

基于退避阻塞的多带 UWB 吞吐量性能分析^①

田 锦^{②*} 毕光国^{*} 徐平平^{*}

(^{*}东南大学移动通信国家重点实验室 南京 210096)

(^{**}金陵科技学院信息技术学院 南京 211169)

摘 要 针对多带 UWB 优先级竞争接入(PCA)方式,进行了系统饱和吞吐量性能研究。在计入了标记时隙和软预留时隙的前提下,采用退避阻塞阶段作为第三维,建立了相应的离散三维马尔可夫链模型。通过用简捷的分析推导算法获得数据包发送概率和条件碰撞概率,较精确地得到了区分优先级的多带 UWB 系统饱和吞吐量。使用 NS2 软件对此分析模型进行仿真研究,仿真结果与理论计算结果在误差范围内一致,表明了此分析模型的鲁棒性,同时为进一步提高 PCA 接入方式下的系统饱和吞吐量性能提供了理论依据。

关键词 超宽带(UWB),饱和吞吐量,马尔可夫链,优先级竞争接入(PCA),退避阻塞

0 引 言

超宽带(ultra wide band, UWB)是无线个域网(wireless personal area network, WPAN)中最具前景的无线传输技术。2008 年 12 月, WiMedia 联盟发布了 ECMA-368 (ISO/IEC 26907)行业第一个商用 UWB 标准第三版。此标准规定了基于多带(multi-band, MB)-OFDM 的物理层和基于分布式架构的媒体访问控制(MAC)层。

已经有文献基于载波监听多路接入/冲突避免(CSMA/CA)协议分析了无线局域网标准 IEEE 802.11 和 IEEE 802.11e 的吞吐量^[1-3]。优先级竞争接入(prioritized contention access, PCA)接入方式与增强型分布式信道接入(enhanced distributed channel access, EDCA)接入方式相似,它们之间最大的不同点在于,PCA 接入方式受到标记(beacon period, BP)和分布式预留协议(distributed reserved protocol, DRP)时隙的约束。在 ECMA-368 中采用 PCA 方式接入时,如果离下一个 DRP 或 BP 开始的剩余时间不足以传输一个 PCA 数据包时,设备就不发射数据包。Zang 等对 ECMA-368 的理论最大吞吐量进行了研究^[4]。Wong 等采用矩阵几何方法对在 DRP 和 BP 存在时的饱和吞吐量进行了研究和数

值分析^[5]。许朋飞等分析总结了 MAC 子层的信标机制、PCA 协议、DRP 协议和能量管理等主要内容^[6],指出了协议在具体应用方面的若干不足。熊唐洪等针对逻辑信道的选择提出了更为灵活的基于模糊多目标决策的优化选择方法^[7]。Cai 等研究了多跳分布式 UWB 网络中基于独占区域的 MAC 协议^[8]。但是这些分析方法没有进行网络仿真验证,没有考虑优先级竞争的仲裁帧间隔差别,更多的是没有考虑标记时隙和预留时隙对优先级竞争方式的性能影响,且所用的模型计算太复杂,因此关于 ECMA-368 MAC 协议饱和吞吐量的研究在国内外的研究成果较少。本文使用退避阻塞方式作为马尔可夫链的第三维,简捷地分析了在 BP 和 DRP 存在时,PCA 接入方式下的系统饱和吞吐量性能,并将 NS2 软件系统仿真结果与数值结果进行了比较分析。

1 ECMA-368 MAC 协议介绍

信道时间被划分成超帧,每个超帧由两个主要部分组成:信标和数据传递期(data transmission period, DTP),超帧结构如图 1 所示。两个信标间的间隔称为超帧长度。每个超帧从信标开始。所有设备,只要不处于睡眠状态都要发送信标。信标时间内,每个设备传递信标信息,决定接入控制。信标用

① 国家科技重大专项(2009ZX03006-010)资助项目。

② 男,1963 年生,博士;研究方向:UWB, Ad Hoc 网络, WSN, WMSN 中的 MAC 技术, 认知无线电技术和泛在异构移动通信网络结构;联系人, E-mail: tj_tech@jit.edu.cn
(收稿日期:2010-04-16)

于设备的发现,设备时间的同步,预留的生成、共享和实现,把通信标识映射成信息,减少干扰,进行信息元的交换等任务。每个信标中的信标时隙拥有的信息有助于检测隐藏终端。超帧内除信标外的其余时隙用于数据传递。数据传递期分成许多介质接入时隙(media access slot, MAS)。MAS 可用于介质接入和同步、异步数据的传递。

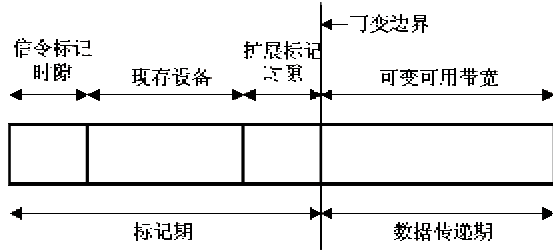


图1 超帧结构

PCA 接入期内使用 CSMA 机制接入。PCA 接入方式的核心是以不同的用户优先级为基础。PCA 参数包括仲裁帧间间隔(AIFS)、最小竞争窗($CW_{\min}$)、最大竞争窗($CW_{\max}$)和传输机会。仲裁帧间间隔、最小竞争窗和最大竞争窗依赖于接入类(access category, AC),不同接入类,有不同的值。AIFS 值由下列公式决定:

$$AIFS = SIFS + AIFNS \times Slot$$

其中, AIFNS 依赖 AC; SIFS、Slot 依赖于所使用的物理层,如:对于 MB-OFDM UWB, $SIFS = 10\mu s$; $CW_{\min}$ 和 $CW_{\max}$ 既依赖 AC 又依赖于所使用的物理层。各种 AC 使用不同的 AIFS 值和竞争窗的大小竞争信道。

如果 UWB 信道忙,所有有发送需求的发射机等待当前传输的结束,然后竞争发射权。各种数据包的信道接入优先级由帧间间隔(inter frame space, IFS)和回退时间保证。两个站点同时发射时,IFS 短的站点优先接入信道,因此,IFS 长的数据包,优先级低。在 PCA 模式中回退处理过程是动态进行的。改变监测空闲时间量、竞争窗长度和传输宽度可以实现区分服务。

2 饱和吞吐量分析

2.1 标记时隙与软预留时隙的占用

设 v 是激活的软预留设备数目。设 N_{BP} 是 BP 占有的 MAS 数目,则有

$$N_{BP} = \lceil (n + \sum_{i=0}^{N-1} n_i + N_{BSig} + N_{BExt}) / N_{BS} \rceil \quad (1)$$

$$n + n_0 \leq N_D$$

其中 n 是 DRP 设备数目, n_i 是第 i 个优先级的 PCA 设备数目, N_{BSig} 为信令标记时隙数, N_{BExt} 为扩展标记时隙数, N_{BS} 是一个 MAS 包含的标记时隙数, N_D 是 BP 中记录的最大设备数, $\lceil x \rceil$ 代表大于或等于 x 的最大整数。 v 个软预留设备占有的时隙数为 N_{DRP} ,即

$$N_{DRP} = v \quad (2)$$

设 N_{SF} 是超帧中的 MAS 数, N_{PCA} 是 PCA 的时隙数,则有

$$N_{PCA} = N_{SF} - N_{BP} - N_{DRP} \quad (3)$$

v 个激活软预留设备的概率由 $P_{DRP,v}$ 表示,则有

$$P_{DRP,v} = C_n^v u^v (1-u)^{n-v} \quad (4)$$

其中 u 是软预留设备的激活因子。BP、DRP、PCA 的概率分别用 P_{BP} 、 P_{DRP} 和 P_{PCA} 表示。令

$$s = P_{BP} + P_{DRP} \quad (5)$$

D 是 DRP 传输中的可用 MAS 数,则有

$$D = D(n, n_0, n_1, \dots, n_{N-1}) = N_{SF} - N_{BP} \quad (6)$$

D 个 MAS 中 v 个 DRP 传输的组合数是 C_D^v , 其中 $C_D^v = \frac{D!}{(D-v)!v!}$ 。连续 PCA MAS 的数由 P_x 表示,则有

$$P_x = \frac{(v+1)x}{D-v} C_{D-v-x}^{D-v-x} / C_D^v, x = 1, \dots, D-v \quad (7)$$

设 T_Q 是 PCA 数据包成功传输所需要的时间, r, q 分别是在 PCA 期间可以传输数据包的概率和不能传输数据包的概率,即 $r + q = P_{PCA}$, 其中

$$r = \sum_{x=1}^{D-v} P_x \frac{\max(0, xT_{MAS} - T_Q)}{xT_{MAS}} P_{PCA} \quad (8)$$

其中 T_{MAS} 是接入时隙宽度。

2.2 基于退避阻塞的优先级区分

MB-OFDM MAC 在实际应用中,经常会出现多种优先级并存的情况。下面我们讨论使用 UWB MAC 层协议时,需要讨论各个节点数据流优先级不同的系统吞吐量。

目前基于竞争的接入方式中,饱和吞吐量的分析方法有两种:马尔可夫链分析模型和平均值分析模型。本文将采用马尔可夫链分析模型。

为了简化问题,我们假设只存在两种优先级的数据流,即第一优先级和第二优先级。它们对应不同的 AIFS。因此,多优先级情况下系统吞吐量与单一优先级情况的系统吞吐量存在差异,用于分析问

题的模型也有所不同。

对于第二优先级来说,它的 AIFS 比第一优先级的 AIFS 长,这就意味着有可能第一优先级开始退避计数器的递减时,第二优先级还在等待信道空闲足够长的时间。因此,在讨论第二优先级时还需要引入额外的等待过程,而这一过程经常在过去的许多研究中被忽视,或者通过近似的办法屏蔽掉。选择三维马尔可夫链分析模型分析 ECMA-368 的饱和吞吐量,这个模型需要考虑退避、信道、退避阻塞三个状态。

我们用一个离散时间随机过程 $b(t, j)$ 来表示某个节点内的退避过程。设 $s(t, j)$ 是在时间 t 代表回退阶段 j 的随机过程, $j = 0, 1, \dots, L_i$, 其中 L_i 是重传限制, $b(t, j)$ 是在时间 t 的回退计数器值的随机过程。通过这样的假设,我们得以使用一个二维过程 $\{s(t, j), b(t, j)\}$ 来对 ECMA-368 非阻塞状态下的建模。我们可以通过图 2 得到一个直观的印象。图 2 中每一横行代表一个退避进程,从上往下依次编号为 $0, 1, \dots, L_i - 1, L_i$ 。

当不同优先级并存时,每个优先级的包经历的碰撞概率会有不同,假设优先级一和优先级二的数据流在发送时,有不同的条件碰撞概率 p_1 和 p_2 , 且不论经历多少次退避, p_1 和 p_2 保持不变。于是这两个优先级的状态转移图可以写成图 2 形式。

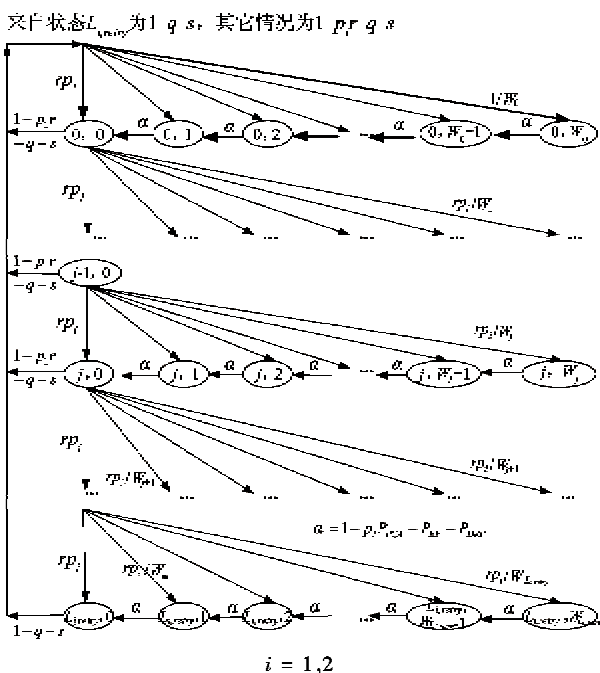


图 2 节点数据流存在两个优先级时的状态转移图

我们把 $\{s_2(t), b_2(t), 0\}$ 看做是原来马尔科夫

链模型中的一个状态,并把退避阻塞阶段进一步划分为 F 个阶段。而当 $f(t) > 0$ 时,就意味着数据流处在退避阻塞阶段,如图 3 所示。对于第二优先级,我们把第一优先级已经开始退避计数器的递减而第二优先级还需要继续等待信道空闲满足 AIFS₂ 的这个阶段定义为退避阻塞阶段。这样在原有的二维马尔科夫链的基础上,我们需要再加入一个阻塞状态序列来对退避阻塞阶段进行建模。所以对第二优先级的数据流来说,它的数学模型是一个三维马尔科夫链 $\{s_2(t), b_2(t), f(t)\}$, 其中 $0 \leq f(t) \leq F, F = (AIFS_2 - AIFS_1)/\delta$ 。

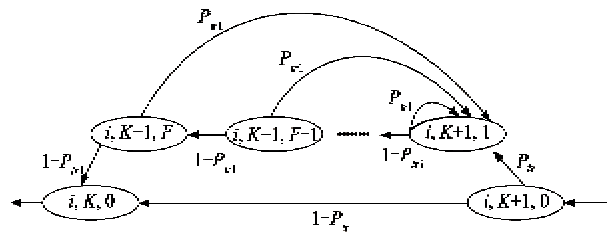


图 3 退避阻塞阶段的状态转移图

对于第一优先级是一个二维马尔可夫链过程,利用归一化条件

$$1 = \sum_{j=0}^{L_1} \sum_{k=0}^{W_{1,j}} b_{1,j,k} = \sum_{j=0}^{L_1} b_{1,j,0} + \sum_{k=1}^{W_{1,j}} b_{1,0,k} + \sum_{k=1}^{L_1} \sum_{j=1}^{W_{1,j}} b_{1,j,k} \quad (9)$$

可得 $b_{1,0,0}$, 从而可得到第一优先级节点的发送概率 $\tau_{1,0}$ 。

对于第二优先级退避阻塞状态之外仍然是一个二维马尔可夫链过程,它的状态转移概率仍然可以从图 2 中得出。 P_r 是信道忙的条件概率,也就是除了被考虑的第二优先级节点以外,其他节点传输的概率。 P_{r1} 是第一优先级有节点进行数据发送的概率。

对于第三维过程 $d(t)$, 我们可以得到其状态概率

$$b_{2,j,k,f} \cdot (1 - p_{r1})^{F+1-j} = b_{2,j,k,0} \cdot p_{r1} \quad (1 \leq f \leq F) \quad (10)$$

于是对于第二优先级,归一化约束条件就和第一优先级不同了。因为引入了退避阻塞过程,约束条件变成

$$\sum_{j=0}^{L_2} \sum_{k=0}^{W_{2,j}} \sum_{f=0}^F b_{2,j,k,f} = 1 \quad (11)$$

利用这个归一化条件可以得到 $b_{2,0,0,0}$ 。

另外我们还需要知道在一个任选的时隙中一个

第二优先级节点的发送概率 τ_2 。由于发送必须是在非退避阻塞的情况下,所以我们这个第二优先级的发送概率是一个条件概率,可写成

$$\tau_2 = \frac{\sum_{j=0}^{L_2} b_{2,j,0,0}}{\sum_{j=0}^{L_2} \sum_{k=0}^{W_{2,j}} b_{2,j,k,0}} \quad (12)$$

通过上面的推导,可以得到 τ_1 和 τ_2 的表达式。

我们就可以描述两个优先级的条件碰撞概率 p_1 和 p_2 :

$$p_1 = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1-1} [P_{\text{hold}} + (1 - P_{\text{hold}})(1 - \tau_2)^{n_2}] \quad (13)$$

$$p_2 = 1 - (1 - \tau_1)^{n_1}(1 - \tau_2)^{n_2-1} \quad (14)$$

其中, P_{hold} 为所有第二优先级的节点正在退避阻塞状态的概率。在所有节点之间都可达的情况下,只要有一个第二优先级节点处在退避阻塞状态,那么其它所有第二优先级的节点都应该处在退避阻塞状态。 P_{hold} 可写成

$$P_{\text{hold}} = \sum_{j=0}^{L_2} \sum_{k=0}^{W_{2,j}} \sum_{f=1}^F b_{2,j,k,f} \quad (15)$$

这样我们就可得出 τ_1, τ_2 和 p_1, p_2 的表达式。利用它们的表达式,我们就可以得到 τ_1, τ_2, p_1, p_2 的数值解。

根据 ECMA-368 标准的规定,我们可以计算第一优先级和第二优先级这一组参数。其中, $F = 2$, $W_1 = 7, W_2 = 15$ 并且我们设 $n_1:n_2 = 1:1$, 可以算出 τ_1, τ_2, p_1, p_2 的数值解。

2.3 两个优先级的系统饱和吞吐量

N_{Frame} 是 PPDU 有效荷载部分占有的符号数。

$$N_{\text{Frame}} = 6 \times \left\lceil \frac{8 \times (L + 5)}{N_{\text{BP6S}}} \right\rceil, \quad (16)$$

其中, L 是 PLCP 有效荷载以字节为单位的大小, N_{BP6S} 是每 6 个 OFDM 符号块承载的信息比特数。

$$T_{\text{PPDU}} = T_{\text{PLCP Preamble}} + T_{\text{PLCP Header}} + T_{\text{SYM}} \cdot N_{\text{Frame}} \quad (17)$$

其中, T_{PPDU} 为传输物理汇聚层协议数据单元 (PPDU) 的时间, $T_{\text{PLCP Preamble}}$ 是物理汇聚层 (PLCP) 前导符长度的时间,它要么是标准前导符,要么是突发前导符, $T_{\text{PLCP Header}}$ 是 PLCP 头长度的时间, T_{SYM} 为 OFDM 符号间隔。

采用基本接入方式,于是我们可以得到立即确认模式下的最大 PPDU 数目:

$$N_{\text{MT,PPDU}} = \left\lfloor \frac{TXOPLimit}{T_{\text{PPDU}} + Imm-ACK + 2 \times SIFS} \right\rfloor \quad (18)$$

其中, $TXOPLimit$ 为节点竞争信道成功后允许占用的最大传输时间, $Imm-ACK$ 为确认帧传输时间。

现在我们来求平均时隙长度。在两个优先级并存的情况下,时隙有可能被第一优先级占用也可能被第二优先级占用,占用时间长度分别为 T_{suc1} 和 T_{suc2} ,也有可能是碰撞占据了信道,时间长度为 T_{col} ,也可能信道空闲,这样时间长度就是一个标准的时隙 δ 。其中

$$T_{\text{suc1}} = [N_{\text{MT,PPDU1}} \cdot (T_{\text{PPDU1}} + Imm-ACK + 2 \times SIFS) - SIFS] + T_{\text{AIFS1}} \quad (19)$$

$$T_{\text{suc2}} = [N_{\text{MT,PPDU2}} \cdot (T_{\text{PPDU2}} + Imm-ACK + 2 \times SIFS) - SIFS] + T_{\text{AIFS2}} \quad (20)$$

$$T_{\text{col}} = \max(T_{\text{suc1}}, T_{\text{suc2}}) \quad (21)$$

第一优先级和第二优先级各自拥有不同的 $TXOP$, 我们假设,列队里面总有包需要发送,每个设备在竞争到信道以后都会尽量使用整个 $TXOP$ 。同时与只有一个优先级的情况不同,信道会被不同的优先级占用,于是我们需要知道每个优先级成功发送的概率 P_{s1} 和 P_{s2} :

$$P_{s1} = C_{n_1}^1 \tau_1 (1 - \tau_1)^{n_1-1} [P_{\text{hold}} + (1 - P_{\text{hold}})(1 - \tau_2)^{n_2}] \quad (22)$$

$$P_{s2} = (1 - \tau_1)^{n_1} (1 - P_{\text{hold}}) C_{n_2}^1 \tau_2 (1 - \tau_2)^{n_2-1} \quad (23)$$

而信道空闲的概率 P_{frecc} 为

$$P_{\text{frecc}} = (1 - \tau_1)^{n_1} [P_{\text{hold}} + (1 - P_{\text{hold}})(1 - \tau_2)^{n_2}] \quad (24)$$

于是我们可以得到

$$E[\text{时隙长度}] = P_{\text{frecc}}\delta + P_{s1}T_{\text{suc1}} + P_{s2}T_{\text{suc2}} + (1 - P_{\text{frecc}} - P_{s1} - P_{s2})T_{\text{col}} \quad (25)$$

在一个超帧中 PCA 占有的比例用 F_{PCA} 表示,则有

$$F_{\text{PCA}} = N_{\text{PCA}}/N_{\text{SF}} \quad (26)$$

多优先级情况下系统的 PCA 饱和吞吐量为

$$\begin{aligned} S &= \sum_{v=0}^n P_{\text{DRP},v} \frac{E[\text{一个时隙中的数据量}]}{E[\text{时隙长度}]} F_{\text{PCA}} \\ &= \sum_{v=0}^n P_{\text{DRP},v} \frac{N_{\text{MT,PPDU1}} \cdot L_1 \cdot P_{s1} + N_{\text{MT,PPDU2}} \cdot L_2 \cdot P_{s2}}{E[\text{时隙长度}]} \\ &\quad \times \frac{N_{\text{PCA}}}{N_{\text{SF}}} \end{aligned} \quad (27)$$

这样,我们就可以求出系统总的饱和吞吐量。同时我们注意到在求解每个时隙中的平均数据量时,表达式是二项之和,将他们拆开就可以分别得到两个优先级各自的饱和吞吐量。

$$S = \frac{E[\text{一个时隙中的数据量}]}{E[\text{时隙长度}]} = S_1 + S_2 \quad (28)$$

3 性能仿真与分析比较

用 NS2 仿真系统进行仿真,传播模型是 TwoRayGround,4m 传输距离,路由协议是 AODV,MAC 协议是 ECMA-368 MAC,仿真用参数如表 1 所示。最多 50 个节点,最大 PCA 源节点 45 个,最大 PCA 目的节点 45 个,场景大小为 10m × 10m 静止节点,仿真时间 150s,仿真场景持续时间 400s,常比特流数据包包长 512 字节,每秒发送数据包个数可调整。

表 1 ECMA-368 MAC 所用的参数值

符号	值	符号	值
N_{SF}	256	$W_{1,j}$	{7,15,31,63,127,255,511}
N_{HSig}	2	$W_{2,j}$	{15,31,63,127,255,511,1023}
N_{BExt}	8	T_C	12μs
N_{BS}	3	preamble + header	(9.375 + 5.075)μs = 14.45μs
N_D	96	T_{SYM}	0.3125μs
T_{MAS}	256μs	L_1, L_2	4095 (Payload)
W_1	7	Data rate, R	480Mbps
W_2	15	n	20
m_1, m_2	6	T_{SIFS}	10μs
L_1, L_2	6	$T_{lim-ACK}$	14.46μs
δ	9 μs	T_{AIFS1}	28μs
v	0.4	T_{AIFS2}	46μs

吞吐量是指单位时间内在信道上成功传输的信息量,其吞吐量计算式如下:

吞吐量 = (分组大小 × 接收的分组个数) / 仿真时间

假设帧长固定,长度为 L 字节,单位时间内成功传输的帧数为 $N_{MT,PPDU}$,则吞吐量可表示为 $N_{MT,PPDU} \times L \times 8\text{bit/s}$ 。NS2 仿真软件是一个开放源代码的软件。由于 NS2 软件中没有标记和预留时隙的代码段,所以需要重新编写这段代码并集成到原有软件中。仿真后编制一个 shell 程序整理仿真数据,每个参数仿真 5 次后取平均值,仿真结果如图 4 所示。

图中 DRPN-20 和 DRPS-20 分别表示预留 20 个接入时隙时,PCA 数值计算和仿真的饱和吞吐量。NoDRPN 和 NoDRPS PCA 分别表示没有预留时,PCA 的数值计算和仿真的饱和吞吐量。从图上可知同等条件下仿真饱和吞吐量值略低于理论计算数

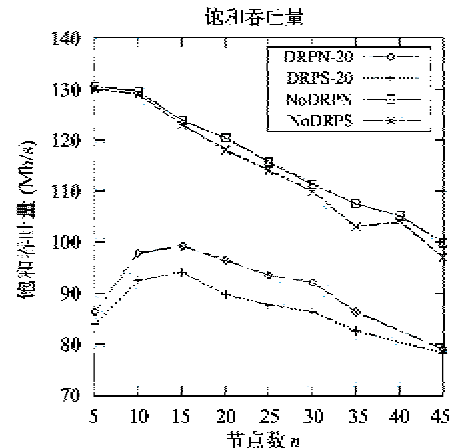


图 4 480 Mb/s 速率,软预留和标记存在时,PCA 接入的饱和吞吐量

值。这是因为仿真的物理场景考虑了隐藏终端和暴露终端,关于隐藏终端和暴露终端问题,数值计算中未考虑。有预留条件下,在 5 ~ 10 个节点数时,随节点数的增加,吞吐量增加。这是因为在节点数较少时节点碰撞几率低,节点退避的时间相对较长,浪费了时间,随着节点数的增加,浪费的时间越来越少,所以吞吐量增加,但在 10 个节点以后情况发生了变化,随着节点数增加饱和吞吐量减少。总的趋势是 PCA 吞吐量随接入站点数的增加逐渐下降。仿真结果与数值计算结果在误差允许的范围内互相匹配,这充分说明了分析模型的健壮性。

从图上可知,480 Mbps 的链路速率其 5 个节点时,PCA 的无预留吞吐量仅有 130 Mbps,实际传输结果可能更差,由此可见从 MAC 和逻辑链路控制层出发提高系统吞吐量的潜力非常巨大。

4 结论

高速 UWB PCA 接入方式下的饱和吞吐量性能分析较为复杂。本文在计入 BP 和 DRP 的前提下,使用退避阻塞阶段作为第三维,建立了相应的三维离散马尔可夫链过程,通过简捷的分析算法,较精确地得到了区分优先级的饱和吞吐量结果。使用 NS2 软件对建议的模型进行仿真,其结果与数值计算结果在误差范围内一致,说明本文的分析模型具有很强的鲁棒性,同时为进一步提高 PCA 接入方式下的饱和吞吐量性能提供了理论依据。未来可以继续在不同确认方式和不同帧长度,包括帧组合情况下研究系统的饱和吞吐量,还可以在四个优先级存在时分析系统的饱和吞吐量性能。

参考文献

- [1] Bianchi G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2000, 18(3):535-547
- [2] Kong Z N, Tsang D H K, Bensaou B. Performance analysis of IEEE 802.11e contention-based channel access. *Journal on Sected Areas in Communications*, 2004, 22(10):2095-2106
- [3] Xiao Y. Performance analysis of priority schemes for IEEE 802.11 and IEEE 802.11e wireless LANs. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2005, 4(4):1506-1515
- [4] Zang Y, Hiertz G R, Habetha J, et al. Towards high speed wireless personal area network - efficiency analysis of MBOA MAC. http://www.ctr.kcl.ac.uk/IW-WAN2005/papers/88_inited_Philips.pdf; University London, 2010
- [5] Wong D T C, Chin F P S, Shajan M R, et al. Performance analysis of saturated throughput of PCA in the presence of soft DRPs in WiMedia MAC. In: *Proceedings of the 65th IEEE Vehicular Technology Conference*, Dublin, Ireland, 2007. 22-25
- [6] 许鹏飞,谷源涛. ECMA-368 标准的 MAC 协议研究. *无线通信技术*, 2009, 28(4): 15-20
- [7] 熊堂洪,陈凌君,孙学兵等. 基于模糊多目标决策的 UWB 逻辑信道选择. *无线电工程*, 2009, 39(3): 10-12, 15
- [8] Cai L X, Shen X M, Mark J W. Efficient MAC protocol for ultra-wideband networks. *IEEE Communications Magazine*, 2009, 47(6): 179-185

Saturation throughput analysis of multiband UWB systems based on backoff defer

Tian Jin^{* **}, Bi Guangguo^{*}, Xu Pingping^{*}

(^{*} National Mobile Communications Research Laboratory, Southeast University, Nanjing 210096)

(^{**} School of Information Technology, Jinling Institute of Technology, Nanjing 211169)

Abstract

The saturation throughput performance of multiband UWB systems under the prioritized contention access (PCA) was studied. Taking account of beacon period (BP) slots and soft distributed reserved protocol (DRP) slots, backoff defer with tri-dimension Markovia state transfer was taken to construct the corresponding discrete three-dimensional Markovia model. The saturation throughput under PCA of multiband UWB systems was accurately gained for priority distinguishing by achieving the packet transmission probability and the conditional collision probability with the concise analyzing and reasoning. The simulation research on the model was performed with the NS2 software and the result matched with that from the theoretical computation in the range of error. This proves the robustness of the analysis model, and establishes the theoretical basis for further enhancing the system saturation throughput performance under PCA.

Key words: ultra wide band (UWB), saturation throughput, Markov chain, prioritized contention access (PCA), backoff defer