

## WLAN 网络信道接入机制建模

### 1. 背景

无线局域网（WLAN, wireless local area network）也即 Wi-Fi 广泛使用，提供低成本、高吞吐和便利的无线通信服务。基本服务集（BSS, basic service set）是 WLAN 的基本组成部分。处于某一特定覆盖区域内的站点（STA, station）与一个专职管理 BSS 的无线接入点（AP, access point）组成一个 BSS，称 STA 关联到 AP。常见的 AP 有无线路由器、WiFi 热点等，手机、笔记本、物联网设备等是 STA。AP 给 STA 发送数据叫作下行方向，反之是上行方向，本文将 AP 和 STA 统称为节点，每个节点的发送和接收不能同时发生。各节点共享信道，通过载波侦听多址接入/退避（CSMA/CA, carrier sense multi-access and collision avoidance）的机制避免冲突，称为分布式协调功能（DCF, distributed coordination function）。

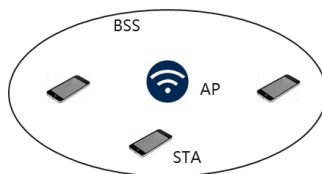


图 1.1 WLAN 网络

#### 1.1 分布式信道接入和二进制指数退避

DCF 机制提供了一种分布式、基于竞争的信道接入功能。可将每个节点接入信道进行数据传输的过程分为 3 个阶段，信道可用评估（CCA, clear channel assessment）、随机回退、数据传输。

（1）CCA：当一个节点打算发送时，首先进行一个固定时长的载波侦听，这个固定时长被称为 DCF 帧间距（DIFS, DCF inter-frame space）， $43\mu\text{s}$ 。如果 DIFS 时段内接收到的信号能量强度（RSSI, received signal strength indication）低于 CCA 门限（ $-82\text{dBm}$ ），判断信道为空闲，否则，判断信道为繁忙。

（2）随机回退：信道空闲时，可能有多个节点准备好了数据，为避免碰撞，节点从  $[0, CW-1]$  的均匀分布选取一个随机数作为回退数，等待该回退数个时隙长度 slotTime ( $9\mu\text{s}$ )，随机回退时段时长为回退数乘以 slotTime。CW 被称为竞争窗口（contention window）。如果信道在随机回退时段保持空闲，则节点开始一次数据传输。在随机回退时段节点持续监听信道，如果期间信道变繁忙，则节点将回退暂停，直到信道在一个 DIFS 时长重新变为空闲，再继续前面没有回退完的时间。

（3）数据传输：回退到 0 的节点发送一个数据帧，接收节点成功接收到数据之后等待短帧帧间距（SIFS, Short inter-frame space） $16\mu\text{s}$  后，回复 ACK 确认帧（ $32\mu\text{s}$ ）。如果发送节点收到 ACK，则数据发送成功。如果发送数据帧没有被接收节点成功接收，或者 ACK 发送失败，或者 ACK 没有被发送节点收到，则数据传输失败，发送节点需要在等待超时时重传数据。等待超时时间 ACKTimeout 为  $65\mu\text{s}$ 。

随机回退采用二进制指数退避算法确定回退时间。CW 的初始值为  $CW_{\min}$ ，每次数据传输失败后重传数据帧时，CW 翻倍。如果 CW 达到了  $CW_{\max}$ ，则保持此值，直到被重置为止。每次数据传输成功时 CW 重置，开始下一个数据帧的回退。若传输连续失败，重传次数达到  $r$  后，数据帧被丢弃，CW 重置传输下一个数据帧。可见，重传  $r$  次时，无论成功还是失败，CW 都会重置。

## 1.2 基于Markov chain的DCF机制建模和系统性能分析

对于单 BSS,  $N$  个 STA 给 AP 发送上行数据, Bianchi (1998) 最早基于 Markov chain 建模。Bianchi 模型假设理想信道, 不因信道质量差而丢包。当 2 个及以上节点同时回退到 0 发送数据时, 由于碰撞而丢包。那么信道可能处于三种状态: 空闲、成功传输、碰撞, 如图 1.2 所示。将每个状态看作一个虚拟时隙, 那么信道在三种虚拟时隙中转化。将退避器所处的阶数和随机回退数用二维 Markov chain 表示, 推导节点在每个虚拟时隙的发送概率  $\tau$  和发生碰撞的条件概率  $p$ , 从而评估 BSS 的吞吐<sup>[1]</sup>。

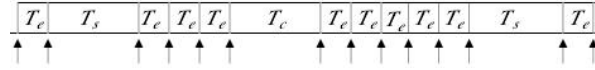


图 1.2 信道状态

Bianchi 模型获得了很高的精确度, 很多工作在此基础上扩展, Chatzimisios (2002) 研究了有最大重传次数限制的媒体接入控制 (MAC, medium access control) 层性能情况<sup>[2]</sup>。Huang 和 Ivan Marsic (2010) 介绍了隐藏节点下网络模型和性能分析<sup>[3]</sup>。Chen (2007) 分析了多速率 MAC 协议的性能<sup>[4]</sup>。基于 Markov 链求解  $\tau$  和  $p$  的推导见附录和参考文献。吞吐是单位时间内发送数据有效载荷的比特数, 单位 bps。吞吐  $S$  可以由信道的利用率与物理层速率 (单位 bps) 的乘积表示,

$$S = \frac{E[\text{一个时隙内传输的有效载荷发送时长}]}{E[\text{一个时隙长度}]} * \text{物理层速率} \quad (1)$$

信道处于三种虚拟时隙的概率可由  $\tau$  和  $p$  表示, 空闲时隙的长度  $T_e$  是 slotTime。成功传输和碰撞的传输时长  $T_s$  和  $T_c$  分别表示为

$$T_s = H + E[P] + SIFS + ACK + DIFS$$

$$T_c = H + E*[P] + DIFS + ACKTimeout \quad (2)$$

$H$  为数据帧头, 包括 MAC 层头和物理 (PHY, physical) 层头,  $E[P]$  为数据帧的有效载荷传输时长,  $E*[P]$  为发生冲突时较长数据帧的有效载荷传输时长, 假设所有节点的数据帧长度一样, 则  $E[P]$  与  $E*[P]$  相等。PHY 头时长固定, MAC 头和有效载荷的发送时长由其字节长度除以物理层速率得到。

## 2. WLAN 组网中的多 BSS 建模问题

节点发送数据后, 电磁波信号在自由空间中传播, 随着距离的增加, 能量衰减越严重。周围节点收到该信号后, 根据 RSSI 是否高于 CCA 门限, 判断信道为忙或闲。一个节点发出信号的 RSSI 高于 CCA 门限的区域叫作通信区域, 位于该通信区域内的节点与该发送节点互听。随着设备数量、应用类型、网络流量的飞速增长, AP 部署日趋高密, 如企业办公、工厂、教育场景。如图 2.2 (a) 所示, 将信道号为 36、44、52、60、149、157 的六个信道分配给区域内 12 个 BSS, 由于可用信道数有限, 不同的 BSS 复用同一个信道。同频 AP (使用相同信道号的 AP) 之间通信区域存在重叠时, 存在相互干扰问题, 叫作同频干扰。同频干扰是 WLAN 组网最显著的干扰问题, 本题不考虑异频干扰的情况。家庭或宿舍等单 BSS 场景中, STA 距离 AP 较近, RSSI 较强, 互听, 假设理想信道, 不会因信道质量差而丢包, 只有在 2 个及以上 STA 同时发送数据时导致碰撞而丢包。而在教学区等场景, 同频多 BSS 场景的情况更复杂。

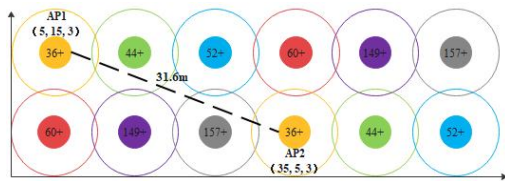
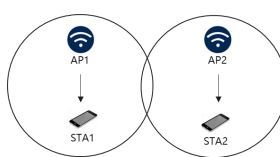
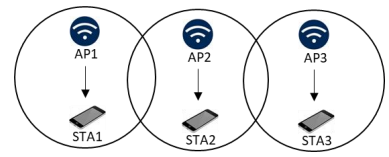


图 2.2 (a) AP 密集部署



(b) 两同频 BSS 场景



(c) 三同频 BSS 场景

首先，并不是所有的节点之间都能互听。假定 AP 和 STA 的发射功率相同，由于节点间距离不同，信号衰减不同，因此 RSSI 不同。节点在 DIFS 时长侦听信号的  $RSSI > CCA$  门限时，节点才认为信道繁忙，否则认为信道空闲，启动随机回退，发送数据。其次，当有多个 BSS 的节点同时发送数据（叫作并发传输）时，其成功与否与信干比（SIR, signal to interference ratio）有关，若 SIR 足够高，则信号能被成功解调，若 SIR 很低，则信号解调失败。信干比是信号强度与干扰强度的比值，单位是 dB，RSSI 的单位是 dBm，则 SIR 可以用信号 RSSI 与干扰信号 RSSI 的差值表示，本文中不考虑环境噪声。

发送节点间能否互听，并发传输时是否成功，是进行系统建模需要考虑的两个先决条件，前者决定了退避计数器能否回退，后者决定了一次并发传输是成功还是失败，从而直接影响成功、失败和空闲三种状态之间的转换。

## 2.1 两 BSS 互听

考虑 2 个 BSS 互听的场景，仅下行，即两个 AP 分别向各自关联的 STA 发送数据，如图 2.2（b）所示。以 AP1->STA1 方向的数据传输为例，其会受到相邻 BSS2 的干扰，对于 STA1 来说，AP1->STA1 是信号，AP2->STA1 是干扰。对于 AP2->STA2 情况类似。假设 ACK 一定能发送成功。根据节点之间的 RSSI 估算两个 AP 并发时的 SIR，考虑不同的情景进行建模。

### 问题 1:

假设 AP 发送包的载荷长度为 1500Bytes（1Bytes = 8bits），PHY 头时长为  $13.6\mu s$ ，MAC 头为 30Bytes，MAC 头和有效载荷采用物理层速率 455.8Mbps 发送。AP 之间的 RSSI 为 -70dBm。大部分时候只有一个 AP 能够接入信道，数据传输一定成功。当两个 AP 同时回退到 0 而同时发送数据时，存在同频干扰。假设并发时的 SIR 较低，导致两个 AP 的数据传输都失败。请对该 2 BSS 系统进行建模，用数值分析方法求解，评估系统的吞吐。（参数参考附录 4，可编写仿真器验证模型精确度）

### 问题 2

假设两个 AP 采用物理层速率 275.3Mbps 发送数据，并发时两个终端接收到数据的 SIR 较高，两个 AP 的数据传输都能成功。其他条件同问题 1。请对该 2 BSS 系统进行建模，用数值分析方法求解，评估系统的吞吐。（参数参考附录 4，可编写仿真器验证模型精确度）

## 2.2 两 BSS 不互听

在 AP 密集部署时，同频 AP 之间的距离远，AP 间 RSSI 低于 CCA 门限，不互听。AP 认为信道空闲，因此总是在退避和发送数据。这是 Wi-Fi 里常见的隐藏节点问题，详见附录。可以预见的是，有很大概率出现二者同时或先后开始发送数据的情况。接收机解调信号时，PHY 头的前面部分码元用于 Wi-Fi 信号识别、频率纠错、定时等功能，叫作前导（Preamble）。如图 2.3 所示，当信号包先到时，接收机先解信号包的前导并锁定，干扰包被视为干扰，信号包是否接收成功由 SIR 决定；当干扰包先到时，接收机先锁定到干扰包的前导，错过信号包的前导，导致信号包无法解调。小信号屏蔽算法能有效解决这个问题，因为信号包 RSSI 一般大于邻小区的干扰包，接收机在信号包到达时转为锁定 RSSI 更大的信号包，此时信号包能否接收成功同样也由 SIR 决定。由此可以得知，在 SIR 比较小的情况下，如果信号包和干扰包在时间上有如图 2.3 的交叠时，一定会导致本次传输的失败。

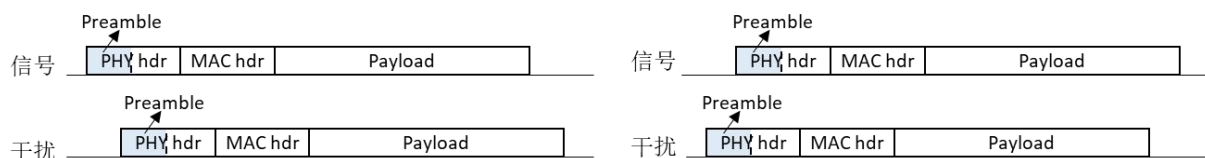


图 2.3 并发传输交叠示意图

### 问题 3

假设 AP 间 RSSI 为 -90dBm, AP 发送包的载荷长度为 1500Bytes, PHY 头时长为  $13.6\mu\text{s}$ , MAC 头为 30Bytes, MAC 头和载荷采用物理层速率 455.8Mbps 发送。Bianchi 模型假设理想信道, 实际上, 无线传输环境是复杂多变的, 当有遮挡物或者人走动时, 无线信道都可能会快速发生比较大的变化。实测发现, 当仅有一个 AP 发送数据时, 即便不存在邻 BSS 干扰, 也会有 10%以内不同程度的丢包。假设因信道质量导致的丢包率  $P_e = 10\%$ 。当两个 AP 发包在时间上有交叠时, 假设 SIR 比较小, 会导致两个 AP 的发包均失败。请对该 2 BSS 系统进行建模, 尽量用数值分析方法求解, 评估系统的吞吐。(参数参考附录 4 和 6, 可编写仿真器验证模型精确度)

## 2.3 三 BSS

### 问题 4

考虑 3BSS 场景, 如图 2.2 (c) 所示, 其中 AP1 与 AP2 之间, AP2 与 AP3 之间 RSSI 均为 -70dBm, AP1 与 AP3 之间 RSSI 为 -96dBm。该场景中, AP1 与 AP3 不互听, AP2 与两者都互听, 可以预见的是, AP2 的发送机会被 AP1 和 AP3 挤占。AP1 与 AP3 由于不互听可能同时或先后发送数据。假设三个 AP 发送包的载荷长度为 1500Bytes, PHY 头时长为  $13.6\mu\text{s}$ , MAC 头为 30Bytes, MAC 头和载荷采用物理层速率 455.8Mbps 发送。假设 AP1 和 AP3 发包时间交叠时, SIR 较大, 两者发送均成功。请对该 3BSS 系统进行建模, 尽量用数值分析方法求解, 评估系统的吞吐。(参数参考附录 4 和 6, 可编写仿真器验证模型精确度)

## 缩略语

AP	access point	无线接入点
ACK	Acknowledgement	确认
ACKTimeout		确认超时
BSS	basic service set	基本服务集
CCA	clear channel assessment	信道可用评估
CSMA/CA	carrier sense multi-access and collision avoidance	载波监听多址接入/退避
CW	contention window	竞争窗口
DCF	distributed coordination function	分布式协调功能
DIFS	DCF inter-frame space	DCF 帧间距
MAC	medium access control	媒体控制
PHY	physical	物理层
RSSI	received signal strength indication	接收信号能量强度
SIFS	short inter-frame space	短帧间距
SIR	signal to interference ratio	信干比
STA	station	站点
WLAN	wireless local area network	无线局域网

## 附录

### 1 随机回退

随机回退采用二进制指数退避算法确定回退时间。 $CW$  的初始值为  $CW_{min}$ ，每次数据传输失败后进行重传时， $CW$  翻倍。如果  $CW$  达到了  $CW_{max}$ ，则保持此值，直到被重置为止。每次数据传输成功时  $CW$  重置，开始下一个数据帧的回退。若传输连续失败，重传次数达到  $r$  后，数据帧被丢弃， $CW$  重置传输下一个数据帧。可见，重传  $r$  次时，无论成功还是失败， $CW$  都会重置。

图 3.1 以三个节点为例说明。图中  $CW$  表示当前阶竞争窗口大小， $BO$  表示随机回退过程时退避计数器从  $[0, CW-1]$  随机选取的初始值。三个节点的  $CW_{min}$  分别是 8、16、32。开始时，Station c 在发送数据，信道繁忙，数据发送完成后，退避计数器重置。Station a、b 和 c 持续侦听信道 DIFS 时长，信道被检测为空闲，三者分别开始随机回退，都处于第 0 阶，竞争窗为  $[0, CW_{min} - 1]$ 。Station a 从  $[0, 7]$  选择了一个随机数 7，需要回退 7 个 slotTime；Station b 则从  $[0, 15]$  选择了随机数 12 回退；Station c 从  $[0, 31]$  选择了随机数 16 回退；显然，Station a 最先回退到 0，抢占到信道，开始一次数据发送，此时，Station b 和 c 在其回退过程中由于侦听到信道繁忙，随机回退暂停。当 Station a 发送成功后，其竞争窗口重置，信道持续 DIFS 时长空闲后，Station a 重新从  $[0, 7]$  选择随机数 5 回退，Station b 和 c 接着暂停前的回退数继续回退。本次 Station a 和 b 同时回退到 0，同时发送数据，由于冲突导致发送失败，接收节点将不会回复 ACK，Station a 和 b 在等待 ACKTimeout 后判断数据发送失败，进行重传，将竞争窗翻倍，再次侦听信道 DIFS 时长判断信道空闲后，Station a 从  $[0, 15]$  选择随机数 11 回退，Station b 则从  $[0, 31]$  选择随机数 9 回退。需要注意的是，图 3.1 中的一次传输(Tx, transmission)包含了发送一个数据包和接收一个 ACK，一次 collision 包含了发送一个数据包和等待 ACKTimeout 时长。帧序列如图 3.2 所示，一个数据帧包括 PHY 头、MAC 头和有效载荷 payload。

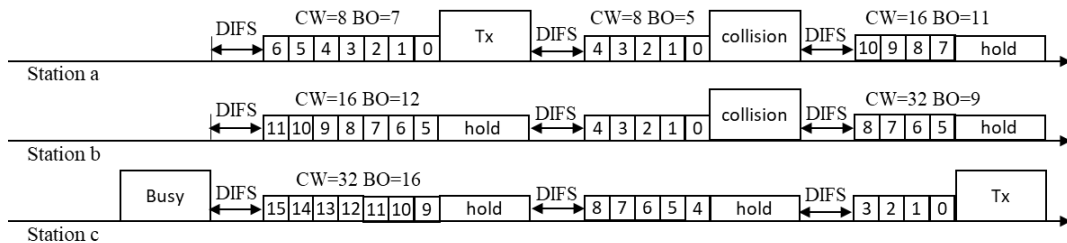


图3.1 二进制指数退避过程

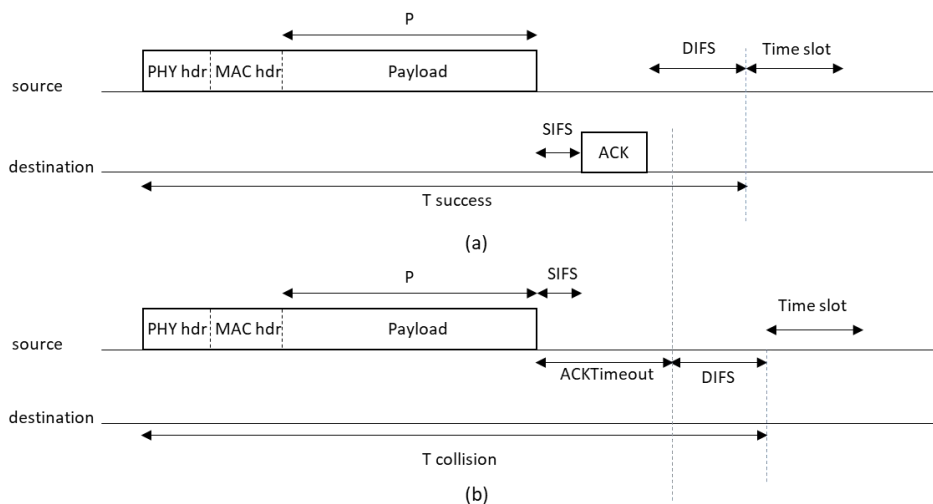




图3.2 帧序列：（a）成功发送 （b）冲突

## 2 Bianchi 模型

令  $b(t)$  和  $s(t)$  代表  $t$  时刻一个节点退避随机过程的退避计数和退避阶数，这里的  $t$  是一个离散的虚拟时隙的开始时刻。用  $i$  表示一个数据的发送次数，也叫作阶数， $r$  为最大重传次数， $m$  是最大退避阶数，则 CW 可用下式表示：

$$\begin{cases} W_i = 2^i W_0 & 0 \leq i \leq m \\ W_i = 2^m W_0 & m \leq i \leq r \end{cases} \quad (3)$$

二维  $\{b(t), s(t)\}$  随机过程可以用二维 Markov chain 表示，如图 3.3 所示。  $b_{i,k} =$

$\lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}$  代表二维 Markov chain 的稳态解， $i \in [0, m], k \in [0, W_i - 1]$ 。

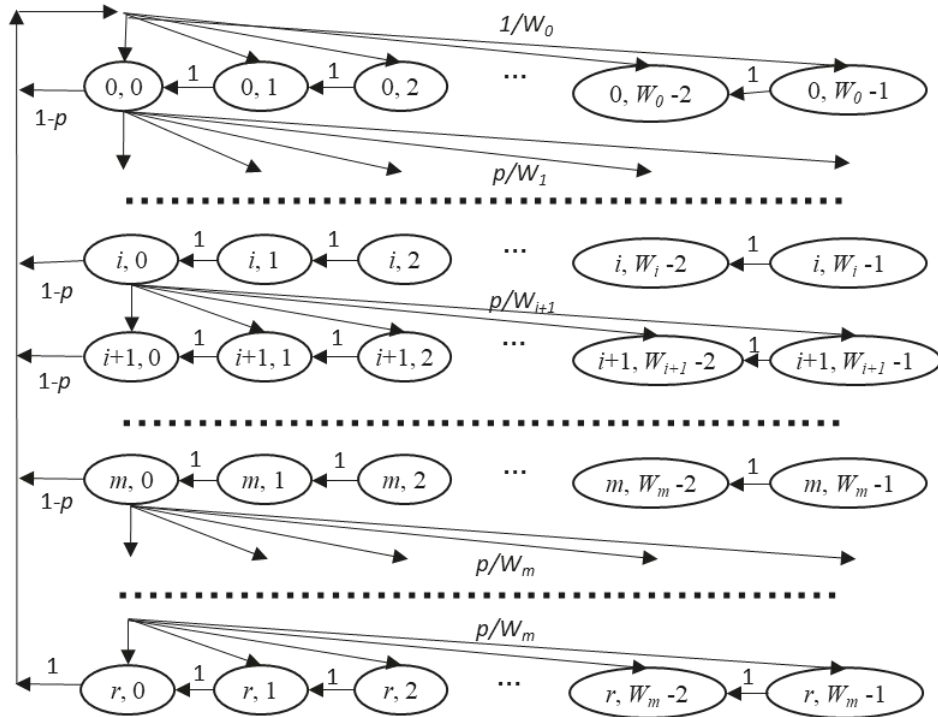


图 3.3 DCF 的 Markov 链模型

$p$  为某个时隙发生碰撞的概率，Markov chain 一步状态转移概率为：

$$\begin{aligned} P\{i, k | i, k+1\} &= 1 & k \in [0, W_i - 2] \quad i \in [0, r] \\ P\{0, k | i, 0\} &= (1-p)/W_0 & k \in [0, W_0 - 1] \quad i \in [0, r] \\ P\{i, k | i-1, 0\} &= p/W_i & k \in [0, W_i - 1] \quad i \in [1, r] \\ P\{0, k | r, 0\} &= 1/W_0 & k \in [0, W_0 - 1] \end{aligned} \quad (4)$$

式 (4) 中每个式子分别代表一定的物理含义。第一个等式代表，未达到重传上限时，退避计数器在每个空闲时隙的开始时刻减 1 的概率是 1。第二个等式代表，未达到重传上限时，当一个数据成功传输后，新到达的数据在  $[0, W_0 - 1]$  中等概率选一个随机数进行回退。第三个等式代表，未达到重传上限时，当一个数据第  $i-1$  次传输过程发生碰撞，节点进入第  $i$  阶回退过程，并在  $[0, W_i - 1]$  中等概率选一个随机数进行回退。最后一个等式代表，当节点到达最大的传输次数以后，无论成功还是失败，CW 都会重置。

该 Markov chain 的任意状态之间可达，是不可约的。任意状态到另一状态的步长不存在周期。从任何状态出发，都能到达另一状态，具有常返性。因此该二进制退避过程的非周期不可约 Markov chain 具有稳态解，且所有稳态的概率之和为 1。

令  $b_{i,k} = \lim_{t \rightarrow \infty} P\{s(t) = i, b(t) = k\}, i \in (0, m), k \in (0, W_i - 1)$  表示 Markov chain 的稳态

解，从图 3.3 中可以看出，对于一次发送失败的情况，状态  $b_{i-1,0}$  到状态  $b_{i,0}$  的步长包括，

$b_{i-1,0} \rightarrow b_{i,0}, b_{i-1,0} \rightarrow b_{i,1} \rightarrow b_{i,0}, \dots, b_{i-1,0} \rightarrow b_{i,W_i-1} \rightarrow \dots \rightarrow b_{i,1} \rightarrow b_{i,0}$ ，共  $W_i$  种，求和可得，

$$b_{i,0} = b_{i-1,0} * (p * 1/W_i + p * 1/W_i * 1 + \dots + p * 1/W_i * 1^{W_i-1}) = p * b_{i-1,0}, \text{ 即,}$$

$$b_{i,0} = p * b_{i-1,0} \quad 0 < i \leq r \quad \rightarrow \quad b_{i,0} = p^i * b_{0,0} \quad 0 < i \leq r \quad (5)$$

同理，对于任一状态  $b_{i,k}$ ，若  $0 < i < r$ ，则是从一次发送失败的状态，通过竞争窗口加倍之后转移过来的。若  $i = 0$ ，则是从任一阶发送成功，或达到重传次数限制后转移过来的。因此有，

$$b_{i,k} = \begin{cases} b_{i-1,0} * p * \frac{W_i-k}{W_i} & 0 < i < r \\ (1-p) * \frac{W_i-k}{W_i} * \sum_{j=0}^r b_{j,0} & i = 0 \end{cases} \quad (6)$$

将式 (5) 代入式 (6)，可得，

$$b_{i,k} = \frac{W_i-k}{W_i} * b_{i,0} \quad 0 \leq i \leq r, 0 \leq k \leq W_i - 1 \quad (7)$$

根据 Markov chain 的性质，所有稳态的概率之和为 1，因此有，

$$1 = \sum_{k=0}^{W_i-1} \sum_{i=0}^r b_{i,k} = \sum_{i=0}^r b_{i,0} \sum_{k=0}^{W_i-1} \frac{W_i-k}{W_i} = \sum_{i=0}^r b_{i,0} \frac{W_i+1}{2} \quad (8)$$

根据式 (3) 和 (8)，可以求得：

$$b_{0,0} = \begin{cases} \frac{2(1-p)(1-2p)}{(1-2p)(1-p^{r+1}) + W_0(1-p)(1-(2p)^{r+1})} & r \leq m \\ \frac{2(1-p)(1-2p)}{W_0(1-(2p)^{m+1})(1-p) + (1-2p)(1-p^{r+1}) + W_0 2^m p^{m+1} (1-p^{r-m})(1-2p)} & m < r \end{cases} \quad (9)$$

节点随机回退到 0 时发送数据，因此节点在一个时隙发送数据帧的概率为

$$\tau = \sum_{i=0}^r b_{i,0} = b_{0,0} * \frac{1-p^{r+1}}{1-p} \quad (10)$$

传输数据发生冲突时，至少有另外一个节点也传输数据，共有  $N$  个节点，因此条件碰撞概率  $p$  可表示为

$$p = 1 - (1 - \tau)^{N-1} \quad (11)$$

式 (10) 和 (11) 是关于  $p$  和  $\tau$  的二元非线性方程，联立可求解。

### 3 隐藏节点问题

隐藏节点是指在目的接收节点的通信区域内，而在其他发送节点的通信区域外的节点，这样由于和其他的发送节点互相听不到，会导致意外的同时传输而冲突的情况。如图 3.4

(a) 所示，单 BSS 场景中，STA1 和 STA2 分别能够与 AP 互听，而 STA1 和 STA2 相距较远。STA1 给 AP 发送上行数据时，随着距离的增加，信号衰减严重，STA2 接收到该信号的 RSSI 低于信道监听 CCA 门限，STA2 不在 STA1 的通信范围内，STA2 将无法感知到对方在给 AP 发送数据，判断信道为闲，因此，二者可能会同时或相继给 AP 发送数据，在接收节点 AP 处，来自 STA1 和 STA2 的电磁波信号混叠，AP 无法正确解码，导致数据发送失败。隐藏

节点问题是由CSMA/CA机制所引起的。图3.4（b）是两BSS场景，同理，由于AP1和AP2相距较远，分别不在对方的通信区域，因此可能会同时或相继给各自关联的STA发送数据。与单BSS不同的是，接收节点有两个，接收成功与否，与SIR有关。因为，当信号包先到时，接收机锁定Preamble，干扰包被视为干扰，SIR高则接收成功，否则失败；当干扰包先到时，接收机先锁定干扰包的Preamble，导致错过信号包的Preamble，则一定接收失败。



图3.4 隐藏节点问题：（a）单BSS上行，（b）两BSS下行

#### 4 通用参数列表

参数名称	值
ACK 时长	32μs
SIFS 时长	16μs
DIFS 时长	43μs
SLOT 时长	9μs
ACKTimeout 时长	65μs
CW min	16
CW max	1024
最大重传次数	32

#### 5 发包时长计算公式

$$t = t_{phy} + t_{mac\ header} + t_{payload} = t_{phy} + L_{mac\ header+payload} / rate$$

#### 6 问题 3 和 4 参数

改变竞争窗口和最大重传次数

CW_min	16	32	16	16	32	16
CW_max	1024	1024	1024	1024	1024	1024
最大重传次数	6	5	32	6	5	32
物理层速率	286.8Mbps	286.8Mbps	286.8Mbps	158.4Mbps	158.4Mbps	158.4Mbps

#### 参考文献

[1] Bianchi Giuseppe. IEEE 802.11-Saturation Throughput Analysis [J]. IEEE Communications Letters, 1998, 2(12):318-320.

[2] P. Chatzimisios, V. Vitsas and A. C. Boucouvalas, "Throughput and delay analysis of IEEE 802.11 protocol," Proceedings 3rd IEEE International Workshop on System-on-Chip for Real-Time Applications,



2002, pp. 168-174, doi: 10.1109/IWNA.2002.1241355.

[3] Hung, Fu-Yi, and Ivan Marsic. "Performance analysis of the IEEE 802.11 DCF in the presence of the hidden stations." *Computer Networks* 54.15 (2010): 2674-2687.

[4] D. R. Chen and Y. J. Zhang, "Is Dynamic Backoff Effective for Multi-Rate WLANs?" in *IEEE Communications Letters*, vol. 11, no. 8, pp. 647-649, August 2007