

在车联网中,车辆的高速行驶会使链路频繁中断,在无线通信环境中要保证不同类型的消息的服务质量,就需要保证无线信道的利用率和传输的可靠性。因此,车联网中 MAC 协议发挥着重要作用,也面临着挑战。

## 5.1 车联网 MAC 协议概述

### 5.1.1 车联网 MAC 协议需求与功能

车联网一般具有两种通信链路:车-车通信链路(Vehicle to Vehicle, V2V)和车-路通信链路(Vehicle to Roadside, V2R)。

车-车通信链路如图 5-1(a)所示,主要利用免费的专用短距离通信(Dedicated Short Range Communication, DSRC)频段,实现车辆相互之间的信息交换,尤其是与安全密切相关的紧急数据报文的交换。例如,当车辆在行驶过程中突发故障或意外,可以利用车-车通信链路将这一状况发送给周边车辆,以避免车辆的追尾或其他安全事故的发生。车-车通信的出发点是车辆之间采用自组织的方式构成网络,而不需要依赖其他的基础设施,因此车-车通信需要满足下列要求:

(1) 车辆节点的对等性,即车辆相互之间都是平等的,以车-车通信方式构成的网络是无中心的,每个节点的通信概率应当是公平的。

(2) 以车-车通信链路构成的车联网是“单跳通信方式”与“多跳通信方式”共存的网络系统,其中单跳通信应当具有低延时特征,可满足安全相关紧急数据传输的需要。

(3) 由于车辆具有高速移动的特点,网络的拓扑结构和通信业务均不可预测,因此车-车通信应当能够适应链路的时变特征,并支持业务的突发情况。

车-路通信链路如图 5-1(b)所示,通过在道路的两侧部署一定的基站设施,实现车辆与路边基站的信息交换。更进一步,路边基站可与 Internet 相连,车联网可通过车-路通信链路接入 Internet,以实现更大范围的信息共享。由于路边基站设施可以通过光纤、电缆等手段进行连接,由车-路通信链路构成的网络属于单跳网络,其通信需要满足下列要求。

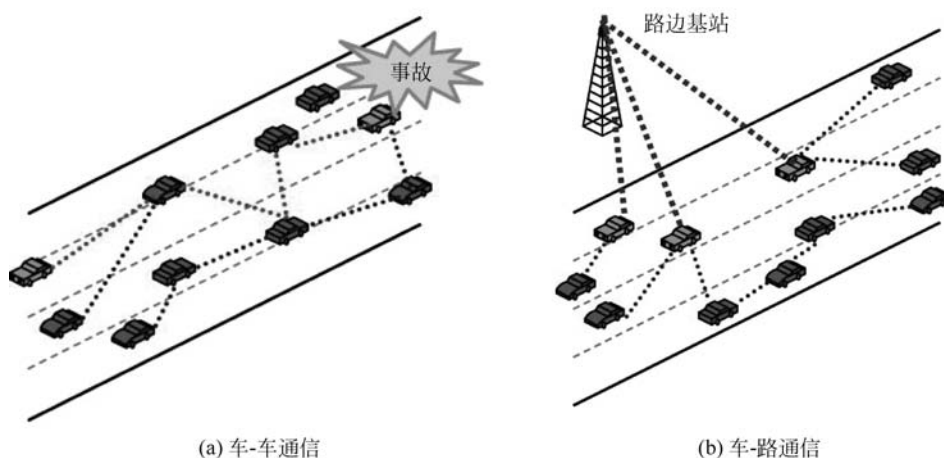


图 5-1 车联网通信模式

(1) 路边基站设施无线覆盖范围有限,在车辆高速移动时,车-路通信应当能够在有限的时间窗口内完成。

(2) 对于跨越多个路边基站设施的持续通信,车-路通信应当提供链路的自适应切换机制,以实现车辆终端的无缝移动。

(3) 车-路通信属于典型的非对称结构,路边基站设施往往比车辆终端具有更强的通信能力,因此通过程中的下行链路往往比上行链路具有更高的带宽要求,车-路通信应当能够满足上、下行链路的这种非对称性要求。

为满足车联网车-车通信和车-路通信的不同需求,MAC 协议需要对链路资源实施科学合理的管理,充分利用无线频谱资源,实施信道的最优分配和调度,实现数据的正确收发。简单而言,MAC 协议的操作主要包括两个步骤:首先,通过协调和控制,获取信道的使用权;然后,在获取的信道上完成数据的正确收发。

因此,MAC 协议的一个基本功能是管理与分配信道资源,其具体表现如下。

(1) 当多个用户访问共享信道产生冲突时,需要实施退避,避免用户再次访问信道产生二次冲突。

(2) 当用户分时访问信道时,对信道的时隙进行划分和分配,兼顾效率与公平性。

(3) 当存在多个信道资源时,对各个用户实施合理的调度,以满足实际的通信需要。

MAC 协议的另一个基本功能是管理与控制数据传输,具体表现在以下两方面:

(1) 根据底层链路质量,选择性地引入一定的容错机制,以提高数据传输的可靠性,改善传输效率。

(2) 根据传输数据的时限特征,实施优先级控制策略,以提高传输链路的服务质量。

### 5.1.2 车联网 MAC 协议应对的挑战

MAC 协议的设计与用户数量、信道数量、信道质量、网络拓扑、待传数据特征等因素密切相关,如果这些因素都固定不变,那么 MAC 协议的设计将变得非常简单。然而实际上,车联网固有的动态特性使得上述诸因素充满了不确定性,从而导致车联网 MAC 协议的设计充满了挑战。



### 1) 频谱资源受限

实际中,可用于无线通信的频谱资源是有限的,这使得车辆的数量往往远远大于信道的数量,这为 MAC 协议的设计带来了一定的复杂度。与此同时,由于车辆在网络中的分布是不均匀的,用户数量与信道数量的比值并非一个固定的常数,这为 MAC 协议信道资源的分配带来了一定的难度。

### 2) 车辆高速移动

当车辆在移动中通信时,会发生多普勒效应,从而使信道对信号产生随机调频和频谱扩展,对信号产生时间选择性衰落,使数字信号误码率增加。除此之外,车辆节点的高速移动会导致车联网拓扑结构的频繁变化,节点之间的相邻关系也会随之发生改变,这样在共享信道进行通信时,隐藏终端问题严重,增加了 MAC 协议协同控制的难度。

### 3) 通信环境恶劣

城市环境对无线电波的传输会产生重要影响。首先,道路的两侧存在较多的建筑物,这些建筑物在车辆发送电磁波的时候会反射电磁波,使得发送信号的多个副本可能会在不同的相位抵达接收端,从而产生多径效应;其次,城市环境中,当车辆发生移动时,无线电波同时存在快速衰退和慢速衰退的现象。由于多径效应和衰退现象很难采用定量化的模型进行描述,因此车联网的信道质量亦很难准确刻画,增加了 MAC 协议数据可靠传输的难度。

### 4) 应用需求复杂

车联网在交通事故预警、交通流控制、数据共享及增值业务等方面均有广泛的应用,其中,交通事故预警、交通流控制等应用具有实时性要求,因此相关的数据传输应当具有强实时性。数据共享及增值业务等应用对时间不敏感,因此相关数据的传输无实时性要求。由此可见,车联网多种应用的集成及多种业务的混合,使得各种数据在传输中有着不同的时延要求,增加了 MAC 协议公平性与优先级权衡的难度。

## 5.1.3 车联网 MAC 协议评价指标

要对比不同 MAC 协议的好和坏,就必须有可度量的评价指标。单一评价指标往往反映的是 MAC 协议某个方面的特征属性,因此要完整刻画 MAC 协议的性能,需要一系列的评价指标,典型的、可用于量化评价 MAC 协议好坏的指标包括吞吐量、数据帧成功发送率、传输延迟、信道利用率、协议开销、公平性指数等。

### 1) 吞吐量

吞吐量是描述 MAC 协议数据传输能力的度量指标,指单位时间内在信道上传输的数据帧的大小,度量单位是 b/s(比特/秒),传输的数据帧并不包含用于协同和管理的控制帧,吞吐量越大,表示 MAC 协议数据传输能力越强。假设每个数据帧大小固定,为  $L$  比特, $s$  秒时间内传输的数据帧数量为  $n$  个,那么吞吐量  $T$  可用式(5-1)计算:

$$T = \frac{nL}{s} \quad (5-1)$$

### 2) 数据帧成功发送率

数据帧成功发送率是描述 MAC 协议可靠性的度量指标,指成功接收的数据帧占总发送数据帧的比率,即成功接收数据帧的数量与发送数据帧的数量之比。由于无线信道易受外界环境的干扰,且存在隐藏终端的问题,发送的数据帧并不一定能够被接收节点成功接



收,数据帧成功发送率越大,说明 MAC 协议抵抗恶劣环境的能力越强。数据帧成功发送率与吞吐量没有直接关系,但数据帧成功发送率与吞吐量的乘积可表示接收节点单位时间内在信道上成功接收数据帧的大小,可称为有效吞吐量(Goodput)。

### 3) 传输延迟

传输延迟是描述 MAC 协议数据传输时间特性的度量指标,指发送节点开始发送数据帧到接收节点成功接收数据帧之间的时间长度,传输延迟越小,说明 MAC 协议时间效率越高。由于 MAC 协议的操作包括获取信道和数据传输两个过程,因此传输延迟既包括发送节点竞争信道所需要的时间,也包括数据帧在信道上传输的时间。假设节点竞争信道所需要的时间为  $D_c$ ,信道传输速率为  $R$ ,数据帧成功接收的传输次数为  $k$ ,那么数据帧的传输延迟 Delay 可用式(5-2)计算:

$$\text{Delay} = k \left( D_c + \frac{L}{R} \right) \quad (5-2)$$

吞吐量和传输延迟是密切相关的,传输延迟越小,说明成功传输给定大小的数据帧所需要的时间越短,这意味着,在单位时间内可传输的数据量也就越大,即吞吐量越大。然而反过来,吞吐量越大,传输延迟却未必越小。这是因为,根据传输延迟的定义,传输延迟的测算需要满足接收节点成功接收数据帧这一条件,而吞吐量的测算并未考虑这一条件的约束。考虑到数据帧成功发送率越大,数据帧成功接收的传输次数则越小,从而传输延迟越小,因此有,有效吞吐量越大,传输延迟越小。

### 4) 信道利用率

信道利用率是描述 MAC 协议资源利用率的度量指标,指信道传输数据帧的时间占总时间的比率。总体而言,信道包括空闲和繁忙两种状态,而信道的繁忙状态又存在 3 种情况:传输控制帧、传输数据帧、多个节点同时传输在信道上产生冲突。显然,信道利用率是信道传输数据帧的时间与信道上述 4 种状态的总时间之比,信道利用率是不可能达到 100% 的。一般而言,假设信道传输速率不变,信道利用率越高,即单位时间内发送数据的时间越长,则吞吐量越大;反之亦然。

### 5) 协议开销

协议开销是描述 MAC 协议消耗资源的度量指标,包括消息开销和时间开销。消息开销既可以用单位时间发送控制帧的大小来描述,也可以用发送一个数据帧时,已发送控制帧的大小与数据帧大小的比率来衡量。同理,时间开销可以用单位时间内控制帧所占的时长来描述,也可以用发送一个数据帧时,发送控制帧的时长与发送数据帧的时长之比来度量。在信道资源不变的前提下,如果 MAC 协议自身的开销较大时,可用于数据传输的资源也就会越少,因此在设计 MAC 协议的过程中,协议开销是不能忽略的。

### 6) 公平性指数

公平性指数是描述 MAC 协议对多个用户资源分配均衡性的度量指标,假设共享信道的多个用户最大吞吐量和最小吞吐量分别为  $T_{\max}$  和  $T_{\min}$ ,那么公平性指数  $\theta$  可以用式(5-3)计算:

$$\theta = \frac{T_{\max} - T_{\min}}{T_{\max}} \quad (5-3)$$

显然,公平性指数  $\theta$  介于 0 和 1 之间,理想情况下,每个用户均具有相同的吞吐量,那么



就有  $\theta=0$ , 这时 MAC 协议具有最好的公平性; 极端情况下, 如果某个节点独自占用共享信道, 那么其他节点的吞吐量就为 0, 从而有  $\theta=1$ , 这时 MAC 协议具有最差的公平性。

上面介绍了 MAC 协议典型的评价指标, 需要注意的是, 评价指标往往由应用需求决定, 不同的评价指标相互之间甚至可能是矛盾的。例如, 当多个节点进行通信的场景下, 自始至终仅允许一个节点发送数据, 显然可以达到最大化的吞吐量, 然而这时候, 节点的公平性却是最差的。因此, 在实际应用中, 衡量 MAC 协议的好坏, 应当充分考虑具体的应用条件和需求, 在多个定量化评价指标中进行折中。

### 5.1.4 MAC 协议设计考虑的因素

车联网的通信需求是多方面的, 同时, 车联网 MAC 协议也存在诸多的挑战, 因此在设计 MAC 协议的过程中, 需要充分考虑如下因素。

#### 1) 网络的动态性

车联网中的主体是车辆节点, 车辆的移动性使得无线链路质量和车辆邻居节点的数量不断发生变化。链路质量的好坏将决定数据成功传输率的高低, 因此节点应当尽量选择在链路质量好的时候获取信道进行数据的收发。此外, 邻居节点数量的变化, 会引起信道竞争强度的变化, 当信道竞争激烈的时候, 节点应当主动进行退避, 避免竞争的恶化。MAC 协议应当充分考虑网络的动态特征, 提供自适应的机制, 以优化整体性能。

#### 2) 系统的健壮性

系统的健壮性是指当车联网发生不确定性事件的时候, 网络系统应当能够维持正常的工作。由于车联网所依附的车辆受限于人的控制及道路交通状况, 因此车辆加入或者退出网络的行为是不确定的, 这就要求车辆节点在分配信道、数据传输的时候, 不会因为偶然的事件而降低网络整体性能。

#### 3) 应用多样性

车联网可以支撑与人身安全密切相关的应用, 如紧急避险、交通事故预警等, 也可以支撑增加驾驶舒适性与乐趣的应用, 如道路拥塞提醒、停车位信息服务、多媒体数据下载, 等等。这些不同的应用对数据传输的时限要求均不相同, 因此, MAC 协议需要从服务质量的角度设置相应的策略, 在满足各种应用需求的条件下, 最优化网络的性能指标。

#### 4) 可扩展性

随着网络规模的扩大, 协议的可扩展性成为不可忽视的重要特征。随着城市化的进展, 车辆的数量正不断增加, 这使得车辆的密度也不断上升。对于共享的无线信道而言, 带宽资源是给定的, 而网络中的通信需求会随着车辆密度的增加而增大, 因此, MAC 协议应当需要提供一种机制, 确保网络不会因为车辆密度过大而瘫痪, 尤其要确保网络不会因为车辆密度过大而导致与人身安全相关应用的失效。

#### 5) 实现软硬件成本

车联网 MAC 协议的主要功能是根据应用需求完成数据帧的交换, 在实现这一功能的同时, 同样需要考虑成本代价的因素。一般而言, 增加新的软硬件条件可以更好地满足通信需求, 然而通信需求与软硬件条件之间并非线性关系, 这样 MAC 协议需要在资源条件与性能指标之间进行合理的配置。



### 5.1.5 车联网 MAC 协议分类

车联网 MAC 协议的本质是实现多路访问,即对于一个共享信道,当信道的使用产生竞争时,如何采用有效的协调机制来分配信道的使用权。典型的多路访问技术包括频分多路访问(Frequency Division Multiple Access, FDMA)、载波侦听多路访问(Carrier Sense Multiple Access, CSMA)、时分多路访问(Time Division Multiple Access, TDMA)、空分多路访问(Space Division Multiple Access, SDMA)、码分多路访问(Code Division Multiple Access, CDMA)等。

#### 1) 频分多路访问(FDMA)

频分多路访问的基本条件是传输媒体的有效带宽超出了被传输信号所需要的带宽,此时,可以将多个信号调制到不同的载波频率上,即多个信道上,如果这些载波频率的间距足够大,那么所传输的信号则不会发生冲突。频分多路访问实现的是多信道互不干扰的同时传输,然而当节点数量大于信道数量的时候,对于每个独立的信道而言,仍然需要解决多节点共享单一信道的问题,那么可选择的多路访问方法有载波侦听多路访问、时分多路访问、空分多路访问和码分多路访问等。

#### 2) 载波侦听多路访问(CSMA)

载波侦听多路访问是一种分布式的随机信道访问方法,各个网络节点通过随机竞争的方式获得信道的使用权,主要过程包括以下 3 个环节:载波侦听——发送节点在发送数据帧之前,必须侦听信道是否处于空闲状态;多路访问——具有两种含义,既表示多个节点共享信道,也表示一个节点发送的数据帧可以被多个节点所接收;冲突退避——当多个节点同时访问信道发生冲突,则需要停止发送,等待一定的时长之后再次尝试。CSMA 的实现简单,不需要节点相互之间的协同,典型的代表性协议是 IEEE 802.11、IEEE 802.11e。车联网分配的频谱带宽可被划分为多个信道,基于 CSMA 的车联网 MAC 协议主要有 IEEE 802.11p、APP MAC、Scalable MAC、Cognitive MAC 等。

#### 3) 时分多路访问(TDMA)

时分多路访问是将时间分割成周期性的帧,每个帧再划分为不同的时隙,然后将时隙分配给节点,节点在给定的时隙中访问信道,由于每个时隙只允许一个节点访问信道,因此节点相互之间不会产生干扰。典型的基于 TDMA 的单信道车联网 MAC 协议有 R-ALOHA、ADHOC MAC。车联网具备多个信道条件,基于 TDMA 的多信道车联网 MAC 协议有 STDMA、DCR、VeMAC 等。

#### 4) 空分多路访问(SDMA)

空分多路访问是一种信道增容的方式,其基本思想是,让采用相同信道进行数据传输的节点在空间上保持足够的距离,以避免相互之间的干扰,空分多路访问可以实现频率的重复使用。典型的基于 SDMA 的车联网 MAC 协议有 ASDM、LSDM、RCM 等。

#### 5) 码分多路访问(CDMA)

码分多路访问主要通过扩频技术,为每个节点分配各自特定地址码,由于地址码之间具有相互准正交性,从而各节点对信道的在时间、空间和频率上都可以重叠,而不会发生干扰。对于 CDMA 技术而言,节点之间的干扰更多地取决于地址码之间的正交特性,而不在于节点对信道的访问时机,因此有关 CDMA 技术的深入探讨超出了 MAC 协议的范畴。

## 5.2 基于 CSMA 的车联网 MAC 协议

### 5.2.1 IEEE 802.11 标准

IEEE 802.11 标准是 IEEE 802 委员会于 1997 年发布的第一代无线局域网标准,该标准定义了物理层和 MAC 协议的规范,最初目的是开发一个基于 ISM(工业、科学和医疗)频段的无线局域网。之后,为满足不同工作频段、不同传输速率、服务质量、漫游、安全、Mesh 组网等需求,IEEE 802.11 工作组相继发布了一系列扩展标准,如 IEEE 802.11a/b/g、IEEE 802.11e、IEEE 802.11r、IEEE 802.11i、IEEE 802.11s 等。

1997 年发布的 IEEE 802.11 标准是 IEEE 802.11 系列扩展标准的核心内容,下面将对 IEEE 802.11 标准最基础的拓扑结构、管理服务、信道访问机制进行介绍。

#### 1. 拓扑结构

IEEE 802.11 标准支持 3 种局域网络拓扑结构,如图 5-2 所示。

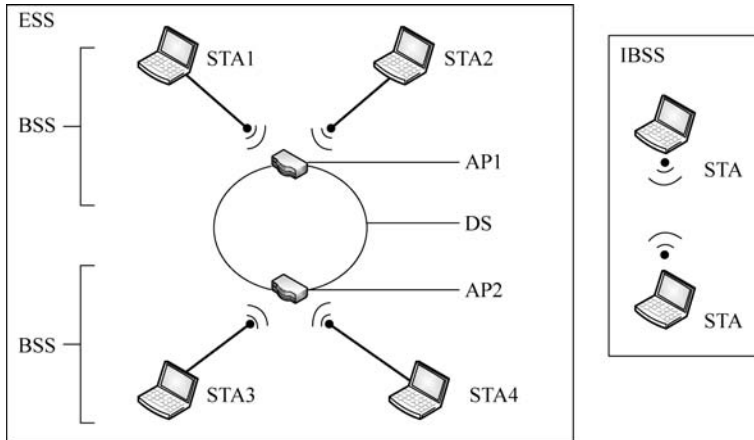


图 5-2 IEEE 802.11 标准支持的拓扑结构

#### 1) 基本服务集(BSS)

IEEE 802.11 标准构成局域网的基本单元是基本服务集(Basic Service Set, BSS),它是由若干执行相同 MAC 协议、共享无线信道的网络节点所组成的集合, BSS 中存在且仅存在一个接入点(Access Point, AP),所有其他节点相互之间的通信,均需要通过接入点进行中转。BSS 结构的无线网络所能覆盖的范围取决于接入点的覆盖范围,网络节点移动到接入点覆盖范围之外,则会断开网络。每一个 BSS 网络,通过 BSSID(Basic Service Set Identification)进行标识, BSSID 是 48 位的二进制数值,一般取为接入点的 MAC 地址。

#### 2) 独立基本服务集(IBSS)

如果没有接入点,网络节点可以采用独立基本服务集(Independent Basic Service Set, IBSS)的方式组成无线局域网,在 IBSS 中,所有的节点都直接通信,无须通过其他节点中转。每一个 IBSS 网络, BSSID 是一个本地管理的 MAC 地址,其中 Universal/Local 标志位为 1,表示本地 MAC 地址; Individual/Group 标志位为 0,表示是个人 MAC 地址,其他 46

位则随机产生。

### 3) 扩展服务集(ESS)

若干相互连接的 BSS 所形成的集合称为扩展服务集(Extended Service Set, ESS),在 ESS 中,不同的 BSS 既可以通过有线的方式进行连接,也可以通过无线的方式进行连接,整个 ESS 通过分发系统(Distribute System, DS)在逻辑上构成一个单独的整体,网络中的节点可以在不同 BSS 之间实现无缝漫游。每一个 ESS 网络,采用 ESSID(Extended Service Set Identification)对 ESS 进行标识,同一个 ESS 中所有接入点均配置相同的 ESSID。

相同区域内允许存在多个无线局域网,因此可以采用 SSID(Service Set Identifier)对不同的无线局域网进行命名,SSID 最多可以有 32 个字符,上面所述的 BSSID 和 ESSID 均可作为 SSID 的取值,只有设置相同 SSID 的节点才能互相通信。无线网卡设置了不同的 SSID 就可以进入不同的网络,出于安全考虑接入点可以不广播 SSID,此时用户需要手工设置 SSID 才能进入相应的网络。

## 2. 管理服务

IEEE 802.11 无线局域网必须以上面所介绍的 IBSS、BSS 和 ESS 等 3 种服务集拓扑结构进行工作,为此,IEEE 802.11 标准定义了 9 种管理服务,分别为关联(Association)、重关联(Reassociation)、中断关联(Disassociation)、帧传送(Delivery)、分发(Distribution)、集成(Integration)、认证(Authentication)、取消认证(Deauthentication)、保密(Privacy)。

同一区域内允许存在多个无线局域网,每个无线局域网的相关信息通过 beacon 帧向外发送,BSS 模式下,beacon 帧由 AP 节点周期性地广播,IBSS 模式下,beacon 帧则由网络中的各节点进行广播。任何节点在使用无线局域网的时候,都必须事先扫描待加入网络的标识和工作信道,然后选择正确的网络标识与工作信道进行关联。关联操作可以使节点与网络之间交换必要的参数信息,从而建立数据帧收发的基础。经过关联之后,节点和网络在各自的缓存区中均会保存相应的参数信息,如果一个节点曾经与多个网络发生过关联,那么节点的缓存区中将保存多个网络的参数信息,此时,节点若需要加入某个已关联过的网络,则可以使用重关联服务,从缓存区中获取网络信息而不是通过扫描来获取网络信息。由于扫描网络是一个非常耗时的操作,因此重关联服务可以利用较小的代价使节点更加快速地加入网络。当节点决定离开某个网络时,则可通过中断关联操作,断开节点与网络的逻辑关联,同时删除缓存区中与该网络有关的参数信息。

节点与某个网络关联之后,就可以与该网络中的节点交换数据帧。由于网络存在 IBSS、BSS 和 ESS 等 3 种结构,因此存在帧传送、分发、集成 3 种数据帧交换方式。帧传送服务主要实现两个节点直接利用无线信道进行通信,例如 IBSS 模式下两节点之间的通信、BSS 模式下节点与 AP 之间的通信。分发服务则主要实现 BSS 模式或 ESS 模式下两节点利用无线信道进行间接的通信。例如图 5-2 中,对于同一个 BSS 中的两个节点,如果 STA1 需要向 STA2 发送数据帧,逻辑上需要经过 AP1 转发,也就是说分发服务首先将数据帧从 STA1 发到 AP1,然后再将数据帧从 AP1 发到 STA2;对于不同 BSS 中的两个节点,如果 STA1 需要向 STA4 发送数据帧,分发服务首先将数据帧从 STA1 发到 AP1,数据帧再通过 DS 系统由 AP1 传送到目标 BSS 的 AP2,分发服务再将数据帧由 AP2 发送给目标节点 STA4。DS 系统如何实现将数据帧从一个 AP 发送到另一个 AP,超出了 IEEE 802.11 的范畴。在 BSS 或 ESS 结构中,如果 AP 与 IEEE 802.X 有线局域网相连,那么可以通过集成服

务,实现无线局域网节点与有线局域网节点的数据帧交换。

无线局域网的信道是开放的,这使得无线局域网比有线局域网存在更大的安全隐患。为增加网络的安全性,IEEE 802.11 标准定义了认证、取消认证和保密等 3 个服务。认证服务可以确保通信节点相互之间的合法性,取消认证服务可以结束现存的认证,保密服务可以对数据进行加密以避免数据内容被非法的人员获取。

### 3. 信道访问机制

IEEE 802.11 标准定义了两种 MAC 机制:分布式协调功能(Distributed Coordination Function,DCF)、点协调功能(Point Coordination Function,PCF)。其中,DCF 是 PCF 的基础,是所有节点默认的支持方式。

#### 1) 分布式协调功能

IEEE 802.11 DCF 使用的信道访问机制被称为基于冲突避免的载波侦听多路访问(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance,CSMA/CA),即可以分为载波侦听和冲突避免两个部分。

载波侦听包含物理层载波侦听和虚拟载波侦听。每个节点在发送的 MAC 帧中附带网络分配向量(Network Allocation Vector,NAV),NAV 指明了节点将要占用信道的的时间,任何节点从 MAC 帧中成功解析出 NAV 就能判断信道将被占用的时间,因此只要 NAV 不等于 0,即使不侦听信道也能判断出信道忙,这种判断信道忙碌或空闲状态的方法被称为虚拟载波侦听。由于经无线信道发送的 MAC 帧可能因干扰或冲突不能成功被接收,从而导致 NAV 不能及时更新,那么这将意味着即使 NAV 等于 0,信道也未必真正空闲,这就必须通过物理层侦听信道才能准确判断信道是否空闲。

为避免不同优先级 MAC 帧发生冲突,DCF 引入了帧间间隔(InterFrame Space,IFS)的概念。IFS 是连续发送两个 MAC 帧之间必须等待的间隔时间,以便留给相关节点足够的处理时间并控制信道访问的优先级。IEEE 802.11 定义了 SIFS、PIFS 和 DIFS 这 3 种帧间间隔,用于区分无线信道接入的优先级。

- SIFS 是帧间间隔中最短的,具有最高的优先级,被用在确认帧 ACK、请求发送帧 RTS 及允许发送帧 CTS 之前。
- DIFS 是最长的帧间间隔,是发送数据帧之前需要等待的帧间间隔。
- PIFS 的长度介于 SIFS 和 DIFS 之间,是 PCF 模式中节点使用的帧间间隔。

为避免节点同时发送 MAC 帧引发冲突,DCF 提供了二进制指数退避算法,也就是说,只要节点存在潜在的冲突,那么各节点将随机等待一个退避时长,然后再次尝试发送 MAC 帧。由于无线网络存在隐藏终端问题,因此除了信道忙的时候执行二进制指数退避算法之外,未成功接收 MAC 帧的 ACK 时,也需要执行二进制指数退避算法。

退避计时器 BackoffTime 的计算公式如下:

$$\text{BackoffTime} = \text{Random}() \times \text{aSlotTime} \quad (5-4)$$

其中 aSlotTime 是时隙的大小,Random=[0,CW],即在 0 至 CW 之间随机取一个整数值,而 CW 介于[CWmin,CWmax]之间。BackoffTime 当且仅当信道空闲才递减。

初始时 CW=CWmin,如果 BackoffTime 递减到 0 时仍存在潜在的冲突,那么 CW 的值翻一倍,并根据式(5-4)重新计算 BackoffTime,以此类推,若 CW=CWmax 后,那么 CW 将一直保持 CWmax,只有等到重传次数到达极限后,则放弃发送并复位 CW 为 CWmin。另

外,若报文发送成功,则 CW 初始为  $CW_{min}$ 。

综合上述内容,可以绘制出如图 5-3 所示的 IEEE 802.11 DCF 流程图。任何节点如果有 MAC 帧要发,首先进行虚拟载波侦听,直到 NAV 等于 0,然后进行物理层载波侦听,如果信道空闲,在等待一个帧间间隔后信道仍空闲那么执行帧发送,如果成功接收到 ACK,说明 MAC 帧成功发送。物理层载波侦听信道不空闲或者发送 MAC 帧却未成功接收 ACK,那么说明信道中存在冲突,进入二进制指数退避过程,更新退避计时器 BackoffTime 的数值。DCF 中的退避计时器与 IEEE 802.3 的退避计时器不相同,DCF 的退避计时器仅当信道空闲时才被激活,信道忙的时候退避计时器保持当前状态,也就是说,BackoffTime 当且仅当信道空闲才递减,信道忙的时候 BackoffTime 数值保持不变。

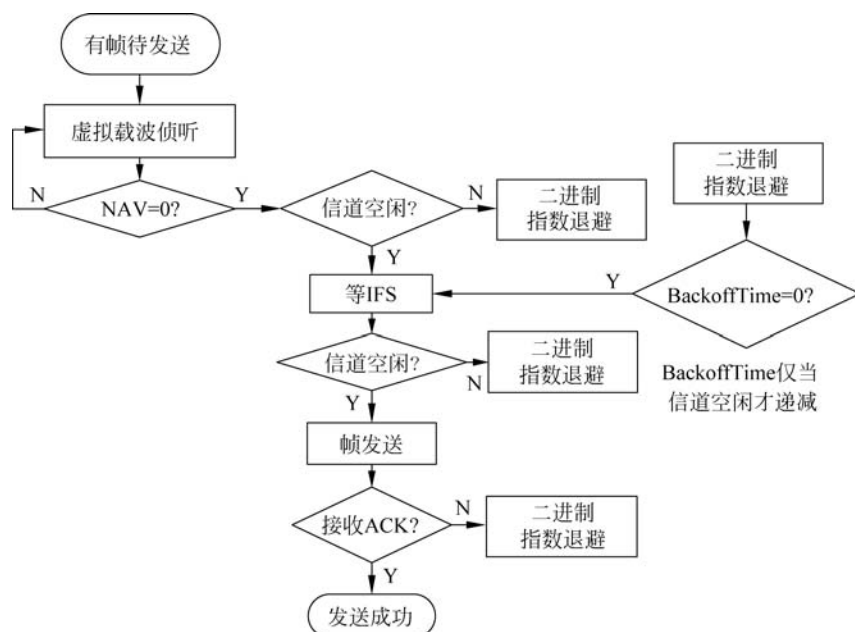


图 5-3 IEEE 802.11DCF 流程图

## 2) 点协调功能

IEEE 802.11 PCF 是在 DCF 之上实现的集中式接入方式,需要 AP 来控制信道访问,并以固定的时隙和顺序轮询网络节点。AP 通过 DCF 的方式竞争信道,一旦获得信道的使用权,则通告一个超帧的时长,超帧结构如图 5-4 所示。超帧分为非竞争周期(Contention-Free Period)和竞争周期(Contention Period)。在非竞争周期中,AP 采用轮询无冲突的方式与主机收发 MAC 帧;在竞争周期中,AP 和主机均采用与 DCF 相同的方式收发 MAC 帧。

AP 维护一个轮询队列,轮询队列中的主机在无竞争期会受到轮询。主机具有被轮询与否的选择权,它可以在关联服务(Association)中表明是否希望被轮询,而可以在重关联服务(Reassociation)中改变自身的可轮询性。

AP 一旦通过 DCF 方式获得信道的控制权,那么将遵循 PCF 帧间隔(PIFS)访问信道,开始无竞争周期。在无竞争周期中,AP 以圆桌的方式向轮询队列中的所有主机发布轮询。

首先,AP 向请求无竞争业务的站点发送轮询帧 CF-Poll,被轮询的站点如果有数据发

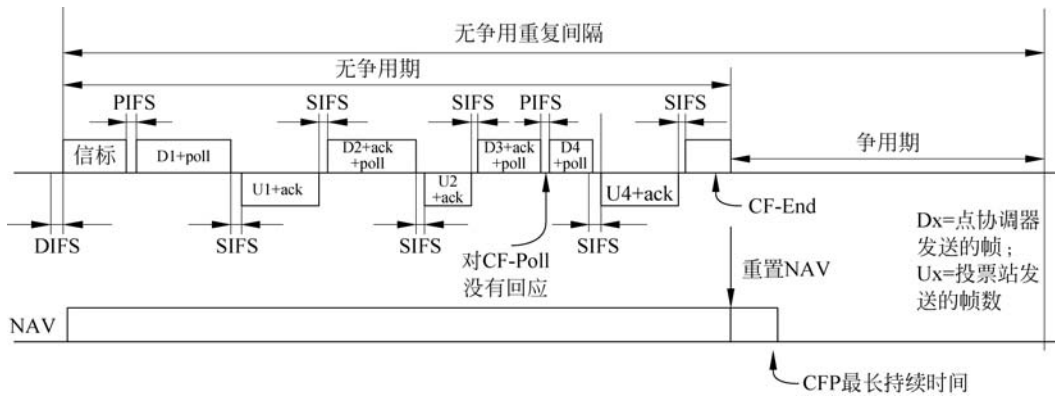


图 5-4 IEEE 802.11 PCF 超帧结构示意图

送,等待 SIFS 后,即可发送数据,作为对 CF-Poll 的响应,AP 成功接收到数据则需回复 ACK。如果在预期的响应时间内没收到响应,AP 在等待 PIFS 间隔后再发布一个轮询。在 AP 的轮询过程中,为提高信道利用率,可以采用捎带的方式在数据帧上传送 ACK 和 CF-Poll,即 Data+CF-Poll、Data+CF-ACK 等。

AP 在超帧中采用 PIFS 可以锁住所有其他 DCF 方式的通信,为避免 PCF 完全占用 DCF 的通信机会,超帧中预留了竞争周期的时长,即 AP 轮询队列中的所有节点都轮询完以后,剩余时间采用 DCF 方式进行竞争。因此,在每一个无竞争周期开始,都会发送一个包含非竞争周期 CF 参数设置的信标帧。主机接收到信标后,利用 CF 参数设置中的 CFMaxDuration 值更新它们的 NAV。这个值向所有主机通知无竞争周期的长度,直到无竞争周期结束才允许主机以竞争方式获得信道的控制权。当然,AP 也可以用一个显示的 CF\_end 控制帧指示非竞争周期的结束。

总体而言,由于 PCF 处理每个网络节点的时间和顺序都是固定的,导致其可伸缩性较差,目前应用的 IEEE 802.11 无线网络中,基本都只使用 DCF 机制。

#### 4. IEEE 802.11 MAC 帧

IEEE 802.11 标准定义了 在无线链路上发送的 MAC 帧格式,如图 5-5 所示,MAC 帧分为帧头、帧实体和校验序列(FCS)3 个部分。其中帧头为 30 个字节,包含帧控制域、生存周期 ID 域、4 个地址域和用于数据分片管理的序列控制域;帧实体为 0~2312 字节;校验序列 4 字节,包含 32 位循环冗余码。因此,IEEE 802.11 MAC 帧的最小长度为 34 字节,最大长度为 2346 字节。

MAC 帧头										
2	2	6	6	6	2	6	0-2312	4B		
帧控制	生存周期ID	地址1	地址2	地址3	序列控制	地址4	帧实体	FCS		
2	2	4	1	1	1	1	1	1	1 bit	
Protocol Version	Type	Sub type	To DS	From DS	More flag	Retry	Power Manage	More Data	Wep	Order

图 5-5 IEEE 802.11 标准的 MAC 帧格式

帧控制域的 2 字节又可以继续划分为更为细致的 11 个标识域,用于指示帧的各种属性,包括帧类型、是否分片等,各标识域的功能用途说明如下。

- 协议版本(Protocol Version): 长度为 2 比特,指明版本类型,现在所有帧里面这个字段都是 0x00。
- 类型(Type): 长度为 2 比特,指明帧的类型,是管理帧、数据帧还是控制帧。
- 子类型(Sub type): 长度为 4 比特,指明帧的子类型,因为管理帧、控制帧和数据帧在不同的情况下,还可以再分为不同的子类型,例如,控制帧可分为 RTS 帧、CTS 帧、ACK 帧等。子类型域和类型域共同决定帧的具体类型和使用方式。
- 发至 DS(To DS): 长度为 1 比特,在一个发往分发系统的帧中,此标识位为 1,否则为 0。
- 来自 DS(From DS): 长度为 1 比特,在一个离开分发系统的帧中,此标识位为 1,否则为 0。
- 分片标识(More flag): 长度为 1 比特,若帧被分片了,那么这个标识位为 1,否则为 0。
- 重试(Retry): 长度为 1 比特,如果当前帧是前一个帧的重发,则置为 1,否则为 0。
- 功率管理(Power Manage): 长度为 1 比特,如果发送节点处于省电模式时,该标识为 1,否则为 0。
- 其他数据(More Data): 长度为 1 比特,用于有 AP 条件下的帧发送。如果该帧是从主机发往 AP 的,标识位为 1 则说明该主机还有缓存数据要发送;如果网络主机处于省电模式下,当 AP 缓存了要发往该主机的数据包时,该标识位设置为 1,否则为 0。
- WEP: 长度为 1 比特,如果可选的 WEP 安全协议被实施,则该标识位置为 1,否则为 0。WEP 是早期安全协议,如果使用新的 WPA 安全协议,该标识位也置为 1。
- 顺序(Order): 长度为 1 比特,在所有的使用严格服务顺序发送的数据帧中置为 1,这告诉接收节点,这些帧必须按顺序处理。

#### 1) 帧地址域

从上面的帧格式结构中,不难发现 IEEE 802.11 帧包含 4 个地址域,这 4 个地址域需要与“发至 DS(To DS)”“来自 DS(From DS)”两个标识域结合在一起使用,具体如表 5-1 所示。

表 5-1 帧地址域使用说明

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
0	0	DA	SA	BSSID	N/A
0	1	DA	BSSID	SA	N/A
1	0	BSSID	SA	DA	N/A
1	1	RA	TA	DA	SA

(1) 若 MAC 帧 To DS 为 0,From DS 为 0,表明该 MAC 帧在两个网络节点间传输。Address 1 是目的节点的 MAC 地址,Address 2 是发送节点的 MAC 地址,Address 3 是 BSSID,Address 4 不使用。

(2) 若 MAC 帧 To DS 为 0,From DS 为 1,表明该 MAC 帧是由 AP 转发的来自 DS 的帧。Address 1 是目的节点的 MAC 地址,Address 2 是发送节点 AP 的地址,也即 BSSID,



Address 3 是帧来源节点的 MAC 地址,Address 4 不使用。

(3) 若 MAC 帧 To DS 为 1,From DS 为 0,表明该 MAC 帧由主机节点通过 AP 节点发给其他节点。Address 1 是 AP 的 MAC 地址,即 BSSID,Address 2 是发送节点的 MAC 地址,Address 3 是目的节点的 MAC 地址,Address 4 不使用。

(4) 若 MAC 帧 To DS 为 1,From DS 为 1,表明该 MAC 帧从一个 AP 发送到另一个 AP,也就是说分发系统是建立在无线链路上的无线分发系统(Wireless Distribution System,WDS)。此时,Address 1 是接收 AP 的 MAC 地址,Address 2 是发送 AP 的 MAC 地址,Address 3 是帧目的节点的 MAC 地址,Address 4 是帧源节点的 MAC 地址。

上面是 IEEE 802.11 的 MAC 帧结构,在实际应用中,MAC 帧根据使用方式的不同可分为管理帧、数据帧和控制帧 3 类。帧类型由帧控制域中的类型(Type)标识域和子类型(Subtype)标识域共同指定,当类型标识域位为 00 时,该帧为管理帧;为 01 时,该帧为控制帧;为 10 时,该帧为数据帧。子类型标识域进一步指定帧的子类型,如管理帧又可细分为关联帧、认证帧等。

### 2) 管理帧

管理帧主要用于管理站点主机与 AP 之间的通信,包括关联、认证等,具体方式如下。

(1) 关联请求(Association Request): 由站点主机发送给 AP,请求与此 BSS 连接。此帧包含功能信息,诸如是否使用加密,以及此站点是否可轮询。

(2) 关联响应(Association Response): 由 AP 返回站点主机,指出它是否接受该连接请求。

(3) 重关联请求(Reassociation Request): 当一个站点由一个 BSS 移至另一个 BSS,并需要与新 BSS 中的 AP 连接时,由该站点所发出。站点使用重关联,而不是简单的关联,这样就可使新的 AP 与旧的 AP 协调数据帧的转发。

(4) 重关联响应(Reassociation Response): 由 AP 返回站点主机,指出它是否接受此重关联请求。

(5) 侦测请求(Probe Request): 由一个站点使用,以获得另一个站点或 AP 的信息。此帧被用来为一个 IEEE 802.11 BSS 定位。

(6) 侦测响应(Probe Response): 响应一个侦测请求。

(7) 信标(Beacon): 被周期的发送,以允许移动站点定位和辨认 BSS。

(8) 流量指示(Announcement Traffic Indication Message): 由一个移动站点发出,通知其他可能已处于低功率模式的移动站点,此站点有帧缓存并等待被发送到帧的目的站点。

(9) 中断关联(Dissociation): 站点用来中断与 AP 的关联。

(10) 认证(Authentication): 多个认证帧被用于站点相互之间的信息交换,以达到站点的相互认证。

(11) 取消认证(Deauthentication): 由一个站点发送到另一个站点或 AP,指出它正在终止安全的通信。

### 3) 控制帧

控制帧有助于数据帧的可靠传送,即用于竞争期间的握手通信和正向确认,以及结束非竞争期等,主要有以下 6 个子类型。

(1) 请求发送帧(Request To Send,RTS): 站点通过发送 RTS 帧通知可能的目的站点

和接收范围内的所有其他站点,它要向目的站点发送数据帧。

(2) 允许发送帧(Clear To Send,CTS): 由目的站点发至源站点,表示同意接收数据帧。

(3) 节能轮询(Power Save-Poll,PS-Poll): 由任意站点发给 AP 站点,目的是当站点处于节能模式时,请求 AP 发送为该站点缓存的帧。

(4) 确认帧(Acknowledgement,ACK): 由目的站点向源站点提供确认,确认刚才的数据帧、管理帧或 PS-Poll 帧被正确接收。

(5) 自由竞争结束(Contention-Free-end,CF): 宣告非竞争周期的结束,这是 PCF 功能的一部分。

(6) CF 结束+CF 确认(CF-end+CF-ack): 确认 CF 结束,此帧结束非竞争周期,并将站点从此周期相关的限制中释放出来。

#### 4) 数据帧

数据帧用于在竞争周期和非竞争周期传输数据,数据帧有 8 个子类型,分为两组。前 4 个子类型定义了携带上层数据由源站点发往目的站点的帧,这 4 个携带数据的帧如下。

(1) 数据(Data): 这是最简单的数据帧,可用于竞争周期和非竞争周期。

(2) 数据+CF 确认(Data+CF-ack): 只能在非竞争周期发送,除了携带数据外,此帧确认先前收到的帧。

(3) 数据+CF 轮询(Data+CF-poll): 在 PCF 模式下使用,将数据传至移动站点,也可请求移动站点发送可能已缓存的数据帧。

(4) 数据+CF 确认+CF 轮询(data+CF-ack+CF-poll): 将数据+CF 确认和数据+CF 轮询的功能合并到一个单独的帧中。

数据帧的剩余 4 个子类型实际上不携带任何用户数据。空功能数据帧不携带数据、轮询或确认,它只用于在传给 AP 的帧控制域中携带功率管理位,指出站点转到一个低功率的操作状态。剩下 3 个帧(CF 确认、CF 轮询、CF 确认+CF 轮询)的功能与前面列出的对应数据帧子类型(数据+CF 确认、数据+CF 轮询、数据+CF 确认+CF 轮询)的功能相同,但是没有数据。

#### 5) MAC 帧使用示例

下面分别通过 BSS 模式、ESS 模式和 WDS ESS 模式具体的示例,来说明 IEEE 802.11 MAC 帧的使用方式和过程。在图 5-6 所示的 BSS 模式下,STA-1 和 STA-2 首先需要通过关联帧与 AP 建立连接,之后如果 STA-1 站点需要发送数据到 STA-2,那么帧交换过程分为两个步骤:

站点 STA-1 将数据帧发送给 AP,AP 确认正确接收。

AP 将数据帧发送给 STA-2,STA-2 确认正确接收。

当站点 STA-1 发送数据帧给 AP 时,地址域如表 5-2 所示。

表 5-2 地址域 1

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
1	0	AP	STA-1	STA-2	N/A

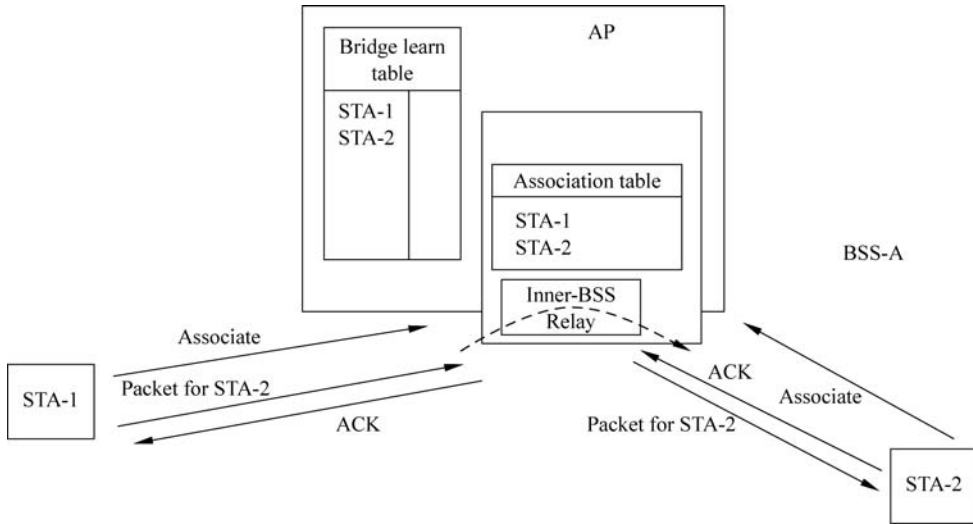


图 5-6 BSS 模式下的帧交换

当 AP 发送数据帧给 STA-2 时,地址域如表 5-3 所示。

表 5-3 地址域 2

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
0	1	STA-2	AP	STA-1	N/A

在图 5-7 所示的 ESS 模式下,假设 STA-1 事先已关联到 AP-A,STA-2 事先已关联 AP-B,并且 AP-A 和 AP-B 通过有线网络相连,此时如果 STA-1 站点需要发送数据到 STA-2,那么帧交换过程分为 3 个步骤:

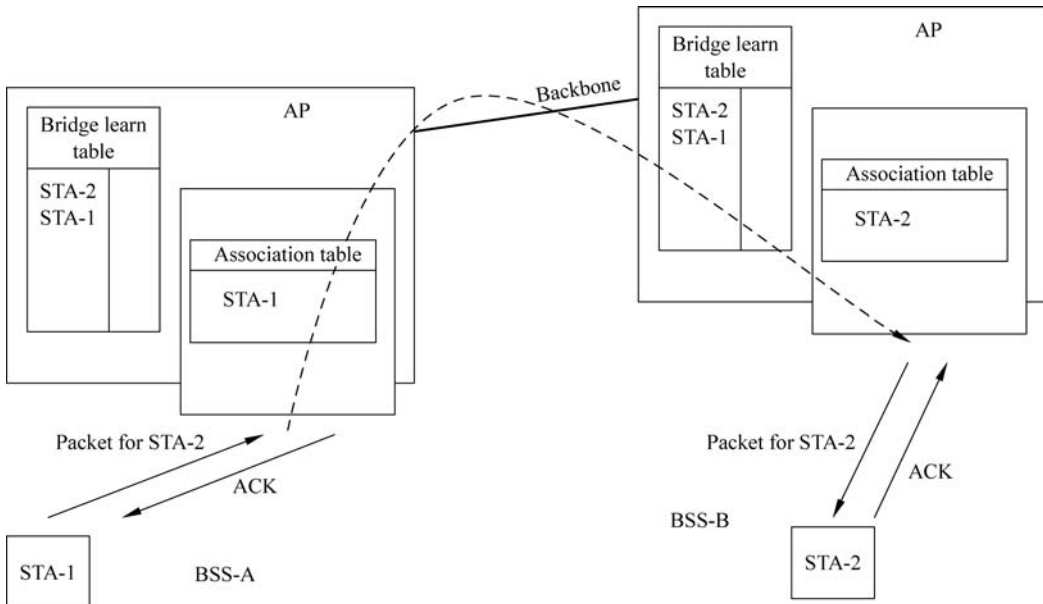


图 5-7 ESS 模式下的帧交换

站点 STA-1 将数据帧发送给 AP-A, AP-A 确认正确接收;  
 AP-A 通过有线网络将数据发送给 AP-B;  
 AP-B 将数据帧发送给 STA-2, STA-2 确认正确接收。  
 当站点 STA-1 发送数据帧给 AP-A 时,地址域如表 5-4 所示。

表 5-4 地址域 3

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
1	0	AP-A	STA-1	STA-2	N/A

当 AP-B 发送数据帧给 STA-2 时,地址域如表 5-5 所示。

表 5-5 地址域 4

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
0	1	STA-2	AP-B	STA-1	N/A

在图 5-8 所示的 WDS ESS 模式下,假设 STA-1 和 STA-2 首先通过关联帧已分别与 AP-A 和 AP-B 建立连接,并且 AP-A 和 AP-B 通过无线网络相连,此时如果 STA-1 站点需要发送数据到 STA-2,那么帧交换过程分为 3 个步骤:

站点 STA-1 将数据帧发送给 AP-A, AP-A 确认正确接收。  
 AP-A 通过无线网络将数据发送给 AP-B 站点。  
 AP-B 将数据帧发送给 STA-2, STA-2 确认正确接收。

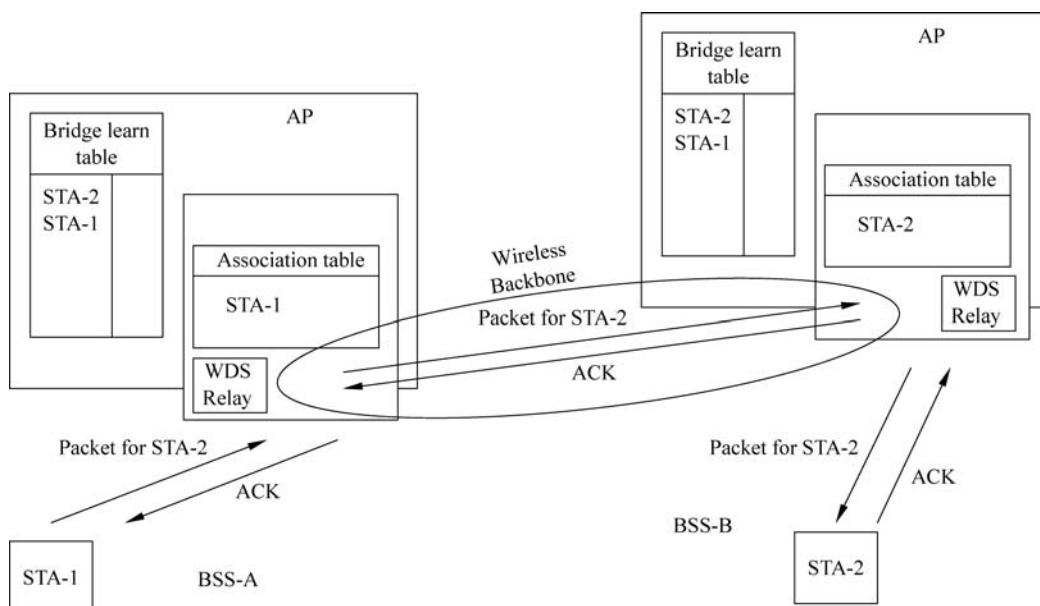


图 5-8 WDS ESS 模式下的帧交换

当站点 STA-1 发送数据帧给 AP-A 时,地址域如表 5-6 所示。



表 5-6 地址域 5

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
1	0	AP-A	STA-1	STA-2	N/A

当 AP-A 通过无线将数据帧发送给 AP-B 时,地址域如表 5-7 所示。

表 5-7 地址域 6

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
1	1	AP-B	AP-A	STA-2	STA-1

当 AP-B 继续发送数据帧给 STA-2 时,地址域如表 5-8 所示。

表 5-8 地址域 7

To DS	From DS	Address 1	Address 2	Address 3	Address 4
0	1	STA-2	AP-B	STA-1	N/A

## 5.2.2 IEEE 802.11 车载环境适应性分析

IEEE 802.11 是无线局域网标准,最初的目的是代替传统的有线局域网,以避免建筑中线缆的预埋或后期线路的安装与维护,来降低网络部署的复杂性,提高网络应用的灵活度。局域网用户一般比较集中,且在通信的过程中一般不会发生移动,因此符合 IEEE 802.11 标准的无线局域网设备通信距离在百米左右,所能支持的移动速度也不高。对于这一新的无线网络应用领域,下面从网络拓扑结构和信道接入机制两个方面来分析 IEEE 802.11 标准应用于车联网的适应性。

### 1. 拓扑结构分析

BSS 是 IEEE 802.11 无线局域网的主要拓扑形式,其中的 AP 是网络的关键基础设施,节点要加入无线局域网,首先需要扫描周围存在的 BSS,然后通过 IEEE 802.11 标准所定义的服务与 BSS 的 AP 进行关联,再以此为基础,实施 MAC 帧安全可靠的传输。

在 V2V 方式的车联网中,若干车辆节点构成 BSS 时,需要选择一个节点工作在 AP 模式下,并且其他节点均与该 AP 节点进行关联。然而,道路中移动的车辆目的地均不相同,尤其是相对行驶的车辆,彼此间通信的时间非常短,很难形成稳定的 BSS 结构,因此 IEEE 802.11 标准所定义的 BSS 结构不适用 V2V 方式的车联网。

在 V2R 方式的车联网中,如果选择路边基础设施充当 AP,形成 BSS 结构的无线局域网。由于节点通信半径大约为百米,而车辆的移动速度约为 60km/h(约 17m/s),车辆节点在行驶过程中与路边基础设施可持续通信的时间仅为十余秒,因此会频繁发生网络切换的现象。由此可见,尽管 IEEE 802.11 标准所定义的 BSS 结构在 V2R 方式中可以使用,但通信效率非常低下。

### 2. 信道接入机制分析

IEEE 802.11 定义了 DCF 和 PCF 两种信道接入机制,在 DCF 中,各节点根据周围信道



的忙闲状态独立地竞争信道资源,实现 MAC 帧的发送;在 PCF 中,AP 通过 DCF 获取到信道的使用权之后,在超帧持续的时间范围里,以无竞争的方式轮询 BSS 中各网络节点。由于车联网节点移动性强,以 V2V 方式形成的车联网中,很难找到合适的节点充当 AP,因此无法采用 PCF 的信道接入机制;以 V2R 方式形成的车联网中,路边基础设施可充当 AP 节点,然而移动的车辆节点在 AP 覆盖范围内所停留的时间非常短,如果采用 PCF,当 AP 轮询车辆节点时,车辆节点可能会移出 AP 覆盖范围,从而导致时间片轮空,造成通信机会的浪费。显然,DCF 比 PCF 更能适应车联网的应用条件和环境。

### 5.2.3 IEEE 802.11p 标准

根据上面的分析可知,IEEE 802.11 标准在车联网环境中存在较大的局限性,因此 IEEE 802 工作组以美国智能交通系统所应用的专用短距离通信系统(DSRC)为基础,对 IEEE 802.11 标准进行了修订和扩充,增强了物理层和 MAC 层的功能,形成了用于车联网的 IEEE 802.11p 标准。下面主要从拓扑管理方式和信道访问机制两个方面介绍 IEEE 802.11p 与 IEEE 802.11 的不同之处。

#### 1. 拓扑管理方式

IEEE 802.11 基于 BSS 拓扑结构的工作方式中,节点间的通信需要多次握手,不适合 V2V 方式的车联网。为此,IEEE 802.11p 提出了 WAVE 工作模式,所谓的 WAVE 是 Wireless Access in Vehicular Environments 的简称。在 WAVE 模式下,所有节点工作在相同信道,并且收发 MAC 帧均采用众所周知的统一的 BSSID,这意味着,任何两个节点只要存在彼此的通信范围内,就可以直接通信,而不再需要构建 BSS 的开销。WAVE 模式非常适合 V2V 的突发数据通信,当高速行驶的车辆发生故障,可以利用 WAVE 模式将该信息发送给周围其他车辆节点,避免追尾等交通事故。

对于 V2R 方式的车联网,IEEE 802.11 建立 BSS 的过程将占用大量的通信时间,因此 IEEE 802.11p 提出 WBSS(WAVE BSS)的工作方式,来降低拓扑维护的时间开销。WBSS 与 BSS 很相似,都是若干车辆节点的集合,并且这些节点通信时均采用相同的 BSSID,不同的是,创建 WBSS 的节点根据需要发送一个 beacon 消息来宣告 WBSS,这里的 beacon 消息并不需要周期性广播。WBSS 的宣告内容除了 IEEE 802.11 所规定的基本信息,还包含了节点需要加入 WBSS 的相关配置信息,接收节点根据自身需求来自由选择是否加入该 WBSS,若同意加入该 WBSS,则根据已接收到的 WBSS 宣告信息修改自身配置。由此可见,任何节点加入 WBSS 只要接收一次 WBSS 宣告,而无须执行关联、认证等多次交互,这可大大简化车联网拓扑管理的过程,提高节点通信的效率。如果车辆之间有群组通信和隐私安全方面的需求,可以通过上层协议来实现,具体的实现细节超出了 MAC 协议的范畴。

综上,为满足车联网环境对无线通信的需求,IEEE 802.11p 引入了 WAVE 和 WBSS 两种工作模式。在 WAVE 模式中,节点无须加入 BSS,可以随时通过众所周知的统一的 BSSID 与其他节点进行通信,这大大降低了节点相互之间建立连接的开销,尤其适合发送与人身安全相关的紧急数据。WBSS 模式同样大大减少了节点建立连接的时间,任何节点仅仅只需要通过接收一个 WBSS 宣告消息,就可以根据其所携带的信息修改自身配置加入 WBSS。工作在 WBSS 模式的节点仍然可以以 WAVE 模式发送和接收 MAC 帧,这极大程度提升了车联网的灵活性。

## 2. 信道访问机制

1999年,美国联邦通信委员会(FCC)将5.9GHz具有75MHz宽度的DSRC频段划分给智能交通系统,用于实现V2V和V2R的无线通信。DSRC所占用的频段是授权免费使用的频段,与900MHz、2.4GHz、5GHz这些非授权免费使用频段的不同之处在于:非授权免费使用频段只要满足互不干扰的条件,无须缴费就可以通过任意方式进行使用,而DSRC授权免费使用频段虽然也无须缴费,但其使用时必须严格遵循相关的规则,也就是说DSRC的信道划分及无线电的操作必须严格按照标准进行执行。

DSRC标准将75MHz划分为Ch172、Ch174、Ch176、Ch178、Ch180、Ch182、Ch184等7个信道,如图5-9所示,每个信道占用10MHz的宽度,其中的Ch178信道作为控制信道(Control Channel,CCH),主要用于广播紧急消息或者控制信令;Ch172信道主要用于避免碰撞、V2V通信等;Ch184信道主要用于长距离、大功率的通信;剩下的4个信道都是服务信道(Service Channel,SCH),可根据需要承载人身安全相关或非人身安全的的应用服务。

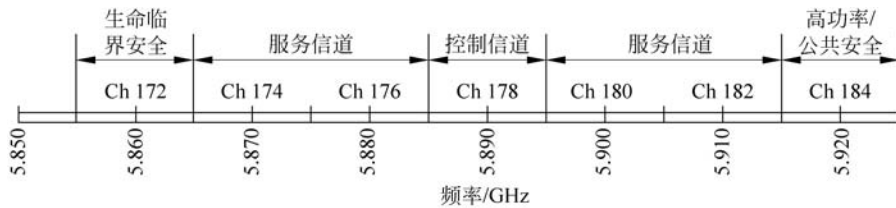


图 5-9 DSRC 信道划分标准

由于DSRC具有7个可用信道,因此IEEE 802.11p可以在多个信道上互不干扰地发送和接收MAC帧。但同一信道不同节点之间的通信仍然以IEEE 802.11的DCF机制为基础,增加了IEEE 802.11e所定义的增强分布式协调访问机制(Enhanced Distribution Coordinate Access,EDCA)。

EDCA为不同业务类型访问信道设置了4种不同的优先级队列(AC0~AC3),每个队列都赋予不同的仲裁帧间间隔(Arbitration Inter Frame Space,AIFS)、竞争窗口初始值CW<sub>min</sub>、竞争窗口最大值CW<sub>max</sub>,这些参数取值的不同反映了各队列访问信道优先级的不同。各队列的AIFS可以由式(5-5)进行计算:

$$AIFS(i) = SIFS + A(i) \times aSlotTime; \quad i = 0, 1, 2, 3 \quad (5-5)$$

式中,A(i)是队列AC<sub>i</sub>所包含的时隙个数;aSlotTime是一个时隙的长度。

假设各队列的优先级由高到低分别为AC3、AC2、AC1、AC0,那么根据IEEE 802.11e标准的定义,A(i)、CW<sub>min</sub>(i)、CW<sub>max</sub>(i)等参数的取值如表5-9所示。显然,拥有较小的AIFS(i)及竞争窗口的队列将优先获得无线信道的访问权。

表 5-9 IEEE 802.11e 标准所定义的 A(i)、CW<sub>min</sub>(i)、CW<sub>max</sub>(i) 等参数值

AC	A(i)	CW <sub>min</sub> (i)	CW <sub>max</sub> (i)
AC3	2	(aCW <sub>min</sub> +1)/4-1	(aCW <sub>min</sub> +1)/2-1
AC2	3	(aCW <sub>min</sub> +1)/2-1	aCW <sub>min</sub>
AC1	6	aCW <sub>min</sub>	aCW <sub>max</sub>
AC0	9	aCW <sub>min</sub>	aCW <sub>max</sub>



EDCA 发送队列中的每个帧都采用 DCF 机制独立竞争信道,在竞争过程中,它们使用各自的  $AIFS(i)$ 、 $CW_{min}(i)$ 、 $CW_{max}(i)$ ,当同一节点内部的多个发送队列之间因竞争信道发生冲突时,由一个虚拟调度器(Virtual Collision Handler)选择优先级较高的队列进行发送,而其他低优先级队列的竞争窗口加倍,重传次数加 1。当不同节点同时发送数据帧时将发生碰撞,发生碰撞的各个发送队列都要经历重传过程,与队列优先级高低无关。

在 EDCA 中,各节点发送队列获得访问信道的时间单元为 TXOP (Transmission Opportunity),TXOP 表示在某一段时间内拥有发送数据的权利,通过起始时间和占用的时间来表示。节点发送队列在竞争信道并成功发送一帧后,如果仍有 MAC 帧要发送,可以在 TXOP 限制时间内一直使用,当达到 TXOP 时间限制值或者没有帧要发送时 TXOP 结束。如果要发送的帧太大不能在一个 TXOP 时间限制内发送,那么就需要把帧分多次进行发送。

### 5.2.4 基于 IEEE 802.11p 的改进型 MAC 协议

IEEE 802.11p 是以 IEEE 802.11 为基础,充分考虑车联网通信条件与应用需求而提出来的协议标准,总体而言,IEEE 802.11p 能够较好地支持 V2V 与 V2R 通信方式,然而在实际应用中,IEEE 802.11p 协议性能往往受车辆密度波动和节点移动等因素的影响,因此需要结合车联网的具体特点,进一步优化 MAC 协议的吞吐量。

IEEE 802.11p 的本质是多信道、基于 CSMA/CA 分布式协调机制,而当前基于 CSMA/CA 的 MAC 协议优化主要集中于对退避算法的改进和对退避时延的调整,下面介绍的 APP MAC、Scalable MAC、Cognitive MAC 则根据车联网不同的应用需求和网络条件,分别改进了 IEEE 802.11p 的退避算法、退避时延和多信道的控制策略。

#### 1. APP MAC

2006 年提出的 APP MAC 主要用于优化车联网多媒体数据的传输。IEEE 802.11p 提供 4 个优先级队列,可在一定程度上保证多媒体数据传输的服务质量,然而对于相同队列的不同数据帧,执行 IEEE 802.11p 的退避算法可能导致数据帧延迟的较大差异,为解决这一问题,APP MAC 改进了二进制指数退避算法,提出了基于  $p$  坚持的信道访问机制。

APP MAC 执行 CSMA/CA 传统的二进制指数退避算法,当退避时延 BackoffTime 减为 0 时,以概率  $p$  发送数据帧,以概率  $(1-p)$  保持当前退避窗口不变,重新执行退避过程。显然当  $p=1$  时,APP MAC 退化为传统的 CSMA/CA。概率  $p$  由初始值  $p_0$  出发,随着数据帧的发送情况进行动态的调整,计算式如(5-6)所示:

$$p = p_0 + \frac{1 - p_0}{RT_{max}} \left[ RT + \frac{RB}{1 + RB_{max}} \right], \quad 0 \leq RT \leq RT_{max}, 0 \leq RB \leq RB_{max} \quad (5-6)$$

其中,RT 表示数据帧的重传次数;  $RT_{max}$  表示最大重传次数; RB 表示重新退避的次数;  $RB_{max}$  表示重新退避的最大次数。

由式(5-6)可知,同一队列中的数据帧,重传次数和重新退避的次数越大,则  $p$  越大,当 RT 等于  $RT_{max}$ 、RB 等于  $RB_{max}$  时, $p$  近似等于 1。这意味着,通过引入概率  $p$ ,一方面能够提高重传数据帧的发送概率,从而降低数据帧的发送延迟;另一方面,能够使得不同数据帧保持相近的重传次数,从而减小不同数据帧延迟的差异。因此 APP MAC 能够降低数据帧的丢包概率,减小数据帧的平均延迟和延迟方差,提高系统吞吐量。



## 2. Scalable MAC

2011年提出的 Scalable MAC 主要针对车联网 MAC 协议的扩展性进行优化。IEEE 802.11p 以 CSMA/CA 为基础,当节点发生冲突的时候,执行二进制指数退避;当网络规模较小,车辆节点密度较小的时候,节点发生冲突的概率较小,IEEE 802.11p 具有较好的性能。然而当网络规模增大,车辆节点密度增大时,随着节点冲突概率的增大,IEEE 802.11p 性能会急剧下降。Scalable MAC 通过调整退避时延,以及限制单位时间内参与信道竞争的节点数量,来降低单位时间节点冲突的概率,从而使 MAC 协议保持良好的可扩展性。

Scalable MAC 假设车辆节点都配备了 GPS 设备,那么这些节点可以通过 GPS 获取时间上的同步,节点将时间分成若干时隙, $m$  个时隙形成一个周期,每个周期内,节点随机选择  $k$  个时隙作为自己发送数据帧的时隙,每个节点在自己的时隙里面发送数据具有更高的优先级。这里  $k$  是一个可变的参数,当网络中车辆节点数  $n$  较大时,为降低节点间的冲突, $k$  应当取较小的数值;反之,当网络中车辆节点数  $n$  较小时,为提高信道利用率, $k$  应当取较大的数值。实际上, $k$  的最优值取决于时隙的数量  $m$  和车辆节点的数量  $n$ ,可通过实验的方法获得。在给定  $m$ 、 $n$ 、 $k$  的条件下,节点按照 CSMA/CA 的方式竞争信道,当发生第  $i$  次冲突时,如果节点处于自己的时隙,那么退避时延 BackoffTime 由式(5-7)进行计算:

$$\text{BackoffTime} = \text{Random}[0, 2^{i-1} T_0] \quad (5-7)$$

如果节点不处于自己的时隙,那么退避时延 BackoffTime 由式(5-8)进行计算:

$$\text{BackoffTime} = \text{Random}[2^{i-1} T_0, 2^{i-1} T_{n_0}] \quad (5-8)$$

其中的  $T_0$ 、 $T_{n_0}$  是事先给定的常数值,显然由式(5-7)计算的 BackoffTime 小于式(5-8)计算的数值,这意味着节点在自己的时隙内具有较低的退避时延,即发送数据有更高的优先级。

如果车辆节点成功接收到数据帧的 ACK,不管这个 ACK 确认的数据帧是不是自己发送的,车辆节点都将取消当前的退避时延,并将退避时延的随机取值区间恢复为初始值,同时产生新的退避时延重新启动退避过程。车辆节点接收到 ACK,这意味着该时隙内的数据帧已经成功发送,信道的占用已经结束,各节点可以不必盲目等待之前的退避时延,立即重新竞争信道,以提高信道利用率。

Scalable MAC 的优势具有以下几个方面:

Scalable MAC 具有很好的扩展性,即使网络规模增大,通过时隙的划分,同一时隙内竞争信道的节点数将大大减少。

保留了随机信道访问的灵活性,时隙的所有者拥有访问信道的优先权,但时隙的非所有者仍然有访问信道的权利,这既降低了节点发生冲突的概率,又提高了访问信道的效率。

各节点无须严格的时钟同步,时钟不同步的最坏情况下,Scalable MAC 退化 CSMA/CA 机制,虽然性能受影响,但仍能正常工作。

Scalable MAC 兼容当前的 IEEE 802.11 协议,可以与运行 IEEE 802.11 协议的网络设备共存。

## 3. Cognitive MAC

在单信道条件下,对 MAC 协议的优化,主要是依靠调整退避算法和退避时延来更好地避开节点对信道的竞争,在降低节点间冲突概率的同时,还要降低信道的空闲时间,从而增

加信道的利用率。由于 IEEE 802.11p 基于 DSRC 频段,而 DSRC 频段被划分成 7 个信道,其中包括 1 个控制信道 CCH 和 4 个服务信道 SCH,因此对 IEEE 802.11p 的优化还应当考虑多信道条件,2009 年提出的 Cognitive MAC 综合考虑了车联网的链路特征与动态信道条件,通过实施合理的信道分配方法来提升网络吞吐量。

在车联网中,车辆往往以很高的速度穿越不同的路径,因此对于通信的双方而言,无线电的传播信道会因周围环境、相对位置的改变而发生变化。更进一步,户外实验的实测数据表明,车联网的信道条件具有高度的动态性,这对正确估计信道条件提出了更高的挑战。

按照 IEEE 1609.4 标准的定义,信道周期被划分为控制和服务两个时间段,如图 5-10 所示。所有节点在控制时段内利用公共的控制信道(CCH)交换安全相关的消息或控制消息,然后在服务时段利用控制消息中约定的服务信道(SCH)实施数据的发送。这也就是说,数据发送节点选择好待使用的服务信道后,通过控制信道宣告 WBSS 来通知接收节点,然后再利用服务信道实施数据的发送。在这一过程中,从选择服务信道到使用服务信道之间的延迟时间大于信道的相干时间,这意味着,发送节点所选择的最好服务信道在真正使用的时候,信道条件已经发生了改变。为解决这一问题,Cognitive MAC 将车辆节点间的链路划分为长时间链路和短时间链路,并针对这两种不同的链路分别设计了信道分配策略。

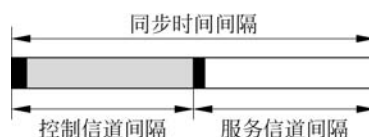


图 5-10 IEEE 1609.4 标准定义的信道周期

现有认知无线电技术通过感知发送节点周围的频谱状态来优化节点之间的通信,但在无线网络中,冲突和噪声干扰均发生在接收节点处,并且发送节点存在暴露终端的问题,因此考虑接收节点的信道条件远比感知发送节点信道条件重要。对于长时间链路,发送节点应当尽量选择接收节点周围空闲的信道进行数据的发送,从而尽量避免接收节点与其他节点的冲突。在实际系统中,仅从长时间链路的角度考虑信道的选择是不够的,车辆在移动过程中还存在快速衰退的现象,即某个信道从长时间来看存在的冲突比较小,但真正使用的时候,在某个很短的时间内,可能存在较大的外界干扰。这就是说,在选择最优信道的时候,除了要看长时间信道是否存在冲突,还要看短时间内信道是否发生剧烈的变化。

对于长时间链路,Cognitive MAC 的接收节点通过频谱状态表(Spectrum Status Table, SST)来维护周围的频谱状态,在每个控制时段内通过认知无线电技术扫描各个信道的条件,然后在服务时段里根据各信道状态更新 SST,并在下一个周期的控制时段通过 CCH 广播出去。当发送节点成功接收到各个邻居节点的 SST 时,发送节点可以选择接收节点信道条件最好、同时又不会与其他邻居节点发生冲突的信道发送数据。通过这种方式,Cognitive MAC 可以尽可能多的消除信道之间的冲突,提高数据发送的并发性。

在上述长时间链路信道选择过程中,接收节点可能存在多个候选信道,这就是说,在一段时间内,接收节点使用这些信道都不会与其他节点发生冲突。但是,由于不同的信道衰退模型不一样,在某个很短的时间段内,有些信道可能会因为环境的突变而变得无法使用,因此,发送节点需要在选出的多个候选信道中,再一次挑选出一个短时间内能够确保正常通信的信道进行工作。

对于短时间链路,发送节点经过控制时段获取到接收节点的候选信道之后,利用 OFDM 的频谱池(Pooling)技术,在服务时段里,同时在多个空闲的候选信道上发送 RTS 请

求,由于发送节点在多个信道上同时发送 RTS,这种方式也称为宽带 RTS。接收节点则利用 Rahul 所提出的宽带频谱感知技术接收宽带 RTS,与此同时,比较各信道的接收信号强度(RSS),选择接收信号强度最好的信道作为工作信道回复 CTS,并实现数据交换。发送节点和接收节点对之间通过宽带频谱感知技术、宽带 RTS 技术获知多个候选信道的瞬时状态,并以此为基础选择最好的信道进行通信,这种机制可以保证工作信道的质量,可有效降低丢包率。

综合长时间链路信道选择过程及短时间链路信道选择过程,Cognitive MAC 的执行过程如图 5-11 所示。假设发送、接收节点对分别为 AB、CD、EF。首先,在控制时段中,各个节点广播自身的 SST 更新消息。当控制时段结束时,各发送节点已成功获知各接收节点的候选信道: B 的候选信道为 CCH、SCH2; D 的候选信道为 SCH1、SCH3; F 的候选信道为 SCH2、SCH4。然后,在服务时段中,A 节点在 B 的候选信道 CCH 和 SCH2 上发送宽带 RTS; B 节点执行宽带频谱感知,若发现 CCH 信道质量好于 SCH2,则在 CCH 信道上回复 CTS; A 节点执行宽带频谱感知,若在 CCH 信道上接收 CTS,则在 CCH 信道上发送数据。CD 节点对、EF 节点对的通信过程与 AB 节点对相类似,不再赘述。需要注意的是,本例中,各信道的数据交换均未发生冲突,而实际中的冲突是可能存在的,一旦发生冲突,则需要修改节点的 SST 值,并执行退避过程。

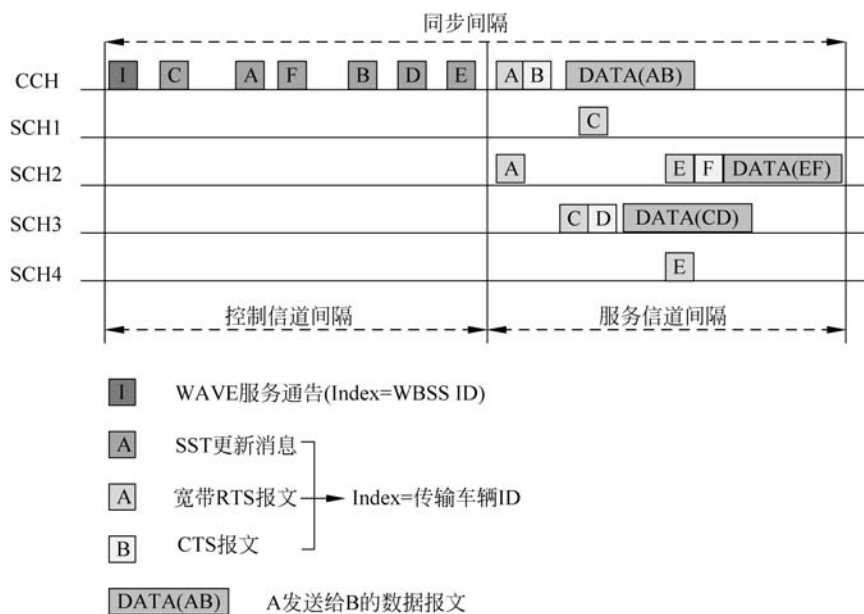


图 5-11 Cognitive MAC 示例

## 5.3 基于 TDMA 的车联网 MAC 协议

### 5.3.1 TDMA 概述

在 TDMA 系统中,时间被划分成了相互不重叠的帧,而帧又被划分成了相互不重叠的时隙。基于 TDMA 方式的信道分配问题,就是为网络中的节点分配传输时隙,实现相邻节

点间数据的无冲突传送,并且获得尽可能高的系统吞吐量和时隙。

时隙分配的对象可以是网络中的节点,也可以是网络中的链路。当面向节点进行分配时,一个节点可以分配到一个或多个时隙。在每一个分配到的时隙,该节点都可以利用任何一条链路发送数据到相邻节点。面向链路的分配则是一条链路被分配一个或多个时隙,用于在特定的节点对之间进行通信,通常意义上认为面向链路的方式可以产生更高的空间利用率。由于无线信道是广播式信道,无线网络中时隙的分配一般都是面向节点的。

与随机信道访问方法相比,基于 TDMA 的信道分配方法通过清晰的信道分配,使数据发送过程中的拥塞、迟延和带宽分配变得可控,提高了信道利用率,并且能够处理优先级及不同类型的业务,更容易的支持 QoS 要求。对于信道负载比较大而且流量相对均衡的通信系统,MAC 层接入协议不适合采用竞争类协议。特别地,TDMA 协议在建立点对多点、多点之间通信、QoS 保障和公平性方面有着不可替代的优点。因此,对于载荷大、传输混合业务和功能实现复杂的网络,采用 TDMA 方式分配信道具有很好的适应性。

### 5.3.2 TDMA 车载环境适应性分析

在 TDMA 协议中,每个节点在属于自己的时隙中独占信道资源。然而,对于分布式的网络系统而言,每个节点晶振的工作频率都会存在一定的偏差,工作一段时间后,这些偏差会积累到一定的程度,从而导致各节点无法保持时隙同步,会影响到时隙的分配,造成网络通信无法正常进行。因此,时隙同步是实现 TDMA 无冲突传输的前提,必须隔一段时间调整全网各节点的时隙偏差,保证全网各节点的时隙同步。构成车联网的车辆节点往往携带车载 GPS 系统,可以获得大范围的高精度时钟同步,具备了实现 TDMA 信道分配机制的条件。

在固定 TDMA 协议中,帧的时隙构成按照网络中最大节点数量进行编排,每个节点所分配的时隙都是唯一且固定的,因此网络一旦投入运行,节点的最大数量就不能发生变化。固定 TDMA 协议的主要优点是时延确定并可预测,适合实时性较强的业务,如语音业务。然而,随着网络的增大,网络初始配置的时隙数目必须相应增多。在这种情况下,每个节点无论是否有通信需求都分配固定的时隙。显然,采用固定 TDMA 协议分配信道,在确定的总带宽条件下,不能根据用户业务量的大小灵活分配带宽,会存在很大浪费。由于车联网拓扑结构是不断发生变化的,且节点的通信业务也具有动态特性,因此固定 TDMA 协议不适用于车联网环境。

在动态 TDMA 协议中,信道时间被划分成周期性的控制时段和数据时段,数据时段则划分成不重叠的时隙。各个节点在控制时段通过竞争的方式交换时隙分配信息,时隙达成一致后,各节点则在数据时段按照已分配的时隙发送数据。尽管车联网的拓扑结构和网络通信业务会因车辆节点的移动而发生变化,但由于动态 TDMA 可以周期性地协商节点对时隙的占用,因此动态 TDMA 协议可以适用于车联网环境。

在车联网中,各个节点是独立的,网络中不存在控制中心,这对信道时隙的分配带来了一定的挑战。然而,进一步研究可以发现,由于无线电覆盖的范围是有限的,节点对时隙的占用冲突仅发生在两跳范围之内,因此实际中可以通过两跳范围的局部信息交换来实现时隙的分配。根据信道数量的不同,基于动态 TDMA 的车联网 MAC 协议又可进一步分为单信道 TDMA 协议和多信道 TDMA 协议。其中单信道 TDMA 协议包括 R-ALOHA、FPRP

和 ADHOC MAC 等,多信道 TDMA 协议包括 STDMA、DCR 和 VeMAC 等。

### 5.3.3 R-ALOHA 协议

1973 年提出的 R-ALOHA 协议最初用于提升卫星信道的吞吐量,并可推广应用于任意形式的广播信道。该协议在单信道条件下,各节点通过随机信道访问机制访问并预约信道的时隙,然后以 TDMA 的方式发送数据,能够适应网络拓扑与业务的动态变化。

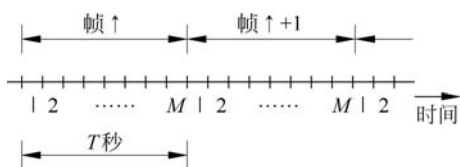


图 5-12 R-ALOHA 帧结构

R-ALOHA 的帧结构如图 5-12 所示,帧长度为  $T$  秒,且远远大于电磁波的传播时延。每个帧被划分为  $M$  个时隙,每个时隙的长度足够传输一个数据报文。R-ALOHA 不需要中心控制节点,每个节点根据前一个帧各个时隙的状态来决定下一个帧各时隙的分配。

对于已经结束的一个帧而言,帧中的每一个时隙都必为 3 种状态中的一种:

- (1) 时隙空闲,即没有任何节点在该时隙中发送数据。
- (2) 时隙冲突,即两个或两个以上的节点在该时隙中发送了数据并产生了冲突,导致信道不空闲,但数据不能成功被接收;
- (3) 时隙占用,即有且仅有一个节点在该时隙发送了数据,并且该数据被成功接收,这里假设信道是可靠的,只要没有冲突,数据就能正确接收。

基于上面的假设,R-ALOHA 节点按照下列规则发送数据。

(1) 如果在前一个帧中,时隙  $m$  成功被节点 X 占用,那么在接下来的下一个帧中,时隙  $m$  仅用于节点 X 发送数据,这意味着时隙  $m$  被节点 X 预约,在后续的通信过程中,只要节点 X 有数据要发送,X 都将在每个帧中选择时隙  $m$  进行数据发送。

(2) 对于前一个帧中空闲的时隙,所有节点将采用竞争的方式在这些时隙中发送数据。

R-ALOHA 协议的正确执行,需要依赖一个中心节点(卫星节点)转发各节点的时隙状态,使得所有节点了解时隙状态的全局信息。在车联网中,由于各个节点是分布式的,无法获取各节点时隙状态的全局信息,因此 R-ALOHA 协议并不能直接应用于车联网环境。

### 5.3.4 FPRP 协议

1998 年提出的五阶段预约协议 FPRP 是一种基于竞争的分布式 MAC 协议,信道的 TDMA 时隙通过 5 个阶段的预留过程来进行动态分配,从而减小 TDMA 时隙分配的冲突。FPRP 协议的帧格式如图 5-13 所示,预约子帧 RF 之后是若干信息子帧 IF,TDMA 的时隙分配方案通过预约子帧 RF 在各个节点之间进行协同,然后各个节点根据已经协调好的时隙分配在后续的信息子帧 IF 中收发数据。每一个预约子帧中包含  $N$  个预约时隙 RS,每个信息子帧中包含  $N$  个信息时隙 IS,这意味着每个预约时隙 RS 都用于预约与之对应的信息时隙 IS。每个预约时隙 RS 进一步可划分为  $M$  个预约周期 RC, $M$  的取值可通过启发式的方法进行获取。在每一个预约周期 RC 中,均执行预约请求(RR)、冲突报告(CR)、预约认可(RC)、预约确认(RA)、封包/撤销(P/E)等 5 个阶段的操作,因此本协议被称作“五阶段预约协议”。

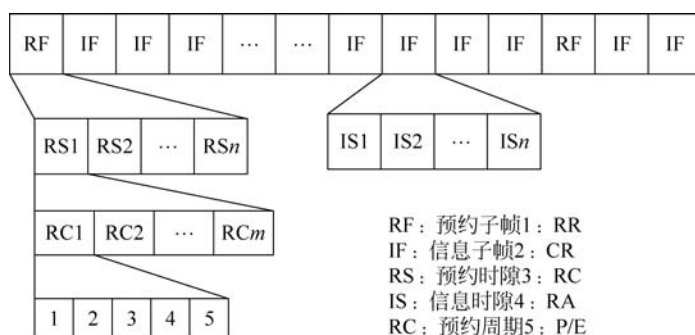


图 5-13 FPRP 协议帧格式

### 1) 预约请求阶段

需要预约信道的节点,亦称为请求节点,以概率  $p$  发送一个预约请求报文 RR,而不需要预约信道的节点则侦听信道。对于任意一个节点而言,存在 3 种可能:未收到任何消息、收到一个预约请求报文、收到多个预约请求报文。当一个节点收到多个预约请求报文时,我们认为将产生冲突。

### 2) 冲突报告阶段

如前所述,如果一个节点同时收到多个预约请求,那么它将发送一个冲突报告的报文 CR,告知其周围邻居节点存在冲突。否则,节点将保持沉默。在冲突报告阶段,任何请求节点如果收到了冲突报告,则说明与其他节点存在冲突。如果没有收到冲突报告,则认为预约请求报文安全地被周围每个邻居节点接收,与此同时,请求节点转变为发送节点。显然,通过阶段 1 和阶段 2,可以消除隐藏终端问题。

### 3) 预约认可阶段

发送节点在这个阶段发送一个预约认可报文 RC,该节点的所有一跳邻居节点可以根据该报文获知时隙已被预约,因此在随后的时隙中这些邻居节点仅接收数据,而不会再竞争信道。

### 4) 预约确认阶段

接收节点接收到预约认可报文后,将发送一个预约确认报文 RA,这个报文将告诉发送节点用于发送数据的信道预约已经建立完成。如果发送节点在发送预约认可报文之后,没有收到预约确认报文,那么说明接收节点不在信道覆盖范围内,数据无法成功发送,发送节点将退出发送状态。预约确认报文还可以将预约信息通告给发送节点两跳范围内的其他节点,从而消除无线通信中的“隐藏终端”问题。

### 5) 封包/撤销阶段

在单信道条件下,节点在发送数据的时候无法接收数据,因此如果多个发送节点互为邻居,那么它们相互之间无法感知到冲突,则形成死锁。为了解决这个问题,预约周期执行封包/撤销阶段。封包是指,发送节点的两跳邻居节点在该阶段发送一个封包报文 Packing Packet,以通知三跳范围内的节点某发送节点已预约信道,减少潜在的冲突;撤销是指,发送节点以 50% 的概率发送撤销报文 Elimination Packet,用于通知邻居节点中潜在的发送节点,减少死锁的概率。

在预约时隙中,经过上述 5 阶段的预约过程,节点通过报文分组的成功交互,就能完成



对信道资源的预约,然后在预约时隙所对应的信息时隙中进行数据的发送。竞争成功的节点和它的两跳范围内的邻居节点,将不被允许再在同一个预约时隙的后继预约周期中参与资源竞争,需要预约资源的节点只能在后续的预约时隙里发起预约过程,这可以保证两跳范围内的节点预约到的信道资源冲突概率很小。

### 5.3.5 ADHOC MAC 协议

R-ALOHA 协议和 FPRP 协议并非针对车联网设计,因此无法适用于车联网环境,2003 年提出的 ADHOC MAC 协议是针对车-车通信而设计的,可适用于动态、分布式的车联网。

ADHOC MAC 协议的核心内容主要基于 RR-ALOHA 协议,而 RR-ALOHA 协议则是在 R-ALOHA 协议的基础上改进而来,可以在动态网络条件下构建一个可靠的单跳广播信道。RR-ALOHA 协议有 3 个特点:

- 可以避免“隐藏终端”问题,并提供可靠的广播服务。
- 可以提供比泛洪 flooding 更加高效的覆盖全网的多跳广播服务。
- 每个节点在帧周期中可确保至少访问信道一次。

RR-ALOHA 协议将信道划分为一个控制时隙和  $N$  个数据时隙,节点在控制时隙中交换帧信息 FI,帧信息是一个  $N$  维的向量,用于记录后续  $N$  个时隙信道的占用状态。时隙的占用状态包括忙闲两种:当报文成功接收或发送时,信道忙;其他情况时,信道空闲。当某个时隙信道忙时,FI 帧除了标记信道忙状态,还会加上发送节点的标识。

根据接收到的 FI 帧所提供的信道忙闲状态,节点将时隙设置为预约和可用两种状态,与此同时,RR-ALOHA 协议还定义了一系列的操作规则,从而确保协议的正确性与有效性。

#### 1) 规则 1

对于第  $k$  个时隙而言,如果在一个帧周期内,即从时隙  $k-N$  到  $k-1$  的过程中,至少有 1 个接收到的 FI 帧中时隙  $k-N$  被设为忙状态,那么时隙  $k$  被标记为预约;否则时隙标记为可用。

与 R-ALOHA 一样,标记为可用的时隙可以被用于新的传输请求。当访问可用时隙时,发送节点  $j$  在经历  $N$  个时隙(一个帧周期)之后,可以通过规则 2 来判断传输的结果。

#### 2) 规则 2

如果在所有接收到的 FI 帧中某个时隙均被标记为“发送节点  $j$  忙”,那么传输是成功的;反之,传输是失败的。

规则 1 和规则 2 可以用图 5-14 所示的 FI 帧信息传播过程进行解释,图中的数字 1~7 表示 7 个节点,椭圆 A、B、C 表示无线信道单跳覆盖范围,图中所有节点相互之间均为两跳可达,帧周期  $N$  为 11 个时隙。节点 3 与 2、4、5、6 互为邻居节点,节点 3 可以直接获知各邻居节点的预约时隙,因此节点 3 根据规则 1 选择一个可用时隙进行预约,并构造 FI-3 发送出去。节点 5 与 1、2、3、4、6、7 互为邻居节点,将根据已接收的各 FI 帧信息构造新的 FI-5 并发送出去。以此类推,各节点可以分布式的接收邻居节点所发送的 FI 帧,然后更新自己的 FI 帧并发送出去。在上述过程中,如果存在任意两个节点的预约时隙发生冲突,那么该时隙将标记为可用状态,需要通过重新竞争预约来进行分配。节点之间根据规则 1 和规则

2,通过 FI 帧的交互,可以确保两跳范围内节点对时隙的预约是收敛稳定的,从而保证了协议运行的正确性。

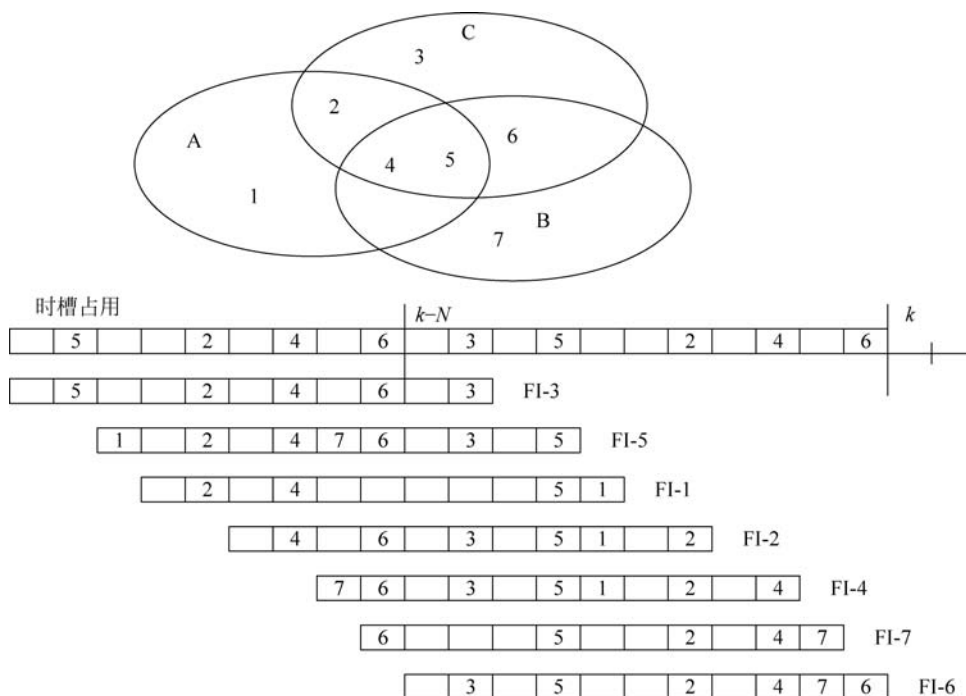


图 5-14 FI 帧信息的传播示意图

RR-ALOHA 协议除了支持点对多点的广播传输,还支持点对点的单播传输。由于点对点的单播传输比广播传输存在更多的并发性,为增加点对点单播传输的吞吐量,RR-ALOHA 协议在 FI 帧中为每个时隙增加一个 PTP 标识位,并按照规则 3 对 PTP 标识位进行设置。

### 3) 规则 3

如果接收到的报文是广播报文,或节点自身是点对点通信的目的节点时,节点在 FI 帧中将 PTP 标志设为 1。

当进行点对点传输时,节点根据下面的规则 4,既可以使用预留时隙也可以使用可用时隙进行数据发送。

### 4) 规则 4

预留时隙的可用条件为:所有收到的 FI 帧中 PTP 都为 0;点对点单播传输目标节点返回的 FI 帧中的时隙为空闲。

点对点单播并发传输过程如图 5-15 所示。假设节点 1 和节点 2 分别属于不同的单跳区域,即由实例 a 和实例 b 所示。如果节点 1 通过交换 FI 帧已经将目的节点 3 的 PTP 标识激活,那么在满足规则 4 的条件下,节点 2 可以采用相同的时隙发送数据。事实上,在实例 a 中,节点 2 可以采用节点 1 相同的时隙发送数据,尽管该时隙已被设置为预约状态。这是因为节点 3 发送 PTP 置为 1 的 FI 帧并不能发送给节点 2,因此节点 2 满足规则 4 的条件,可以使用预留时隙。在实例 b 中,节点 2 可以接收到节点 3 发送 PTP 置为 1 的 FI 帧,

因此无法满足规则 4 的条件,此时如果节点 2 与节点 1 并发传输数据,将在节点 3 处发生冲突。假设节点 1 和节点 2 属于相同的单跳区域,即由实例 c 和实例 d 所示。在实例 d 中,节点 3 由于同时满足规则 4 的两个条件,可以使用已预约的时隙;然而在实例 c 中,节点 3 和节点 4 存在冲突,不满足规则 4 的第 2 个条件,因此节点 2 和节点 3 不能并发传输。

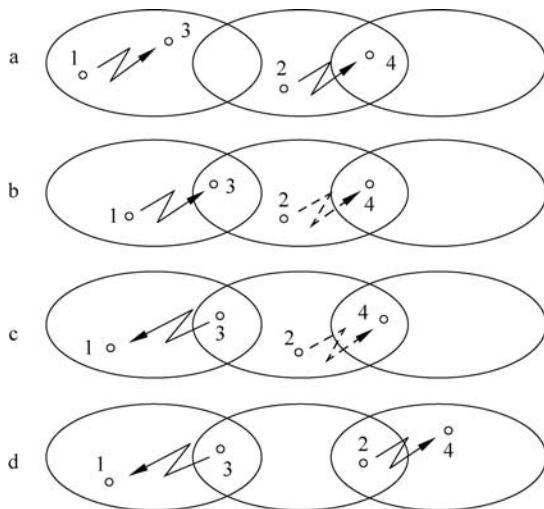


图 5-15 点对点单播并发传输示意图

上述实例表明,采用规则 3 和规则 4 可以有效解决“隐藏终端”和“暴露终端”问题。然而,规则 3 和规则 4 的执行需要交换 FI 帧,这就意味着节点的并发传输请求不能同时产生,如果并发传输同时产生,那么仍将不可避免地产生冲突,从而导致数据传输失败。下面的规则 5 将给出数据是否成功发送的判断条件。

#### 5) 规则 5

发送端如何判断数据是否成功接收呢? 经历  $N$  个时隙之后,如果接收端 FI 中的时隙被设为忙状态,则说明正确发送,否则发送失败。

RR-ALOHA 协议的规则 1 至规则 5,主要是针对 R-ALOHA 协议进行改进,讨论的是提升单跳通信范围内的数据吞吐量。而车联网中,除了单跳通信,还存在诸如多跳广播的通信需求,即通过多跳方式将信息扩散出去。为加快多跳广播的扩散速度,ADHOC MAC 协议还引入了规则 6,可通过最小化数据传输的中继次数,来优化多跳广播的性能。

#### 6) 规则 6

对于任何收到广播消息的节点  $i$  而言,当下列任意条件成立时,节点  $i$  不需要转发该广播消息:

(1)  $Z(i)$  为空; 其中,符号  $Z(i)$  表示节点  $i$  所有未收到广播消息的邻居节点的集合。如果  $Z(i)$  为空,说明节点  $i$  的所有邻居节点均已接收到该广播消息,所以节点  $i$  不需要重复转发该广播消息。

(2) 存在  $j \in N(i) \setminus Z(i)$ ,使得  $Z(i) \subseteq N(j)$ ,且  $|N(j)| > |N(i)|$ ; 其中,符号  $N(i)$  表示节点  $i$  所有邻居节点构成的集合。这一条件说明,节点  $i$  存在一个已接收广播消息的邻居节点  $j$ ,并且邻居节点  $j$  能够覆盖更多的未接收广播消息的邻居节点,这意味着节点  $j$  更适合转发该广播消息,因此节点  $i$  无须转发。

(3) 存在  $j \in N(i) \setminus Z(i)$ , 使得  $Z(i) \subseteq N(j)$ , 且  $|N(j)| = |N(i)|$ ,  $ID(j) > ID(i)$ ; 其中  $ID(i)$  表示节点  $i$  的标识。这一条件说明, 如果存在多个广播性能相同的节点, 仅选择标识最大的节点进行转发。

当节点  $i$  接收到广播报文后, 侦听  $N$  个时隙, 对于任意的  $j \in N(i)$ , 可以获得  $N(j)$  集合, 以及  $Z(i)$  集合, 从而可以根据上述规则 6 的 3 个条件决定是否转发。

### 5.3.6 VeMAC 协议

ADHOC MAC 协议针对车联网设计, 不仅在单跳通信条件下能够提供可靠的信道接入, 而且还优化了多跳广播的性能, 消除了“隐藏终端”问题, 降低了重复报文的发送量。然而, ADHOC MAC 协议在车辆移动的条件下, 尤其是高速运动时, 性能将大大降低。此外, ADHOC MAC 协议是基于单信道条件的, 而车联网所采用的 DSRC 标准可提供 7 个信道, 因此如何充分利用信道资源, 进一步提升车联网 MAC 协议的性能, 是多信道 VeMAC 协议的根本动机。

VeMAC 协议将多个信道划分为控制信道和服务信道两类, 其中控制信道只用于发送高优先级的短报文, 如周期性消息、安全相关消息, 或用于确定各节点访问各信道时隙的控制消息; 服务信道则用于传输安全相关或非安全相关应用服务的数据消息。为了便于描述且不失一般性, 假设  $C_0$  为控制信道,  $C_1, C_2, \dots, C_m$  为服务信道, 各信道划分的时隙数分别为  $s_0, s_1, s_2, \dots, s_m$ 。考虑协议的实现效率, 假设每个节点装备有 2 个无线收发器, 收发器 1 始终工作在  $C_0$  信道上, 收发器 2 可以工作在  $C_1$  至  $C_m$  的任意服务信道上。

车联网既包含车辆相互之间的车-车通信, 也包括车辆与路边基础设施 (RSU) 之间的车-路通信, 考虑道路上一般包括双向行驶的车辆, VeMAC 将控制信道  $C_0$  划分为 L、R、F 3 个时隙, L 时隙用于向左行驶车辆发送控制消息, R 时隙用于向右行驶车辆发送控制消息, F 时隙用于 RSU 发送控制消息。

在 VeMAC 协议中, 每个节点必须在  $C_0$  信道上竞争并成功获取到控制消息的发送时隙, 一旦一个节点在  $C_0$  信道上成功预约到 1 个发送时隙, 那么它在后续的时间里将保持占用这个信道时隙, 直到发生冲突, 后面将介绍发生冲突后的处理方法。 $C_0$  信道的报文格式如图 5-16 所示, 包括报文头 (Header)、服务通告 (AnS)、接受的服务 (AcS), 高优先级短报文应用 4 个部分。网络中的所有节点, 即使没有高优先级短报文数据要发送, 也必须在已经成功预约的信道时隙发送报文, 这是因为周围其他节点需要获取该节点 Header、AnS、AcS 等领域中的信息, 用于决定哪些时隙仍然可用。

报文头 (Header)	服务通告 (AnS)	接受的服务 (AcS)	高优先及短报文应用
-----------------	---------------	----------------	-----------

图 5-16  $C_0$  信道报文格式

由于  $C_0$  信道的时隙采用竞争方式进行预约, 因此不可避免地会产生冲突。总体说来,  $C_0$  信道的时隙访问冲突有两种情况: 访问冲突和合并冲突。访问冲突, 是指位于两跳范围内两个或多个节点尝试访问同一个可用的时隙; 合并冲突, 是指利用同一个时隙的两个或多个节点因为节点的移动相互之间成为两跳邻居, 从而导致之前已经预约的时隙产生冲突。这两种冲突的区别在于, 访问冲突各节点尝试使用同一个时隙, 而合并冲突各节点已经占用



了相同的时隙。车联网中,合并冲突更多地出现在相向行驶的车辆中,或发生在车辆向RSU行驶的过程中。

在VeMAC协议中,符号 $N(x)$ 表示 $x$ 节点 $C_0$ 信道一跳邻居的ID集合,这些信息可以由节点 $x$ 从 $C_0$ 信道前 $s_0$ 个时隙传输的报文中获得。 $T_m(x)$ 表示节点 $x$ 在 $C_m$ 信道上,未来 $s_m$ 个时隙中不允许使用的时隙,其中 $m=0,2,\dots,M$ 。 $T_m(x)$ 集合用于决定节点 $x$ 在 $C_m$ 信道上哪些时隙可以使用而不会引起隐藏终端问题。

为了对 $C_0$ 信道分配时隙,传输节点 $y$ ,在 $C_0$ 信道各报文头中需要添加 $N(y)$ ,以及 $N(y)$ 中各点所占用的时隙。假设节点 $x$ 刚刚启动,需要在 $C_0$ 信道上获取1个控制时隙,那么节点将持续侦听 $C_0$ 信道的 $s_0$ 个时隙,在 $s_0$ 个时隙结束时,节点 $x$ 可以确定 $N(x)$ 及 $N(x)$ 中所有节点所使用的控制时隙。此外,由于 $N(x)$ 中每个节点 $i$ 宣告 $N(i)$ 和 $N(i)$ 各节点使用的时隙,节点 $x$ 实际上可以确定出两跳范围内各节点所使用的时隙。通过侦听 $s_0$ 个时隙,节点 $x$ 可以更新 $N(x)$ 及 $T_0(x)$ 。

有了 $T_0(x)$ ,节点 $x$ 可以确定可用控制时隙集合 $A(x)$ ,然后在 $A(x)$ 中随机选择一个时隙 $k$ 进行访问,如果两跳范围内没有其他节点使用该时隙,则不存在冲突,那么 $N(x)$ 节点均可成功将 $x$ 的时隙进行更新。如果两跳范围存在至少一个节点也访问时隙 $k$ ,那么所有访问时隙 $k$ 的节点均失败,那么在后续 $s_0-1$ 个时隙以后, $x$ 节点所占用的时隙信息将无法在 $N(x)$ 中体现,那么 $x$ 节点重新从 $A(x)$ 中随机选择另一个时隙进行尝试,直至成功。一旦节点 $x$ 成功获取时隙,将持续使用这个时隙,直到发生合并冲突。合并冲突的检测条件与访问冲突相同,即当节点 $x$ 收到来自一个邻居节点 $i$ 的消息,发现 $x$ 不属于 $N(i)$ 时,则说明发生了合并冲突。需要注意的是,对于每个节点 $x$ 而言,应当先执行冲突的检测,再更新 $N(x)$ 。

假设节点 $x$ 向右行驶,最初的 $A(x)=\overline{T_0(x)} \cap R$ ,其中 $R$ 表示向右行驶的车辆集合,如果经过 $\tau$ 个帧,节点 $x$ 还是无法获取时隙,那么节点 $x$ 将 $A(x)$ 更新为 $A(x)=\overline{T_0(x)} \cap (R \cup L)$ ,如果再经过 $\tau$ 个帧节点 $x$ 还是无法获取时隙,那么 $A(x)=\overline{T_0(x)}$ 。与此相类似,如果 $x$ 向左行驶,则将 $R$ 与 $L$ 互换。如果节点 $x$ 是RSU,第一次 $\tau$ 个帧中, $A(x)=\overline{T_0(x)} \cap F$ ,然后 $A(x)=\overline{T_0(x)}$ 。参数 $\tau$ 可影响访问冲突和合并冲突的频率。例如,当 $\tau=0$ 时,所有的车和RSU都使用同样的时隙集合,当出现合并冲突时,可用集合 $\overline{T_0(x)}$ 中时隙较多,可以降低访问冲突的概率。当另一个极端 $\tau=\infty$ 时,不同方向车辆及RSU使用不相交的时隙集合,当出现合并冲突时,访问冲突的概率比 $\tau=0$ 时要大。

利用上述的方法,在 $C_0$ 信道上还可以提供可靠的广播服务。如果节点 $x$ 在时隙 $k$ 广播消息,然后侦听后续 $s_0-1$ 个时隙,对于所有的 $i$ 属于 $N(x)$ ,都有 $x$ 属于 $N(i)$ ,那么节点 $x$ 可以确定单跳邻居成功接收了该广播消息。

上面主要介绍了VeMAC协议控制信道 $C_0$ 的时隙访问方法,下面介绍如何在多个不同的服务信道上进行时隙访问。假设节点 $x$ 有数据需要在服务信道 $C_m$ 上发送,节点决定使用的时隙集合记作 $\beta_m(x)$ ,那么有 $\beta_m(x) \cap T_m(x)=\emptyset$ ,相应的,节点 $x$ 在 $C_0$ 信道下一个报文的AnS域中宣告下列信息:服务的优先级;服务的可靠性(是否确认);目标节点 $y$ 的MAC地址;信道编号 $m$ ;  $\beta_m(x)$ 。一旦 $x$ 宣告了服务,将等待接收端接受服务。

基于发送节点 $x$ 的信息,目标节点 $y$ 决定是否使用信道 $C_m$ 接受服务。如果接受, $y$ 在

下一个  $C_0$  信道报文的 AcS 域添加  $\beta_m(x)$  信息,用于更新  $y$  周围节点的  $T_m$  集合。为了提供可靠服务,节点  $y$  在 AnS 域中需要添加发送 ACK 报文的时隙信息  $k_m(y)$ ,其中  $k_m(y) \notin T_m(y)$ 。当发送节点  $x$  接收到目标节点  $y$  的同意信息,它调整收发器  $2 \sim C_m$  信道,并根据  $\beta_m(x)$  提供发送服务。如果该发送服务是可靠的,节点  $x$  需要在  $C_0$  信道的下一个报文 AcS 域中包含  $k_m(y)$ 。节点  $x$  通告  $k_m(y)$  的目的是用于更新周围节点的  $T_m$  集合,从而避免 ACK 报文的冲突。节点  $y$  需要在  $x$  通告  $k_m(y)$  之后发送确认信息。

在数据的发送过程中,每个节点需要更新  $T_m$  集合,即当节点  $x$  在  $C_0$  信道上接收来自节点  $y$  的报文后,基于报文头中  $y$  节点的地理位置及自身的地理位置,节点  $x$  可以估计出到  $y$  节点的距离,基于这个估计的距离及各信道的固定发射功率,节点  $x$  可以判断  $y$  是否在信道  $C_m$  的通信范围内。如果节点  $x$  确定通过某信道  $C_j$  可以与  $y$  节点通信,那么通过  $\beta_j$  集合及  $y$  发送报文 AnS 域中的  $k_j$  时隙  $x$  节点可以推断出可用时隙,并将其加入  $T_j(x)$  中。这是因为,  $\beta_j$  表示节点  $y$  点在信道  $C_j$  上未来  $s_j$  个时隙中可以用于接收报文的时隙集合,  $k_j$  表示节点  $y$  将在信道  $C_j$  的未来  $s_j$  个时隙中发送确认报文的时隙。因此,通过更新  $T_j$ ,可以避免在节点  $y$  处的冲突。在  $C_m$  信道  $i_m$  时隙结束时,如果  $i_m \in T_m$ ,那么将  $i_m$  从  $T_m$  中移除。需要注意的是,应当根据 AcS 域中的信息来更新  $T_m$  集合,这样可以避免暴露终端问题。

图 5-17 给出了服务信道时隙访问的示例。假设车联网各节点的位置情况如图 5-17(a) 所示,节点  $x$  希望实现在信道  $C_1$  的时隙 2、3、5 向节点  $z$  发送可靠的数据信息,那么控制信道  $C_0$  和服务信道  $C_1$  的交互过程分别如图 5-17(b) 和图 5-17(c) 所示。首先,节点  $x$  通过  $C_0$  信道的时隙 1 发送服务请求报文,该报文的 AnS 域将包含  $\beta_1(x) = \{2, 3, 5\}$ ,节点  $x$  的邻居节点  $y, w, z$  接收到该报文后,节点  $z$  将在  $C_0$  信道的时隙 4 中确认该服务请求,然后节点  $x$  就可以在信道  $C_1$  后续时隙周期中的每个时隙 2、3、5 向节点  $z$  发送数据。当节点  $y$  接收到节点  $z$  对节点  $x$  的确认信息后,节点  $y$  将把  $\beta_1(x)$  添加到  $T_1(y)$  中,从而避免对节点  $z$  产生冲突。由于节点  $w$  和节点  $z$  相互之间不是邻居节点,因此节点  $w$  可以继续使用  $C_1$  信道的  $\beta_1(x) = \{2, 3, 5\}$  时隙进行数据发送,这意味着节点  $x$  向节点  $z$  发送数据的同时,节点  $w$  可以向节点  $v$  发送数据,而不会产生暴露终端的问题。需要注意的是,节点  $w$  向节点  $y$  发送数据、节点  $x$  向节点  $z$  发送数据并不能同时进行,冲突的检测和避免过程如下:节点  $y$  在接收到  $w$  对  $y$  的发送请求之后,会将  $\beta_1(w) = \{2, 3, 5\}$  添加到自身控制报文的 AcS 域中,并将控制报文在已预约的  $C_0$  信道时隙 7 中发送出去;当节点  $x$  接收到  $y$  的控制报文后,会将  $\beta_1(w)$  添加到  $T_1(x)$  中,从而避免使用  $C_1$  信道的后续  $\{2, 3, 5\}$  时隙。尽管  $x$  之前成功预约了  $C_1$  信道的 2、3、5 时隙,但由于  $x$  在  $C_0$  信道的时隙 7 接收了  $y$  的最新控制报文,因此  $x$  在  $C_1$  第 2 轮信道周期的时隙 3 将不会发送数据给  $z$ 。由于节点  $z$  在期望的时隙中未接收到  $x$  的数据,因此将在其  $C_1$  信道时隙中向节点  $x$  发送重传请求,节点  $x$  将重新利用控制信道  $C_0$  选择空闲的服务信道向  $z$  重传数据。

总体而言, VeMAC 协议实现了多信道的 TDMA,既能够在控制信道上提供可靠的广播服务,又能够在不同的信道上为网络节点分配不相交的时隙集合,以此降低节点之间潜在的冲突。

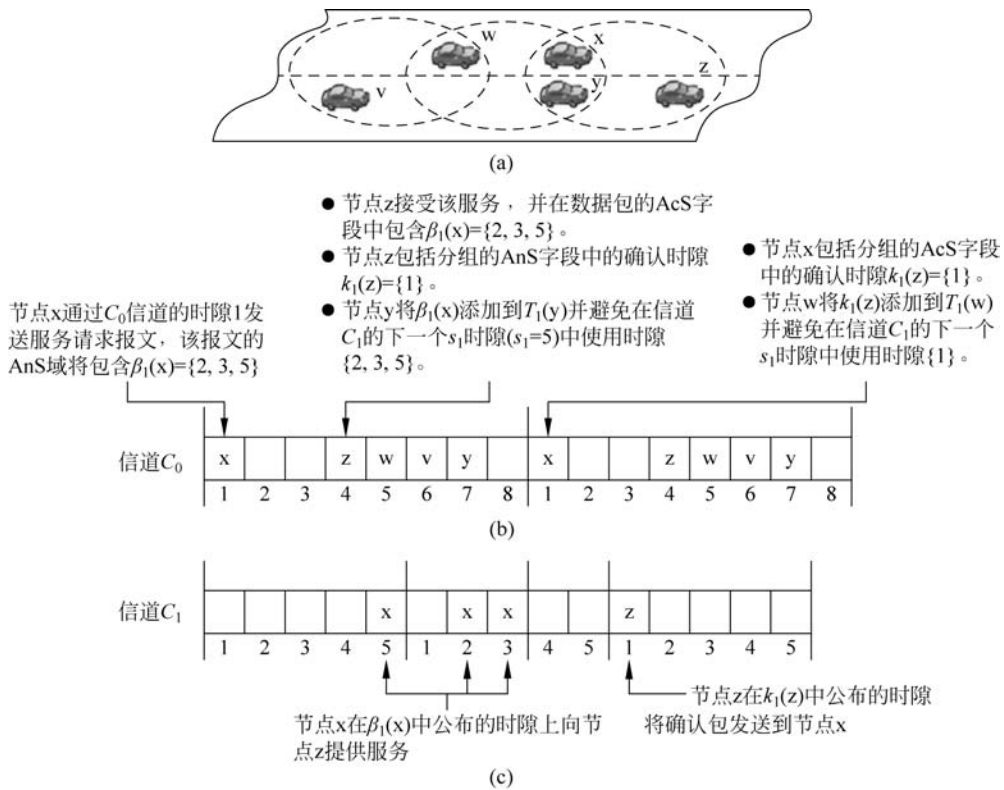


图 5-17 服务信道时隙访问示例

## 5.4 基于 SDMA 的车联网 MAC 协议

### 5.4.1 SDMA 概述

空分多路访问(SDMA)是一种信道增容的方式,其基本思想是,让采用相同信道进行数据传输的节点在空间上保持足够的距离,以避免相互之间的干扰,SDMA 可以实现信道的重复使用。蜂窝移动通信网络就是采用 SDMA 的方式来构建蜂窝区,即相隔足够远的蜂窝区,可以使用相同的信道资源。

在信道资源有限的情况下,SDMA 可以与 TDMA 结合起来使用,从而支持多个节点相互之间的数据通信。单信道条件下,为支持多个节点通信,首先可以将信道划分为若干时隙,然后将整个道路划分为若干的矩形区,每个矩形区分配一个固定的信道时隙,这样,只要确保每个矩形区中最多容纳一辆汽车节点,那么就可以保证车辆节点在数据通信的时候不会发生冲突。由于车辆节点可以通过 GPS 等设备获知车辆的实时地理位置,因此不需要与其他节点进行交互,仅通过本地的计算就可以获得当前所处的矩形区,进而确定出使用信道的时隙。典型的车联网 SDMA 系统如图 5-18 所示。

#### 1. 协议特点

由于车联网中的节点能够很方便地获取到车辆的地理位置信息,因此可以充分利用

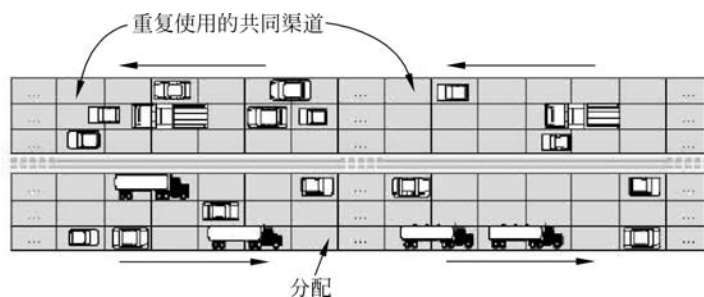


图 5-18 车联网 SDMA 示意图

SDMA 的性质,实现高效的 MAC 协议。总体而言基于 SDMA 的 MAC 协议具有以下性质。

(1) 信道利用高: 如果两个节点的距离大于通信半径,那么这两个节点可以同时使用相同的信道; 如果两个节点的距离小于通信半径,那么这两个节点可以使用相同信道的不同时隙,因此即使只有一个信道,也能很好地支持信道的多路访问。

(2) 无访问冲突: 在划分矩形区时,只要能够保证每个矩形区最多存在一辆汽车,并且每个矩形区分配不同的信道时隙,那么就不会发生信道访问冲突,也不会存在隐藏终端的问题。

(3) 通信开销低: 协议的执行只依赖局部地理位置信息,只需要通过节点自带的 GPS 设备就可以获知其地理位置,而无须与所有网络节点进行交互获知全局信息,这样可大大降低协议的维护开销,从而进一步提升信道的有效利用率。

(4) 扩展性好: 信道的时隙分配只与矩形区的划分相关,而与车辆的移动性无关,因此车辆随时加入、退出网络都不会影响协议的执行。另外,SDMA 独立于 TDMA、FDMA 及 CDMA 等其他信道访问方法,可以根据需要与其他任意的信道访问方法进行组合,以提高协议的灵活性和适用范围。

## 2. 主要操作

基于 SDMA 的车联网 MAC 协议需要解决以下两个基本问题。

(1) 如何将道路划分成矩形区。对于类似于高速公路的道路而言,道路状况比较简单,大多数的道路都可近似看作线性的条状结构,因此 ASDM 协议将矩形区的宽取为车道的宽度,矩形区的长取为 5m,这样能够满足每个矩形区内最多一辆汽车的约束条件。对于城市道路而言,存在许多的交叉路口,大多数道路构成二维的网状结构,因此 LDMA 协议根据道路上车辆密度的不同,提出了非均匀的矩形区划分方法,动态确定矩形区的长和宽。当道路上车辆密度较大时,矩形区的长宽取值较小,当道路上车辆密度较小时,矩形区的长宽取值较大。

(2) 如何为每个矩形区分配信道时隙。每个矩形区分配的信道时隙不相同就不会产生冲突,由于车联网中的车辆不断移动,很多时候会导致划分的矩形区内不存在车辆,这样会造成信道时隙的浪费。为提升信道时隙的利用率,ASDM 协议提出一种动态的时隙映射函数,可以根据前后车辆的间距动态调整时隙的分配。另一方面,车联网中存在多跳通信,如果下一跳节点所在的矩形区的信道时隙距离当前信道时隙较远,那么就意味着多跳通信存在较大的延迟,为避免这一问题的存在,LDMA 协议提出一种时隙优化方法,可以根据多跳

通信的传播方向动态调整矩形区的时隙分配。

### 5.4.2 ASDM 协议

ASDM 协议是一种自适应的空分多路访问 MAC 协议,其自适应表现在:可以根据道路中车辆的分布状况动态调整时隙的分配,尽量避免为没有车辆的矩形区分配信道时隙,以减少信道时隙的空置浪费。要实现时隙的动态分配,ASDM 协议需要检测道路中不含车辆的矩形区,因此 ASDM 协议假设节点除了能够通过 GPS 获取自身位置信息之外,还可以通过周围邻居节点的信息交换获知邻居节点的位置信息。

如前所述,基于 SDMA 的 MAC 协议首先需要划分矩形区域,然后再对矩形区域分配信道时隙。ASDM 协议矩形区域的宽度取为车道的宽度,矩形区域的长度取为车辆长度加上车辆之间的间距,约为 5m,以保证每个矩形区内最多容纳一辆汽车。由于 ASDM 是基于 SDM 的,也就是说只要网络节点之间的距离大于一定的阈值,即安全距离,那么这两个节点在收发数据的时候就不会产生冲突,就可以采用相同的信道时隙并发进行数据通信。

根据上述矩形区域的划分,安全距离区域内的所有矩形区域分配的信道时隙都必须不相同。假设道路的车道数为  $L_c$ ,车道由上至下的编号是  $L_i (i=1,2,\dots,c)$ ,可用的信道时隙总数为  $n$ ,均衡性因子为  $p$ ,那么对于车道  $i$  而言,其矩形区域  $j$  所分配的信道时隙由右至左分别为

$$T_{i,j} = L_i + (j-1)pL_c \bmod n, \quad i=1,2,\dots,L_c, j=1,2,\dots,\lceil n/L_c \rceil$$

均衡性因子  $p$  一般取为与  $n/L_c$  互素的整数,其目的是使得相邻矩形区域所分配的信道时隙差值尽量均衡。例如, $L_c=4, n=96, p=1$  时,信道分配时隙如图 5-19 所示。由于均衡性因子  $p=1$ ,因此安全距离区域内相邻信道时隙差值为 1,两个相邻的安全距离区域边界处的相邻信道时隙间隔差值较大,为 92。这就意味着,安全距离区域边界处的车辆信道时隙延迟较大。通过调整均衡性因子  $p$  的值,可以使得相邻信道时隙间隔差值分布更加均匀,进而降低信道时隙延迟。

93	89	85	81	77	73	69	65	61	57	53	49	45	41	37	33	29	25	21	17	13	9	5	1	93
94	90	86	82	78	74	70	66	62	58	54	50	46	42	38	34	30	26	22	18	14	10	6	2	94
95	91	87	83	79	75	71	67	63	59	55	51	47	43	39	35	31	27	23	19	15	11	7	3	95
96	92	88	84	80	76	72	68	64	60	56	52	48	44	40	36	32	28	24	20	16	12	8	4	96

图 5-19 ASDM 协议信道时隙分配示意图

上述信道时隙分配方法中,并没有考虑车辆的具体分布,而实际中由于车辆分布的不均匀,许多分配了信道时隙的矩形区域并没有车辆,这就造成了信道时隙的浪费。为了避免这种情况的发生,ASDM 协议引入了一种自适应的机制,可以让车辆节点充分利用未使用的空闲信道时隙。根据协议的假设,节点可获知自身的地理位置,通过与周围邻居节点的信息交互,节点还可以获知周围邻居节点的地理位置,这样道路中的后车可以根据前车的位置判断两车之间的距离,进一步判断两车之间存在多少个未使用的空闲信道时隙,从而后车可以使用这些信道时隙进行数据的发送。

考虑到车联网中存在多跳通信,如图 5-20(a)所示,假设矩形区域的编号等于其分配的信道时隙编号,如果矩形区域 1 中的车辆通过矩形区域 53 中的车辆向后续节点转发数据,



LDMA 协议采用一种流水线式的  $k$ -hop 染色机制对网格单元分配信道时隙,这种  $k$ -hop 染色机制可以让互不干扰的节点能够同时并发地发送数据,具体如图 5-22 所示。假设单元格边长为 100m,A、B、C 分别表示信道时隙 0、1、2,无线信道的通信半径为 300m,如果单元格(1,1)中的节点发生紧急事件,需要将紧急报文通过相邻的节点向右发送出去。首先看按照{A,B,C}的顺序分配信道时隙的情况,因为节点分配的信道时隙为 1,那么节点首先等到信道时隙 1 把消息发送给单元格(3,1)中的节点,然后单元格(3,1)中的节点需要在下一轮信道周期的时隙 0 转发紧急报文给单元格(5,1)中的节点,以此类推,等到单元格(7,1)中的节点转发该紧急报文时,延迟总共是 6 个信道时隙。而如果采用  $k$ -hop 染色机制分配信道,那么信道时隙的分配为{A,C,B},充分利用流水线机制,总的延迟可以减小为 3 个信道时隙,紧急报文的传播速度是原来的两倍。

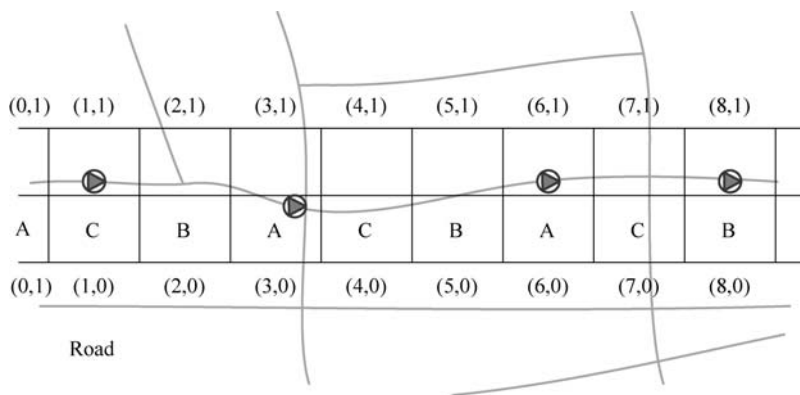


图 5-22 LDMA 信道时隙分配示意图

由于车联网的车辆分布是动态变化的,单元格和信道时隙的分配都应当与实时的交通状况相适应,这就要求车辆节点能够获知实时的交通状况。当前,许多车辆都装载了调频数据广播系统,因此可以将该调频数据广播系统作为公共控制信道,用来传输 LDMA 协议的参数及车辆的信道时隙调度。LDMA 协议的基本流程是:车辆通过调频数据广播系统周期性获取道路交通状况,然后各自分布式地计算出网格单元的划分,最后根据车辆行驶方向,利用  $k$ -hop 染色机制生成信道时隙的分配方案。

#### 5.4.4 RCM 协议

与 LDMA 协议相类似,RCM 协议将道路划分为若干单元区域,使得单元区域中的车辆数小于或等于信道数,这样再通过信道映射函数使得每辆车使用不同的信道。假设道路为线性结构,每辆车的长度约为  $w$ ,每个单元区域最多包含  $k$  辆汽车,则单元区域的大小为  $l = kw$ 。考虑到车辆的通信半径为  $r$ ,为保持单元区域中的信道相互之间不冲突,区域中的所有车辆应当在通信半径内,因此有  $l \leq r$ 。因为  $l = kw$ ,于是有

$$k \leq \lfloor r/w \rfloor$$

如果给每个单元区域分配一个信道集合,那么  $n$  个信道可以划分的信道集合数  $\tau = \lfloor n/k \rfloor$ ,又因为考虑到信道重用,通信半径内的所有信道不能相同,所以信道总数应当满足:  $n \geq 2k \lceil r/l \rceil + k$ 。

假设道路划分的单元区域分别为  $R_1, R_2, \dots, R_\tau$ , 可用的信道集合分别为  $C_1, C_2, \dots, C_\tau$ , 那么可以用下面的映射函数为每个单元区域分配信道集合

$$f_a : R_i \rightarrow C_j \mid j = i \bmod \tau$$

确定好单元区域信道集合以后, 单元区域内的车辆节点将基于 R-ALOHA 协议动态获取可用信道进行通信, RCM 协议信道分配过程可以用图 5-23 所示的例子来说明。

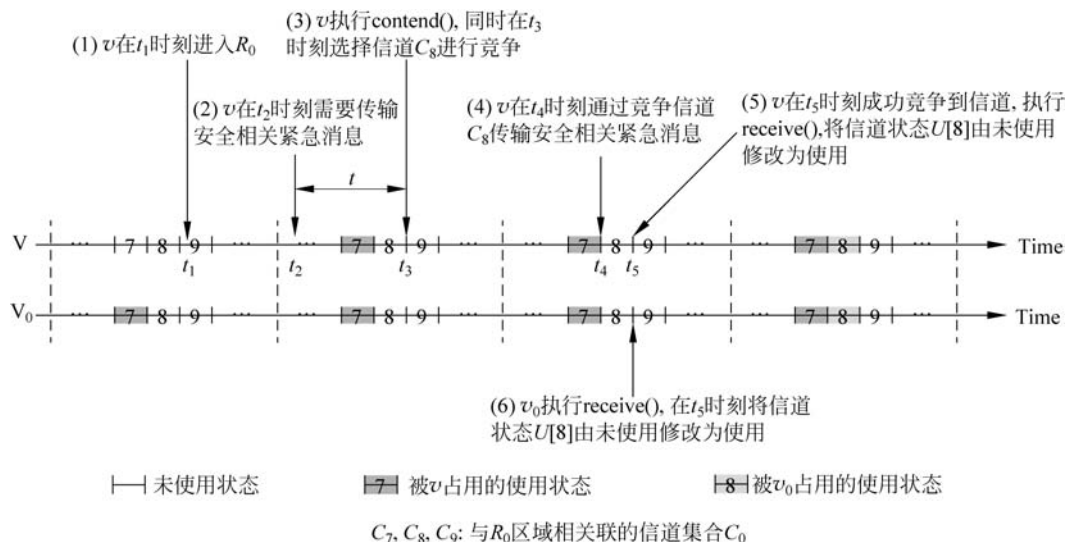


图 5-23 RCM 协议信道分配示意图

对于任意的可用信道集合  $C_i$  而言, 信道分为已占用和未占用两种状态: 当信道空闲或存在消息冲突时, 信道为未占用状态; 当信道发送数据时, 信道为已占用状态。每个信道的占用状态可以用向量  $U[1..n]$  来存储, 因此信道  $C_i$  的状态记录在  $U[i]$  中。如图 5-23 所示, 假设单元区域  $R_0$  分配了信道集合  $C_0 = \{C_7, C_8, C_9\}$ , 信道  $C_7$  已经被分配给了车辆  $V_0$ , 此时另一车辆  $V$  在  $t_1$  时刻驶入  $R_0$  区域, 并在  $t_2$  时刻有紧急消息要发送, 那么  $V$  首先需要在信道集合  $C_0$  中预约一个未占用的信道。由于  $V$  在  $t_1$  时刻才进入到  $R_0$  区域, 因此当  $V_0$  占用信道  $C_7$  的时候,  $V$  无法获知  $U[7]$  的状态值, 所以  $V$  在  $t_2$  时刻并不能直接发送消息, 必须要延迟  $t_e$  时间, 等获知了各信道状态之后, 选择一个未占用的信道  $C_8$  进行消息的发送。消息发送完成以后, 并不等于该消息能够正确被接收, 节点  $V$  还需要侦听其他节点发送的  $U[8]$  状态值, 如果状态值为已占用, 则说明消息正确发送, 如果状态值为未占用, 则说明存在冲突, 需要重新选择信道发送消息。需要注意的是, 在发送消息的过程中, 节点  $V$  可能从区域  $R_0$  移动到新的区域  $R_i$ , 此时节点需要将信道集合从  $C_0$  切换到  $C_i$ , 并且从  $C_i$  中选择正确的未占用信道来发送消息。

RCM 协议结合了 FDMA、TDMA、SDMA 等多种信道复用方式的优点, 可以根据具体的车辆密度、可用信道数量等条件参数动态调整单元区域的大小, 以降低信道的冲突, 进一步降低消息的传输时延。

## 5.5 小结

本章介绍了车联网 MAC 协议的基础,包括 MAC 协议功能需求、面临的挑战性问题、性能评价指标及协议设计原则等,并根据信道多路复用的方式,介绍了不同的车联网 MAC 协议。以 FDMA、CDMA 为基础的 MAC 协议,可以不受时间和空间的约束,具有良好的性能,然而可用于车联网数据传输的频率资源和码元数量都是非常有限的,因此具有较大的局限性。以 CSMA 为基础的 MAC 协议,无论是公平性还是吞吐量方面都具有很好的性能,然而其传输时延没有确切的边界,因此并不适用于道路安全密切相关的实时应用。以 TDMA 为基础的 MAC 协议,具有确定性的时延,可用于实时应用,但是在网络频繁发生时,时隙的分配不均往往导致信道利用率不高。以 SDMA 为基础的 MAC 协议,可以很好地重用有限的信道资源,然而当网络节点频繁移动时,如何控制信道资源的再分配成为协议设计的一个难点。综上,单一的信道多路复用方式既有其优点,也存在不足之处,因此车联网 MAC 协议的核心内容就是根据具体的应用需求和限制条件,综合各种信道多路复用方式的有利条件,设计出融合各种多路复用技术特点的混合型 MAC 协议。