,  $P_{i,j}^+$  的概率母函数为

$$\sum_{j=0}^{\infty} P_{i,j}^+ z^j = TXOPN[i] \times \left[ 1 - \frac{\lambda_i}{\mu_i \times TXOPN[i]} \right] \left[ (z-1) H_i^*(\lambda_i(1-z)) \prod_{r=1}^{TXOPN[i]-1} \left( \frac{z - \omega_r}{1 - \omega_r} \right) \right] (z^{TXOPN[i]} - H_i^*(\lambda_i(1-z)))^{-1} \quad (68)$$

并且,  $P_{i,j}^*$  和  $P_{i,j}^+$  之间满足如下关系:

$$P_{i,j}^* = \begin{cases} (P_{i,0}^+ + P_{i,1}^+ + \dots + P_{i,j}^+) / TXOPN[i], & j < TXOPN[i] \\ (P_{i,j-TXOPN[i]}^+ + P_{i,j-TXOPN[i]+1}^+ + \dots + P_{i,j}^+) / TXOPN[i], & j \geq TXOPN[i] \end{cases} \quad (69)$$

利用  $P_{i,j}^*$ , 我们容易求得节点的平均队长  $E[Q_i]$ . 根据 Little 定理<sup>[49]</sup>, 平均的数据传输延迟时间  $E[T_{i,d}^*]$  为

$$E[T_{i,d}^*] = E[Q_i] / \lambda_i \quad (70)$$

尽管根据  $M/G^k/1$  排队模型我们可以比较容易地获得平均的数据传输延迟,但是该模型需要提供信道接入延迟时间  $T_{i-txop}$  的分布函数  $H_i(x)$ . 通常获得  $H_i(x)$  非常困难,目前尚无相关文献给出求解方法.在解决与此类似的问题时,不考虑有优先级区分的 TXOP 机制,一些文献采用了借助仿真手段的方法来获得<sup>[23,51]</sup>,而另有一些文献采用了负指数分布的假设<sup>[11,24,28,39]</sup>.我们在仿真实验中发现,在信道利用率  $\eta$  较高时,  $T_{i-txop}$  的分布函数仍然可以采用负指数分布进行近似,如图 12 所示.这里我们采用了表 2 的场景 1 设置,节点数  $n_1=n_2=10$ ,数据到达率  $\lambda_1=\lambda_2$ ,并且  $TXOPN[1]=1, TXOPN[2]=2$ .这样,根据第 3.2.1 节介绍的方法,我们可以获得  $T_{i-txop}$  的均值  $1/\mu_i$ ,进而采用负指数分布假设  $H_i(x) = 1 - e^{-\mu_i x}$ ,  $x \geq 0$ .我们对采用负指数分布假设的模型分析结果进行了仿真实验,图 13 给出了在不同节点负载情况下的分析结果和仿真结果对比.可以看出,分析结果可以较好地近似仿真结果.

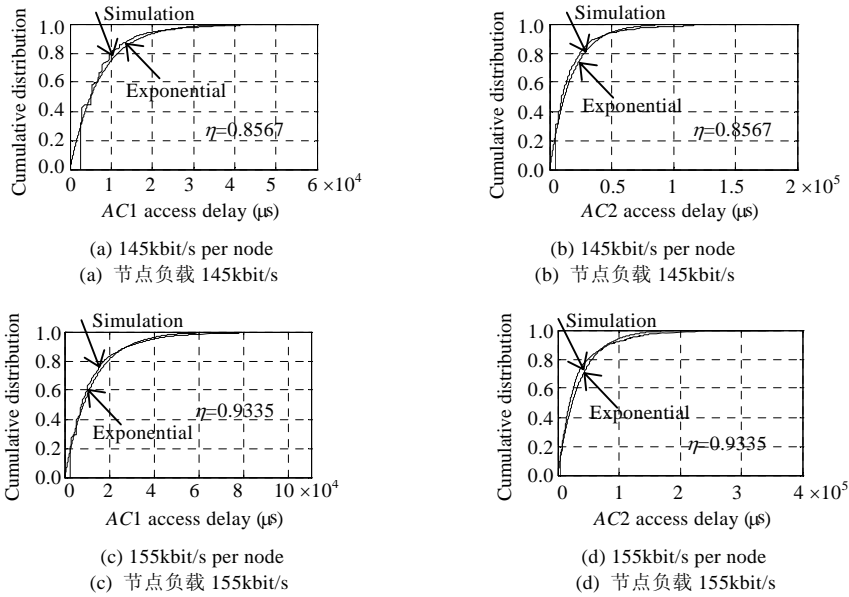


Fig.12 Distribution of access delay for AC1 and AC2

图 12 AC1 和 AC2 信道接入延迟时间分布

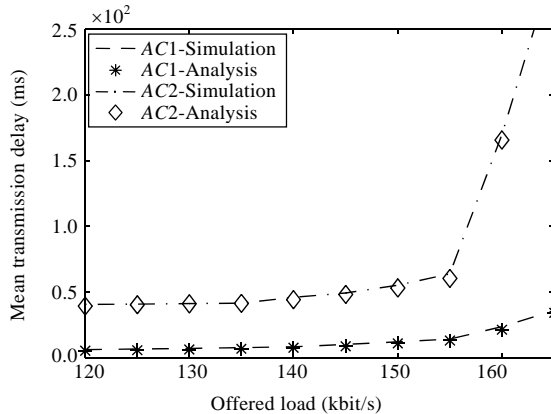


Fig.13 Mean transmission delay results

图 13 数据传输延迟模型分析和仿真结果

### 5.3 D-TXOP算法

上一节我们已经指出,  $TXOPN[i]$  参数的设置需要考虑增强系统吞吐量性能和保证数据传输延迟要求两者之间的相互制约关系. 当网络中业务负载较轻时,  $TXOPN[i]$  可以设置得较小, 以降低节点的数据传输延迟; 当网络中业务负载增大时, 在满足业务数据传输 QoS 要求的条件下, 增大  $TXOPN[i]$  参数设置可以进一步提高信道的有效利用率, 增强系统的业务承载能力. 基于前面的模型分析, 本节我们给出一种基于  $TXOPN[i]$  参数调整的接纳控制算法, 称为 D-TXOP(dynamic TXOP)算法. 算法主要达到两个目的: 1) 动态调整各优先级的  $TXOPN[i]$  参数设置, 在保证业务 QoS 要求的条件下充分利用网络的信道资源; 2) 对网络承载的业务流施行接纳控制(call admission control, 简称 CAC), 避免接入超过系统承载能力的业务量.

当网络中有节点需要建立一条新业务流的传输时, 节点首先向执行接纳控制算法的节点(简称控制节点)发



送新业务传输请求 ADDTS(ADD traffic stream).ADDTS 包含该新业务的业务数据到达特性以及对 QoS 保障的需求等信息(TSPEC,traffic specification),包括业务的优先级类别、数据的到达速率 $\lambda_i$ 、数据分组的大小、平均传输延迟限制  $E[T_{i-limit}]$ 以及数据丢失率限制  $P_{i-limit}$ .执行接纳控制算法的节点可以是 WLAN 中的 QAP(QoS access point).如果网络节点工作于 ad hoc 模式之下,网络可以选举产生一个节点作为执行接纳控制算法的节点<sup>[11]</sup>.

D-TXOP 算法执行流程如下:

- 1) 当新业务流传输请求 ADDTS 到达时,控制节点提取已接纳业务流和新到达业务流的 TSPEC 信息,以及当前各优先级的 TXOPN[i]参数设置.
- 2) 利用模型分析方法计算各优先级节点的发送碰撞概率  $p'_i$ ,数据丢失率  $p'_{i,loss}$ ,平均信道接入延迟时间  $E[T'_{i,d}](E[T_{i-txop}])$ ,队列利用率 $\rho_i(\rho_{i-txop})$ .
- 3) 从高优先级到低优先级依次检查  $\rho_i(\rho_{i-txop})$ .如果优先级  $i$  节点出现  $\rho_i=1(\rho_{i-txop}=1)$ ,则调整参数:  $TXOPN[i]=TXOPN[i]+1$ .参数调整后,执行流程转到步骤 2);如果调整次数超过 3 次,则转到步骤 7);否则继续.
- 4) 计算平均数据传输延迟时间  $E[T_{i,d}^*]$ .当存在优先级  $i$  节点有  $E[T_{i,d}^*] > E[T_{i-limit}]$  时,则调整参数:  $TXOPN[k]=TXOPN[k]+1$ ,其中优先级  $k$  满足条件  $\Delta_k=\max\{\Delta_i,i \in [1,c]\}$ ,  $\Delta_i = E[T_{i-limit}] - E[T_{i,d}^*]$ ,并且  $\Delta_k > 0$ .参数调整后,执行流程转到步骤 2);如果无法寻找到可调整参数的优先级  $k$ ,则转到步骤 7);否则继续.
- 5) 检查各优先级的  $p'_{i,loss}$ .当存在优先级  $i$  节点有  $p'_{i,loss} > P_{i-limit}$  时,则调整参数:  $TXOPN[k]=TXOPN[k]+1$ ,优先级  $k$  满足条件  $\Delta_k=\max\{\Delta_i,i \in [1,c]\}$ ,  $\Delta_i = E[T_{i-limit}] - E[T_{i,d}^*]$ .参数调整后,执行流程转到步骤 2);否则继续.
- 6) 接纳该新到业务流,向请求节点返回 ACCEPT 应答,并分发更新的 TXOPN[i]参数设置,算法执行结束.
- 7) 拒绝接纳该新到业务流,向请求节点返回 REJECT 应答,算法执行结束.

5.4 D-TXOP性能评估

我们利用 NS-2 对 D-TXOP 算法进行性能仿真分析.网络采用了表 2 中场景 1 的退避过程参数设置, $n_1=10$ ,数据到达率 $\lambda_1=\lambda_2=120\text{packets/sec}$ ,TXOPN 参数初始设置  $TXOPN[1]=TXOPN[2]=1$ .AC1 和 AC2 的平均传输延迟限制  $E[T_{i-limit}]$ 分别设定为 100ms 和 200ms,数据丢失率均要求小于 2%.我们在网络中从  $n_2=10$  开始不断增加优先级 2 类型的业务流数量,直到算法拒绝接纳新增加的业务流.图 14 和图 15(a)给出了吞吐量和传输延迟性能随网络中优先级 2 业务流数量增加的变化曲线.作为对比,我们同时给出了不采用 D-TXOP 算法的仿真结果.从仿真结果来看,当  $n_2$  增加到 15 时,不采用 D-TXOP 算法的网络进入了饱和状态,优先级 2 业务的传输已经无法得到 QoS 保证,节点队列中待发送的数据不断被堆积,使得传输延迟呈不断增长的趋势;而对于采用了 D-TXOP 算法的网络,算法将参数 TXOPN[2]由 1 调整为 2,使得优先级 2 业务仍然能够保证在延迟上限内得到传输.由于 D-TXOP 算法的作用,在保证各优先级业务 QoS 要求的条件下,通过调整 TXOPN 参数,系统最终接纳了 23 条优先级 2 业务流的传输.当第 24 条业务流到达时,D-TXOP 算法无法进一步在满足延迟性能要求的条件下调整 TXOPN 参数,因此系统拒绝接纳新增加的业务流.相比于不采用 D-TXOP 算法时的最大支持 14 条优先级 2 业务流的传输,D-TXOP 算法使得系统对于优先级 2 业务的承载能力提高了 64%.图 15(b)描绘了业务流增加过程中系统

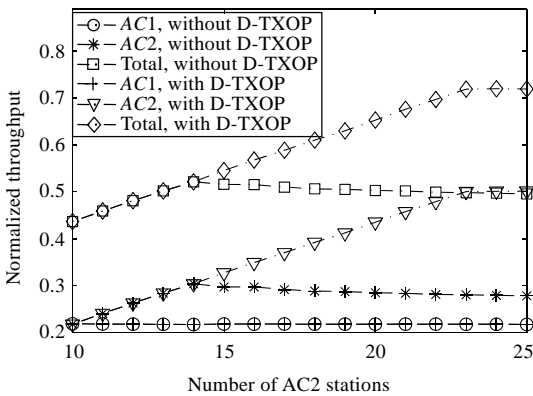


Fig.14 Simulation results of throughput for D-TXOP

图 14 D-TXOP 算法吞吐量仿真结果

传输,D-TXOP 算法使得系统对于优先级 2 业务的承载能力提高了 64%.图 15(b)描绘了业务流增加过程中系统

的信道利用率变化情况.由于 D-TXOP 算法的动态调整控制,信道的利用率始终维持在临近饱和区域.在每次调整 TXOPN 参数后,系统将释放一些信道资源以传输更多新到的业务流,直到调整受到延迟性能要求的限制.

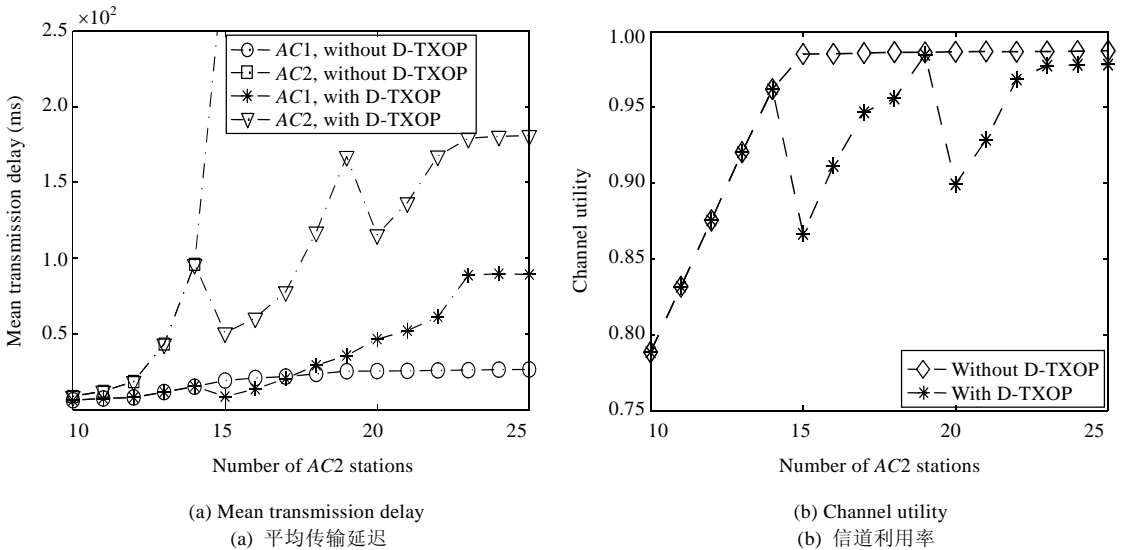


Fig.15 Simulation results of D-TXOP

图 15 D-TXOP 算法性能仿真结果

## 6 结束语

针对 IEEE 802.11 EDCA 支持 QoS 的有优先级区分的竞争信道接入特性,我们提出了一种基于 Markov 链的 EDCA 协议性能模型分析方法.模型分析包含了 EDCA 协议主要的 3 个关键区分信道接入机制.通过模型分析,我们可以获得系统中各优先级传输的吞吐量、信道接入延迟、数据丢失率等性能分析.与大多数已有文献提出的仅针对饱和和系统性能的分析不同,我们的模型分析不仅包括了饱和和系统性能的分析,而且还包括了非饱和和系统性能的分析.仿真验证结果表明,模型分析结果和仿真结果取得了很好的一致性.通过研究我们发现,EDCA 协议所提供的区分信道接入机制可以为系统中不同优先级的业务提供有效的服务区分,并且系统在进入饱和状态之前有更好的性能,而当系统工作在饱和状态之下时将会出现系统性能下降.基于提出的模型分析方法,我们提出了 D-TXOP 接纳控制算法.算法不仅可以对网络业务流施行接纳控制,保证各优先级业务流传输的 QoS 要求,同时还能通过动态调整各优先级的 TXOPN 参数设置,提高系统信道的有效利用率,进而达到提高网络的业务承载能力的目的.限于篇幅,本文我们对模型分析的应用讨论非常有限.在下一步的工作中,我们将基于本文的模型分析研究如何对采用 EDCA 协议的网络系统进行优化设计.

**致谢** 在此,我们向给予本文工作支持和建议的同行,尤其是电子科技大学通信与信息工程学院毛玉明教授、冷甦鹏副教授以及所在教研室的老师和同学表示感谢.

## References:

- [1] IEEE 802.11. Wireless LAN medium access control (MAC) and physical layer (PHY) specifications. IEEE Std. 802.11, 2007.
- [2] Xiong LX, Mao GQ. Saturated throughput analysis of IEEE 802.11e EDCA. Computer Networks, 2007,51(11):3047-3068. [doi: 10.1016/j.comnet.2007.01.002]
- [3] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2000,18(3):535-547. [doi: 10.1109/49.840210]

- [4] Wu H, Peng Y, Long K, Cheng S, Ma J. Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: Analysis and enhancement. In: Kermani P, ed. Proc. of the IEEE INFOCOM 2002. New York: IEEE, 2002. 599–607.
- [5] Kim H, Hou JC, Hu C, Ge Y. QoS provisioning in IEEE 802.11-compliant networks: Past, present, and future. *Computer Networks*, 2007,51(8):1922–1941. [doi: 10.1016/j.comnet.2006.07.017]
- [6] Li HW, Wu JP, Ma H, Zhang PY. Performance optimization for IEEE 802.11 based on the range of contention station number. *Journal of Software*, 2004,15(12):1850–1859 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/1850.htm>
- [7] Xiao Y. Performance analysis of priority schemes for IEEE 802.11 and IEEE 802.11e wireless LANs. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2005,4(4):1506–1515. [doi: 10.1109/TWC.2005.850328]
- [8] Xu D, Sakurai T, Vu HL. An analytical model of MAC access delay in IEEE 802.11e EDCA. In: Hanzo L, ed. Proc. of the IEEE WCNC 2006. New York: IEEE, 2006. 1938–1943.
- [9] Yoon J, Yun S, Kim H, Bahk S. Maximizing differentiated throughput in IEEE 802.11e wireless LANs. In: Ken C, Matthias F, eds. Proc. of the 31st IEEE Conf. on Local Computer Networks. Los Alamitos: IEEE Computer Society, 2006. 411–417.
- [10] Fan Z. Throughput and QoS optimization for EDCA-based IEEE 802.11 WLANs. *Wireless Personal Communications*, 2007,43(4): 1279–1290. [doi: 10.1007/s11277-007-9301-4]
- [11] Chen X, Zhai H, Tian X, Fang Y. Supporting QoS in IEEE 802.11e wireless LANs. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2006,5(8):2217–2227. [doi: 10.1109/TWC.2006.1687738]
- [12] Robinson JW, Randhawa TS. Saturation throughput analysis of IEEE 802.11e enhanced distributed coordination function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2004,22(5):917–928. [doi: 10.1109/JSAC.2004.826929]
- [13] Hui J, Devetsikiotis M. A unified model for the performance analysis of IEEE 802.11e EDCA. *IEEE Trans. on Communications*, 2005, 53(9):1498–1510. [doi: 10.1109/TCOMM.2005.855013]
- [14] Banchs A, Vollero L. A delay model for IEEE 802.11e EDCA. *IEEE Communications Letters*, 2005,9(6):508–510. [doi: 10.1109/LCOMM.2005.1437353]
- [15] Banchs A, Vollero L. Throughput analysis and optimal configuration of 802.11e EDCA. *Computer Networks*, 2006,50(11): 1749–1768. [doi: 10.1016/j.comnet.2005.07.008]
- [16] Tao Z, Panwar S. Throughput and delay analysis for the IEEE 802.11e enhanced distributed channel access. *IEEE Trans. on Communications*, 2006,54(4):596–603. [doi: 10.1109/TCOMM.2006.873066]
- [17] Li B, Li JD, Roberto B. Supporting service differentiation with enhancements of the IEEE 802.11 MAC protocol: Model and analysis. *Science in China—Series F: Information Sciences*, 2007,50(5):732–746. [doi: 10.1007/s11432-007-0051-4]
- [18] Huang CL, Liao W. Throughput and delay performance of IEEE 802.11e enhanced distributed channel access (EDCA) under saturation condition. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2007,6(1):136–145. [doi: 10.1109/TWC.2007.04796]
- [19] Kong ZN, Tsang DHK, Bensaou B, Gao D. Performance analysis of IEEE 802.11e contention-based channel access. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2004,22(10):2095–2106. [doi: 10.1109/JSAC.2004.836019]
- [20] Inan I, Keceli F, Ayanoglu E. Saturation throughput analysis of the 802.11e enhanced distributed channel access function. In: Chen T, ed. Proc. of the IEEE ICC 2007. Piscataway: IEEE, 2007. 409–414.
- [21] Engelstad PE, Østerbø ON. Non-Saturation and saturation analysis of IEEE 802.11e EDCA with starvation prediction. In: Boukerche A, Leung V, eds. Proc. of the 8th ACM Int'l Symp. on Modeling, Analysis and Simulation of Wireless and Mobile Systems. New York: ACM Press, 2005. 224–233.
- [22] Serrano P, Banchs A, Azcorra A. A throughput and delay model for IEEE 802.11e EDCA under non saturation. *Wireless Personal Communications*, 2007,43(2):467–479. [doi: 10.1007/s11277-006-9244-1]
- [23] Vassiss D, Kormentzas G. Delay performance analysis and evaluation of IEEE 802.11e EDCA in finite load conditions. *Wireless Pers. Communications*, 2005,34(2):29–43. [doi: 10.1007/s11277-005-8725-y]
- [24] Liu J, Niu ZS. Delay analysis of IEEE 802.11e EDCA under unsaturated conditions. In: Letaief KB, Chih-Lin I, eds. Proc. of the IEEE WCNC 2007. New York: IEEE, 2007. 430–434.
- [25] Skordoulis D, Ni Q. IEEE 802.11n MAC frame aggregation mechanisms for next-generation high-throughput WLANs. *IEEE Wireless Communications*, 2008,15(1):40–47. [doi: 10.1109/MWC.2008.4454703]

- [26] Xiao Y, Li H. Voice and video transmissions with global data parameter control for the IEEE 802.11e enhance distributed channel access. *IEEE Transactions on Parallel and Distributed Systems*, 2004,15(11):1041–1053. [doi: 10.1109/TPDS.2004.72]
- [27] Freitag J, Fonseca NLS, Rezende JF. Tuning of 802.11e network parameters. *IEEE Communications Letters*, 2006,10(8):611–613. [doi: 10.1109/LCOMM.2006.1665127]
- [28] Ksentini A, Nafaa A, Gueroui A, Naimi M. ETXOP: A resource allocation protocol for QoS-sensitive services provisioning in 802.11 networks. *Performance Evaluation*, 2007,64(5):419–443. [doi: 10.1016/j.peva.2006.08.006]
- [29] Andreadis A, Zamboni R. QoS enhancement with dynamic TXOP allocation in IEEE 802.11e. In: Protonotarios EN, ed. *Proc. of the IEEE PIMRC 2007*. Piscataway: IEEE, 2007. 439–444.
- [30] Tinnirello I, Choi S. Efficiency analysis of burst transmissions with block ACK in contention-based 802.11e WLANs. In: Lee BG, ed. *Proc. of the IEEE ICC 2005*. Piscataway: IEEE, 2005. 3455–3460.
- [31] Romdhani L, Bonnet C. Performance analysis and optimization of the 802.11e EDCA transmission opportunity (TXOP) mechanism. In: Habib I, ed. *Proc. of the IEEE WiMob 2007*. Piscataway: IEEE Computer Society, 2007. 68–75.
- [32] Lu K, Wu D, Qian Y, Fang Y, Qiu RC. Performance of an aggregation-based MAC protocol for high-data-rate ultrawideband ad hoc networks. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2007,56(1):312–321. [doi: 10.1109/TVT.2006.883752]
- [33] Lu K, Wang J, Wu D, Fang Y. Performance of a burst-frame-based CSMA/CA protocol: Analysis and enhancement. *Wireless Networks*, 2009,15(1):87–98.
- [34] Gao D, Cai J, Ngan KN. Admission control in IEEE 802.11e wireless LANs. *IEEE Networks*, 2005,19(4):6–13. [doi: 10.1109/MNET.2005.1470677]
- [35] Banchs A, Perez-Costa X, Qiao D. Providing throughput guarantees in IEEE 802.11e wireless LANs. In: Charzinski J, Lehnert R, Tran-Gia P, eds. *Proc. of the 18th Int'l Teletraffic Congress*. Berlin: Elsevier, 2003. 48–57.
- [36] Iera A, Ruggeri G, Tripodi D. Providing throughput guarantees in 802.11e WLAN through a dynamic priority assignment mechanism. *Wireless Personal Communications*, 2005,34(2):109–125. [doi: 10.1007/s11277-005-8729-7]
- [37] Xiao Y, Li H. Local data control and admission control for QoS support in wireless ad hoc networks. *IEEE Trans. on Vehicular Technology*, 2004,53(5):1558–1572. [doi: 10.1109/TVT.2004.833627]
- [38] Zhu J, Fajopujo AO. A new call admission control method for providing desired throughput and delay performance in IEEE 802.11e wireless LANs. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2007,6(2):701–709. [doi: 10.1109/TWC.2007.05370]
- [39] Hamdaoui B, Elaoud M, Ramanathan P. A delay-based admission control mechanism for multimedia support in IEEE 802.11e wireless LANs. *Wireless Networks*, 2009,15(7):875–886.
- [40] Zhu R, Yang Y. Model-Based admission control for IEEE 802.11e enhanced distributed channel access. *Int'l Journal of Electronics and Communications*, 2007,61(6):388–397. [doi: 10.1016/j.aeue.2006.07.007]
- [41] Cali F, Conti M, Gregori E. Dynamic tuning of the IEEE 802.11 protocol to achieve a theoretical throughput limit. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2000,8(6):785–799. [doi: 10.1109/90.893874]
- [42] Ge Y, Hou JC, Choi S. An analytic study of tuning systems parameters in IEEE 802.11e enhanced distributed channel access. *Computer Networks*, 2007,51(8):1955–1980. [doi: 10.1016/j.comnet.2006.07.018]
- [43] Bai X, Mao YM, Leng SP, Mao JB, Xie J. QoS differentiation based adaptive p-persistent MAC scheme for dynamic optimization of the channel utilization. *Journal of Software*, 2009,20(3):608–619 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3239.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03239]
- [44] Bai X, Mao YM, Leng SP, Mao JB, Xie J. Throughput analytical model and adaptive MAC scheme for IEEE802.11e EDCA based on AIFS differentiation. *Journal of Software*, 2009,20(4):779–794 (in Chinese with English abstract). <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3269.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03269]
- [45] Kleinrock L. *Queueing Systems. Vol. I: Theory*. New York: Wiley, 1975. 167–180.
- [46] VINT Group. UCB/LBNL/VINT network simulator (version 2). <http://www.isi.edu/nsnam/ns/>
- [47] Wietholter S, Hoene C. Design and verification of an IEEE 802.11e EDCF simulation model in ns-2.26. Berlin: Technical University of Berlin, 2003. 1–44. [http://www.tkn.tu-berlin.de/research/802.11e\\_ns2/](http://www.tkn.tu-berlin.de/research/802.11e_ns2/)
- [48] Malone D, Duffy K, Leith D. Modeling the 802.11 distributed coordination function in nonsaturated heterogeneous conditions. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 2007,15(1):159–172.

- [49] Chaudhry ML, Templeton JGC. A First Course in Bulk Queues. New York: Wiley, 1983. 179–193.
- [50] Takacs J. Introduction to the Theory of Queues. New York: Oxford University Press, 1962. 81–112.
- [51] Kuppia S, Dattatreya GR. Modeling and analysis of frame aggregation in unsaturated WLANs with finite buffer stations. In: Yeneil L, ed. Proc. of the IEEE ICC 2006. Piscataway: IEEE, 2006. 967–972.

#### 附中文参考文献:

- [6] 李贺武, 吴建平, 马辉, 张培云, 罗世新. 基于竞争终端个数区间的 IEEE 802.11 性能优化. 软件学报, 2004, 15(12): 1850–1859. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/15/1850.htm>
- [43] 白翔, 毛玉明, 冷甦鹏, 毛建兵, 谢军. QoS 区分的自适应  $p$ -persistent MAC 算法对信道利用率的动态优化. 软件学报, 2009, 20(3): 608–619. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3239.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03239]
- [44] 白翔, 毛玉明, 冷甦鹏, 毛建兵, 谢军. AIFS 区分的 IEEE 802.11e EDCA 吞吐率分析模型与自适应 MAC 算法. 软件学报, 2009, 20(4): 779–794. <http://www.jos.org.cn/1000-9825/3269.htm> [doi: 10.3724/SP.J.1001.2009.03269]



毛建兵(1981—),男,四川乐山人,博士生,主要研究领域为无线局域网,无线自组织网络,无线网络系统性能优化.



冷甦鹏(1973—),男,博士,副教授,主要研究领域为无线自组织网,传感器网络,无线宽带网络,下一代无线网络.



毛玉明(1956—),男,教授,博士生导师,主要研究领域为宽带通信网,网络体系结构与协议分析,网络管理系统与协议.



白翔(1977—),男,博士,工程师,主要研究领域为无线局域网,支持 QoS 的接入控制协议与算法.