

## 无线多跳 Ad hoc 网络中 MAC 机制的公平性与网络容量利用率

李 云<sup>①②</sup> 隆克平<sup>①②</sup> 赵为粮<sup>①</sup> 吴诗其<sup>②</sup> 陈前斌<sup>①</sup>

<sup>①</sup>(重庆邮电学院光互联网及无线信息网络研究中心 重庆 400065)

<sup>②</sup>(电子科技大学光互联网及移动信息网络研究中心 成都 610054)

**摘 要:** 高效、公平的 MAC 协议是目前无线多跳 Ad hoc 网络研究的关键问题之一。该文在给出一种新的无线多跳 Ad hoc 网络的网络模型前提下, 定义了 MAC 协议公平性、网络容量利用率两个性能参数。给出了一种能在竞争节点间公平共享无线信道并充分利用网络容量的 MAC 协议(FMAC), 仿真比较了 FMAC 和 IEEE 802.11 DCF 的公平性和网络容量利用率。结果表明 FMAC 能在充分利用网络容量的前提下, 实现无线信道在竞争节点间的公平共享。

**关键词:** 无线多跳 Ad hoc 网络; 介质访问控制; 公平性; 网络容量利用率

中图分类号: TN915.65

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2007)02-0333-07

## Fairness and Network Capacity Utilization Ratio of MAC Mechanism in Wireless Multi-hop Ad hoc Networks

Li Yun<sup>①②</sup> Long Ke-ping<sup>①②</sup> Zhao Wei-liang<sup>①</sup> Wu Shi-qi<sup>②</sup> Chen Qian-bin<sup>①</sup>

<sup>①</sup>(*Special Research Centre for Optical Internet & Wireless Information Networks, Chongqing University of Posts and Telecommunications, Chongqing 400065, China*)

<sup>②</sup>(*Research Centre for Optical Internet and Mobile Information Networks, University of Electronic Science and Technology of China, Chengdu 610054, China*)

**Abstract:** It is a key issue in wireless multi-hop Ad hoc networks to develop a Media Access Control (MAC) protocol by which the contending nodes can share the wireless channel fairly and can fully utilize the network capacity. Considering the characteristics of wireless multi-hop Ad hoc networks, such as multi-hop, networks topology changing frequently, and some nodes contending the wireless channel, this paper builds the model of wireless Ad hoc networks and defines two MAC performance parameters: fairness and network capacity utilization ratio. Moreover, this paper proposes a Fair MAC (FMAC) protocol by modifying the IEEE 802.11 DCF. The simulation results prove that FMAC can make the contending nodes share the wireless channel fairly and fully utilize the network capacity.

**Key words:** Wireless multi-hop Ad hoc networks; Media Access Control (MAC); Fairness; Network capacity utilization ratio

### 1 引言

在无线多跳 Ad hoc 网络中, 一个需要解决的关键问题是设计公平高效的分布式 MAC 协议。所谓公平, 是指竞争无线信道的节点能公平共享无线信道的带宽; 所谓高效, 是指无线信道的带宽得到充分利用。在传统的有线和无线网络中, 已有的 MAC 机制有很多<sup>[1-3]</sup>, 但将这些协议直接应用于无线多跳 Ad hoc 网络将导致严重的公平性问题<sup>[4]</sup>。

IEEE 802.11 DCF(Distributed Coordination Function)本身是为无线局域网(Wireless LAN, WLAN)制定的 MAC

规范。近年来, IEEE802.11 已被广泛应用于无线多跳 Ad hoc 网络的各种仿真和实验网中, IEEE802.11 DCF 正成为无线多跳 Ad hoc 网络的事实上的 MAC 规范。但是研究表明, 在无线多跳 Ad hoc 网络环境下, IEEE 802.11 DCF 存在明显的公平性问题<sup>[5-9]</sup>。

一个存在公平性问题的典型拓扑如图 1 所示,  $n_2$  在  $n_3$  的干扰范围之内, 但  $n_1$  在  $n_3$  的干扰范围之外。建立如图 1 所

示两条 CBR 业务流( $f_1: n_1 \rightarrow n_2$ ,  $f_2: n_3 \rightarrow n_4$ ), 且  $f_1$  与  $f_2$  的发送速率均大于信道带宽(2Mbps), 图 2 给出了  $f_1$  和  $f_2$  的吞吐量, 由图 2 可知,  $f_2$  几乎占用了整个无线信道, 而  $f_1$  成功发送的数据不到  $f_2$  的 10%。

在文献[5-9], 作者通过仿真的方法讨论了 IEEE802.11

2005-07-07 收到, 2006-03-04 改回

教育部新世纪优秀人才支持计划(NCET), 国家自然科学基金项目(90304004), 重庆市教委项目(KJ50503)和重庆市科委项目(8817)资助课题

DCF 在无线多跳 Ad hoc 网络中的公平性问题。文献[10]讨

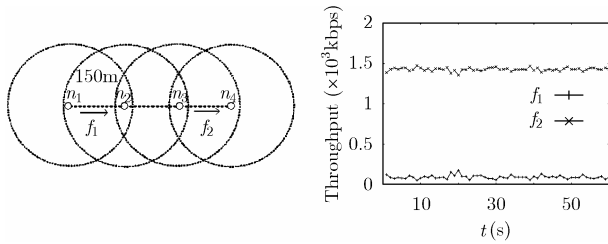


图1 由移动节点  $n_1, n_2, n_3, n_4$  构成的线形拓扑 图2 信道饱和时, 两条 CBR 业务流 ( $f_1, f_2$ ) 的吞吐量

论了如何根据节点所得带宽调整竞争窗口, 以改善 802.11 DCF 的公平性。文献[11]给出了一种基于侦听回退的 MAC 机制(SBA)。文献[12]给出了一种基于时间标记的补偿协议(TBCP), 以实现信道时隙的公平调度。文献[13]给出一种称为 FIDC(Fair ID Countdown)的 MAC 协议, TBCP 和 FIDC 基于 TDMA, 需要全网同步。文献[14]的作者为 MAC 公平性建议了一种通用的解析框架, 该框架能根据网络中节点与业务流的竞争关系, 得到业务流竞争图和资源约束图, 根据建议的解析框架, 作者进一步分析了如何根据公平性需求产生相应的竞争解析算法。

在文献[15]中, 我们得出导致 IEEE802.11 DCF 不公平(节点  $n_1, n_3$  不能公平共享无线信道)的原因如下: (1) 由于节点  $n_3$  发送的无线信号覆盖不到  $n_1$ ,  $n_1$  因侦听不到  $n_3$  的发送而不能进行合理的发送延迟, 因此不能正确地在  $n_3$  的发送间隔——即在收到 ACK 后与发送新的 RTS 之前的随机时延——进行发送尝试; (2) 即使偶然节点  $n_1$  在  $n_3$  的发送间隔进行发送尝试, 但  $n_1$  也必须在  $n_3$  开始发送新的 RTS 前的  $t_{SIFS}$  结束发送, 只有这样, 节点  $n_2$  才能接收到  $n_1$  的 RTS 并回送 CTS 帧。

本文结合无线多跳 Ad hoc 网络的多跳和网络拓扑动态变化的特点, 考虑节点间竞争关系, 定义了 MAC 协议公平性、网络容量利用率两个性能参数。进一步, 本文给出了一种能在竞争节点间公平共享无线信道并充分利用网络容量的 MAC(FMAC)协议。

## 2 无线多跳 Ad hoc 网络模型, MAC 协议公平性及网络容量利用率的定义

### 2.1 无线多跳 Ad hoc 网络模型

一个无线多跳 Ad hoc 网络可用无向图  $G = (N, L)$  表示。其中  $N$  为有限顶点集合, 对应无线多跳 Ad hoc 网络中的节点集合;  $L$  为边集合, 对应无线多跳 Ad hoc 网络中节点间无线链路的集合。当无线节点  $n_1, n_2 (n_1, n_2 \in N)$  相互在彼此的传输范围内时, 则  $n_1, n_2$  间存在一条双向的无线链路。

定义节点  $n_i$  的相邻节点集合为  $NB_i = \{n_k \in N : (n_i, n_k) \in L\}$ 。定义节点  $n_i$  在时刻  $t$  的相邻发送节点集合为  $TN_i^t = \{n_k \in NB_i : n_k \text{ 在时刻 } t \text{ 正发送数据或有数据等待发送}\}$ 。定义时刻  $t$  正发送数据或有数据等待发送的节点集合

为  $N_T^t$ ,  $N_T^t$  对应的接收节点集合为  $N_R^t$ , 进一步定义  $t$  时刻  $G$  的发送子图  $G_T^t = (N_T^t \cup N_R^t, L_T^t)$ , 其中,  $L_T^t = \{(n_i, n_j) \in L : n_i \in N_T^t, n_j \in N_R^t, n_i \text{ 为 } n_j \text{ 的接收节点}\}$ 。定义  $t$  时刻  $G$  的竞争子图  $G_C^t = (N_T^t, L_C^t)$ , 其中,

$$L_C^t = \left\{ (n_i, n_j) : n_i, n_j \in N_T^t; \text{且 } n_i \in TN_j^t, \text{或 } n_i \text{ 对 } n_j \text{ 的接收节点构成干扰, 或 } n_j \text{ 对 } n_i \text{ 的接收节点构成干扰} \right\}。$$

对  $n_i$  到  $n_j$  的发送, 定义节点  $n_i$  在时刻  $t$  的相邻竞争节点集合为  $CN_{ij}^t = \{n_k : (n_k, n_i) \in L_C^t\}$ 。

$CN_{ij}^t$  给出了正与节点  $n_i$  竞争无线信道的节点, 显然, 在不同的时刻  $t$ , 对不同的接收节点  $n_j$ ,  $CN_{ij}^t$  可能不同。对图 3 所示无线多跳 Ad hoc 网络,  $CN_{01}^t = \{n_4, n_6, n_8\}$ 。

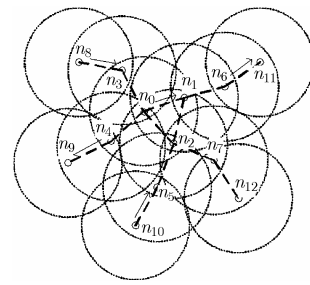


图3 求  $CN_{0j}^t$  的示例

### 2.2 公平性及网络容量利用率的定义

设无线链路的物理带宽为  $B_L$  (bit/s),  $\forall n_i \in N_T^t$ ,  $n_i$  提供给信道的负载为  $L_i$  (bit/s), 在任意  $N_T^t, N_R^t$  保持不变的时间内,  $n_i$  得到的平均有效数据发送率为  $S_i$  (bit/s), 若存在这样的 MAC 协议, 使得:

$$(1) \text{ 当 } L_i < \frac{B_L \times RP_e}{|CN_{ij}^t| + 1} \text{ 时, } S_i = L_i; \text{ 当 } L_i \geq \frac{B_L \times RP_e}{|CN_{ij}^t| + 1} \text{ 时,}$$

$$S_i \geq \frac{B_L \times RP_e}{|CN_{ij}^t| + 1}, \text{ 其中, } |CN_{ij}^t| = \sum_{j, n_j \text{ 为 } n_i \text{ 的接收节点}} |CN_{ij}^t|, \text{ 则称该}$$

MAC 协议是公平的。  $RP_e$  为估计的链路带宽利用率, 它跟具体的 MAC 机制有关, 对于第 3 节给出的 FMAC 协议,  $RP_e$  的计算式见第 3 节的式(3)。

(2) 定义  $C^t$  为通过图  $G_T^t$  所能获得的网络最大容量, 当  $G_T^t$  中所有无线链路负载均饱和时, 若  $\sum_{n_i \in N_T^t} S_i = C^t$ , 则称该 MAC 协议对网络容量的利用是充分的。

定义竞争子图  $G_C^t$  的点独立集为  $N_T^{t*}$ ,  $N_T^{t*} \in N_T^t$ , 且  $N_T^{t*}$  中任意两顶点均不相邻。顶点数最多的点独立集称为最大点独立集, 其顶点个数称为点独立数, 计为  $\beta_0(G_C^t)$ 。

对于  $C^t$ , 有如下命题:

**命题 1** 通过图  $G_T^t$  所能获得的网络最大容量为  $\beta_0(G_C^t) \times B_L$ 。

**证明** 由点独立集的定义和竞争子图  $G_C^t$  的定义知, 最大点独立集中的节点可同时发送数据而不相互干扰, 因此, 通过图  $G_T^t$  所能获得的网络最大容量不小于  $\beta_0(G_C^t) \times B_L$ 。由最大点独立集的定义知, 不属于最大点独立集以外的任何发

送节点  $n_i$  都将在竞争子图  $G_C^t$  中与最大点独立集中的至少一个节点相邻,不妨设最大点独立集中有  $m(m \geq 1)$  个节点与  $n_i$  相邻,则  $n_i$  将与这  $m$  个节点竞争无线信道。显然,  $n_i$  与这  $m$  个节点所能得到的带宽之和的最大值为  $m \times B_L$ , 因此,增加除最大点独立集以外的任何发送节点并不能增加通过图  $G_T^t$  所能获得的网络最大容量,即通过图  $G_T^t$  所能获得的网络最大容量不大于  $\beta_0(G_C^t) \times B_L$ 。因此,通过图  $G_T^t$  所能获得的网络最大容量为  $\beta_0(G_C^t) \times B_L$ 。 证毕

由于实际的 MAC 协议很难实现理想的公平性和对链路带宽的充分利用,因此,进一步给出衡量 MAC 协议公平性的参数和网络容量利用率参数。

对  $N_T^t, N_R^t$  恒定的时间内,定义该段时间的公平性参数:

$$FP = \min_{n_i \in N_T^t} \left\{ \frac{\min\{S_i, L_{SH}\}}{L_{SH}} \right\} \quad (1)$$

其中  $L_{SH}$  为节点  $n_i$  应得的带宽份额,当  $L_i < \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}$ ,

$$L_{SH} = L_i; \text{ 当 } L_i \geq \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1} \text{ 时, } L_{SH} = \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}。$$

对  $N_T^t, N_R^t$  恒定的时间内,定义该段时间的网络容量利用率参数:

$$RP = \frac{\sum_{n_i \in N_T^t} S_i}{C^t} \quad (2)$$

显然,由式(1)和式(2)知,FP 越大,MAC 协议的公平性越好;RP 越大,MAC 协议的网络容量利用率越高。

### 3 一种新的无线多跳 Ad hoc 网络 MAC 协议 FMAC

针对本文引言中给出的造成 IEEE802.11 DCF 不公平的原因,本节将对 802.11 DCF 作改进,首先给出 FMAC 引入的新的帧类型和新的变量,然后描述 FMAC 协议的主要思想。

#### 3.1 新的帧类型

FMAC 协议引入了竞争突发(CB)、竞争突发转发(CBF)、发送延迟 0(DT<sub>0</sub>)、发送延迟 1(DT<sub>1</sub>)和 CTS 转发(CTSF)帧,在 CTS 帧的 RA 字段之后增加了发送节点地址(TA)字段。它们的结构如图 4 所示。相关字段的含义请参考文献[2]。除 SubType 字段的值为 6 外,DT<sub>1</sub> 的帧结构与 DT<sub>0</sub> 相同。

CB 帧是一个长度为 2 Byte 的突发,在节点发送 RTS 帧之前发送,收到 CB 帧的节点将发送 CBF 帧。CB/CBF 帧的作用类似 802.11 DCF 中 RTS/CTS 帧的作用,但由于 CB 帧的长度很短,在带宽大于 2Mbps 的无线信道上,其发送时间小于 1 个时隙长度,因此,一旦某节点发送 CB 帧,则该 CB 帧发生碰撞的概率将非常小。这正是 FMAC 机制

引入 CB/CBF 帧的原因。

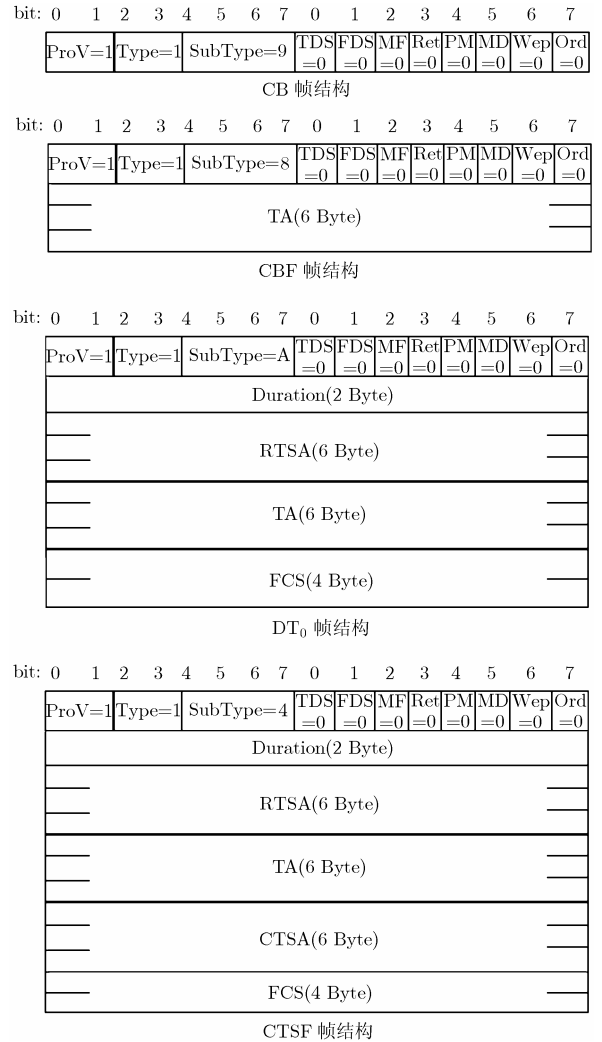


图 4 FMAC 协议引入的控制帧结构

DT<sub>0</sub> 帧(CTSF 帧)的作用是禁止与当前发送节点(接收节点)相距为两跳的节点在当前发送周期内发送信号到与当前发送节点(接收节点)相距为一跳的节点,并使这些节点(与当前发送(接收节点)相距为两跳的节点)根据 DT<sub>0</sub> 帧和 CTSF 帧的 duration 字段进行合理的延迟。因为这些节点(与当前发送和接收节点相距为一跳的节点)即使能正确收到 RTS 帧,也不会用 CTS 帧应答。

如上所述,发送节点的相邻节点(目的节点除外)监测到 RTS 帧之后需要发送 DT<sub>0</sub> 帧,收到 RTS 帧的目的节点需要延迟一定时间后发送 CTS 帧,以防止与 DT<sub>0</sub> 帧发送碰撞。为了阻止目的节点的相邻节点在这段时间内进行发送尝试,目的节点在发送 CTS 帧之前先发送 DT<sub>1</sub> 帧。

#### 3.2 新的变量定义

FMAC 定义了两个新的变量:  $\tau$  和  $p$ 。

定义  $\tau$  为节点相邻两次发送数据帧之间的时间间隔,显然,  $\tau$  跟节点的负载、信道负载、当前竞争无线信道的节点数均有关。在 FMAC,节点  $n$  利用  $\tau$  来判断自己当前是否是接收节点,如果是(即在时间  $\tau$  内收到 RTS 帧或数据帧),则

在收到相邻节点发送的 CB 帧、RTS 帧和 CTS 帧后需要分别发送 CBF 帧、DT<sub>0</sub> 帧和 CTSF 帧, 让  $n$  的发送节点进行合理的延迟。另外,  $\tau$  的大小对  $|CN_i^t|$  的准确估计会有一些影响,  $\tau$  过大, 会使估计的  $|CN_i^t|$  偏大; 过小, 会使估计的  $|CN_i^t|$  偏小, 但这种影响并不明显, 根据本文第 4 节的仿真,  $\tau$  取 2s 是完全合适的。

$p$  为节点  $n$  发送 CBF, DT<sub>0</sub> 和 CTSF 帧的概率, 减小  $p$  值能减小节点  $n$  因发送 CBF, DT<sub>0</sub> 和 CTSF 帧而干扰相邻接收节点接收数据的概率。节点  $n$  设置  $p$  值的算法如下: 如果节点  $n$  在时间  $\tau$  内侦听到目的节点地址非本节点的 CTS 帧, 则取一个较小的值(根据本文第 4 节的仿真, 本文给出该情况下  $p$  的建议值在 1/16 ~ 1/10 之间); 否则,  $p$  取一个较大的值(同样, 根据本文第 4 节的仿真, 给出该情况下  $p$  的建议值在 0.8~1.0 之间)。

另外, 在 802.11 DCF 的基础上, FMAC 需要每个节点  $n$  保存一个“节点地址-NAV 计数器”表, 其“节点地址”为发送 DT<sub>0</sub> 或 CTSF 帧的节点的地址, “NAV 计数器”的值给出了节点  $n$  在发送数据到该表项对应的节点地址时, 节点  $n$  应作的时延。节点在收到 DT<sub>0</sub> 或 CTSF 帧后更新该表。同时, 节点  $n$  还保存一个“节点-NAV 计数器( $n\_NAV$ )”,  $n\_NAV$  的功能与 802.11 DCF 中 NAV 的功能相同, 其值在节点  $n$  侦听到 CB, CBF, DT<sub>1</sub>, 数据帧和 CTS 帧时进行更新。

### 3.3 FMAC 协议

在给出 FMAC 引入的新的帧类型和新的变量后, 我们描述 FMAC 协议的主要思想如下:

(1) 节点  $n_i$  在发送帧到  $n_j$  之前, 先通过物理的载波侦听和虚拟(virtual)载波侦听检测信道, 如果信道空闲, 则发送 CB 帧; 否则, 在  $[0, CW_{\min} - 1]$  之间按均匀分布随机延时等待。新的 MAC 协议的虚拟载波侦听机制的实现算法不同于 802.11 DCF, 主要区别在于: 只要当  $n\_NAV$  的值为零, 同时, “节点地址-NAV 计数器”表中节点地址为  $n_j$  的表项对应的 NAV 计数器的值也为零时, 节点  $n_i$  才判断信道为空闲。

(2) 在发送 CB 帧后  $t_{CBF} + t_{SIFS} + t_{EIFS}$  ( $t_{CBF}$  为发送 CBF 帧所需的时间), 节点  $n_i$  发送 RTS 帧。

(3) 节点在收到 CB 帧后, 如果信道空闲且本节点在收到 CB 帧的时刻之前的  $\tau$  时间间隔内未收到过其他节点发来的 RTS 或数据帧(这些帧的目的节点为该节点), 则等  $t_{SIFS}$  后以概率  $p$  发送 CBF 帧, 并设置  $n\_NAV$  的值为  $t_{CBF} + t_{SIFS} + t_{EIFS}$ ; 否则, 丢弃 CB 帧。

(4) 节点在收到 CBF 帧后, 首先判断本节点是否有 RTS 帧正等待发向 CBF 帧的 TA 字段对应的节点地址, 若是, 则丢弃 CBF 帧; 否则, 设置  $n\_NAV$  的值为  $t_{RTS} + t_{EIFS}$  ( $t_{RTS}$  为发送 RTS 帧所需的时间)。

(5) 节点在收到 RTS 帧后, 若信道不空闲, 直接丢弃 RTS 帧; 否则, 判断 RTS 帧的目的节点地址是否等于本节点地址; 若等于, 则发送 DT<sub>1</sub> 帧, 并等  $t_{DT} + t_{EIFS}$  后发送 CTS

帧,  $t_{DT}$  为发送 DT<sub>n</sub> ( $n=0$  或 1)所需的时间; 若不等于, 则判断本节点在收到该 RTS 帧的时刻之前的  $\tau$  时间间隔内是否收到过其他节点发来的 RTS 或数据帧(这些帧的目的节点为该节点), 若是, 则等  $t_{SIFS}$  后以概率  $p$  发送 DT<sub>0</sub> 帧, 并设置  $n\_NAV$  的值为 RTS 帧的 duration 字段的值; 否则, 丢弃 RTS 帧。

(6) 节点在收到 DT<sub>1</sub> 帧后, 若 DT<sub>1</sub> 帧的 RTSA 字段的值等于本节点地址, 则丢弃 DT<sub>1</sub> 帧; 否则, 设置  $n\_NAV$  的值为 DT<sub>1</sub> 帧的 duration 字段的值。在收到 DT<sub>0</sub> 帧后, 若 DT<sub>0</sub> 帧的 RTSA 字段的值等于本节点地址, 则丢弃 DT<sub>0</sub> 帧; 否则, 根据 DT<sub>0</sub> 帧中的发送节点地址查找“节点地址-NAV 计数器”表, 如果该表中存在节点地址等于 DT<sub>0</sub> 帧中的发送节点地址的表项, 则更新该表项对应的 NAV 计数器的值为 DT<sub>0</sub> 帧的 duration 字段的值; 否则, 添加一个“节点地址-NAV 计数器”表项, 该表项的节点地址为 DT<sub>0</sub> 帧中的发送节点地址, NAV 值计数器的值为 DT<sub>0</sub> 帧的 duration 字段的值。

(7) 节点在收到 CTS 帧后, 若信道不空闲, 直接丢弃 CTS 帧; 否则, 判断 CTS 帧的目的节点地址是否等于本节点地址; 若等于, 则等  $t_{SIFS} + t_{EIFS} + t_{CTSF}$  后发送数据帧; 若不等于, 则判断本节点在收到该 CTS 帧的时刻之前的  $\tau$  时间间隔内是否收到过其他节点发来的 RTS 或数据帧(这些帧的目的节点为该节点); 若是, 则等  $t_{SIFS}$  后以概率  $p$  发送 CTSF 帧, 并设置  $n\_NAV$  的值为 CTS 帧的 duration 字段的值; 否则, 丢弃 CTS 帧。

(8) 节点收到 CTSF 帧的处理与收到 DT<sub>0</sub> 帧时的处理过程类似, 即首先判断 CTSF 帧的 CTSA 字段的值是否等于本节点地址; 若等于, 则丢弃 CTSF 帧; 否则, 根据 CTSF 帧中的 TA 字段的值查找“节点地址-NAV 计数器”表。如果该表中存在节点地址等于该值, 则更新该表项对应的 NAV 计数器的值为 CTSF 帧的 duration 字段的值; 否则, 添加一个“节点地址-NAV 计数器”表项, 该表项的节点地址为 CTSF 帧的 TA 字段的值, NAV 计数器的值为 CTSF 帧的 duration 字段的值。

(9) 节点在收到数据帧后, 等  $t_{SIFS}$  发送 ACK 帧。

(10) 在收到 ACK 帧后, 节点  $n_i$  根据式(3)估计无线链路带宽利用率  $RP_e$  和  $|CN_i^t|$ , 并在  $|CN_i^t|$  恒定的时间  $T$  内计算节点  $n_i$  应得带宽  $L_{SH}$  和实际所得带宽  $S_i$ , 若  $S_i \geq L_{SH}$ , 则节点在  $[0, CW_{\min} - 1]$  之间作随机延迟后再进行下一次发送尝试; 否则, 节点  $n_i$  在延迟  $t_{SIFS}$  后继续发送数据帧。节点分别按式(3)和式(4)计算  $RP_e$  和  $S_i$ 。

$$RP_e = \frac{L_p}{T_s \times B_L} \quad (3)$$

其中  $L_p$  为数据帧中净负荷的长度,  $T_s = 4 \times t_{SIFS} + 3 \times t_{EIFS} + t_{CB} + t_{CBF} + t_{RTS} + t_{DT} + t_{CT} + t_{CTSF} + t_D + t_{ACK} + (CW_{\min}/2) \times t_{SLOT}$

$$S_i = (N \times L_p) / T \quad (4)$$

其中  $N$  为在  $|CN_i^t|$  恒定时间  $T$  内发送节点  $n$  发送的数据帧的总数。

$L_{SH}$  的计算方法如下: 当  $L_i < \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}$  时,  $L_{SH} = L_i$ ;

当  $L_i \geq \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}$  时,  $L_{SH} = \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}$ 。

节点  $n_i$  在时间  $t$  计算  $|CN_i^t|$  的算法如下: 节点  $n_i$  保存一个“竞争节点地址-记录时间”表, 用于记录当前与节点  $n_i$  竞争无线信道的节点, 节点  $n_i$  在收到 RTS, DT<sub>1</sub>, CTS 帧后, 节点  $n_i$  根据 RTS, CTS 帧中的 TA 字段或 DT<sub>1</sub> 帧中的 RTSA 字段的值查“竞争节点地址-记录时间”表, 如果该表中有与这些字段值相等记录, 则更新该记录对应的记录时间为当前节点时间; 否则, 添加一新的记录, 新添加记录的竞争节点地址的值为 RTS, CTS 帧中的 TA 字段或 DT<sub>1</sub> 帧中的 RTSA 字段的值, 记录时间为当前节点时间。节点  $n_i$  在收到 DT<sub>0</sub>, CTSF 帧后, 判断这些帧的 TA 字段的值对应的节点是否为节点  $n_i$  的当前接收节点, 若是, 则直接丢弃这些帧, 否则, 进一步处理与收到 DT<sub>1</sub> 帧时的处理相同。节点  $n_i$  在收到 ACK 后, 查找“竞争节点地址-记录时间”表, 统计当前时间与记录时间的差小于  $\tau$  的记录个数, 该记录个数即为  $|CN_i^t|$ 。

节点在收到 RTS, DT<sub>n</sub> ( $n=0$  或  $1$ ), CTS, CTSF, 数据帧时需要根据这些帧中 duration 字段的值<sup>[2]</sup> 设置其  $n\_NAV$  计数器, 或“节点地址-NAV计数器”表中对应表项的 NAV 计数器的值。

为进一步说明 FMAC 协议, 我们以图 1 所示拓扑为例, 给出节点  $n_1, n_3$  竞争无线信道的过程如图 5。为表示的方便, 图 5 为  $S_i \geq L_{SH}$  时的情形,  $S_i < L_{SH}$  的情形与图 5 类似, 不同的是节点  $n_1$  (或  $n_3$ ) 在收到 ACK 后等  $t_{SIFS}$  连续发送数据帧。

#### 4 FMAC 的性能仿真

采用常用的网络仿真软件 NS-2<sup>[16]</sup>, 仿真拓扑包括图 1 所示的线形拓扑和图 6 所示拓扑, 仿真时间为 200s。仿真的业务类型为恒定比特率业务, 采用 UDP 作传输层, 相应的

仿真参数如表 1 所示。

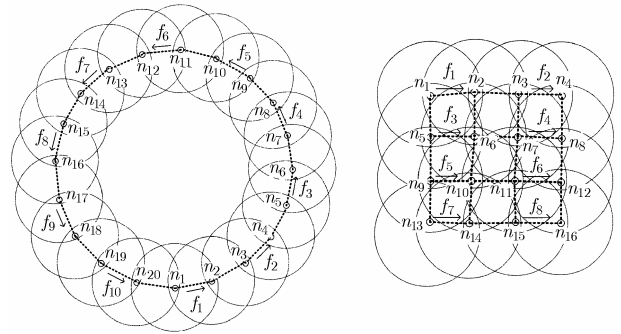


图 6 仿真拓扑

根据控制帧格式和表 1 所示仿真参数, 利用式(3), 很容易计算得  $RP_e = 0.64$ 。再根据图 1、图 6 所示仿真拓扑并利用命题 1, 可求得图 1, 图 6(a), 图 6(b) 的网络最大容量分别为 2Mbit/s,  $5 \times 2$ Mbit/s,  $4 \times 2$ Mbit/s。

表 1 仿真参数

参数名	参数值	参数名	参数值
信道比特率	2Mbit/s	RTS 大小	160 bit
时隙 $\delta$ 长度	20 $\mu$ s	CTS 大小	112 bit
SIFS	10 $\mu$ s	ACK 大小	112 bit
DIFS	50 $\mu$ s	CW <sub>min</sub>	32
EIFS	212 $\mu$ s	CW <sub>max</sub>	1024
PHY 头大小	192 bit	UDP 包大小	920 Byte
MAC 头大小	144 bit		

#### 4.1 信道负载饱和时 FMAC 的性能仿真

在信道饱和条件下, 又可进一步分为两种: 一是所有发送节点的负载均大于其应得的带宽, 即  $L_i \geq \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}$ ; 二是部分发送节点的  $L_i \geq \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}$ , 而另一部分发送节点的

$L_i < \frac{B_L \times RP_e}{|CN_i^t| + 1}$ , 但对任何发送节点  $n_i$ , 均有

$$L_i + \sum_{n_j \in CN_i^t} L_j \geq B_L \times RP_e。$$

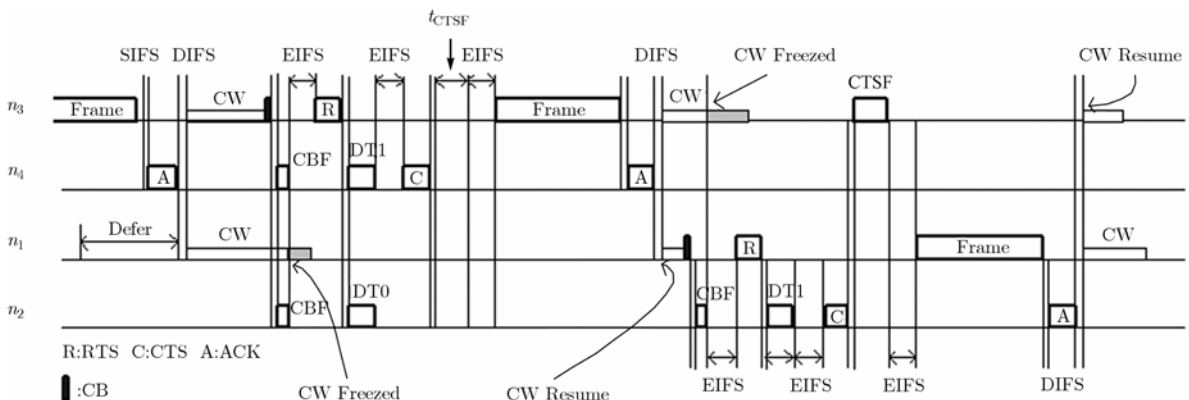


图 5 FMAC 协议示例

当所有发送节点的负载均大于其应得的带宽时,对图 1、图 6 所示 3 种仿真拓扑,其仿真结果如表 2 所示;当节点  $n_1, n_5, n_9, n_{13}, n_{17}$  的负载分别为 300kbps(小于应得带宽),而节点  $n_3, n_7, n_{11}, n_{15}, n_{19}$  的负载大于应得带宽,且信道负载饱和时,图 6(a)的仿真结果如表 3。在表 2,表 3 中,节点应得带宽按式(1)下面一段所述方法计算得到,实得带宽通过仿真得到,公平性参数和网络容量利用率分别根据仿真结果并利用式(1)和式(2)计算得到。

表 2 当所有发送节点的负载均大于其应得的带宽时的仿真结果

仿真拓扑	DCF 的公平性参数	FMAC 的公平性参数	DCF 的网络容量利用率	FMAC 的网络容量利用率
Fig. 1	0.2531	0.9969	0.6090	0.6420
Fig. 6(a)	0.2625	1.0000	0.6156	0.583
Fig. 6(b)	0.3843	0.8695	0.4970	0.4965

表 3 当部分发送节点的负载小于其应得的带宽时,图 6(a)所示网络的仿真结果

DCF 的公平性参数	FMAC 的公平性参数	DCF 的网络容量利用率	FMAC 的网络容量利用率
0.0000	0.9767	0.7076	0.6064

由表 2 的仿真结果知,当信道负载饱和时,在上述 3 种仿真拓扑下,FMAC 的网络容量利用率与 802.11 DCF 相近,然而,FMAC 的公平性却比 802.11 DCF 好得多,且接近理想值 1。

同样,由表 3 的仿真结果知,当部分发送节点的负载小于应得带宽时,对图 6(a)所示网络拓扑,FMAC 的网络容量利用率较 802.11 DCF 低,但 802.11 DCF 几乎无任何公平性可言(公平性参数值为 0),而 FMAC 却表现出非常理想的公平性(公平性参数值为 0.9767)。

#### 4.2 信道负载未饱和时 FMAC 的性能仿真

当信道负载未饱和时,仿真结果如表 4 所示。在表 4 中,节点应得带宽按式(1)下面一段所述方法计算得到,实得带宽通过仿真得到,公平性参数根据仿真结果并利用式(1)计算得到。

由表 4 的结果知,在信道负载未饱和时,FMAC 的公平性略好于 802.11 DCF。由于信道带宽能承载所有节点的负载,不存在某节点强占其他节点的带宽份额的问题,因此,802.11 DCF 和 FMAC 均有很好的公平性。

表 4 信道负载未饱和时的仿真结果

仿真拓扑	DCF 的公平性参数	FMAC 的公平性参数
Fig.1	0.8817	0.9017
Fig.6(a)	0.9450	0.9714
Fig.6(b)	0.9250	0.9700

## 5 结束语

本文在考虑节点间竞争关系和信道可空间再用的前提下,首先给出了无线多跳 Ad hoc 网络的网络模型。然后,结合该网络模型,定义了 MAC 协议的公平性参数和网络容量利用率参数,这使得衡量 MAC 协议的公平性和高效性有了理论上的标准。进一步,本文对 802.11 DCF 作了相应的改进,给出了一种能使竞争节点公平共享无线信道并充分利用网络容量的 MAC 协议(FMAC),通过仿真,并结合本文有关 MAC 协议公平性参数和网络容量利用率的定义,我们比较了 FMAC 和 802.11 DCF 的公平性和网络容量利用率,结果表明 FMAC 能在充分利用网络容量的前提下,实现无线信道在竞争节点间的公平共享。

## 参考文献

- [1] Bharghavan V, Demers A, Shenker S, and Zhang L. MACAW: a media access protocol for wireless LANs. In ACM SIGCOMM '94. London, UK, August 1994: 212-225.
- [2] IEEE standard for wireless LAN medium access control (MAC) and PHYsical (PHY) layer specifications, 1999 Edition.
- [3] Wu Haitao, Peng Yong, and Long Keping, *et al.* Performance of reliable transport protocol over IEEE 802.11 wireless LAN: Analysis and enhancement. IEEE INFOCOM'2002, New York, USA, June 2002. Vol. 2: 599-607.
- [4] Gerla M, Tang K, and Bagrodia R. TCP performance in wireless multi-hop networks. 2nd IEEE Workshop on Mobile Computing Systems and Applications, New Orleans, Louisiana, USA, Feb. 1999: 41-50.
- [5] Fang Z, Bensaou B, and Wang Y. Performance evaluation of a fair back-off algorithm for IEEE 802.11 DCFWMA. ACM MOBIHOC2002, Lausanne, Switzerland, June 2002: 48-57.
- [6] Xu Shugong and Saadawi T. Does the IEEE802.11 MAC protocol works well in multihop wireless Ad hoc networks? *IEEE Communications Magazine*, 2001, 39(6): 130-137.
- [7] Ming Yan, Timoney Y, Doyle L, and O'Mahony D. Evaluation of channel fairness models for Ad-hoc networks. In Proceedings of the First Joint IEI/IEE Symposium on Telecommunications Systems Research. Dublin, November 2001: 56-59.
- [8] Bensaou B, Wang Y, and Ko C C. Fair medium access in 802.11 based wireless Ad-hoc networks. In First Annual IEEE & ACM International Workshop on Mobile Ad hoc Networking and Computing, Boston, USA, Aug. 2000: 99-106.
- [9] Wang Y and Bensaou B. Achieving fairness in IEEE 802.11 DCFWMA with variable packet lengths. *IEEE Global*

- Telecommunications Conference (GLOBECOM) 2001, San Antonio, Texas, U.S.A, Nov. 2001, Vol.6: 3588–3593.
- [10] Li Z, Nandi Sm, and Gupta A K. Achieving MAC fairness in wireless Ad-hoc networks using adaptive transmission control. Ninth International Symposium on Computers and Communications, Alexandria, Egypt, June 2004, Vol.1: 176–181.
- [11] Haas J and Deng Jing. On optimizing the back off interval for random access schemes. *IEEE Trans. on Communications*, 2003, 51(12): 2081–2090.
- [12] Chao Hsi-lu and Liao Wan-jiun. Fair scheduling in mobile Ad hoc networks with channel errors. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2005, 4(3): 1254–1263.
- [13] You Tiantong, Hassanein H, and Yeh C H. FIDC: A fair MAC protocol for Ad hoc wireless networks. IEEE GLOBECOM '04, 2004, Texas USA. Vol. 5: 2775–2780.
- [14] Nandagopal T, Kim T E, Gao Xia, and Bharghavan V. Achieving MAC layer fairness in wireless packet networks. ACM MobiCom 2000, Massachusetts, USA, August 2000: 87–98.
- [15] 李云, 陈前斌, 隆克平, 吴诗其. 无线自组织网络中TCP稳定性分析及改进. *软件学报*, 2003, 14(6): 1178–1186.  
Li Yun, Chen Qian-bin, Long Ke-ping, and Wu Shi-qi. Analyzing and improving the TCP stability in wireless Ad hoc networks. *Journal of Software*, 2003, 14(6): 1178–1186.
- [16] The networks simulator ns-2, [http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns\\_doc.pdf](http://www.isi.edu/nsnam/ns/ns_doc.pdf), 2003.
- 李 云: 男, 1974 年生, 副教授, 博士, 主要研究方向为 MAC 协议性能分析和改进、无线 Ad hoc 网络 QoS、TCP 性能分析与改进.
- 隆克平: 男, 1968 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究领域为 IP QoS、光突发交换、无线 TCP/IP 改进.
- 赵为粮: 男, 1962 年生, 教授, 博士, 主要研究领域为个人通信技术、电磁场与微波通信.
- 吴诗其: 男, 1938 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究领域为无线及卫星通信.
- 陈前斌: 男, 1967 年生, 教授, 博士, 主要研究领域为个人通信技术.