



全双工 WLAN 的吞吐量性能分析

赵辰¹, 李云洲², 许希斌², 王京²

(1. 清华大学电子工程系, 北京 100084;

2. 清华大学信息技术研究院, 北京 100084)

摘要: WLAN 是当前移动互联网接入的重要方式之一, 然而随着移动互联网用户数量的增加, WLAN 接入性能迅速下降, 提高在高密度部署条件下的性能是 WLAN 技术发展的重要方向。对 IEEE 802.11 协议中的基本媒体接入方法的分布式协调功能(DCF)进行了分析, 建立模型分析基础架构 WLAN 的性能, 指出在基础架构 WLAN 中下行吞吐率在站点数量较多情况下的瓶颈及产生瓶颈的原因。采用近年来有突破性进展的全双工技术, 设计新的 MAC 层协议并对其性能进行分析, 通过对基础架构中的 AP 提供全双工支持以及对 DCF 协议进行简单修改, 使基础架构无线局域网性能可以突破瓶颈, 在网络负载较高的情况下保证一定的下行吞吐率, 并使总吞吐量提高 60%以上。

关键词: IEEE 802.11; 全双工; 基础架构

中图分类号: TN929

文献标识码: A

doi: 10.11959/j.issn.1000-0801.2016172

Analysis of the throughput in full-duplex WLAN

ZHAO Chen¹, LI Yunzhou², XU Xibin², WANG Jing²

1. Department of Electronic Engineering, Tsinghua University, Beijing 100084, China

2. Research Institute of Information Technology, Tsinghua University, Beijing 100084, China

Abstract: WLAN is one of the important ways of accessing mobile internet. However, the performance of WLAN declines rapidly as the number of users increases. Improving the performance of WLAN with high density deployment is an important research direction of WLAN technology. Distributed coordination function(DCF) which was the basic media access method of IEEE 802.11 in infrastructure-based networks was modeled and the bottleneck of downlink throughput was pointed out. Taking advantage of full-duplex technology where there was a breakthrough in recent years, a new MAC protocol was designed and analyzed. By providing the AP full-duplex transmitting ability and simple modifications to traditional DCF protocol, the new protocol made the downlink throughput breaking through the bottleneck in infrastructure-based WLAN and increased the total throughput by more than 60%.

Key words: IEEE 802.11, full-duplex, infrastructure

1 引言

近年来, 移动互联网规模快速增长——用户数量、数据量都呈现爆炸式的增长。作为移动设备接入互联网的重

要方式之一, 基于 IEEE 802.11 标准的无线局域网(WLAN)系统面临严峻的挑战。从 IEEE 802.11a/b 到 IEEE 802.11n 再到 IEEE 802.11ac 标准, WLAN 的传输速率得到了飞速的提高。然而从 IEEE 802.11 标准的提出



开始, WLAN 系统一直以分布式协调功能(DCF)作为主要的媒体接入方法,该随机接入协议在网络节点密集的条件下性能严重恶化。这也使得 WLAN 系统难以承受移动互联网快速增加的用户数量所带来的压力。2013 年 5 月, IEEE 802.11 启动了 high efficiency WLAN (HEW) 研究小组,致力于提高在密集部署情景下的频谱效率,以期提高系统吞吐量。

本文通过对基础架构 WLAN 吞吐率的分析,指出下行吞吐率在网络节点数较多的情况下会产生瓶颈,并分析原因,进而引入全双工技术解决这一问题。本文提出了一种基于 DCF 的全双工 MAC 协议,以对 DCF 协议的简单改动和仅以对 AP 节点提供全双工传输能力为代价,来解决在基础架构下,下行饱和吞吐率受限的问题,并提高总吞吐率达到 60% 以上。

2 背景与相关研究

2.1 IEEE 802.11 的 DCF 协议

DCF 协议是 IEEE 802.11 协议的基本随机接入方法,与 CSMA/CA 相似,在载波侦听的基础上引入随机回退机制:每个节点在发送分组之前,检测信道是否空闲,当检测到信道空闲时间超过 DIFS 时长后启动随机回退过程,在回退窗口 $[0, CW_{\max}-1]$ 中随机选择回退长度,递减计数到 0 后开始发送数据,期间如果检测到信道忙,则冻结计数器

直到再次检测到信道空闲时间超过 DIFS 时长后,再重新开始递减计数。如果发送数据发生碰撞,则增大回退窗口大小 CW (当 CW 达到 $CW_{\max}$ 后不再增加),再重新进行回退过程,直至发送分组成功或超过重传次数限制(超过 m 次重传后丢弃数据分组)。发送分组的节点通过接收目的节点在收到数据分组后 SIFS 时长内发回的 ACK 帧来确认发送分组是否成功。一个典型的发送分组时序如图 1 所示:STA1 给 STA3 发送分组成功,STA2、STA3、STA1 依次开始回退过程,STA1 和 STA3 同时计数到 0,并同时发送分组,导致发生碰撞,STA1、STA3 增大回退窗口后重新开始回退过程,STA2 继续回退过程,并在其结束后给 STA3 成功发送分组,STA1、STA3 继续回退过程。每次成功发送分组与碰撞所需的时间 T_s 和 T_c 已经在图 1 中指出。

RTS/CTS 机制是一种提高 DCF 性能的方法,节点发送分组之前先发送 RTS 帧请求发送数据,目的节点在 SIFS 时间内发出 CTS 帧,之后再开始发送数据。如果发送分组节点在 DIFS 时间内未收到 CTS 帧,则认为发生了碰撞。如此大大减少了碰撞检测的时间,同时在一定程度上解决了隐藏的终端问题。图 2 是使用了 RTS/CTS 机制的 DCF 发送分组时序。

2.2 全双工技术

全双工技术是指收发机在同时同频带进行收发数据。近年来,全双工技术的突破性进展给无线网络性能的提升

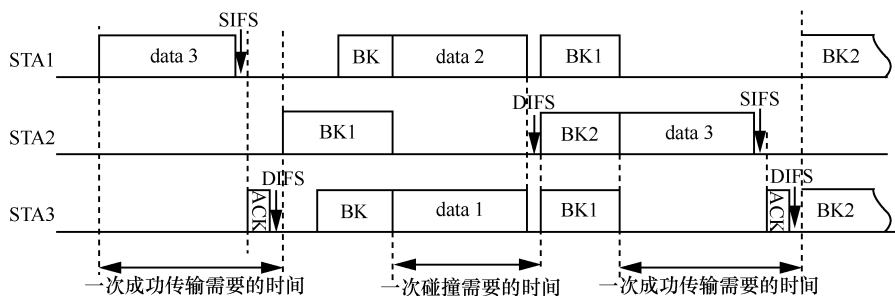


图 1 基础 DCF 协议的发送分组时序

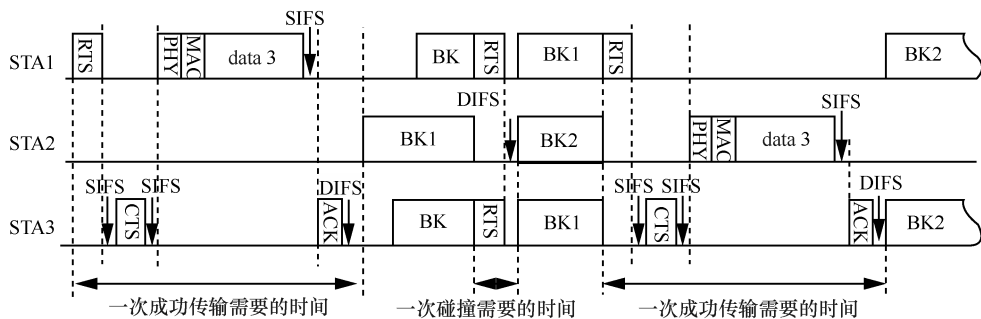


图 2 使用 RTS/CTS 机制的发送分组时序

带来了空间。自干扰抵消能力是限制全双工技术在实际网络中应用的主要因素。美国斯坦福大学的研究小组^[1]设计并实现了具有 110 dB 自干扰抵消能力的发送接收机,使得全双工技术可以在实际中应用,本文假定采用的全双工收发机能够实现 110 dB 的自干扰抵消。

对于全双工技术在 WLAN 系统中的应用已有一些讨论,如参考文献[2]提出了一种基于 AP 调度实现的 MAC 层协议——JANUS 协议,该协议比未使用全双工的 WLAN 吞吐率提高了 150%。但在点对点的传输中,全双工技术可以使得传输效率翻倍,而且参考文献[3]指出,在网络传输中,全双工技术并不能实现传输效率的倍增,其所能获取的效率增益与网络的空间复用率等因素有关,且在二维网络中最多只能提高 80% 的吞吐率。参考文献[2]中给出的吞吐率增益结果除了全双工带来的增益外,还包括了将随机接入的 DCF 协议改为 AP 调度协议所带来的吞吐率提升。此外,该协议基于 AP 调度,较为复杂、运行稳定性差,并且要求在 WLAN 中所有 STA 也具有全双工传输能力,布设成本高。本文提出了一种基于 DCF 的全双工 MAC 协议,简单、易实现,并且仅要求 AP 具有全双工传输能力,该协议将解决基础架构 WLAN 下行吞吐率瓶颈问题,并将总吞吐率提高了 60% 以上。

全双工传输有两种应用的情景,如图 3 所示:一种是 STA1 在给 STA2 发送数据的同时,STA2 给 STA1 发送数据,这种传输方式需要 STA1 和 STA2 都支持全双工传输,这种情景下,STA1 和 STA2 都会受到自己发送信号的干扰;另一种是 STA1 给 STA2 发送数据的同时,STA2 给 STA3 发送数据,这种传输方式只需要 STA2 支持全双工传输,这种情景下 STA2 会受到自己发送信号的干扰,而 STA3 会受到 STA1 发送信号的干扰。

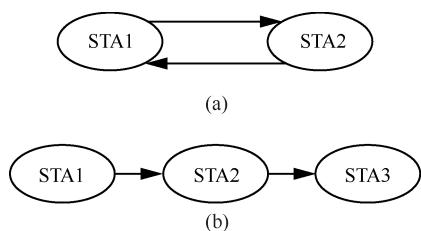


图 3 两种全双工传输应用情景

本文针对基础架构的 WLAN 系统提出了一种全双工 MAC 层协议,主要利用情景 2 中的传输方式,为基础架构 WLAN 中的 AP 提供全双工传输能力,突破下行吞吐率的瓶颈。

3 基础架构的 DCF 协议性能分析

3.1 分析模型

对于 DCF 的性能,已经有了比较准确的分析模型。参考文献[4]提出了一种二维马尔可夫链模型来描述 DCF 协议,估计饱和吞吐率,指出 DCF 在节点数较多的情况下饱和吞吐率下降,而 RTS/CTS 机制可以明显提高饱和吞吐率;参考文献[5,6]在参考文献[4]中模型的基础上,联合队列模型给出了估计 DCF 非饱和吞吐率的方法;参考文献[7]通过分析指出,通过合理设置 DCF 参数,在节点数较多的情况下也可以保持较高的饱和吞吐率;参考文献[8]给出了分析不同优先级节点吞吐率的分析模型。上述模型均适用于单跳 Ad Hoc 模式,有关基础架构 WLAN 的研究工作相对较少,并且模型相对粗糙,例如参考文献[9],其提出的模型中没有对 AP 和 STA 进行区分。

本文在 Bianchi G 模型的基础上,借鉴参考文献[5,6,8]中的分析方法,建模分析基础架构 WLAN 中的 DCF 协议,主要关注在基础架构 WLAN 中的上行和下行吞吐率。为了便于分析,本文进行了如下假设:网络中只有一个 AP,所有的 AP 和 STA 具有相同的地位,采用相同的 DCF 参数 ($CW_{min}=32$ 、 $CW_{max}=1024$ 、 CW 增长因数 $\sigma=2$),不考虑重传限制(即当 CW 达到 CW_{max} 后如果仍发生碰撞则丢弃该分组,即重传次数限制 $m=\lfloor \log_2 \left(\frac{CW_{max}}{CW_{min}} \right) \rfloor$),每次发送分组碰撞的概率和回退阶数无关,每次发送分组成功后缓存队列为空的概率相同,每个数据分组的长度都相同,所有 STA 的数据负载量相同。

令 $k \in \{AP, STA\}$ 表示节点是 AP 或 STA,对于 AP 或 STA 节点, $s(k, t)$ 表示 t 时刻节点的回退阶数 $i(i=0, 1, 2, \dots, m)$, $b(k, t)$ 表示节点在 t 时刻的回退计数器的值 $j(j=0, 1, 2, \dots, W_i-1)$, $Idle_k$ 表示 t 时刻节点处在队列缓存为空的状态。这样状态 $\{(s(k, t), b(k, t))\} \cup \{Idle_k\}$ 构成马尔可夫链。状态转移如图 4 所示,该马尔可夫链模型可以描述 AP 或 STA 的 DCF 过程。

该模型与参考文献[5]中的模型类似,但区别在于:该模型区分考虑 $q_{1,k}$ 和 $q_{2,k}$, $q_{1,k}$ 表示一个时隙后缓存队列有新的待发数据进入的概率,而 $q_{2,k}$ 表示在一个数据分组发送完成之后,队列中的数据不为空的概率,本文后面将对两个概率进行讨论;该模型区分考虑了 AP 和 STA,可以估计在 AP 和 STA 数据负载量不同和节点个数不同的情况

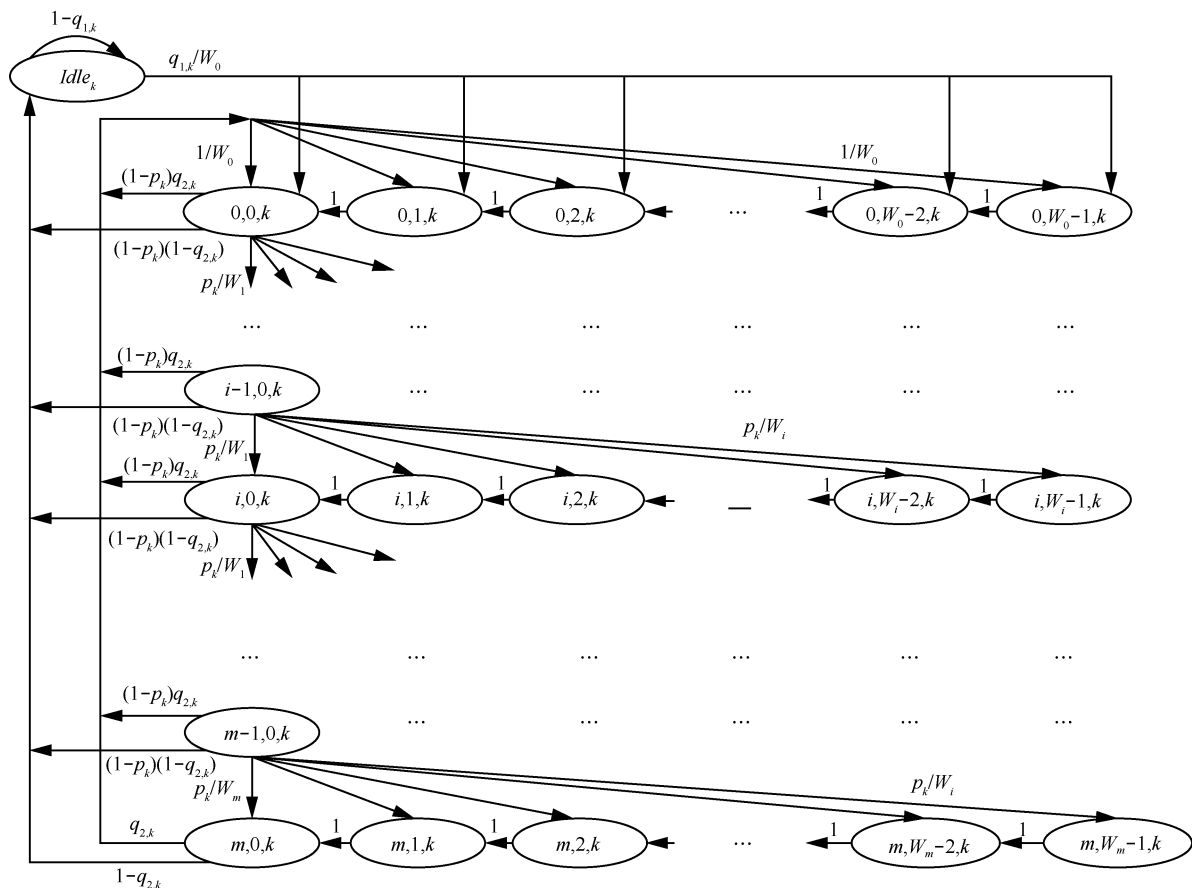


图 4 描述 DCF 的马尔可夫链模型

下的上/下行吞吐率。

状态转移概率如下:

$$Pr\{Idle_k|(i,0,k)\}=(1-p_k)(1-q_{2k}), \quad 0 \leq i < m \quad (1)$$

$$Pr\{Idle_k|(m,0,k)\}=1-q_{2,k} \quad (2)$$

$$Pr\{Idle_k|Idle_k\}=1-q_{1,k} \quad (3)$$

$$Pr\{0,j,k|Idle_k\}=\frac{q_{1,k}}{W_0}, \quad 0 \leq j < W_0 \quad (4)$$

$$Pr\{0,j,k|i,0,k\}=\frac{(1-p_k)q_{2,k}}{W_0}, \quad 0 \leq i < m, 0 \leq j < W_0 \quad (5)$$

$$Pr\{0,j,k|m,0,k\}=\frac{q_{2,k}}{W_0}, \quad 0 \leq j < W_0 \quad (6)$$

$$Pr\{(i,j,k)|(i,j+1,k)\}=1, \quad 0 \leq i \leq m, 0 \leq j < W_m - 1 \quad (7)$$

$$Pr\{(i,j,k)|(i-1,0,k)\}=\frac{p_k}{W_i}, \quad 0 \leq i \leq m, 0 \leq j < W_i - 1 \quad (8)$$

式(1)、式(2)表示发送分组结束后队列缓存为空,进入idle(空闲)状态,式(3)表示队列缓存保持为空,式(4)表示队列缓存为空时,有分组到来,开始回退过程,式(5)、式(6)表示发送分组结束后,队列缓存不为空,开始新的回退过程,式(7)表示回退计数器递减计数,式(8)表示发送分

组发生碰撞后,进入下一阶的回退过程。其中, p_k 表示节点在发送分组时发生碰撞的条件概率, $q_{1,k}$ 为在一个时隙的时间内队列缓存收到数据分组的概率, $q_{2,k}$ 为在节点发送分组完成后队列缓存不为空的概率。

令 $b_{i,j,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(k,t), b(k,t)\}$ 和 $b_{idle,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{Idle_k\}$ 表示马尔可夫链各状态的稳态分布概率，在稳定状态下，可以从马尔可夫链中得到以下的关系：

$$b_{i,0,k}=b_{0,0,k}p_k^i, \quad 0 \leq i \leq m \quad (9)$$

$$b_{ij,k} = \frac{W_{i-j}}{W_i} \begin{cases} q_{2,k}(1-p_k) \sum_{i=0}^{m-1} b_{i,0,k} + q_{2,k}b_{m,0,k} + q_{1,k}b_{nll,k}, & i=0, 0 \leq j < W_i \\ p_k b_{i-1,0,k}, & 0 < i \leq m, 0 \leq j < W_i \end{cases} \quad (10)$$

$$b_{\text{idle},k} = \frac{(1-p_k)(1-q_{2,k})}{q_{1,k}} \sum_{i=0}^{m-1} b_{i,0,k} + \frac{1-q_{2,k}}{q_{1,k}} b_{m,0,k} \quad (11)$$

又由于所有状态之和为 1, 即:

$$\sum_{i=0}^m \sum_{j=0}^{W_i-1} b_{i,j,k} + b_{\text{idle},k} = 1 \quad (12)$$

由此可以得到:

$$b_{0,0,k} = \frac{2(1-2p_s)(1-p_s)q_{1,k}}{W_{\min}(1-(2p_s)^{m+1})(1-p_s)q_{1,k}+(1-2p_s)(1-p^{m+1})q_{1,k}+2(1-q_2)(1-2p_s)(1-p_s)} \quad (13)$$

假设 τ_k 为某个节点的发送分组概率,则有:

$$\tau_k = \sum_{i=0}^m b_{i,0,k} = \frac{1-p_k^{m+1}}{1-p_k} b_{0,0,k} \quad (14)$$

假设 STA 的个数为 n ,那么:

$$p_{AP} = 1 - (1 - \tau_{STA})^n \quad (15)$$

$$p_{STA} = 1 - (1 - \tau_{STA})^{n-1} (1 - \tau_{AP}) \quad (16)$$

由式(13)~式(16)组成的方程组可以得到 p_k 和 τ_k 。

3.2 吞吐率计算

下面用 p_k 和 τ_k 来估计吞吐率。从一个节点的角度来看,信道有 3 种状态:空闲、有节点在发送分组且成功发送、有节点在发送分组且发生碰撞,其概率分别为 $P_{idle} = (1 - \tau_{AP})(1 - \tau_{STA})^n$ 、 $P_s = \tau_{AP}(1 - \tau_{STA})^n + n\tau_{STA}(1 - \tau_{STA})^{n-1}(1 - \tau_{AP})$ 、 $P_c = 1 - P_{idle} - P_s$,持续时间分别为 δ 、 T_s 、 T_c (已在图 1、图 2 中指出),平均每个时隙的时间为 $E_s = P_{idle}\delta + P_s T_s + P_c T_c$ 。AP 和 STA 成功发送的概率分别为:

$$P_{s,AP} = \tau_{AP}(1 - \tau_{STA})^n \quad (17)$$

$$P_{s,STA} = n\tau_{STA}(1 - \tau_{STA})^{n-1}(1 - \tau_{AP}) \quad (18)$$

由此可以得到上行和下行吞吐率为:

$$S_k = \frac{P_{s,k}L}{E_s} \quad (19)$$

其中, $k \in \{AP, STA\}$, L 表示每个数据分组的长度。

3.3 队列模型

假设每个节点的数据分组到达时间分布为泊松分布,到达的速率为 λ_k 。 $q_{1,k}$ 表示在一个时隙的时间内至少有一个数据分组到来的概率,所以 $q_{1,k} = 1 - \exp(-\lambda_k E_s)$ 。 $q_{2,k}$ 是每次发送分组结束后,队列缓存不为空的概率,将整个过程视为 M/G/1 队列模型,由于发送每个数据分组需要的平均时隙数为:

$$\bar{D} = \sum_{i=0}^m p^i (1-p) \sum_{j=0}^{W_i-1} \frac{j}{W_i} \gg 1 \quad (20)$$

因此:

$$\begin{aligned} q_{2,k} &= \Pr\{\text{分组后缓存非空} | \text{分组前缓存非空}\} \\ &\approx \Pr\{\text{分组后缓存非空}\} = 1 - \rho_k \end{aligned} \quad (21)$$

其中, $\rho_k = \min\left\{1, \frac{\lambda_k}{\mu_k}\right\}$ 为服务强度, $\mu_k = \frac{1}{E_s D}$ 。

3.4 分析结果

令 STA 个数 $n=30$,总的下行负载和上行负载相同,采用 RTS/CTS 机制。所有的参数见表 1。结果如图 5 所示。

表 1 采用的 DCF 参数

参数	采用值
信道速率/(Mbit·s ⁻¹)	1
时隙 $\delta/\mu\text{s}$	50
SIFS/ μs	28
DIFS/ μs	128
数据分组信息比特数/bit	8 184
MAC 层帧头/bit	272
PHY 层帧头/bit	128
ACK	112 bit+PHY 头
RTS	160 bit+PHY 头
CTS	112 bit+PHY 头

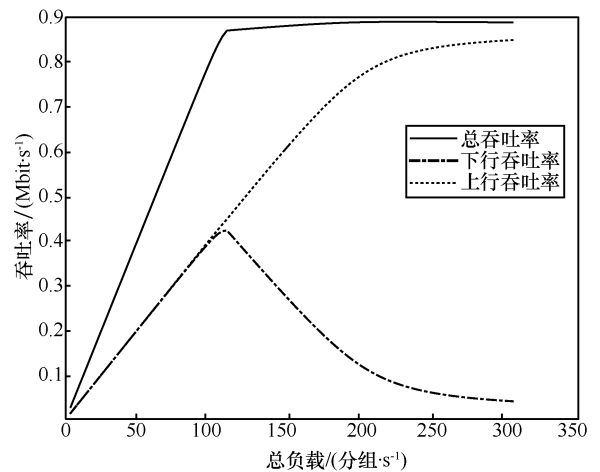


图 5 $n=30$ 时,上/下行吞吐率结果

从分析结果不难看出,在 STA 个数较多和网络负载较大时,总吞吐率接近饱和,但是由于 AP 抢到信道的机会很少,导致下行流量严重受限,并随总流量的增加而急剧下降,在饱和状态下,整个信道几乎被上行流量占据,下行吞吐率接近 0。

为进一步说明这个问题,令下行吞吐率饱和,每个 STA 归一化负载固定为信道容量的 1/30,计算 STA 个数增加时的上下行吞吐率,得到的结果如图 6 所示。可以看到随 STA 个数的增加,下行吞吐率急剧下降。这与无线局域网在用户数量较多情况下,上网速度慢的现象相吻合。

为解决这一问题,可以通过增加 AP 数量、修改 AP 的 DCF 参数等手段提高 AP 抢占信道的机会。本文利用全双工技术提出了一种新的 MAC 层协议,以相对较小的代价

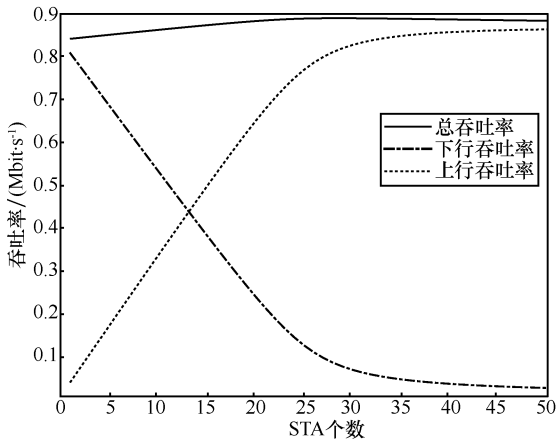


图6 下行负载饱和情况下的吞吐量随STA数量变化

解决这一问题。

4 全双工 MAC

4.1 协议

为了解决基础架构下行流量受限的问题,考虑引入全双工技术。为了便于实际的应用,协议设计遵循尽量减少改动的原则。为了方便网络的布设,假定只有AP支持全双工传输,而STA不支持,主要利用图2中情景2中的传输方式来进行全双工传输。

AP和STA按照传统DCF协议进行接入信道的竞争,当AP获得信道接入时,正常发送数据分组;当某个STA(如STA1)获得信道接入时,其首先向AP发出RTS,表明有数据分组要发送,AP接收到该RTS后发出CTS1.1,表示收到STA1的发送分组请求,并向AP当前缓冲队列队首数据分组的目的STA(假定为STA2)发出建立全双工链接的请求,STA2接收到CTS1.1后,向AP发出CTS2,表示收到请求,AP接收到CTS2后判断是否建立全双工链接,并发出CTS1.2通知STA1开始发送分组。图7给出了该协议的发送分组时序示意。

STA1和STA2的位置以及功率信息包含在RTS和CTS2中,AP接收到RTS和CTS2后即得到了STA1和STA2的位置和功率信息,据此可以判断是否能够建立全双工连接,确定并通过CTS1.2帧设置STA1和AP发送数

据帧的功率 P_{STA} 和 P_{AP} 。AP判断是否建立全双工连接的方法在下面的分析中给出。

4.2 性能分析

AP有两种途径发送数据分组:AP抢占信道或者AP在某个STA抢占信道后利用全双工发送数据。假设AP有两个缓存队列L1和L2,分别利用全双工链接和抢占信道的方式传输,将网络负载优先分配给L1队列,使得L1队列饱和后,剩余负载分配给L2队列,即:

$$\lambda_{AP,1} = \mu_{STA} P_x \quad (22)$$

$$\lambda_{AP,2} = \lambda_{AP} - \lambda_{AP,1} \quad (23)$$

其中, P_x 为每当STA抢占信道后可以建立全双工链接的概率。

STA发送分组成功的概率仍为:

$$P_{s,STA} = n\tau_{STA}(1-\tau_{STA})^{n-1}(1-\tau_{AP}) \quad (24)$$

AP成功发送分组的概率则变为:

$$P_{s,AP} = \tau_{AP}(1-\tau_{STA})^n + P_{s,STA}P_xq_3 \quad (25)$$

再根据式(19)可以得到该全双工MAC协议的性能。 q_3 为L1队列为空的概率,即:

$$q_3 = \min\left\{1, \frac{\lambda_{AP,1}}{P_{s,STA}P_x/E_s}\right\} \quad (26)$$

图8给出了不同 P_x 时的分析结果,可以看到本文提出的全双工MAC协议能够提供的增益与 P_x 有直接的关系。当 $P_x > 0.3$ 时,下行吞吐量即可获得可观的增益。

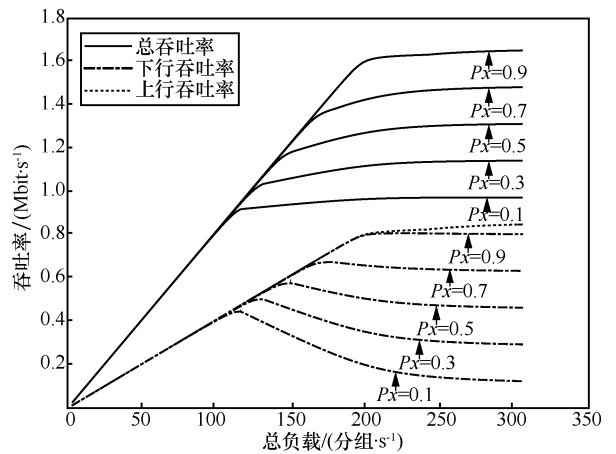
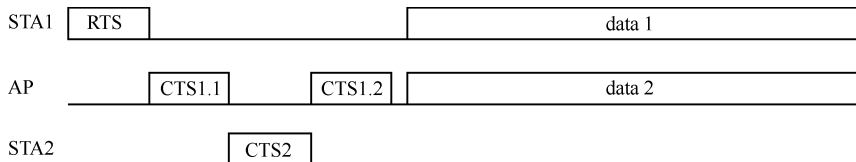
图8 不同 P_x 时的上下行吞吐量

图7 全双工MAC发送分组时序

本文的余下部分对 P_x 进行估计, 并说明该全双工协议的实用性。

5 成功建立全双工链接的概率以及数值计算结果

为了估计 P_x , 本文采用式(27)所示的大尺度衰落模型。

$$L(d)=L(d_0) \cdot \left\{ \frac{d}{d_0} \right\}^\gamma = \frac{L(d_0)}{d_0^\gamma} \cdot d^\gamma \quad (27)$$

其中, d 为发送节点与接收节点的距离, d_0 为一个定义好的距离, $L(d_0)$ 为在 d_0 距离的路径损耗。令 L_0 表示基站的自干扰抵消能力。

假定 STA1 获取信道, 给 AP 发送数据后, AP 要与 STA2 建立全双工链接, 拓扑结构如图 9 所示。

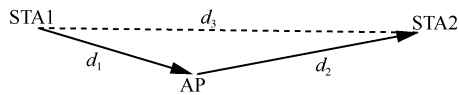


图 9 建立全双工链接拓扑结构

令 STA1 和 AP 的发射功率分别为 P_{Tx1} 和 P_{Tx2} , 则 AP 接收到 STA1 的信号功率为:

$$P_{Rx1} = \frac{P_{Tx1}}{L(d_1)} \quad (28)$$

STA2 接收到 AP 的信号功率为:

$$P_{Rx2} = \frac{P_{Tx2}}{L(d_2)} \quad (29)$$

AP 收到的自干扰功率为:

$$P_{Rx3} = \frac{P_{Tx2}}{L_0} \quad (30)$$

STA2 接收到的 STA1 信号的干扰功率为:

$$P_{Rx4} = \frac{P_{Tx1}}{L(d_3)} \quad (31)$$

如果 AP 和 STA 可以正确接收的信噪比分别为 $SINRu$ 和 $SINRd$, 那么建立全双工链接需要选择满足以下两个条件的 P_{STA} 和 P_{AP} 。

$$\frac{P_{Rx1}}{N_0 + P_{Rx3}} \geq SINRu \quad (32)$$

$$\frac{P_{Rx2}}{N_0 + P_{Rx4}} \geq SINRd \quad (33)$$

将 P_{Rx1} 、 P_{Rx2} 、 P_{Rx3} 、 P_{Rx4} 代入式(32)、式(33), 可得:

$$\frac{P_{STA}}{L(d_1)} \geq SINRu \left\{ N_0 + \frac{P_{AP}}{L_0} \right\} \quad (34)$$

$$\frac{P_{AP}}{L(d_2)} \geq SINRd \left\{ N_0 + \frac{P_{STA}}{L(d_3)} \right\} \quad (35)$$

如果适当选择 STA 以及 AP 的功率使其能够满足式(34)、式(35)时, 可以成功建立全双工链接。在以 P_{STA} 和 P_{AP} 为坐标的直角坐标系中, 式(34)、式(35)中两个不等式分别对应两个半平面, 如图 10 阴影部分所示。可以得出结论, 当式(34)、式(35)中两条直线的交点 (P_{STA}^*, P_{AP}^*) 满足 $P_{STA}^* \in [0, P_{M,STA}]$ 和 $P_{AP}^* \in [0, P_{M,AP}]$ 时, 可以成功建立全双工链接。

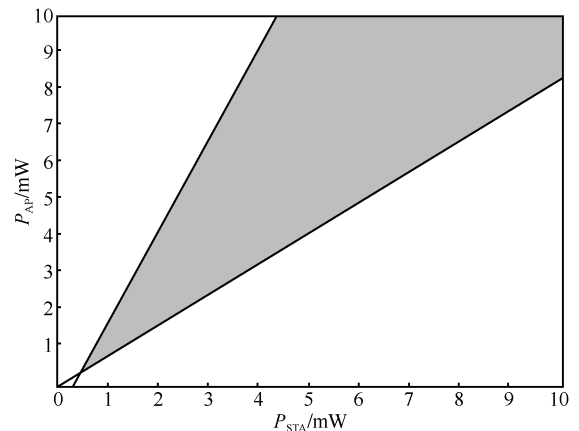


图 10 建立全双工链接的条件

因此有:

$$0 \leq P_{STA}^* = \frac{N_0 \cdot SINRu \cdot L(d_1) \cdot L(d_3) \cdot (L_0 + SINRdL(d_2))}{L_0 \cdot L(d_3) - SINRu \cdot SINRd \cdot L(d_1) \cdot L(d_2)} \leq P_{M,STA} \quad (36)$$

$$0 \leq P_{AP}^* = \frac{N_0 \cdot SINRd \cdot L(d_2) \cdot L_0 \cdot (L(d_3) + SINRu \cdot L(d_1))}{L_0 \cdot L(d_3) - SINRu \cdot SINRd \cdot L(d_1) \cdot L(d_2)} \leq P_{M,AP} \quad (37)$$

AP 可以根据式(36)、式(37)判断是否能够成功建立全双工链接。

5.1 功率影响

首先将说明功率限制对 P_x 的影响不大。对于很远距离的区域, 功率限制了传输的距离。对于较近距离区域, $L(d) < L_0$, 由式(36)、式(37)可得:

$$P_{STA}^* = N_0 \cdot SINRu \cdot L_0 \cdot \frac{\left(1 + \frac{SINRdL(d_2)}{L_0} \right)}{\frac{L_0}{L(d_1)} - SINRu \cdot SINRd \cdot \frac{L(d_2)}{L(d_3)}} \quad (38)$$

$$P_{AP}^* = N_0 \cdot SINRd \cdot L_0 \cdot \frac{\left(1 + \frac{SINRu \cdot L(d_1)}{L(d_2)L(d_3)} \right)}{\frac{L_0}{L(d_2)} - SINRu \cdot SINRd \cdot \frac{L(d_1)}{L(d_3)}} \quad (39)$$

数值计算结果表明, 所对应的区域很接近。

$$\frac{L_0}{L(d_1)} - SINRu \cdot SINRd \cdot \frac{L(d_2)}{L(d_3)} > 1 \quad (40)$$

$$\frac{L_0}{L(d_2)} - SINRu \cdot SINRd \cdot \frac{L(d_1)}{L(d_3)} > 1 \quad (41)$$



$$\frac{L_0}{L(d_1)} - \text{SINRu} \cdot \text{SINRd} \cdot \frac{L(d_2)}{L(d_3)} > 0 \quad (42)$$

而本文考虑的信干噪比不超过 20 dB, 因而有:

$$P_{\text{STA}}^* < N_0 \cdot \text{SINRu} \cdot L_0 \left(1 + \frac{\text{SINRd} \cdot L(d_2)}{L_0} \right) \approx N_0 \cdot \text{SINRu} \cdot L_0 < 10 \text{ mW} \quad (43)$$

$$P_{\text{AP}}^* < N_0 \cdot \text{SINRd} \cdot L_0 \left(1 + \frac{\text{SINRu} \cdot L(d_1)}{L(d_2) \cdot L(d_3)} \right) \approx N_0 \cdot \text{SINRd} \cdot L_0 < 10 \text{ mW} \quad (44)$$

对于 AP 或 STA 而言, 10 mW 功率是很容易达到的, 而 WLAN 的覆盖范围通常不超过 300 m, 因此只需要考虑式(36)、式(37)的左半部分, 即成功建立全双工链接的条件为:

$$L_0 \cdot L(d_3) - \text{SINRu} \cdot \text{SINRd} \cdot L(d_1) \cdot L(d_2) > 0 \quad (45)$$

5.2 临界距离

将信道衰落模型代入式(45), 有:

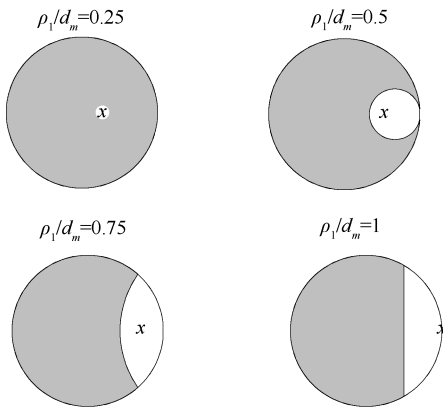
$$\frac{d_3}{d_2} > \left(\frac{\text{SINRu} \cdot \text{SINRd} \cdot L(d_0)}{L_0 \cdot d_0^\gamma} \right)^{\frac{1}{\gamma}} d_1 = \frac{d_1}{d_m} \quad (46)$$

其中:

$$d_m = \left(\frac{L_0}{\text{SINRu} \cdot \text{SINRd} \cdot L(d_0)} \right)^{\frac{1}{\gamma}} d_0 \quad (47)$$

由式(46)可知, 当 $d_1 > d_m$ 时, 能够成功建立全双工链接的 STA2 在一个圆内; 当 $d_1 < d_m$ 时, 能够成功建立全双工链接的 STA2 在一个圆外; 当 $d_1 = d_m$ 时, 能够成功建立全双工链接的 STA2 在一条直线的一侧。因此, 可以认为 d_m 是一个建立全双工链接的临界距离。

假设 AP 位于坐标原点, 所有的 STA 均匀地分布在以 AP 为圆心、 R 为半径的圆内, 即 STA 在 (ρ, θ) 处的分布概率为 $p(\rho, \theta) = \frac{1}{\pi R^2}$ 。对于给定位置 (ρ_1, θ_1) 的 STA1, 成功建立全双工链接概率为:



(a) STA2 的范围(STA1 在“x”标记处)

$$S(\rho_1, \theta_1, R) = \Pr\{\text{建立全双工链接} | \text{STA1 在 } (\rho_1, \theta_1), \rho_2 \leq R\} \quad (48)$$

则有:

$$S(\rho_1, \theta_1, R) = \frac{1}{\pi R^2} \int_0^{2\pi} \int_0^R I(\rho_1, \theta_1, \rho_2, \theta_2) \rho_2 d\rho_2 d\theta_2 \quad (49)$$

其中, $I(\rho_1, \theta_1, \rho_2, \theta_2)$ 为示性函数, 当成功建立全双工链接时其值为 1, 否则为 0。

根据式(46), 如果 STA2 可以和 STA1 成功建立全双工链接, 当 $\rho_1 > d_m$ 时, 其应该在某个圆内; 当 $\rho_1 < d_m$ 时, 则在某个圆外。记该圆为 $\odot C$, 由式(46)可以求得, 圆心 $C = (c_0, \theta_0) =$

$\left(\frac{\rho_1 d_m^2}{d_m^2 - \rho_1^2}, \theta_1 \right)$, 半径 $R_c = \left| \frac{d_m \rho_1^2}{d_m^2 - \rho_1^2} \right|$ 。那么示性函数 $I(\rho_1, \theta_1, \rho_2, \theta_2)$

可以表示为:

$$I(\rho_1, \theta_1, \rho_2, \theta_2) = \begin{cases} 1, & \rho_1 > d_m, d_c > R_c \text{ 或 } \rho_1 < d_m, d_c < R_c \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (50)$$

其中, $d_c = \sqrt{c_0^2 + \rho_2^2 - 2c_0\rho_2\cos(\theta_0 - \theta_2)}$ 为 STA2 到圆心 C 的距离。

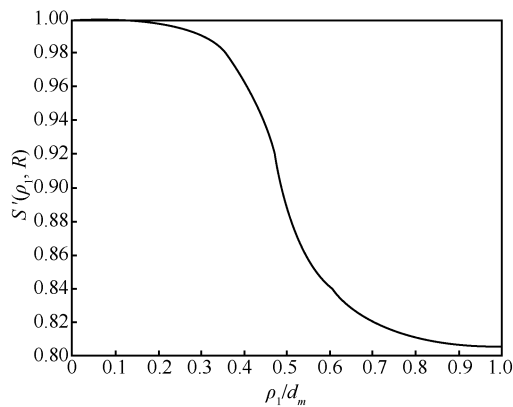
进而有:

$$S(\rho_1, \theta_1, R) = S'(\rho_1, R) = \begin{cases} \frac{\text{Area}\{\odot C \cap \odot O\}}{\pi R^2}, & \rho_1 > d_m \\ 1 - \frac{1}{\pi} \arccos\left(\frac{d_m}{2R}\right) - \frac{1}{2\pi R^2} d_m \sqrt{R^2 - \left(\frac{d_m}{2}\right)^2}, & \rho_1 = d_m \\ 1 - \frac{\text{Area}\{\odot C \cap \odot O\}}{\pi R^2}, & \rho_1 < d_m \end{cases} \quad (51)$$

其中, $\text{Area}\{\odot C \cap \odot O\}$ 表示 $\odot C$ 和 $\odot O$ 相交的面积。

图 11 给出了当 $R = d_m$ 时, 能够成功建立全双工链接的 STA2 的范围和成功建立全双工链接概率 $S'(\rho_1, R)$ 。容易看

到当 $R = d_m$ 时, $S'(\rho_1, d_m) \geq \frac{2}{3} + \frac{\sqrt{3}}{4\pi} > 0.8$ 。



(b) $S'(\rho_1, R)$ 随 ρ_1 的变化曲线

图 11 当 $R = d_m$ 时, 能够成功建立全双工链接的范围和条件概率

成功建立全双工链接的概率 P_x 为：

$$P_x(R)=\frac{2}{R^2}\int_0^R\rho_1\cdot d\rho_1\cdot S'(\rho_1,R)\tag{52}$$

因此，如果所有的 STA 均匀分布在 AP 周围 $R=d_m$ 的范围内，成功建立全双工链接的概率 $P_x>0.8$ 。 P_x 随 STA 分布范围的变化曲线如图 12 所示。

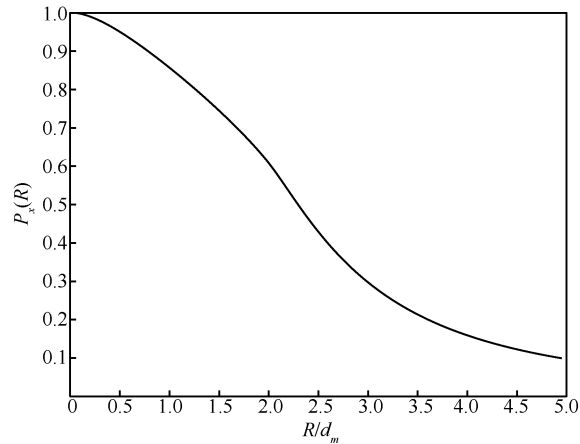


图 12 成功建立全双工链接的概率随 STA 分布范围变化

5.3 数值结果

表 2 列出了参考文献[10]中给出的 WLAN 信道模型的简化衰落模型。可以看到在 WLAN 系统中临界距离至少为 80 m，已经可以满足一般场景下 WLAN 系统的覆盖范围需求。在临界范围内布设的全双工基础架构 WLAN 系统，其成功建立全双工链接的概率高于 0.8，其吞吐率如图 13 所示。可以看到下行吞吐率不再有瓶颈，而总吞吐率可提高 60%以上。

表 2 各 WLAN 信道的临界距离

场景	路径损失/dB	临界距离/m
LOS	$20\lg d+40.1$	625.2
模型 A/B/C NLOS	$35\lg d+29.6$	79.0
模型 D NLOS	$35\lg d+25.1$	106.2
模型 E NLOS	$35\lg d+20.6$	142.8
模型 F NLOS	$35\lg d+17.9$	170.6

6 结束语

本文利用马尔可夫链和队列模型对基础架构 WLAN 的 DCF 协议性能做出了分析，指出在节点数较多、网络负载较大的情况下，其下行流量受限严重。并针对该问

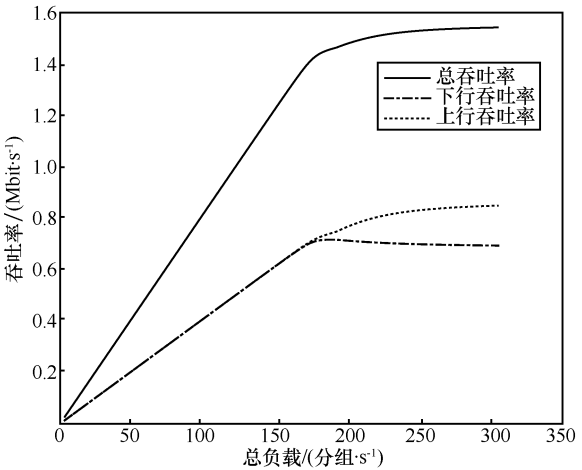


图 13 使用了全双工技术的 MAC 协议的吞吐率

题提出了一种在基础架构中应用全双工技术的 MAC 层协议，该协议以较小的代价：仅对 AP 提供全双工支持以及对原有 DCF 协议进行简单修改，使得基础架构无线局域网在网络负载较高情况下保持较高的下行吞吐率，总饱和吞吐率提高 60%以上。同时，理论分析表明，在一般的网络拓扑结构下，该协议都可以提供可观的下行吞吐率增益。

参考文献：

[1] KORPI D, RIIHONEN T, SYRJALA V, et al. Full-duplex transceiver system calculations: analysis of ADC and linearity challenges [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2014, 13(7): 3821-3836.

[2] KIM J Y, MASHAYEKHI O, QU H, et al. Janus: a novel MAC protocol for full duplex radio[EB/OL]. (2013-02-27)[2016-04-12] <http://hci.stanford.edu/cstr/reports/2013-02.pdf>.

[3] XIE X, ZHANG X. Does full-duplex double the capacity of wireless networks [C]//2014 IEEE Conference on Computer Communications, April 27-May 2, 2014, Toronto, ON, Canada. New Jersey: IEEE Press, 2014: 253-261.

[4] BIANCHI G. Performance analysis of the IEEE 802.11 distributed coordination function [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2006, 18(3): 535-547.

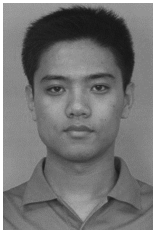
[5] GUPTA N, RAI C S. New analytical model for non-saturation throughput analysis of IEEE 802.11 DCF [EB/OL]. (2014-12-20) [2016-04-12]. http://searchdl.org/public/book_series/AETS8/78.pdf.

[6] MALONE D, DUFFY K, LEITH D. Modeling the 802.11 distributed coordination function in nonsaturated heterogeneous conditions [J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2007, 15(1): 159-172.



- [7] GAO Y, SUN X, DAI L. IEEE 802.11e EDCA networks: modeling, differentiation and optimization[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2014, 13(7): 3863-3879.
- [8] XIAO Y. Performance analysis of priority schemes for IEEE 802.11 and IEEE 802.11e wireless LANs [J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2005, 4 (4): 1506-1515.
- [9] ONG E H, JAMIL Y K, MAHATA K. A simple model for non-homogeneous and non-saturated IEEE 802.11 DCF infrastructure BSS [C]//IEEE International Conference on Communication Systems, November 17-19, 2010, Singapor. New Jersey: IEEE Press, 2010: 506-511.
- [10] PERAHIA E, STACEY R. Next generation wireless LANs: throughput, robustness and reliability in 802.11n[M]. Cambridge: Cambridge University Press, 2013.

[作者简介]



赵辰(1989-),男,清华大学电子工程系硕士生,主要研究方向为同时同频全双工技术,无线局域网中的接收算法、编码技术等。



李云洲(1974-),男,博士,清华大学信息技术研究院无线中心研究员,主要研究方向为无线移动通信中的组网与传输技术,包括空时信号处理、信道估计、多用户检测、无线局域网系统设计等。



许希斌(1968-),男,博士,清华大学信息技术研究院无线中心常务副主任,主要研究方向为分布式无线通信系统、软件无线电技术、宽带无线通信新理论及技术等。



王京(1958-),男,博士,清华大学信息技术研究院教授,清华信息科学与技术国家实验室副主任,主要研究方向为无线与移动通信中的信息理论与信号处理技术,包括第五代移动通信的网络架构、传输技术、分布式无线通信系统、软件无线电、空时信号处理技术、宽带无线接入技术、微小卫星的星上信号处理技术等。