具有差分服务支持能力的增强型 IEEE 802.11 多址接入协议的建模与分析

李波^{①*}, 李建东^②, Roberto Battiti^③

① 西北工业大学电子信息学院, 西安 710072;

② 西安电子科技大学 ISN 国家重点实验室, 西安 710071;

③ Department of Computer Science and Telecommunications, University of Trento, 38050 POVO Trento, Italy

* E-mail: libo.1998@gmail.com

收稿日期: 2006-06-12; 接受日期: 2007-02-24

国家自然科学基金(批准号: 60572144)、陕西省自然科学基金(批准号: 2005F27)、教育部“新世纪优秀人才支持计划”(批准号: NCET-06-0876)、教育部留学回国人员科研启动基金及西北工业大学青年科技创新基金(批准号: W016207)资助项目

摘要 随着无线接入技术的快速发展, 要求无线局域网具备差分服务的支持能力. 然而目前的无线局域网标准, 如 IEEE 802.11 分布式协调功能(DCF), 缺乏对多业务的支持能力. 人们正在制定出具有差分服务支持能力的增强型多址接入协议. 文中集中研究了 3 种具有差分服务支持能力的多址接入机制, 即为不同业务类型分配不同的“最小竞争窗尺寸”、不同的帧间间隔(IFS)以及不同的分组有效负荷. 提出了可以计算出系统通过率以及分组延迟的分析模型, 给出了近似分析结果. 通过与离散事件仿真进行对比表明, 使用所提出的分析模型可以得到较好的性能估计.

关键词

无线局域网
IEEE 802.11
MAC
差分服务
性能分析

下一代无线宽带网络的主要目的就是为移动用户提供无缝的多媒体业务. 在这样的背景下, 无线移动互联网所面临的主要技术挑战就是如何在基于 IP 的无线接入网上提供一定程度的服务质量保证(QoS)^[1]. 目前提出的主要 IP QoS 保证体系包括“IntServ”^[2]和“DiffServ”^[3]. “IntServ”体系结构定义了保证每个业务流的 QoS 机制. 该 QoS 机制可以为具有高优先级的业务流提供严格的性能保证. 而“DiffServ”只是针对为数不多的几类业务提供统计意义上的差分服务, 这样的 QoS 机制具有更好的可扩展性. 无线接入可以认为是整个互联网通信系统的延伸. 为保证无线接入网络和有线网络很好的兼容性, 人们自然希望在无线网络中沿用和有线网络相类似的服务质量保证机制. 这方面一个很好的例子就是 IEEE 802.11 DCF 标准^[4], 该标准与目前互联网中的“尽全力”服务模型相兼容.

在目前已有的工作中, 人们对 802.11 的性能评估主要是通过计算机仿真^[5]或是提出理论分析模型^[6~11]来进行的. 文献^[6~8]中考虑了退避竞争窗尺寸为常数或服从几何分布情形下的性能分析. 文献^[9]利用二维Markov链对 802.11 的性能进行了建模分析, 其中退避过程建模为服从指数分布且只有 2 级. 文献^[10]提出了一个更为一般的性能分析模型. 该模型几乎考虑到了指数退避过程的所有细节. 文献^[11]提出了一种基于平均值的分析方法, 从而给出了一个更为简单有效的性能分析.

为了在无线局域网中支持多种业务不同的QoS要求, 文献^[12~15]提出在IEEE 802.11 多址接入协议层(即MAC层)引入差分服务的支持能力. 文献^[12]中提出在IEEE 802.11 中实现一个简单的优先级策略, 即高优先级通信终端在接入信道时具有更短的帧间等待时间. 文献^[13]研究了另外一种差分服务机制, 其中IEEE 802.11 多址接入协议中的退避间隔以及帧间间隔(IFS)分别用于支持差分服务. 文献^[14]提出了通过为不同业务类型分配不同的“最小竞争窗尺寸”, 从而在多业务间引入差分服务支持能力的思想. 仿真结果证明了该方法的有效性. 文献^[15]提出了在IEEE 802.11 DCF上支持差分服务的 3 种策略: 其一, 为不同优先级的业务流分配不同的竞争窗尺寸; 其二, 为不同的业务类型分配不同的IFS; 其三, 针对不同的业务流使用不同的分组有效负荷长度. 文献^[16]提出并分析了一种竞争窗(CW)的复位算法. 其性能分析是基于文献^[10]提出的分析方法. 利用计算机仿真, 文献^[17]对IEEE 802.11e标准草案中提出的增强型DCF(即EDCF)和复合型协调功能(HCF)分别进行了性能评估.

为获得对支持差分服务的改进型IEEE 802.11 多址接入协议深入的了解, 系统建模与分析是必需的. 文献^[18]提出了一个IEEE 802.11e中EDCF协议的分析模型. 然而, 该模型并未考虑低优先级业务流在其较长的IFS等待时间内可能遇到的所谓“退避挂起”. 基于我们在文献^[19]的工作, 针对具有差分服务支持能力的增强型IEEE 802.11 DCF, 本文提出了一个简单有效的建模分析方法. 利用该分析方法, 可以得出系统通过率以及平均分组传输延迟. 模型中考虑了通过给不同优先级的业务分配不同的竞争窗尺寸、IFS等待时间以及数据分组有效负荷长度等措施来支持差分服务.

本文组织如下: 在第 1 节中, 简要介绍 IEEE 802.11 DCF 协议及其增强型版本. 在第 2 节, 描述了系统的分析模型, 并给出系统通过率和平均分组传输延迟等重要系统性能参数的求解方法. 第 3 节对系统的性能进行了近似分析. 接着在第 4 节中, 给出了利用离散事件仿真和数值计算的方法得到的系统性能参数, 并在此基础上进行了讨论.

1 IEEE 802.11 DCF 简介

在 IEEE 802.11 多址接入子层中定义了两种接入模式: DCF(支持对延迟不敏感的数据业务传输)和所谓的“点协调功能”(PCF). PCF工作在轮询方式下, 用以更好的支持对传输延迟敏感的业务. 基本的 IEEE 802.11 多址接入协议, 即 DCF, 是基于具有冲突回避功能的载波侦听多址接入算法. 以下对 DCF 协议给予简要介绍.

当多址接入层将要发送一个数据分组时, 其首先借助物理的以及虚拟的载波侦听机制对信道状态进行检测, 如果发现信道空闲时间超过帧间间隔 *DIFS*, 多址接入层就开始发送当前分组. 如果在 *DIFS* 间隔时间内信道被占用, 多址接入层就选择一个退避时间并将重传计数器

加 1. 退避时间在 $(0, W-1)$ 范围内随机且均匀地选择出来. W 称为“竞争窗尺寸”. 每当信道被检测到空闲一个时隙的时间, 退避计数值就减 1. 当退避计数值等于 0 时, 发送终端就开始发送当前分组. 在发送终端发送完一个分组后, 它必须在帧间间隔 **SIFS** 以后接收到来自接收端的确认分组(ACK), 否则发送端就认为该分组传输是失败的. 如果发生传输失败, 发送终端就会按照规定的退避规则重新安排分组的发送. 如果发生冲突, 发送终端将会把竞争窗尺寸加倍, 并随机产生一个新的退避计数值. 在第 1 次发送尝试时, 竞争窗尺寸 W 被设置为最小竞争窗尺寸 $CW_{\min}$. 在每次传输失败后, W 均被加倍直到等于最大竞争窗尺寸 $CW_{\max}$ 为止.

以上所描述的双向握手分组传输技术称为基本接入模式. 为了进一步克服隐藏终端问题, 802.11 还定义了一个可选的 RTS/CTS 接入模式^[4]. 本文只考虑基本接入模式的分析, 所提出的分析方法可以扩展到 RTS/CTS 接入模式.

基本 DCF 协议不适合于用来支持要求保证通过率和延迟的多媒体业务. 由于这个缺点, IEEE 802.11 的 E 工作组制定了一个增强型协议, 即 IEEE 802.11e, 其目的是使分布式接入机制能够支持差分服务. 一个新的接入机制, 即增强型 DCF (EDCF) 被提出来^[20]. 仿真研究表明 EDCF 比 PCF 具有更好的性能, 且扩展性更好^[21]. 本文为简明起见, 不打算涉及新标准的所有细节, 而是集中深入地研究其中能够支持差分服务的 3 种核心机制, 即为不同优先级的业务分配不同的竞争窗尺寸、IFS 等待时间以及数据分组有效负荷长度.

2 性能分析

2.1 系统建模

设信道条件是理想的(不考虑隐藏终端等问题), 而且系统工作在饱和状态下, 也就是说发送终端的发送队列中总有数据分组等待发送.

由于我们的分析方法可以被很容易地扩展到更为一般的情形, 为简单起见, 这里只考虑系统中有两种业务, 类型 i ($i=1,2$) 的业务流数为 n_i . 假设类型 1 拥有比类型 2 更高的优先级. 随机变量 $b_i(t)$ 表示一个类型 i ($i=1,2$) 业务流在时刻 t 所对应的退避计数器值. 另外定义 $W_i = CW_{\min,i}$ 表示所有类型 i 业务流所对应的最小竞争窗尺寸. 令 m_i 表示类型 i 业务流所对应的最大退避级数, 其与最大竞争窗尺寸 $CW_{\max,i}$ 的关系为 $CW_{\max,i} = 2^{m_i} \cdot W_i$. 对于一个给定的类型 i 业务流, 令 $s_i(t)$ 表示其所处的退避级数, 其取值范围为 $(0, 1, \dots, m_i)$. 定义 $DIFS_i$ 表示类型 i 业务流所对应的帧间间隔, σ 表示一个空闲时隙的持续时间. 另外, 定义参数 $D \equiv (DIFS_2 - DIFS_1) / \sigma$ 表示不同类型业务所对应的帧间间隔的差值. 本文中假设 $DIFS_2 \geq DIFS_1$, 且 D 为整数.

这里所做的关键假设是: 对于一个类型为 i 的业务流, 不论其经历了多少次分组冲突, 每次传输分组所遇到的分组冲突概率均为常数 p_i . 仿真表明当 W_i 和 n_i 较大时, 该假设是非常准确的^[10]. 参数 p_i 定义为条件分组冲突概率, 即类型 i 业务流在其发送一个分组时所遇到的分组冲突概率. 这里并不假设 $p_1 = p_2$, 这一点在稍后的分析中将得到证实.

下面用二维时间离散 Markov 链对一个类型 1 业务流的退避行为加以建模. 业务流的状态由整数对 $\{s_1(t), b_1(t)\}$ 定义. Markov 链可以描述为如下等式(见图 1):

情形 1 分组发送前

$$P\{j, k | j, k+1\} = 1 \quad (k \in [0, 2^j \cdot W_1 - 2], j \in [0, m_1]), \quad (1)$$

其中 $P\{j, k | j, k+1\}$ 表示从状态 $\{s_1(t) = j, b_1(t) = k+1\}$ 转移到 $\{s_1(t+1) = j, b_1(t+1) = k\}$ 的转移概率.

图 1 类型 1 业务流的退避过程

情形 2 分组发送以后

$$\begin{cases} P\{j+1, k | j, 0\} = \frac{p_1}{2^{j+1} W_1}, & j \in [0, m_1), k \in [0, 2^{j+1} \cdot W_1 - 1], \\ P\{m_1, k | m_1, 0\} = \frac{p_1}{2^{m_1} W_1}, & k \in [0, 2^{m_1} \cdot W_1 - 1], \\ P\{0, k | j, 0\} = \frac{1-p_1}{W_1}, & j \in [0, m_1], k \in [0, W_1 - 1]. \end{cases} \quad (2)$$

设 $DIFS_2$ 大于 $DIFS_1$. 在最近的分组传输结束后, 随着帧间间隔 $DIFS_1$ 的超时, 所有的类型 1 业务流立刻转入到它们的退避阶段, 而所有的类型 2 业务流必须将它们的退避过程挂起(称之为“退避挂起”), 以等待其相应的更长的帧间间隔 $DIFS_2$ 超时. 当所有具有高优先级的类型 1 业务流选择了充分大的退避时间, 以至于 $DIFS_2$ 在类型 1 业务流开始下次分组传输前超时, 类型 2 业务流便有机会传输它们的分组. 当这样的情形发生时, 具有最小退避计数值的业务流将最终获得信道使用权. 当然, 如果 D 大于所有类型 1 业务流的最大竞争窗尺寸, 那么在饱和状态下, 这样的情形根本不会发生. 也就是说类型 1 业务流完全占据了信道资源. 我们用一系列“挂起状态”来建模类型 2 业务流的退避挂起过程. 在正式进入退避过程前, 类型 2 业务流必须先进入挂起状态, 因此, 我们用三维 Markov 链对类型 2 业务流的退避过程进行建模. 类型 2

业务流的状态可定义为 3 个整数对 $\{s_2(t), b_2(t), d(t)\}$, 其中 $0 \leq d(t) \leq D$. 对于一个正常的退避状态 $\{s_2(t), b_2(t), 0\}$ 来说, 其相应的挂起状态又被细分为 D 级. 因此, 如果 $d(t) > 0$, 相应的业务流就是在某级挂起状态等待.

下面给出一个类型 2 业务流所对应的状态转移描述.

情形 1 分组发送前(见图 2)

$$\begin{cases} P\{j, k, 0 | j, k+1, 0\} = P_s, \\ P\{j, k+1, 1 | j, k+1, 0\} = 1 - P_s, \\ P\{j, k+1, d+1 | j, k+1, d\} = P_{s1}, \quad d \in [1, D-1], \\ P\{j, k, 0 | j, k+1, D\} = P_{s1}, \\ P\{j, k+1, 1 | j, k+1, d\} = 1 - P_{s1}, \quad d \in [1, D], \end{cases} \quad (3)$$

其中 $k \in [0, 2^j \cdot W_2 - 2]$, $j \in [0, m_2]$. P_s (“静默概率”)表示在给定业务流处于状态 $\{j, k+1, 0\}$ 时, 其他所有业务流均不处于发送分组状态的概率(注意, 给定的业务流也不处于发送分组状态). P_{s1} 表示所有类型 1 业务流均不处于发送状态的概率. 为使问题可解, 我们假设不论处于挂起状态的是哪一级, P_{s1} 为恒定概率. 仿真表明当 D 不是很大以至于类型 2 业务流的服务完全被类型 1 业务流所抢占时, 该假设是成立的.

情形 2 分组发送后(见图 3)

$$\begin{cases} P\{j, 0, 1 | j, 0, 0\} = 1, \\ P\{j, 0, d+1 | j, 0, d\} = P_{s1}, \quad d \in [1, D-1], \\ P\{j+1, k, 0 | j, 0, D\} = \frac{P_{s1} \cdot p_2}{2^{j+1} \cdot W_2}, \quad j < m_2, k \in [0, 2^{j+1} \cdot W_2 - 1], \\ P\{m_2, k, 0 | m_2, 0, D\} = \frac{P_{s1} \cdot p_2}{2^{m_2} \cdot W_2}, \quad k \in [0, 2^{m_2} \cdot W_2 - 1], \\ P\{0, k, 0 | j, 0, D\} = \frac{P_{s1} \cdot (1 - p_2)}{W_2}, \quad k \in [0, W_2 - 1], \\ P\{j, 0, 1 | j, 0, d\} = 1 - P_{s1}, \quad d \in [1, D], \end{cases} \quad (4)$$

其中 $j \in [0, m_2]$.

图 2 类型 2 业务流从状态 $\{j, k+1, 0\}$ 转移出的状态图 图 3 类型 2 业务流从状态 $\{j, 0, 0\}$ 转移出的状态图

从以上关于状态转移的描述可以看出, 引入分组冲突概率 p_1 和 p_2 、类型 2 业务流的挂起状态, 以及概率 P_s 和 P_{sl} 以后, 一个业务流的 Markov 链是完全可解的.

2.2 通过率分析

首先, 分析类型 1 业务流的 Markov 链. 设 $q_1(i, j)$ (其中 $i \in [0, m_1]$, $j \in [0, 2^i W_1 - 1]$) 是该 Markov 链的稳态概率分布. 可以得出如下关系:

$$\begin{cases} q_1(i, 0) = p_1^i \cdot q_1(0, 0), & 0 < i < m_1, \\ q_1(m_1, 0) = \frac{p_1^{m_1}}{1 - p_1} \cdot q_1(0, 0), \end{cases} \quad (5)$$

以及

$$q_1(i, j) = \frac{2^i W_1 - j}{2^i W_1} \cdot q_1(i, 0), \quad (6)$$

其中 $i \in [0, m_1]$, $j \in [0, 2^i W_1 - 1]$. 因为 $\sum_{i=0}^{m_1} \sum_{j=0}^{2^i W_1 - 1} q_1(i, j) = 1$, 于是有

$$q_1(0, 0) = 2(1 - 2p_1)(1 - p_1) / \{(1 - 2p_1)(W_1 + 1) + p_1 W_1 [1 - (2p_1)^{m_1}]\}. \quad (7)$$

τ_1 定义为一个承载有类型 1 业务流的发送终端于一个随机选定的时隙内发送分组的概率,

$$\tau_1 = \sum_{i=1}^{m_1} q_1(i, 0) = 2(1 - 2p_1) / \{(1 - 2p_1)(W_1 + 1) + p_1 W_1 [1 - (2p_1)^{m_1}]\}. \quad (8)$$

对于类型 2 业务流来说, 设 $q_2(i, j, k)$ ($i \in [0, m_2]$, $j \in [0, 2^i W_2 - 1]$, $k \in [1, D]$) 是该 Markov 链的稳态概率分布, 我们有关系

$$\begin{cases} q_2(i, 0, 0) = p_2^i \cdot q_2(0, 0, 0), & 0 < i < m_2, \\ q_2(m_2, 0, 0) = \frac{p_2^{m_2}}{1 - p_2} \cdot q_2(0, 0, 0), \end{cases} \quad (9)$$

$$q_2(i, j, 0) = \frac{2^i W_2 - j}{2^i W_2} \cdot q_2(i, 0, 0), \quad (10)$$

其中 $i \in m_2$, $j \in [0, 2^i W_2 - 1]$. 另外, 可以得出

$$q_2(i, j, k) = \begin{cases} q_2(i, j, 0) \cdot \frac{(1 - P_s)}{P_{sl}^{D+1-k}}, & j > 0, 1 \leq k \leq D, \\ q_2(i, j, 0) \cdot \frac{1}{P_{sl}^{D+1-k}}, & j = 0, 1 \leq k \leq D, \end{cases} \quad (11)$$

其中 $i \in [0, m_2]$. 从以上 3 个等式可以看出所有状态概率可以用 $q_2(0, 0, 0)$ 来表示. 因为

$$\sum_{i=0}^{m_2} \sum_{j=0}^{2^i W_2 - 1} \sum_{k=0}^D q_2(i, j, k) = 1,$$

故可以推导出如下结果

$$q_2(0,0,0) = \left[\frac{1 + \left(\sum_{i=1}^D \frac{1}{P_{sl}^i} \right)}{1 - p_2} + \frac{(1 - 2p_2)(W_2 - 1) + p_2 W_2 [1 - (2p_2)^{m_2}]}{2(1 - 2p_2)(1 - p_2)} \cdot \left[1 + (1 - P_s) \cdot \left(\sum_{i=1}^D \frac{1}{P_{sl}^i} \right) \right] \right]^{-1}. \quad (12)$$

定义 P_{hold} 为所有类型 2 业务流均处于挂起状态的概率. 注意, 如果一个承载着类型 2 业务流的发送终端处于挂起状态, 则其余类型 2 发送终端也处于挂起状态. P_{hold} 可以表示为

$$P_{\text{hold}} = \sum_{i=0}^{m_2} \sum_{j=0}^{2^i W_2 - 1} \sum_{k=1}^D q_2(i, j, k). \quad (13)$$

另定义 τ_2 为一个承载着类型 2 业务流的发送终端在不处于挂起状态的情形下, 于一个随机选定的时隙内发送分组的概率. 我们有

$$\tau_2 = \sum_{i=0}^{m_2} q_2(i, 0, 0) / \sum_{i=0}^{m_2} \sum_{j=0}^{2^i W_2 - 1} q_2(i, j, 0) = \frac{2(1 - 2p_2)}{(1 - 2p_2)(W_2 + 1) + p_2 W_2 [1 - (2p_2)^{m_2}]}. \quad (14)$$

P_s 表示除了当前正考虑的类型 2 业务流外, 所有其他业务流均不处于发送状态的概率. 其可被表示为

$$P_s = (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2 - 1}. \quad (15)$$

P_{sl} 表示所有类型 1 业务流均不处于发送状态的概率. 由其定义可得

$$P_{sl} = (1 - \tau_1)^{n_1}. \quad (16)$$

基于以上定义的概率, 分组冲突概率 p_1 和 p_2 可表示为

$$p_1 = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} [P_{\text{hold}} + (1 - P_{\text{hold}})(1 - \tau_2)^{n_2}], \quad (17)$$

$$p_2 = 1 - P_s = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - \tau_2)^{n_2 - 1}. \quad (18)$$

结合(8)、(11)和(18)式, 同时应用SOR数值计算方法^[22], 可以求解出参数 p_1 , p_2 , τ_1 , τ_2 , P_s , P_{sl} 以及 P_{hold} .

为得到系统的通过率, 定义 $Q(i, j)$ 表示在随机选定的一个时隙内有 i 个类型 1 业务流以及 j 个类型 2 业务流同时处于发送状态的概率. 对于 $Q(0, 0)$ (表示相应时隙内没有任何终端处于发送状态), 有

$$Q(0, 0) = (1 - \tau_1)^{n_1} [P_{\text{hold}} + (1 - P_{\text{hold}})(1 - \tau_2)^{n_2}]. \quad (19)$$

对于 $Q(1, 0)$ (只有一个类型 1 终端处于发送状态), 可以得出

$$Q(1, 0) = n_1 \tau_1 (1 - \tau_1)^{n_1 - 1} [P_{\text{hold}} + (1 - P_{\text{hold}})(1 - \tau_2)^{n_2}]. \quad (20)$$

对于 $Q(0, 1)$ (只有一个类型 2 终端处于发送状态), 可以得出

$$Q(0, 1) = (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - P_{\text{hold}}) n_2 \tau_2 (1 - \tau_2)^{n_2 - 1}. \quad (21)$$

对于 $Q(c_1, c_2)$ ($c_1 \geq 2, c_2 = 0$), 可以得出

$$Q(c_1, c_2) = \binom{n_1}{c_1} \tau_1^{c_1} (1 - \tau_1)^{n_1 - c_1} \cdot [P_{\text{hold}} + (1 - P_{\text{hold}})(1 - \tau_2)^{n_2}]. \quad (22)$$

对于 $Q(c_1, c_2)$ ($c_1 + c_2 \geq 2, c_2 \geq 1$), 可以得出

$$Q(c_1, c_2) = \binom{n_1}{c_1} \tau_1^{c_1} (1 - \tau_1)^{n_1 - c_1} \cdot (1 - P_{\text{hold}}) \cdot \binom{n_2}{c_2} \tau_2^{c_2} (1 - \tau_2)^{n_2 - c_2}. \quad (23)$$

于是, 归一化系统通过率 S 可以定义并表示为

$$S \equiv \frac{\text{一个时隙内用于传输有效负荷的平均时间长度}}{\text{一个时隙的平均时间长度}} \\ = S_1 + S_2 = \frac{Q(1, 0) \cdot E[T_{\text{Len}, 1}] + Q(0, 1) \cdot E[T_{\text{Len}, 2}]}{Q(0, 0) \cdot \sigma + Q(1, 0) \cdot T_{s, 1} + Q(0, 1) \cdot T_{s, 2} + \sum_{\substack{0 \leq c_1 \leq n_1 \\ 0 \leq c_2 \leq n_2 \\ c_1 + c_2 \geq 2}} Q(c_1, c_2) \cdot T_c(c_1, c_2)}, \quad (24)$$

其中 S_1 和 S_2 分别表示由类型 1 和类型 2 业务流所分别贡献的通过率. $E[T_{\text{Len}, i}]$ ($i = 1, 2$) 表示用于传输一个类型 i 分组有效负荷的平均时间长度. 为简便起见, 设所有类型 i 业务流具有同样的分组长度, 即 $E[T_{\text{Len}, i}] = T_{\text{Len}, i}$. 注意, (24) 式可以扩展为每个分组的有效负荷持续时间建模为服从独立分布的随机变量(参见文献 [10])所给出的更为严格的数学描述). 另外, $T_{s, i}$ ($i = 1, 2$) 为类型 i 业务流成功传输一个分组时所对应的平均时隙长度. 可以得出

$$T_{s, i} = PHY_{\text{header}} + MAC_{\text{header}} + T_{\text{Len}, i} + SIFS + \delta + ACK + DIFS_1 + \delta, \quad (25)$$

其中 δ 表示信道传输延迟. $T_c(c_1, c_2)$ 定义为 c_1 个类型 1 业务流和 c_2 个类型 2 业务流发生分组冲突时所对应的平均时隙长度. 可以得出

$$T_c(c_1, c_2) = PHY_{\text{header}} + MAC_{\text{header}} + \max[\theta(c_1)T_{\text{Len}, 1}, \theta(c_2)T_{\text{Len}, 2}] + DIFS_1 + \delta, \quad (26)$$

其中

$$\theta(x) \equiv \begin{cases} 1, & x > 0, \\ 0, & x = 0. \end{cases}$$

2.3 分组延迟分析

对于一个类型 i 业务流, 定义 $T_{s, i}$ (见(25)式)所对应的整个时间段均用来发送分组. 因此对于一个类型 i 业务流, 分组延迟 $T_{D, i}$ 表示从结束发送前一个分组时刻到开始发送下一个分组时刻的平均持续时间. 显然, $T_{D, i}$ 不包括传输一个分组所耗费的时间.

可以发现 $T_{D, i}$ 和通过率 S_i 间存在如下简单关系:

$$s_i \equiv S_i / n_i = E[T_{\text{Len}, i}] / (T_{D, i} + T_{s, i}), \quad (27)$$

因此, $T_{D, i}$ 可以表示为如下形式:

$$T_{D, i} = E[T_{\text{Len}, i}] / s_i - T_{s, i}. \quad (28)$$

3 近似分析

以上两节分析了饱和状态下系统通过率以及分组延迟. 为获得对系统性能更为深入的认识, 这一节对系统的性能进行近似分析, 从而得出系统参数间更为简单而有意义的关系.

在以下讨论中, 假设 $D=0$, 即只考虑 $DIFS_1 = DIFS_2$ 情形下的近似分析. 我们从(17)和(18)式开始分析. 因为 $D=0$, 所以 P_{hold} 也一定为 0, 于是可以推出

$$(1-p_1)(1-\tau_1) = (1-p_2)(1-\tau_2) = \prod_{j=1}^2 (1-\tau_j)^{n_j}. \quad (29)$$

可见, 如果 $\tau_1 \neq \tau_2$, 那么一定有 $p_1 \neq p_2$. 这便证实了我们先前做出的不同类型业务流所对应的分组冲突概率不同的假设. 当最小竞争窗尺寸 $W_1 \gg 1$ 以及 $W_2 \gg 1$ 时, 分组传输概率 τ_1 和 τ_2 均很小. 于是, 结合(29)式, 有如下近似关系:

$$p_1 \approx p_2. \quad (30)$$

另外, 当 $W_1 \gg 1$, $W_2 \gg 1$ 以及 $m_1 \approx m_2$ 时, 基于(8)和(14)式, 有如下近似关系:

$$\frac{\tau_1}{\tau_2} \approx \frac{W_2}{W_1}. \quad (31)$$

从(19)、(20)和(24)式, 得出

$$\frac{s_1}{s_2} = \frac{Q(1,0) \cdot E[T_{\text{Len},1}]}{Q(0,1) \cdot E[T_{\text{Len},2}]} = \frac{n_1 \tau_1 (1-\tau_2) E[T_{\text{Len},1}]}{n_2 \tau_2 (1-\tau_1) E[T_{\text{Len},2}]} \approx \frac{n_1 \tau_1 E[T_{\text{Len},1}]}{n_2 \tau_2 E[T_{\text{Len},2}]} \approx \frac{n_1 W_2 E[T_{\text{Len},1}]}{n_2 W_1 E[T_{\text{Len},2}]}, \quad (32)$$

进一步得到如下近似关系:

$$\frac{s_1}{s_2} \approx \left(\frac{E[T_{\text{Len},1}]}{W_1} \right) \bigg/ \left(\frac{E[T_{\text{Len},2}]}{W_2} \right). \quad (33)$$

以上近似关系成立的条件是 $D=0$, $W_1 \gg 1$, $W_2 \gg 1$ 且 $m_1 \approx m_2$. 可见通过赋予不同业务流不同的最小竞争窗尺寸以及不同的分组负荷长度, 可以使其获得不同的通过率.

另外, 从(28)式可以看出当 $T_{s,i} \ll E[T_{\text{Len},i}]/s_i$ ($i=1,2$) 时(该条件在业务流数 $n_i \gg 1$ 时总是成立的), 有如下近似关系:

$$\frac{T_{D,1}}{T_{D,2}} \approx \left(\frac{E[T_{\text{Len},1}]}{s_1} \right) \bigg/ \left(\frac{E[T_{\text{Len},2}]}{s_2} \right) \approx \frac{W_1}{W_2}. \quad (34)$$

(34)式是我们得出的另外一个重要的近似关系, 从该近似关系可以看出不同业务流所对应的分组延迟间的比值主要由最小竞争窗尺寸决定.

设所有 W_i 和 $E[T_{\text{Len},i}]$ 均为常数, 从(28)、(33)和(34)可以得出如下结论:

1) s_2 可以被 s_1 线性表示, 即

$$s_2 \approx \frac{W_1 \cdot E[T_{\text{Len},2}]}{W_2 \cdot E[T_{\text{Len},1}]} \cdot s_1,$$

因此, 通过率 s_i ($i=1,2$) 和 S 将同时达到其最大值.

2) $T_{D,2}$ 可以被 $T_{D,1}$ 线性表示, 即

$$T_{D,2} \approx \frac{W_2}{W_1} \cdot T_{D,1},$$

因此, 分组延迟 $T_{D,i} (i=1,2)$ 将同时达到其最小值.

3) 当所有的通过率 $s_i (i=1,2)$ 达到其最大值时, 所有的分组延迟 $T_{D,i}$ 将达到其最小值.

以上性质表明: 通过给不同的业务流分配不同的参数 W_i 和 $E[T_{Len,i}]$, 可以使系统较好地支持差分服务.

4 结果与讨论

在本节中, 通过和离散事件仿真结果相对比, 我们对提出的性能分析模型进行了验证. 同时, 利用提出的分析模型研究了不同系统性能参数对支持差分业务的影响. 另外, 对所提出的近似分析公式的适用范围进行了评估. 首先考虑改变某些关键参数对系统性能造成的影响, 接着对提出的近似公式进行验证. 在数值计算以及仿真中, 考虑系统中有两种业务. 参数的设置依照 IEEE 802.11b: MAC 头信息=272 bit; PHY 头部开销=192 μ s; ACK = 112 bit+PHY 头部开销; 信道传输速率=11 Mbps; 信道传输延迟=1 μ s; 空闲时隙长度=20 μ s; SIFS=10 μ s 以及 DIFS=50 μ s.

首先验证分析模型的准确性以及改变参数 D 对系统性能所带来的影响. 在图 4 和 5 中, 通过对比仿真结果和数值计算结果, 我们验证所提出的分析模型. 计算机仿真是利用 OPNET 离散时间网络仿真环境实现的. 仿真中考虑系统中有 20 个发送终端, 且每个终端均只承载有一个业务流. 这些业务流中, 5 个为类型 1 业务流, 其余为类型 2 业务流. 仿真中假设信道是理想的 (即不考虑隐藏终端问题等). 其余参数设置为: $W_1 = W_2 = 64$, $m_1 = m_2 = 8$ 且分组有效负荷为 2000 字节 (每字节相当于 8 bit). 通过改变 IFS 差值 D 来获得不同的仿真结果. 每一个仿真结果均是令仿真程序仿真实际系统工作 5 h 而得到的结果. 对于每一个仿真点, 我们通过设置 10 个不同的随机种子, 从而得到 10 个仿真结果. 结果表明, 这些不同结果间的标准方差小于 1%, 这样的差别在图中是看不出来的.

图 4 给出了通过率 S , S_1 以及 S_2 相对于 D 的变化. 图 5 给出了分组延迟 $T_{D,1}$, $T_{D,2}$ 以及每个业务流总的平均分组延迟 $T_D \equiv (n_1 T_{D,1} + n_2 T_{D,2}) / (n_1 + n_2)$ 随 D 的变化情形. 可以看出, 理论结果和仿真结果符合很好. 还可以看出, 参数 D 越小理论结果和仿真结果符合得越好. 这证实了我们先前假设概率 P_{s1} 为常数的正确性. 另一方面, 随着 D 的增加, 理论结果和仿真结果间的差距就明显加大. 为解释其原因, 让我们考虑一个极端情形, 即类型 1 业务流的最大竞争窗尺寸 CW_{max} 小于 D . 显然在这样的情形下, 类型 2 业务流根本无法获得接入信道的机会. 也就是说, 类型 2 业务流的退避过程不可能从一个正常状态进入到另一个正常状态. 然而, 参照图 2 以及 (15) 和 (16) 式, 可以看出在大多数情形下我们总能得到非 0 的概率 P_{s1} 和 P_s , 这意味着类型 2 业务流的退避过程总是能进行下去, 类型 2 业务流总是能最终获得接入信道的机会 (即便在上面给出的极端情形下), 因此, 可见分析模型只是一个近似, 这样的近似使得问题最终可解.

另外, 大量的仿真表明只要类型 2 的信道资源不被类型 1 所抢占, 我们的分析模型是准确的. 从图 4 和 5, 我们可以发现随着 D 的增加, 越来越多的信道资源分配给了类型 1 业务流, 并且类型 1 业务流的分组延迟也随之缩短. 但是, 类型 1 业务流所获得的性能改进的速度也随之减慢, 同时类型 2 业务流的性能却越来越差, 这表明过大的 D 对提高系统性能帮助不大.

图 4 通过率 S, S_1, S_2 随参数 D 的变化 图 5 分组延迟 $T_{D,1}, T_{D,2}, T_D$ 随参数 D 的变化

接下来验证 $D=0$ 的情形下本文所提出的近似公式. 实验中考虑了两种情形. 一种情形, 考虑所有业务流的分组有效负荷长度为 2000 字节. 在另外一种情形下, 两种业务流具有不同的分组有效负荷长度, 即类型 1 业务流的分组负荷长度为 2000 字节, 类型 2 业务流的分组负荷长度为 200 字节. 其他参数设置如下: $W_2 = 256$, $m_1 = m_2 = 2$, $n_1 = n_2 = 25$. 图 6 和 7 分别给出了分别用精确的理论分析公式和用近似公式得到的系统通过率以及分组延迟. 在图 6 中, 我们将比值 s_1/s_2 同 $(W_2 \cdot E[T_{Len,1}])/(W_1 \cdot E[T_{Len,2}])$ 进行了对比. 可以看出, 当 W_2/W_1 并不大时, 即 W_1 不是很小, s_1/s_2 可以很好地近似为 $(W_2 \cdot E[T_{Len,1}])/(W_1 \cdot E[T_{Len,2}])$, 这便验证了公式(33)所给出的近似关系. 另外, 也可以证实分组有效负荷对支持差分服务具有直接作用. 在图 7 中, 比值 $T_{D,2}/T_{D,1}$ 同 W_2/W_1 进行了对比. 同样, 可以看出当 W_2/W_1 不是很大时, 比值 $T_{D,2}/T_{D,1}$ 可以被很好地近似为 W_2/W_1 , 于是验证了(34)式所给出的近似关系. 另外, 注意到在两种不同情形下 $T_{D,2}/T_{D,1}$ 几乎是重合的(两种情形下的最大误差不超过 1%), 这说明分组有效负荷对比值 $T_{D,2}/T_{D,1}$ 几乎没有影响. 也就是说, 通过给不同类型业务分配不同的分组有效负荷长度, 对不同类型业务流所对应的分组延迟之比没有什么影响.

下面考虑对系统性能进行优化的问题. 在前面一节中, 基于得到的近似公式, 我们指出通过率 s_i 和 S 将几乎同时达到其最大值. 而且还指出所有类型业务流的分组延迟 $T_{D,i}$ 也将同时达到其最小值. 在图 8 和 9 中, 我们对以上结论进行了仿真验证. 实验中我们固定比值 W_2/W_1 , 同时改变 W_1 , 以便看出通过率和分组延迟的变化情形. 图中给出了两种不同的情形, 并标出了最大通过率和最小分组延迟所对应的点. 从图 8 可以看出通过率 S 和 $s_i (i=1,2)$ 在同样的 W_1

值下达到最大, 这便验证了上一节所提出的第 1 个结论. 从图 9 可以看出 $T_{D,i}(i=1,2)$ 在同样的 W_1 下达到最小, 于是便验证了上一节中提出的第 2 个结论. 另外, 通过仔细对比图 8 和 9, 发现 $s_i(i=1,2)$ 和 $T_{D,i}(i=1,2)$ 几乎在同样的 W_1 下分别达到各自的最佳值, 这样上一节所提出的第 3 个结论便得到了验证. 比较情形 1 和 2, 可以发现随着最大退避级数 m_1 和 m_2 的增加, 系统变得更加稳定了, 这是因为随着 m_1 和 m_2 的增大, 分组冲突概率随之下降, 从而改进了信道利用率.

图 6 s_1/s_2 相对 W_2/W_1 的变化情形

图 7 $T_{D,2}/T_{D,1}$ 相对 W_2/W_1 的变化情形

图 8 通过率 S, S_1, S_2 相对竞争窗尺寸 W_1 的变化情形

图 9 分组延迟 $T_{D,1}$ 和 $T_{D,2}$ 相对竞争窗尺寸 W_1 变化情形

最后考虑不同类型业务量的比例对系统性能的影响. 为此, 我们固定总业务流个数不变, 只改变高优先级业务流数和低优先级业务流数相对的比例. 在图 10 和 11 中, 设 $D=0$, 我们保持总业务流数不变, 而改变类型 1 业务流数 n_1 . 图 10 给出了通过率 s_1 和 s_2 相对 n_1 的变化情形.

图 10 通过率 s_1, s_2 相对业务流数 n_1 的变化情形 图 11 分组延迟 $T_{D,1}, T_{D,2}$ 相对业务流数 n_1 的变化情形 图 12 分组冲突概率 p_1 和 p_2 相对业务流数 n_1 的变化情形

不同的曲线对应不同的最小竞争窗尺寸 W_1 . 图 11 给出了分组延迟 $T_{D,1}$ 和 $T_{D,2}$ 在同样条件下的变化情形. 从图 10 和 11 可以看出, 随着 W_1 的减小, 类型 1 业务流相对类型 2 业务流具有一定的优先权, 即通过率 s_1 大于 s_2 , 且分组延迟 $T_{D,1}$ 小于 $T_{D,2}$, 因此类型 1 业务流占据了更多的信道资源. 但是我们发现当 n_1 较大时 (如 $n_1 > 40$), 通过率性能和分组延迟性能均不如 $W_1 = W_2 = 256$ 的情形, 这表明当具有高优先级业务流数量过大时, 具有差分服务支持能力的系统之性能反而会下降, 这时不论优先级高的业务流还是优先级低业务流的性能均有所下降. 其原因可以结合图 12 加以解释. 图 12 给出了分组冲突概率 p_1 和 p_2 . 可以看出随着 n_1 的增加, 冲突概率 p_1 和 p_2 迅速增加, 于是信道利用率随之下降. 另一方面, 从图 12 可以看出, 随着 W_1 的增加, p_1 和 p_2 的差值也随之减小, 这和 (30) 式提出的近似关系一致. 另外, 结合图 10 和 11 可以看出, 当具有高优先级的业务流数较小时, 其通过率和分组延迟性能均有显著提高, 而低优先级业务的性能所受到的影响很小. 以上讨论说明, 为了保证系统的性能, 通过利用呼叫准入和收费策略以控制具有高优先级业务的数量是必要的.

当人们考虑实现支持差分服务的系统时, 实现的简单性是必须考虑的因素. 通常是系统复杂度越低, 其实现的代价也就越低. 另外, 为了使系统尽量简单, 我们必须控制可调节的系统参数的个数. 通过使用本文提出的分析模型, 我们可以更深入的认识系统的内在规律, 这对实际系统的设计与实现是至关重要的. 尽管研究实际系统的设计与实现是我们今后感兴趣的

课题,但是由于篇幅有限,对它的进一步讨论已超出了本文的范围.

5 结论

提出了具有支持差分服务支持能力的增强型 IEEE 802.11 DCF 的分析模型. 利用该模型,我们可以得到系统通过率和分组传输延迟等重要的系统参数. 在分析模型中,差分服务是通过给不同类型业务流分配不同的最小竞争窗尺寸和 IFS 以及分组有效负荷长度来达到的. 通过和仿真结果相对比,证实了所提出的分析模型的准确性. 同时结果表明 3 种提供差分服务的机制相互间是有联系的. 在今后的工作中,我们将进一步研究有助于更好控制实际系统参数的策略,其中包括呼叫准入策略等.

参考文献

- 1 Cheng Y, Zhuang W H. DiffServ resource allocation for fast handoff in wireless mobile Internet. *IEEE Commun Mag*, 2002, 40(5): 130—136 [\[DOI\]](#)
- 2 Braden R, Clark D, Shenker S. Integrated services in the Internet architecture: an overview. IETF RFC 1633, 1994
- 3 Blake S, Black D, Carlson M, et al. An architecture for differential services. IETF RFC 2475, 1998
- 4 IEEE 802.11 Workgroup. Telecommunications and Information Exchange between Systems-Local and Metropolitan Area Networks-specific Requirements-part 11: Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications, 1997
- 5 Weinmiller J, Schlager M, Festag A, et al. Performance study of access control in wireless LANs IEEE 802.11 DFWMAC and ETSI RES 10 HIPERLAN. *Mobile Netw Appl*, 1997, 2: 55—67 [\[DOI\]](#)
- 6 Chhaya H S, Gupta S. Performance modeling of asynchronous data transfer methods of IEEE 802.11 MAC protocol. *Wirel Netw*, 1997, 3: 217—234 [\[DOI\]](#)
- 7 Ho T S, Chen K C. Performance evaluation and enhancement of the CSMA/CA MAC protocol for 802.11 wireless LAN's. In: *Proceedings of IEEE PIMRC*. Taipei: IEEE Press, 1996. 392—396
- 8 Cali F, Conti M, Gregori E. IEEE 802.11 wireless LAN: Capacity analysis and protocol enhancement. In: *Proceedings of INFOCOM'98*. San Francisco: IEEE Press, 1998. 142—149
- 9 Bianchi G, Fratta L, Oliveri M. Performance analysis of IEEE 802.11 CSMA/CA medium access control protocol. In: *Proceedings of IEEE PIMRC*. Taipei: IEEE Press, 1996. 407—411
- 10 Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE J Sel Areas Commun*, 2000, 18(3): 535—547 [\[DOI\]](#)
- 11 Tay Y C, Chua K C. A capacity analysis for the IEEE 802.11 MAC protocol. *Wirel Netw*, 2001, 7: 159—171 [\[DOI\]](#)
- 12 Sobrinho J L, Krishnakumar A S. Distributed multiple access procedures to provide voice communications over IEEE 802.11 wireless networks. In: *Proceedings of GLOBECOM*. London: IEEE Press, 1996. 1689—1694
- 13 Deng J, Chang R S. A priority scheme for IEEE 802.11 DCF access method. *IEICE Trans Commun*, 1999, 82-B(1): 96—102
- 14 Veres A, Campbell A T, Barry M, et al. Supporting service differentiation in wireless packet networks using distributed control. *IEEE J Sel Areas Commun*, 2001, 19(10): 2081—2093 [\[DOI\]](#)
- 15 Aad I, Castelluccia C. Differentiation mechanisms for IEEE 802.11. In: *Proceedings of IEEE INFORCOM*. An-

- chorage: IEEE Press, 2001. 209—218
- 16 Haitao W, Shiduan C, Yong P, et al. IEEE 802.11 distributed coordination function (DCF): analysis and enhancement. In: Proceedings of ICC. New York: IEEE Press, 2002. 605—609
 - 17 Mangold S, Choi S, May P, et al. IEEE 802.11e wireless LAN for quality of service. In: Proceedings of the European Wireless. Florence: IEEE Press, 2002. 32—39
 - 18 Robinson J W, Randhawa T S. IEEE Saturation Throughput Analysis of IEEE 802.11e Enhanced Distributed Coordination Function. IEEE JSAC, 2004, 22(5): 917—928
 - 19 Li B, Battiti R. Performance analysis of an enhanced IEEE 802.11 distributed coordination function supporting service differentiation. In: Proceedings of the 4th COST 263 International Workshop on Quality of Future Internet Services, QoFIS 2003. Stockholm: Springer, 2003. 152—161
 - 20 IEEE 802.11 Workgroup. IEEE 802.11e/D12.0, Draft Supplement to Standard for Telecommunications and Information Exchange between Systems – LAN/MAN Specific Requirements – Part 11: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications: Medium Access Control (MAC) Enhancements for Quality of Service (QoS), 2004
 - 21 Lindgren A, Almquist A, Schelen O. Evaluation of quality of service schemes for IEEE 802.11 wireless LANs. In: Proceedings of IEEE Conference on Local Computer Networks, LCN 2001. Tampa : IEEE Press, 2001. 348—351
 - 22 Bolch G, Greiner S, de Meer D, et al. Queuing Networks and Markov Chains: Modeling and Performance Evaluation with Computer Science Applications. London: Wiley-Interscience, 1998. 140—144