

无线网络中中继协助的媒体接入协议

邹仕洪¹, 王文东¹, 李 波², 张 黔², 程时端¹

(1. 北京邮电大学网络与交换技术国家重点实验室, 北京 100876 2 香港科技大学计算机科学系, 香港)

摘 要: IEEE 802.11 在物理层支持多速率. 目前已提出许多机制通过自动调整速率充分利用多速率能力. 本文观察到在无线网络中, 相对于单跳的低速率链路, 多跳高速率的路径可以减少信道占用时间, 并提出了中继协助的媒体接入协议 (Relay Aided Media Access RAMA). RAMA 利用中继节点将一跳低速链路拆为两跳高速链路. 大量仿真结果表明, RAMA 能够提供更好的吞吐量和时延性能.

关键词: 媒体访问控制; 多速率; IEEE 802.11; 无线网络

中图分类号: TN393.1 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2006) 01-0011-08

A Relay Aided Media Access Protocol for Wireless Networks

ZOU Shi-hong¹, WANG Wen-dong¹, LI Bo², ZHANG Qian², CHENG Shi-duan¹

(1 State Key Laboratory of Networking and Switching Technology, Beijing University of Posts & Telecommunications, Beijing, 100876 China;

2 Department of Computer Science, HongKong University of Science and Technology, HongKong, China)

Abstract This paper introduces a Relay Aided Media Access (RAMA) protocol by taking advantage of the existence of multihop high rate links. The mechanism in RAMA protocol is demonstrated by replacing one low rate link with two high rate links with the assistance of relay. One of the key novelties in the proposed RAMA protocol is that the transmission from the immediate relay node to the destination node is free of contention. Results from analysis and simulations show that RAMA can significantly improve the network throughput and reduces the delay.

Key words media access control; multi-rate transmission; IEEE 802.11; wireless networks

1 引言

基于 IEEE 802.11^[1] 的无线局域网 (WLAN) 已在全世界范围内广泛部署. 然而 IEEE802.11 WLAN 覆盖范围非常有限. 最近国内外有不少研究在致力于将 WLAN 扩展为多跳的自组网. 在最初的 IEEE 802.11 中, 所有的帧都以单一的速率发送. 而 IEEE 802.11a 和 802.11b 在物理层都提供多速率能力. 所有控制帧及广播、多播帧以基本速率发送, 而数据帧可以根据信道状况选择不同的速率: 当信道具有高信噪比时可以选择高速率发送数据. 在 802.11b 中, 允许使用的速率有 1, 2, 5.5 和 11M bps; 在 802.11a 中, 允许使用的速率有 6, 9, 12, 18, 24, 36, 48, 54M bps.

分布式协调功能 (Distributed Coordination Function, DCF) 是 IEEE 802.11 MAC (Media Access Control) 层协议的基本接入方式, 但 DCF 只是针对单一速率进行设计. 为了利用物理层的多速率能力, 出现了不少支持多速率的 MAC 层机制. ARF (Auto Rate Falback)^[2] 是第一个商用的实现

多速率的 MAC 层机制, 它基于发送端进行调整. 发送端在连续成功发送若干个数据帧后尝试使用较高的发送速率, 而一旦发送失败则降低发送速率. 文献 [3] 提出了 RBAR (Receiver Based Auto Rate), 它基于接收端进行速率调整, 接收端接收到 RTS (Request To Send) 后根据信噪比确定发送数据帧时可使用的速率, 然后在 CTS (Clear To Send) 中将该速率通知给发送端.

即使在采用各种多速率机制后, 当发送端和接收端相距较远或者之间有障碍物时, 由于严重的信号衰落, 它们也只能使用低速率进行通信. 文献 [4] 指出, 当一个节点 (站点) 由于低速率占用信道时间过长时, 同一局域网其它高速节点的性能将下降. 这是由于 DCF 采用的载波监听 / 碰撞避免 (Carrier Sensing Multiple Access / Collision Avoidance CSMA / CA) 保证了每个节点在长时间内能够获得同等的信道接入. 文献 [5] 提出了 OAR (Opportunistic Auto Rate) 以提高高速率节点的性能. OAR 的主要思想是让高

速率节点在接入信道后一次性连续发送多个分组。无线信号的衰减通常与距离的 n 次方成正比, $2 \leq n < 6$ 当通信双方之间存在障碍物时, 无线信号衰减更加严重^[14]。本文提出的中继协助的媒体接入协议 (Relay A ided Media Access RAMA) 的出发点在于: 当一个节点位于发送端和接收端之间时, 由于距离更短或者没有障碍物, 它到发送端和接收端的速率要比发送端直接到接收端的速率要高得多。在这种情况下, 如果利用这个节点充当中继, 网络的性能将能得到较大的提高。然而, 目前的协议并没有充分利用这样的中继节点。在无线局域网中, 每个节点都直接与接入点 (access point AP) 通信, 尽管它可能距离 AP 较远或者之间存在障碍物。在无线自组网中, 当使用最小跳数路由协议 (DSR^[15], AODV^[16]) 时, 经常会选用长距离低速率的链路。尽管目前有一些多速率知晓的路由协议^[7-9], 它们并没有直接解决这个问题。

RAMA 是多速率 DCF 的增强协议, 其根本思想是充分利用中继来提高低速率节点的性能从而提高整个网络的性能。只要在低速率的发送者和接收者之间存在一个中继节点, 发送者就可以在获得信道接入后利用该中继节点发送分组。这样, 一跳低速链路就被两跳高速链路取代。RAMA 协议的一个主要特色在于从中继节点到目的节点的发送是没有竞争的。理论分析和大量仿真表明 RAMA 协议能够较大的提高吞吐量和时延性能。

本文的主要内容安排如下。第 2 节简单介绍了相关工作, 第 3 节介绍了 RAMA 协议的动机和出发点, 第 4 节引入了 RAMA 协议, 第 5 节是仿真结果和分析, 第 6 节对全文进行了总结。

2 相关工作

ARF^[2] 是第一个在 MAC 层利用多速率的机制。在 ARF 中, 发送者在连续的发送成功之后试图提高发送速率, 而一旦发送失败则降低发送速率。在通常的信道条件下, ARF 的性能都比单一速率的 IEEE 802.11 要高。

文献 [3] 提出了 RBAR。RBAR 的关键思想是在交换 RTS/CTS 的时候让接收者为 DATA 帧选择合适的速率。接收者在收到 RTS 之后根据 RTS 的信号强度和噪声水平确定能够使用的最大速率, 然后在 CTS 消息中携带该速率值以告知发送者。由于 RTS 是在 DATA 帧发送之前很短时间发送的, 利用 RTS 对信道条件进行估计的结果是比较准确的, 因此 RBAR 相对于 ARF 在吞吐量上有较大的提高。在 RBAR 中定义了预约子头部 (Reservation SubHeader RSH), RSH 在数据发送之前发送, 如图 1 有了 RSH 之后, 周围监听的节点可以更改自己的 NAV (Network Allocation Vector 网络分配向量) 以反映正确的信道占用时间。为了实现上述机制, RBAR 对 RTS/CTS 和 DATA 帧进行了少量修改, 如图 2 另外, RBAR 中每个节点必须维护一个 $\langle src, dst, NAV \rangle$ 列表, 以在由于多速率导致的网络预约时间改变的时候设置正确 NAV。

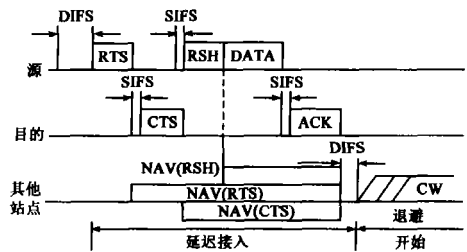


图 1 RBAR 中 NAV 的设置。

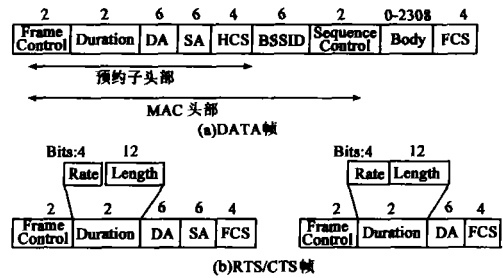


图 2 RBAR 协议中的 MAC 帧格式

文献 [5] 提出了 OAR (Opportunistic Auto Rate) 协议以提高高速率节点的性能。OAR 的关键思想是让高速节点一次性传输多个背靠背的分组以充分利用高质量的信道。具体来说, 当节点的多速率 MAC 机制表明信道条件较好允许使用超过基本速率的速率时, OAR 允许该节点一次性传输分组的数量为该速率与基本速率的比值。然而, OAR 并没有提高低速率节点的性能。

文献 [6] 提出了一种多跳无线局域网的体系结构以提高性能并扩展局域网的覆盖范围。该体系结构面向具有 AP 的无线局域网。尽管它声称是一种 MAC 层的方法, 它实际上是一种网络层的解决方案。由于原来的一跳被简单的换成两跳, 信道的竞争明显增加了。另外, 由于中继节点还必须为其它节点去竞争接入信道, 容易导致不公平性。然而, 我们提出的 RAMA 协议的一个主要的优点就是从中继节点发往接收者是无竞争的, 并且中继节点只是在发送者成功接入信道之后执行中继和转发, 这并不影响它自身对信道的接入。

文献 [7~9] 提出了多跳自组网中多速率知晓的路由协议。尽管这些路由协议考虑了多速率, 但由于路由协议的按需特性, 它们不可避免的选择低速链路。依赖于路由协议来解决该问题不仅麻烦而且由于底层的 MAC 竞争增加导致效率低下。

3 动机与出发点

在 DCF 中, 每个节点都必须以同样的功率发送。由于无线信号强度的衰落与距离 d 的 n 次方 ($n \geq 2$) 成正比, 而可用的发送速率由接收者的 SNR 来确定。因此, 如果发送节点和接收节点之间存在一个中继节点, 在其帮助下将一跳低速链路改换为两跳高速链路将可能大大减少发送时间。下面首先从理论上分析这种中继节点存在的概率, 然

后指出即使存在这种中继节点, 现有协议仍有可能选用低速链路.

3.1 中继节点以高概率存在

首先定义以下符号. 令 L 表示 DATA 帧的大小 (包括载荷和 MAC 层头部). 对于任意链路 $A \rightarrow B$, 令 d_{AB}, R_{AB}, T_{AB} 分别表示 A 到 B 的距离, 速率和发送 DATA 帧所需的时间. 在 DCF 中, $T_{AB} = L/R_{AB} + T_{overhead}$, 其中 $T_{overhead}$ 是发送物理层头部所需的时间.

由仙农公式

$$R = W \log(1 + SNR) \quad (1)$$

其中 R 是可用的速率, W 是带宽, SNR 是信噪比.

我们采用下面的无线信号传播模型^[14]:

$$P_r = K \frac{P_t}{d^n} \quad (2)$$

其中 P_r, P_t 分别是接收功率和发送功率, d 是发送者和接收者之间的距离, K 为常数. 由于我们的目的是利用中继来节省发送时间, 因此, 参照图 3 定义中继条件如下

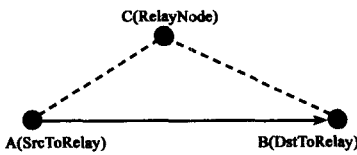


图 3 RAMA 的参考场景

$$T_{AC} + T_{CB} + SIFS < T_{AB} \quad (3)$$

其中 $SIFS$ 是 DCF 中定义的短帧间间隔 (Short Inter Frame Space), 在这里表示中继节点从接收状态转换到发送状态的时间.

令 $x = d_{AC} / d_{AB}, y = d_{CB} / d_{AB}$, 从式 (1) ~ (3) 可以得出下面的不等式:

$$\left\{ \begin{aligned} & \frac{L}{W \lg(1 + SVR / K^n)} + \frac{L}{W \lg(1 + SVR / K^n)} \\ & + T_{overhead} + SIFS < \frac{L}{W \lg(1 + SVR)} \quad (4) \\ & x + y > 1 \end{aligned} \right.$$

令 $n = 4, SVR = 10$ 并用 MATLAB 得到不等式的数值解如图 4 在图 4 中, 以 $x = 1, y = 1, x + y = 1$ 为边界的三角形区域代表的是以 A, B 为圆心, d_{AB} 为半径的两个圆的相交区域. 阴影区域表示的则是满足不等式 (也即中继条件) 的区域. 从图 4 可以看出, 理论上存在满足条件的中继的概率是很大的. 另外当通信双方之间存在障碍物时, 这种概率和收益将更大.

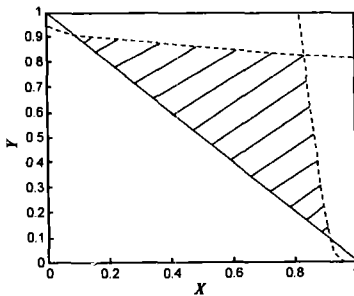


图 4 理论上存在满足中继条件的节点的概率

从图 4 可以看出, 理论上存在满足条件的中继的概率是很大的. 另外当通信双方之间存在障碍物时, 这种概率和收益将更大.

表 1 是目前工业界无线网卡在开放环境, 半开放环

境, 和封闭环境中的相关参数. 图 5 直观地显示了封闭环境中的满足中继条件的概率 (在开放环境, 半开放环境中, 由于信号的衰落变慢, 该概率相应要小一些). 在图 5 中, 如果利用两圆的相交区域中的节点 (如 C, C') 充当中继, 那么 DATA 帧的发送时间将减少一半.

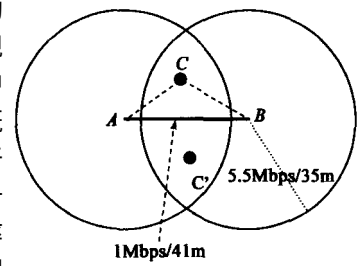


图 5 基于工业界封闭环境参数的概率的相交区域中的节点

表 1 不同速率时的接收范围 (BER < 10⁻⁵)

范围	1M bps	5.5M bps	2M bps	1M bps
开放环境	160m	270m	400m	550m
半开放环境	50m	70m	90m	115m
封闭环境	25m	35m	40m	50m

在 IEEE 802.11 DCF 中, 当 A 与 B 以低速率进行通信时, 周围的节点 (如 C) 只能保持沉默. 如果 A 通过与 B 交换 RTS/CTS 获取信道之后利用 C 作为中继, 则 C 自身的信道接入不受影响; 相反, 从统计的角度看, 由于低速节点占用信道时间减少, 周围节点的信道接入时间将增加.

3.2 当前的协议不能避免选用低速链路

在现有的基于 IEEE 802.11 的具有 AP 的无线局域网中, 每个节点都必须直接与 AP 通信, 即使它距 AP 非常远或者它与 AP 之间存在障碍物. 而其它位于它们之间的高速节点, 只能任由低速节点长时间占用信道导致其性能下降.

在移动自组网中, 由于移动自组网中的带宽和能量都十分宝贵, 而表驱动的路由协议引起的开销太大, 因此在移动自组网中广泛应用的是按需路由协议, 包括 DSR^[15], AODV^[16] 等等. 在按需路由协议的路由发现过程中, 当一个节点收到一个路由请求 RREQ (Route Request) 的广播时, 首先根据 RREQ 中的发起节点地址和请求标识号来判断该 RREQ 是否已经收到过, 如果是, 则简单丢弃新收到的 RREQ. 参照图 6 A 为发起路由发现的源节点, C 节点满足中继条件. 假设到某目的节点 D 的最优路由是 $A \rightarrow C \rightarrow B \rightarrow \dots \rightarrow D$. 采用按需路由之后, 当 A 广播 RREQ 时, B 节点和 C 节点同时收到. 之后, 即使 C 节点先执行再广播, B 节点收到 C 节点转发的 RREQ 时只是简

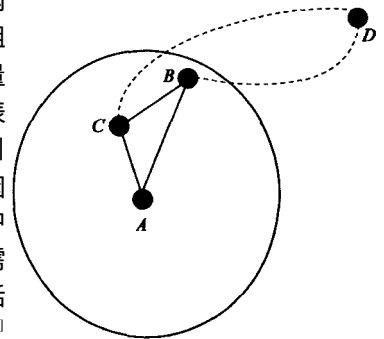


图 6 按需路由协议的本质缺陷

单丢弃,因此也就无法发现最优路由 A->C->B,而很可能最后发现的路由包含低速链路 A->B.这是路由协议的按需本质所带来的问题,也是仅仅采用路由度量(routing metric)无法解决的问题.

4 RAMA 协议

RAMA 协议的工作过程如下.参照图 3 当节点 C 发现 A 和 B 在以低速率进行通信并且满足中继条件时(可以通过监听 RTS/CTS/DATA/ACK 得知),节点 C 产生一个邀请帧插入 MAC 层队列头部等待发送.在 A 收到 C 的邀请帧之后, A 在中继列表(在后面的表 3 中详细定义)中记录相应表项.其它也满足中继条件的节点(如图 5 中的 C')在监听到 C 的邀请帧之后,将取消对 AB 的邀请帧.下一次 A 发送数据到 B 时,将利用 C 作为中继节点.而中继节点 C 在收到来自 A 需要转发的帧后将在 SIFS 时间内转发,以确保转发是没有竞争的.对于一条低速链路只需发送一个邀请帧,通常情况下一条链路有多个分组要发送,因此邀请帧的开销可以忽略不计.

RAMA 可以工作在任意自动调节速率的协议上.下面我们以 RBAR 为例描述 RAMA. RAMA 主要由两部分组成,一是触发邀请,二是数据的发送.

4.1 触发邀请

RAMA 能与当前基于 DCF 的多速率无线网络共存.如果一个节点实现了 RAMA,则它在发送 RTS/CTS 时将 Frame Control 字段的 MoreFrag 比特置 1(在 DCF 中该比特只在分片发送数据帧时才被置位^[1]).中继节点 RelayNode(C)触发邀请的条件如下:

(1)以低速率通信的节点对都实现了 RAMA.这可以通过察看它们交换的 RTS/CTS 进行判断.

(2)从 SrcToRelay(A)到 DstToRelay(B)的 DATA 帧超过 RTS threshold 大小.对于较小的 DATA 帧,由于收益较小,因此没必要触发邀请.

(3)满足中继条件 $T_{AC} + T_{CB} + SIFS < T_{AB}$, 即 $L/R_{AC} + L/R_{CB} + T_{overhead} + SIFS < L/R_{AB}$.当 RelayNode(C)听到 SrcToRelay(A)的 DATA 帧, C 可以估计从 A 到 C 的速率 R_{AC} , 并从 DATA 帧的物理层头部获知 A 到 B 的速率 R_{AB} .当 C 听到 B 的 ACK 帧后, C 可以估计到 B 的速率 R_{CB} . (我们假定无线信道的增益在两个方向上一样的).因此,在一个完整的 RTS/CTS/DATA/ACK 之后, RelayNode(C)能够确定是否发出邀请.

(4)DATA 帧之后紧接着的是 ACK 帧,以防止其它节点邀请从 SrcToRelay 到 RelayNode 的链路(如图 3 中的链路 AC).为避免协议过于复杂,在 RAMA 中,一次数据发送只允许使用一个中继节点.

(5)DATA 帧的源和 ACK 帧的目的必须相同,以防止某些其它节点邀请从 RelayNode 到 DstToRelay 的链路(如图 3 中的链路 CB).

因为当低速率通信再次发生时将会再次触发邀请.因此,邀请帧作为广播发送,并且以基本速率发送以使所有可能的 RelayNodes(如图 5 中的 C')都能够听到.图 7 是邀请帧(一种新的控制帧子类型)的格式. Frame Control, Duration, RA, TA 和 FCS 字段与 IEEE 802.11 中规范的一样. RA 以广播地址填充, TA 是 RelayNode(C)的 MAC 地址. SrcToRelay(A)和 DstToRelay(B)是想要中继的低速率通信对. Rate1 和 Rate2 字段分别表示的是从 SrcToRelay 到 RelayNode 和从 RelayNode 到 DstToRelay 的速率.

2	2	6	6	6	6	1	1	4
Frame Control	Duration	RA	TA	SrcToRelay	DstToRelay	Rate1	Rate2	FCS

图 7 邀请帧的格式

由于可能存在隐藏终端(在 4.3 节讨论),一个节点不应该无休止地发送邀请.在 RAMA 协议中,我们采用一种退避算法来解决该问题.为执行退避算法,每个节点维护如表 2 所示的服务表.在服务表中每个条目都有六个字段.字段 <SrcToRelay, DstToRelay> 代表该节点想协助的低速率通信对.字段 T1 记录 <SrcToRelay, DstToRelay> 以低速率通信的时间.字段 T2 记录最近一次发送邀请帧或者被用作中继的时间.字段 BI 表示的是退避时长. BI 最初被设为 INITIAL_INTERVAL(常数),并且最大不能超过常数 MAX_INTERVAL.字段 Rate 是从 RelayNode 到 DstToRelay 的速率,在 RelayNode 将分组转发给 DstToRelay 时使用.字段 State 代表该表项是否有效: 1 表示有效, 0 表示无效.退避算法的主要思想如下:

- 节点在发出邀请或被用作中继后 BI 时间内不允许再次为该通信对发送邀请;

- BI 的初始值为 INITIAL_INTERVAL(常数);在节点发出邀请之后,当它发现原低速率通信对仍在以低速率进行通信时将 BI 倍增;当 BI 超过常数 MAX_INTERVAL 时将该条目的 State 字段置为 0 从而不再为该通信对发送邀请.

表 2 RelayNode 中的服务表

<SrcToRelay, DstToRelay>	T1	T2	BI	Rate	State

有关触发邀请的工作过程如下:

(1)如果在某个时刻 t_1 为链路 <A, B> 触发一个邀请, C 首先查找服务表看表项 <A, B> 是否存在并执行以下伪代码,其中 R_{CB} 是 C 到 B 的速率估计:

```

if (the entry <A, B> does not exist) {
    Create an entry for <A, B>;
    T1= T2= t1; BI= INITIAL_INTERVAL;
    Rate= RCB; State= 1;
    Set up an invitation frame and insert it in the front of the queue
} else {
    Rate= RCB;
    if (T2 + BI > t1 or State = 0) {
        T1= t1;
    }
}

```

```

} else{
    BI= 2n BI
    if(BI> MAX_ INTERVAL) {
        State= 0;
        exit
    } else{
        T1= T2= t;
        Set up an invitation frame and insert it in the front of the
        queue;
    }
}
}
}

```

(2)当 A 在某个时刻 t_2 使用 C 作为中继以到达 B 时, C 将 T2 更新为 t_2 并将 B 置为 INITIAL_INTERVAL

(3)当 C 听到其它的节点 (如图 5 中的 C') 为该通信对发送邀请时, C 将取消自己的邀请帧, 并在服务表中删除相应表项.

(4)任意 $state = 0$ 并且 $T1 + MAX_INTERVAL < t_{now}$ 的表项将被删除, 其中 t_{now} 表示当前时间.

4.2 数据的发送

为利用 RelayNode, SrcToRelay 必须将来自 RelayNode 的邀请帧的内容记录在中继列表中. 中继列表在表 3 中定义. DstToRelay 字段是 SrcToRelay 可以利用 RelayNode 到达的目的地. RelayNode 字段是中继节点的地址. Rate1 和 Rate2 分别是 SrcToRelay 到 RelayNode 和从 RelayNode 到 DstToRelay 的速率, 可从邀请帧提取. 当 SrcToRelay 有一个分组要发往目的地时, 首先同目的地交换 RTS/CTS (与 DCF 相同). 交换 RTS/CTS 之后, 查找中继列表看是否有与目的地相应的表项. 如果存在并且中继条件仍然满足 (由于无线信道可能随着时间变化), 它将 DATA 帧发送给 RelayNode 以供转发. 之后如果收到来自 DstToRelay 的 ACK 帧, 则 SrcToRelay 将与 DstToRelay 相关的表项的 Create_Time 更新为当前时间.

在 RAMA 协议中, 数据的发送是否经由 RelayNode 由 SrcToRelay 在获取信道之后决定. 因此, 当信道条件发生变化时, 或者存在隐藏终端时, SrcToRelay 仍然可以做出正确的选择. 此外, RelayNode 也无法利用 RAMA 对 SrcToRelay 发起拒绝服务攻击.

表 3 SrcToRelay 中的中继列表

DstToRelay	RelayNode	Rate1	Rate2	Create_Time

从 SrcToRelay(A) 经 RelayNode(C) 发送数据到 DstToRelay(B) 的详细流程如图 8 首先 A 发送 RTS 给 B B 回应 CTS 在接收到 B 的 CTS 之后, A 能够知道 AB 之间的速率 (R_{AB}), 并且 A 已经知道 AC 和 CB 的速率 (R_{AC}, R_{CB}). 此时, A 可以根据中继条件判断是否使用 C 作为中继. 如果 A 决定使用 C 作为中继, 则 A 直接将 DATA 帧发往 C. 而中继节点 C (一直在监听) 在其它节点交换 RTS/CTS 后立即收到一个 DATA 帧, 它可以判定该 DATA 帧需要自己进行中

继, 因此, 在收到 DATA 帧后 SIFS 时间内, C 将该 DATA 帧转发给 B (RTS 的目的地). 而节点 B 一直在等待来自 A 的 DATA 帧, 在 RTS 的 duration 字段指示的时间内收到一个 DATA 帧, 可以判定该 DATA 帧是来自中继节点的, 它的实际源地址应该是刚才收到的 RTS 的源地址, 也即 A. 在收到 DATA 帧后, B 发送 ACK 帧给源节点 A 以确认成功接收. 从该流程中可以看出, 发送的可靠性仍然由 SrcToRelay 和 DstToRelay 来保证, RelayNode 无须重转发的帧.

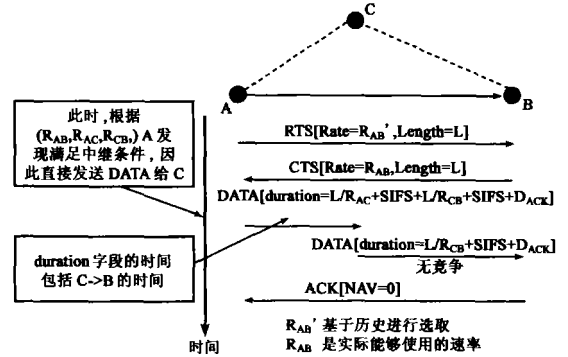


图 8 RAMA 协议中发送数据的详细流程

如果邻居节点被设置了不正确的 NAV 将引起不公平或者性能下降. 因此, 在多速率协议中, 必须谨慎设置帧的 duration 字段. 在 RAMA 中, duration 包括 RTS/CTS 帧中的 rate 字段和 length 字段, DATA 帧和 ACK 帧中的 duration 字段. 下面介绍 RAMA 中这些字段的设置.

对于 A 发送的 RTS, rate 字段为最近与 B 通信时的速率, 对于 B 发送的 CTS, rate 字段设为当前可用的速率, 与 R_{AB} 相同. 对于从 A 发往 C 的 DATA 帧, duration 字段被置为 $L/R_{AC} + SIFS + L/R_{CB} + SIFS + D_{ACK}$, 对于从 C 发往 B 的 DATA 帧, duration 字段被置为 $L/R_{CB} + SIFS + D_{ACK}$, 其中, D_{ACK} 是 ACK 帧的发送时间. 对于 B 发送的 ACK 帧, duration 字段被置为 Q 与 DCF 相同. 邻居节点可能会被 RTS/CTS 帧中的 rate 和 length 字段设置了不正确的 NAV, 但 A, C 发送的 DATA 帧以及 B 发送的 ACK 帧都具有正确的数值, 可以利用这些帧对 NAV 进行纠正. 因此, 每个节点必须维护一个由发送者地址索引的尝试预约 (tentative reservation) 的结束时间列表. 实际的 NAV 则为该列表中最大的表项. 当收到一个发送者地址已经在该表中的帧时, 更新相应的表项并重新查找最大的表项作为实际的 NAV.

4.3 隐藏终端分析

由于中继节点 C 不需要发送任何控制帧 (RTS/CTS), 从 A 到 C 的发送可能会被潜在的隐藏终端^[17] 给破坏. 本节对存在隐藏终端时 RAMA 和 DCF 的性能进行分析比较.

在分析之前, 引入下面的术语: 发送范围, 载波监听范围, 载波监听环带^[9], 并定义隐藏终端区域如下 (见图 9):

- 发送范围 (Transmission range): 当一个节点在发送者的发送范围之内时, 它可以正确接收并解码发送的分

组.

- 载波监听范围 (Carrier sensing range): 载波监听范围通常比发送范围要大许多. 例如, 其半径是发送范围半径的 2倍^[10].

- 载波监听环带 (Carrier sensing zone): 当一个节点位于载波监听环带中时, 它可以监听到信号但无法正确解码. 换句话说, 载波监听环带等于载波监听范围减去发送范围.

- 隐藏终端区域

(hidden terminal area): 位于发送者的载波监听范围之外、接收者的载波监听环带之内的区域为隐藏终端区域. 位于隐藏终端区域内的节点构成隐藏终端. 由于它无法监听到发送者的发送, 也不能正确解码接收者的 CTS帧,

因此不能正确的设置自己的 NAV. 在接收者接收 DATA 帧的过程中, 只要隐藏终端一发送数据, 就将干扰接收者的正确接收.

由于 RAMA 中的 RTS/CTS 交换与 DCF 完全一样, 我们不考虑在文献 [13] 中讨论的隐藏终端问题, 只考虑位于隐藏终端区域的隐藏终端.

为了比较 RAMA 和 DCF 的性能, 我们采用文献 [13] 中的分析模型. 假设如下:

- 节点在整个网络区域中均匀分布

- 单位面积内的节点的流量汇聚形成一个泊松源, 每秒 λ 个请求

参照图 10 令 a_1, a_2 分别表示 A->B, A->C, C->B 的隐藏终端区域的面积大小, t_1, t_2, t_3 分别表示 A->B, A->C, C->B 发送 DATA 帧的时间.

显然, 由于 $D_{AC} < D_{AB}, D_{CB} < D_{AB}$, 我们有 $a_1 < a_2 < a_3$, 其中 D 表示距离.

另外由中继条件有 $t_1 + t_2 < t_3$

令 p_1 为 RAMA 中 DATA 帧不受隐藏终端干扰的概率, p_2 为 DCF 中 DATA 帧不受隐藏终端干扰的概率, 则 $p_1 = e^{-a_1 \lambda t_1} \times e^{-a_2 \lambda t_2}, p_2 = e^{-a_3 \lambda t_3}$

因此, $p_1 > p_2$

这就说明在同样存在隐藏终端的情况下, RAMA 成功

发送 DATA 帧的概率要比 DCF 大. 另外由于 RAMA 和 DCF 的差别只在于 DATA 帧的发送, 因此, 存在隐藏终端的情况下, RAMA 的性能也不比 DCF 要差, 即便 RAMA 中的中继节点不受任何控制帧的保护.

上面的分析表明在通常的隐藏终端情况下, RAMA 不比 DCF 性能差. 针对自只在 A->C 的隐藏终端区域内存在隐藏终端而在 A->B 的隐藏终端区域内没有隐藏终端的情况, 我们采用如下机制来防止利用 C 充当中继.

- 如果 A 发送 DATA 帧给 C 转而在 SIFS 时间内没有听到任何发送, 则 A 认为发送失败, 很可能是由于 A->C 的隐藏终端引起的. 因此, 为了以后不利用 C 作为中继, A 在中继列表中删除 C 的有关表项.

- 对于中继节点 C, 即使再次听到 A->B 以低速率通信时也不再发出邀请. 这由触发邀请中的退避算法来实现.

5 仿真结果和分析

本节利用 NS-2 来分别考察 RAMA 和 RBAR 在静止场景、移动场景和隐藏终端场景中的性能.

由于 RAMA 是一个 MAC 层协议, 我们仿真了一个 WLAN 环境以考察其性能. 该环境下所有的节点都可以相互听到, 网络范围为 250m* 250m. 对于静止场景, 节点数从 20 到 60 对于移动场景, 节点数设为 30 并采用随机停靠点模型 (random waypoint model), 暂停时间为 0s 所有的节点随机分布. 仿真中业务流的个数为 10 当用 UDP 做

表 4 仿真参数

参数	值
频率	2.4GHz
1M 接收范围	125m
5.5M 接收范围	175m
2M 接收范围	200m
1M 接收范围	250m
载波监听范围	550m
INITIAL_INTERVAL	2s
MAX_INTERVAL	128s
RTS_Threshold	100bytes
分组大小	1500bytes

传输协议时, 每个流以固定比特率产生分组, 分组产生间隔为 0.04s 足以使 WLAN 饱和. TCP 的版本为 Tahoe. 其它重要的仿真参数在表 4 中列出. 不同速率的发送范围正比于表 1 中的参数进行设置. 按照 IEEE 802.11 规范, 所有的控制帧和物理层头部都以基本速率 1Mbps 发送.

下面图中的所有结果都是 10 次 50 秒仿真的平均值. 吞吐量为 10 个流的总吞吐量, 时延为 MAC 层时延 (除去排队时延).

静止场景的结果如图 11~ 14 从图中可看出, 不论采用何种传输协议, RAMA 在吞吐量和时延上均比 RBAR 有较大的提高. 进一步, 我们可以看到性能的提高随着节点数的增加并没有太大的变化, 这说明在 250m* 250m 的范围中, 只要有 20 个节点, 就有足够的 RelayNode 可以利用. 由于 TCP 的流控, 网络的负载并没有达到饱和, 因此 TCP 的吞吐量较 UDP 要低, TCP 的时延要小于 UDP 的时延.

对于移动场景, 节点数为 30 且仍为 10 个流. 节点移动

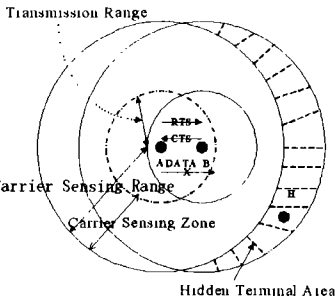


图 9 四个区域

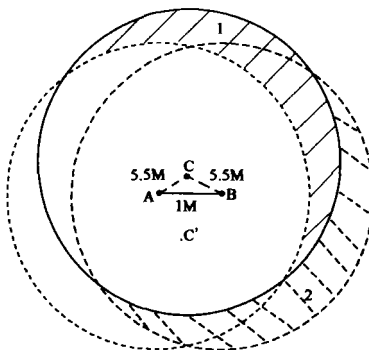


图 10 隐藏终端区域

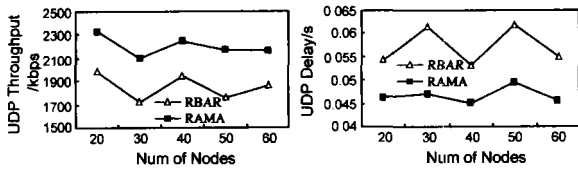


图 11, 12 静止场景中 UDP 的吞吐量和时延

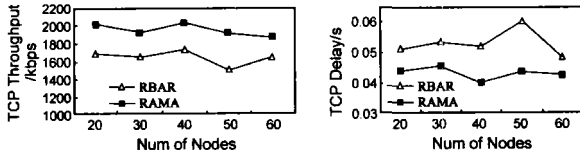


图 13, 14 静止场景中 TCP 的吞吐量和时延

的最大速率从 2m/s 到 10m/s 仿真结果如图 15~18 从图 15-18 可以看出, RAMA 仍然较 RBAR 有较大的提高. 然而, 提高的幅度小于静止场景. 这是由于随机停靠点模型中节点在空间上不是均匀分布, 而是在网络中心处最大^[12], 加上网络面积有限, 导致低速率链路的数目大大减少.

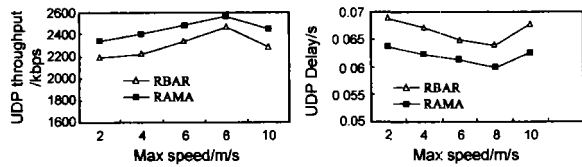


图 15, 16 移动场景中 UDP 的吞吐量和时延

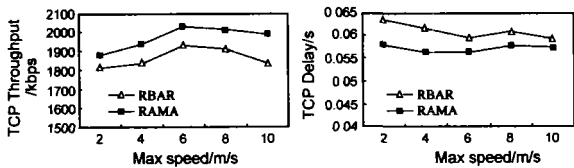


图 17, 18 移动场景中 TCP 的吞吐量和时延

最后, 我们用仿真比较了存在隐藏终端时 RAMA 和 RBAR 的性能. 仿真场景如图 19. 其中 H 位于 A->C 和 A->B 的隐藏终端区域, D 在 B 和 C 的载波监听范围之外. A

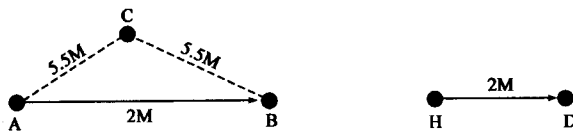


图 19 隐藏终端仿真场景

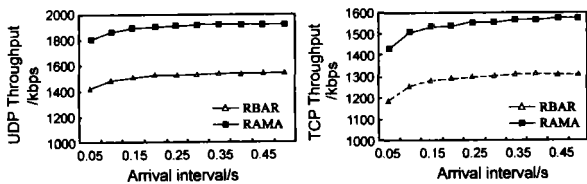


图 20, 21 隐藏终端场景中 UDP 和 TCP 的吞吐量

始终有数据要发往 R 从 H 到 D 的业务流为泊松流, 分组的到达间隔从 0.05s 到 0.5s 分别采用 UDP 和 TCP 时 A->B 的吞吐量见图 20-21. 从图中可以看出, 存在隐藏终端时, RAMA 相对于 RBAR 在吞吐量上仍有较大提高.

6 结束语

本文探讨了利用多跳和多速率来提高无线网络的性能. 本文提出一种新的随机接入协议——中继协助的媒体接入协议 (RAMA). RAMA 充分利用中继节点来提高低速率链路的性能, 将一跳低速链路拆为两跳高速链路, 减少了信道占用时间. RAMA 的一个主要创新在于第二跳的发送是无竞争的. 另外, 由于从发送节点到中继节点的转发不受控制帧保护, 本文还分析了存在隐藏终端的情况下 RAMA 的性能不比 DCF 差. 最后, 本文利用仿真工具 NS-2 对 RAMA 和 RBAR 的性能进行了比较, 仿真结果表明, RAMA 在性能上有较大的提高.

参考文献:

[1] LAN MAN Standards Committee of the IEEE Computer Society. IEEE Std 802.11-1999, Wireless LAN Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) specifications[S]. IEEE, 1999.

[2] A Kamran, L Monteban. WaveLAN II: A high-performance wireless LAN for the unlicensed band[J]. Bell Labs Technical Journal 1997, 2(2): 118-133.

[3] G Holland, N Vaidya, P Bahl. A rate-adaptive MAC protocol for multi-hop wireless networks[A]. In Proc ACM MOBICOM'01[C]. Rome, Italy, 2001: 236-251.

[4] Martin Heusse, Franck Rousseau, et al. Performance analysis of 802.11b[A]. In Proc IEEE INFOCOM'03[C]. San Francisco, 2003: 836-843.

[5] B Sadeghi, V Kanodia, A Sabharwal, E Knightly. Opportunistic media access for multirate ad hoc networks[A]. In Proc ACM MOBICOM'02[C], Atlanta, 2002: 24-35.

[6] Seungjon Lee, Suman Banerjee, Bobby Bhattacharjee. The case for a multi-hop wireless local area networks[A]. In Proc IEEE INFOCOM'04[C]. Hongkong, 2004: 894-905.

[7] Shiann-Tsong Sheu, Yuh-jia Tsai, Jen-hui Chen. MR2RP: the multirate and multirange routing protocol for IEEE 802.11 ad hoc wireless networks[J]. Wireless networks 2003, 9(2): 165-177.

[8] Yongho Seok, Jaewoo Park, et al. Multirate aware routing protocol for mobile ad hoc networks[A]. In Proc IEEE VTC 2003[C]. Jeju, Korea, 2003: 1749-1752.

[9] Banuch Awerbuch, David Hoyer, Herbert Rubens. High throughput route selection in multirate ad hoc wireless networks[A]. In Proc WONS04[C]. Italy, 2004: 253-270.

- [10] Datasheet for ORINOCO 11Mbit/s Network Interface Cards[OL]. 2001. Ftr //ftp. orinocowireless.com/pub/docs/ORINOCO.
- [11] E-S Jung, N H Vaidya. An power control MAC protocol for ad hoc networks[A]. In Proc ACM Mobicom 02[C]. Atlanta, 2002: 36-47.
- [12] Christian Bettstetter, Christian Wagner. The spatial node distribution of the random waypoint mobility model[A]. In Proc 1st German Workshop on Mobile Ad Hoc Networks (WMAN) [C]. Germany, 2002: 41-58.
- [13] C L Fulmer, J J Garcia-Luna-Aceves. Solutions to hidden terminal problems in wireless networks[A]. In Proc ACM SIGCOMM '97[C]. Cannes, 1997: 39-49.
- [14] T Rappaport. Wireless Communications: Principles and Practice[M]. Upper Saddle River, NJ: Prentice Hall, 1996: 205-210.
- [15] D Johnson, D Maltz, Y-C Hu, J Jetcheva. The dynamic source routing protocol for mobile ad hoc networks (DSR) [S]. Internet Draft: draft-ietfmanet-dsr-07.txt, Feb 2002.
- [16] C Perkins, E Royer, S Das. Ad hoc on demand distance vector (AODV) routing[S]. Internet Draft: draft-ietfmanet-aodv-12.txt, November 2002.
- [17] Fouad A T, Leonard K. Packet switching in radio channels Part II-the hidden terminal problem in carrier sense multiple access and the busy-tone solution [J]. IEEE Transactions on Communications, 1975, 23(12): 1417-1433.

作者简介:

邹仕洪 男, 1978年10月生于江西抚州, 博士, 北京邮电大学讲师, 主要研究方向: 移动无线网络, 服务质量, 服务管理等。

E-mail: zoush@bupt.edu.cn

王文东 男, 1963年11月生于北京, 北京邮电大学教授, 主要研究方向: 网络和业务的服务质量管理, 高速网络等。

E-mail: wdwang@bupt.edu.cn

李波 男, 1966年生于四川成都, 博士, 香港科技大学副教授, 主要研究方向: 移动无线网络, 多媒体等。

张黔 女, 1973年生于湖北武汉, 博士, 香港科技大学副教授, 主要研究方向: 移动无线网络, 多媒体等。

程时端 女, 1940年生于上海, 北京邮电大学教授, 博士生导师, 主要研究方向: 互联网性能分析与服务质量控制、传感器网络等。

(上接第10页)

- [11] C Bettstetter, G Resta, P Santi. The node distribution of the random waypoint mobility model for wireless ad hoc networks[J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2(3), July-September 2003: 257-269.
- [12] P Johansson, T Larsson, N Hedman, B Mielczarek, M Degermark. Scenario-based performance analysis of routing protocols for mobile ad-hoc networks[A]. Proceedings of the 5th Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking (MobiCom '99) [C]. Seattle, Washington, USA, August 15-19, 1999: 195-206.
- [13] P Ratanachandani, R Kravets. A hybrid approach to internet connectivity for mobile ad hoc networks[A]. Proceedings of IEEE Wireless Communications and Networking Conference (WCNC) [C]. New Orleans, Louisiana, USA, 16-20 March, 2003: 1522-1527.
- [14] X-j Chang. Network simulations with OPNET[A]. Simulation Conference Proceedings Vol. 1 [C]. Phoenix, Arizona, USA, 5-8 Dec, 1999: 307-314.
- [15] J Broch, D Maltz, D Johnson, Y Hu, J Jetcheva. A performance comparison of multihop wireless ad hoc network routing protocols[A]. Proceedings of the Fourth Annual ACM/IEEE International Conference on Mobile Computing and Networking [C]. Dallas, Texas, USA, October 25-30, 1998: 85-97.