

## 支持MIMO链路的Ad hoc网络中的链路激活型拓扑未知MAC协议

陈 丹 李建东 李长乐

(西安电子科技大学综合业务网络理论及关键技术国家重点实验室 西安 710071)

**摘 要:** 该文提出了支持多输入多输出(MIMO)链路的 Ad hoc 网络的链路激活型拓扑未知多址接入协议。该协议利用正交拉丁方来为网络链路分配传输时隙, 保证每个链路在 1 帧中至少有 1 个时隙可以成功传输。推导了该协议的平均吞吐量, 并以最大化平均吞吐量为准则给出了选择协议参数的方法。数值结果表明, 与已有链路激活型和节点激活型拓扑未知协议相比, 本文的协议可以提高网络节点的吞吐量。

**关键词:** Ad hoc 网络; 多输入多输出; MAC 协议

中图分类号: TN915.04

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2010)11-2593-06

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2009.01513

## Topology-transparent Link Activation MAC Protocol for MIMO Link Ad hoc Networks

Chen Dan Li Jian-dong Li Chang-le

(State Key Lab. of Integrated Service Networks, Xidian University, Xi'an 710071, China)

**Abstract:** A topology-transparent link activation Media Access Control (MAC) protocol is proposed for Ad hoc networks with Multiple Input Multiple Output (MIMO) links. The protocol allocates transmission slots for each link in the networks based on the theory of orthogonal Latin squares, so that each link can successfully transmit its data streams in at least one slot in a frame. The average throughput of the protocol is deduced through theoretical analysis. To maximize the average throughput, a method of searching the optimal protocol parameters is also derived in this paper. Numerical results show that, compared with existing topology-transparent link activation and node activation MAC protocol, the proposed protocol can increase the throughput of each network node.

**Key words:** Ad hoc networks; Multiple Input Multiple Output (MIMO); MAC protocol

### 1 引言

Ad hoc 网络是一种由移动无线节点组成的网络, 它不需要固定基础设施的支持, 具有灵活组网和易布设等特点, 可以广泛应用于军事、救灾等场合。Ad hoc 网络的媒体接入控制(MAC)协议又称多址接入协议, 是指协调各无线网络节点接入共享信道的机制, 其有效性直接影响网络的传输效率, 因此 MAC 协议一直是 Ad hoc 网络中的研究热点之一。

多输入多输出(MIMO)技术作为一种通信新技术, 在近年来获得了广泛的研究。它可以有效地提

高链路的传输速率或是增加传输的可靠性。因此将 MIMO 技术引入到 Ad hoc 网络的节点中亦可以改善网络的性能, 如提高吞吐量和减小接收分组的时延抖动<sup>[1, 2]</sup>。为了获得尽可能多的网络性能改善, 需要设计新的 MAC 协议来充分利用 MIMO 的优势。这方面的研究已经取得了一些成果<sup>[3-7]</sup>。文献[3]借助图论的方法设计 MAC 协议, 节点间需要交互大量拓扑信息, 开销较大。文献[4,5]采用随机接入的方式, 利用 MIMO 的空间复用能力, 允许两个干扰链路同时发送数据, 可以提高网络的吞吐量。文献[6,7]提出的拓扑未知协议属于节点激活型拓扑未知协议, 可以保证每个节点在 1 帧中至少有 1 个时隙可以用全部的天线发送数据流。本文提出支持 MIMO 的 Ad hoc 网络的链路激活型拓扑未知 MAC 协议, 它利用正交拉丁方来为网络链路分配时隙, 仅需要知道网络的节点数和最大度, 而节点间无需交互具体的拓扑信息。

2009-11-27 收到, 2010-03-18 改回

国家杰出青年科学基金(60725105), 国家 973 计划项目(2009CB320404), 长江学者和创新团队发展计划, 国家 863 计划项目(2007AA01Z217), 国家自然科学基金(60572146, 60702057), 高等学校创新引智计划(B08038), 教育部科学技术研究重点项目(107103)和国家重点实验室专项基金(ISN01080301)资助课题

通信作者: 陈丹 dan\_chen@tom.com

## 2 MIMO 模型与网络模型

本文仅考虑利用 MIMO 的空间复用 (spatial multiplexing)。假设网络节点具有  $N_A$  根天线, 则每个节点每次至多可以发送或接收  $N_A$  个数据流, 在散射体足够丰富的条件下, 接收节点可以根据各数据流空间特征的不同将它们成功分离。但当接收节点处的数据流数大于  $N_A$  时, 接收节点无法分离数据流, 造成传输失败。

Ad hoc 网络通常可以用图来建模, 本文使用有向图。具有  $N$  个节点的 Ad hoc 网络可以表示为有向图  $G(V, E)$ , 其中  $V$  是所有节点的集合且  $|V| = N$ ,  $E$  是所有链路的集合。本文假设网络节点间的链路对称, 即对于任意  $u \rightarrow v \in E$  有  $v \rightarrow u \in E$ 。令  $N_u$  表示节点  $u$  的邻节点的集合, 则  $N_u = \{v | v \in V, u \rightarrow v \in E\}$ ,  $N_u$  的势  $|N_u|$  称为节点  $u$  的度, 将以节点  $u$  为发送节点的链路简称为节点  $u$  的链路。本文不考虑多用户 MIMO, 即不允许  $u$  的 2 个或 2 个以上的链路同时发送数据流。假设冲突是造成传输失败的唯一原因, 这里所说的冲突包含两种类型, 第 1 类是由于无线收发机不能同时收发造成的, 即对于链路  $u \rightarrow v$  的传输, 节点  $v$  发送会导致  $u \rightarrow v$  传输失败; 第 2 类冲突是由于接收节点收到了多于  $N_A$  个数据流造成的。如果链路  $u \rightarrow v$  与  $u' \rightarrow v'$  ( $u' \in N_v \setminus u, v' \in N_u$ ) 同时传输, 称这两个链路相互干扰。当链路  $u \rightarrow v$  和它的干扰链路共发送了多于  $N_A$  个数据流时, 链路  $u \rightarrow v$  的传输就会发生第 2 类冲突。

## 3 链路激活型拓扑未知多址接入协议

### 3.1 基本思想

链路激活型拓扑未知协议的基本思想是在已知网络节点数和最大度等网络参数的条件下, 通过有限域、组合设计理论等方法为每个链路分配一定数量的时隙, 保证每个链路在 1 帧中至少有 1 个时隙能够成功传输。

假设每帧有  $I$  个时隙, 序号从 1 到  $I$ , 分配给链路  $u \rightarrow v$  的时隙数为  $U(u \rightarrow v)$ , 则分配给链路  $u \rightarrow v$  的时隙的集合  $T^{u \rightarrow v}$  可以表示为

$$T^{u \rightarrow v} = \{t_1^{u \rightarrow v}, t_2^{u \rightarrow v}, \dots, t_{U(u \rightarrow v)}^{u \rightarrow v}\} \quad (1)$$

其中  $t_q^{u \rightarrow v} \in \{1, 2, \dots, I\}$ ,  $1 \leq q \leq U(u \rightarrow v)$  表示分配给链路  $u \rightarrow v$  的第  $q$  个时隙的序号。为了保证公平性, 令  $U(u \rightarrow v) = U$ , 即为每个链路分配相同数量的时隙。下面说明协议如何保证每个链路在 1 帧中至少有 1 个时隙能够成功传输。首先做如下假设: 网络的节点数为  $N$ , 最大度为  $D$ , 各节点都有  $N_A$  根天线; 每个链路在发送时使用  $X$  个数据流, 其中  $X$  为  $N_A$  的约数, 即  $X \in \{r | N_A \bmod r = 0\}$ ; 任意两个

链路的  $T$  至多包含  $E$  个相同的时隙。对于任一链路  $u \rightarrow v$ , 至多有  $D$  个链路可能对  $u \rightarrow v$  的传输造成第 1 类冲突, 它们至多导致链路  $u \rightarrow v$  在  $E \times D$  个时隙发生第 1 类冲突。链路  $u \rightarrow v$  发生第 2 类冲突的条件是在其分配时隙内有不少于  $N_A/X$  个干扰链路发送了数据流。由于  $v$  的除  $u$  以外的邻节点至多有  $D-1$  个, 且每个节点至多有  $D$  个链路, 因此至多有  $D \cdot (D-1)$  个链路可能干扰  $u \rightarrow v$  的传输, 而每个链路至多与  $u \rightarrow v$  分配了  $E$  个相同的时隙, 因此在 1 帧中分配给链路  $u \rightarrow v$  时隙内这些干扰链路至多发送  $E \cdot D \cdot (D-1)$  次, 这样链路  $u \rightarrow v$  至多在  $\lfloor E \cdot D \cdot (D-1) / (N_A/X) \rfloor$  个时隙中发生第 2 类冲突, 其中  $\lfloor x \rfloor$  表示对  $x$  下取整。于是当链路  $u \rightarrow v$  分配的时隙数  $U$  满足  $U \geq ED + \lfloor XED(D-1)/N_A \rfloor + 1$  时, 它在 1 帧中至少有 1 个时隙能够成功传输。因此, 构造链路激活型拓扑未知协议需要找到  $T$  的集合  $S_T$  满足如下的条件:

(1) 同一节点的任意两个链路的  $T$  不包含相同的时隙 (因不考虑多用户 MIMO);

(2) 不同节点的任意两个链路的  $T$  至多包含  $E$  个相同的时隙;

(3) 网络中每个链路分配唯一的  $T$ ;

(4) 每个链路分配的时隙数  $U$  满足  $U \geq F(E, D, X, N_A) + 1$ , 其中

$$F(E, D, X, N_A) = \begin{cases} ED, & N_A \geq DX \\ ED + \lfloor XED(D-1)/N_A \rfloor, & N_A < DX \end{cases}$$

### 3.2 基于正交拉丁方 (Latin squares) 的链路激活型拓扑未知多址接入协议

本文将采用正交拉丁方来构造  $S_T$ 。首先介绍拉丁方的有关概念及一些性质<sup>[8]</sup>。

**定义 1** 设  $S$  为一个  $n$  元集,  $A$  为  $S$  上的一个  $n \times n$  方阵。如果  $A$  的各行各列都是  $S$  中元素的一个全排列, 则称  $A$  为  $S$  上的一个  $n$  阶拉丁方。

**定义 2** 设  $A = (a_{kl})$  与  $B = (b_{kl})$  分别为  $n$  元集  $S_1$  与  $S_2$  上的  $n$  阶拉丁方。令  $C = (c_{kl})$  为  $S_1 \times S_2$  上的  $n \times n$  方阵, 其中  $c_{kl} = (a_{kl}, b_{kl}), 1 \leq k, l \leq n$ , 若方阵  $C$  的  $n^2$  个元素  $c_{kl}$  互不相同, 则称  $A$  与  $B$  为一对  $n$  阶正交拉丁方。若  $A_1, A_2, \dots, A_s$  为  $s$  个两两正交的  $n$  阶拉丁方, 则称它们为  $n$  阶拉丁方的一个正交组。

**定理 1** 设  $N(n)$  表示两两正交的  $n$  阶拉丁方的最大个数, 若  $n \geq 2$ , 有  $N(n) \leq n-1$ 。

当  $N(n) = n-1$  时, 任何一组  $n-1$  个两两正交的拉丁方都叫做一个  $n$  阶正交拉丁方完备组。利用正交拉丁方完备组, 可以构造满足条件的  $S_T$ 。具体

来说,对于具有  $N$  个节点且最大度为  $D$  的网络,令  $l_{u,w}$  表示第  $u$  个节点的第  $w$  个链路,  $u \in (1,2,\dots,N)$ ,  $w \in (1,2,\dots,|N_u|)$ , 假设存在  $n \geq \max(N+1,D,F(1,D,X,N_A)+1)$  的  $n$  阶拉丁方完备组  $\mathbf{A}_1, \mathbf{A}_2, \dots, \mathbf{A}_{n-1}$ , 并且其对应的  $n$  元集分别为  $S_1, S_2, \dots, S_{n-1}$ , 则可以按照如下的规则来为各链路分配时隙: 将节点  $u \in (1, \dots, N)$  的链路  $l_{u,w}$  与  $S_{p_u}$  中的第  $q_w$  个元素  $S_{p_u}(q_w)$  相关联, 对于  $\mathbf{A}_{p_u}$  中的各元素  $a_{kl}^{p_u} (1 \leq k, l \leq n)$ , 若满足  $a_{kl}^{p_u} = S_{p_u}(q_w)$ , 则将时隙  $(k-1) \times n + l$  分配给链路  $l_{u,w}$ , 这里  $p_u$  表示  $\{1,2,\dots,n-1\}$  的某一排列的第  $u$  个元素,  $q_w$  表示  $\{1,2,\dots,n\}$  的某一排列的第  $w$  个元素. 若将分配给  $l_{u,w}$  的时隙的集合记为  $T^{l_{u,w}}$ , 有

$$T^{l_{u,w}} = \{(k-1) \times n + l \mid a_{kl}^{p_u} = S_{p_u}(q_w), 1 \leq k, l \leq n\} \quad (2)$$

由拉丁方的定义知  $|T^{l_{u,w}}| = n$ , 即每个链路在 1 帧中分配  $n$  个时隙. 由于  $(k-1) \times n + l$  在  $k = l = n$  取得最大值  $n^2$ , 因此协议帧长为  $n^2$ . 对于上面构造的  $S_T$ , 由时隙分配的规则可知,  $S_i (1 \leq i \leq n-1)$  中的任意两个元素在  $A_i$  中的行列号不完全相同, 因此同一节点中的任意两个链路不会分配相同的时隙; 由正交拉丁方的定义知, 对于  $S_{i_1} (1 \leq i_1 \leq n-1)$  中的元素  $S_{i_1}(j_1) (1 \leq j_1 \leq n)$  和  $S_{i_2} (1 \leq i_2 \leq n-1, i_2 \neq i_1)$  中的元素  $S_{i_2}(j_2) (1 \leq j_2 \leq n)$ , 满足  $(a_{kl}^{i_1} = S_{i_1}(j_1), a_{kl}^{i_2} = S_{i_2}(j_2))$  的  $k$  和  $l$  唯一, 因此不同节点的任意两个链路在 1 帧中至多有 1 个相同的时隙; 由条件  $n \geq N+1 > D$  及时隙分配规则知,  $S_i (1 \leq i \leq n-1)$  中的每个元素仅可能与一个链路相关联, 因此每个链路分配的  $T$  是唯一的; 再加之  $n \geq F(1,D,X,N_A)+1$ , 则所构造的  $S_T$  满足 3.1 节中各个条件. 值得注意的是,

当  $n/D \geq 2$  时, 可以将  $S_i (1 \leq i \leq n-1)$  进一步划分成  $\lfloor n/D \rfloor$  个组  $s_{(i-1)\lfloor n/D \rfloor+1}, s_{(i-1)\lfloor n/D \rfloor+2}, \dots, s_{(i-1)\lfloor n/D \rfloor+\lfloor n/D \rfloor}$  并保证每个组的元素数  $\geq D$ , 从而可以得到  $(n-1) \cdot \lfloor n/D \rfloor$  个组, 若  $\varphi_u$  表示  $\{1,2,\dots,(n-1)\lfloor n/D \rfloor\}$  的某一排列的第  $u$  个元素, 则容易验证将节点  $u$  的各链路与  $s_{\varphi_u}$  中的各元素相关联构造出的  $S_T$  仍然满足 3.1 节中的条件, 而此时  $n$  的约束可以放松, 只需满足  $(n-1) \cdot \lfloor n/D \rfloor \geq N$  且  $n \geq \max(D, F(1,D,X,N_A)+1)$ . 实际上,  $1 \leq n/D < 2$  时也可以归类为上面这种情况, 此时由于  $\lfloor n/D \rfloor = 1$ , 则  $S_i$  不需要再划分, 而  $(n-1) \cdot \lfloor n/D \rfloor \geq N$  也退化为  $n \geq N+1$ .

由于一般的正交拉丁方完备组的存在性及构造方法尚不明确, 本文仅利用特殊的正交拉丁方完备组来构造协议. 业已证明, 当  $n$  为素数幂时,  $n$  阶正交拉丁方完备组存在且可以利用有限域来构造, 具体的证明及构造方法请读者参阅文献[8].

下面举例说明如何利用正交拉丁方完备组为网络中各链路分配时隙. 图 1 中给出了一个网络的拓扑, 该网络节点数  $N = 8$ , 最大度  $D = 3$ , 假设网络节点有  $N_A = 4$  根天线, 每次发送使用  $X = 2$  个数据流, 易知满足  $(n-1) \cdot \lfloor n/D \rfloor \geq N$  且  $n \geq \max(D, F(1,D,X,N_A)+1)$  的最小素数幂  $n = 7$ , 因此需要构造 7 阶正交拉丁方完备组. 设有限域  $F_7$  的元素为  $f_0 = 0, f_1, f_2, \dots, f_6$ , 则  $S_1, S_2, \dots, S_6$  这 6 个集合中的元素都为  $f_0 = 0, f_1, f_2, \dots, f_6$ , 为了区别不同集合中的元素, 记  $S_i (1 \leq i \leq 6)$  中的元素  $f_j (0 \leq j \leq 6)$  为  $f_j^i$ . 利用  $F_7$  构造的正交拉丁方完备组  $\mathbf{A}_1, \mathbf{A}_2, \mathbf{A}_3, \mathbf{A}_4, \mathbf{A}_5, \mathbf{A}_6$  依次为

$$\begin{bmatrix} f_0^1 & f_1^1 & f_2^1 & f_3^1 & f_4^1 & f_5^1 & f_6^1 & f_0^1 \\ f_1^1 & f_2^1 & f_3^1 & f_4^1 & f_5^1 & f_6^1 & f_0^1 & f_1^1 \\ f_2^1 & f_3^1 & f_4^1 & f_5^1 & f_6^1 & f_0^1 & f_1^1 & f_2^1 \\ f_3^1 & f_4^1 & f_5^1 & f_6^1 & f_0^1 & f_1^1 & f_2^1 & f_3^1 \\ f_4^1 & f_5^1 & f_6^1 & f_0^1 & f_1^1 & f_2^1 & f_3^1 & f_4^1 \\ f_5^1 & f_6^1 & f_0^1 & f_1^1 & f_2^1 & f_3^1 & f_4^1 & f_5^1 \\ f_6^1 & f_0^1 & f_1^1 & f_2^1 & f_3^1 & f_4^1 & f_5^1 & f_6^1 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} f_0^2 & f_1^2 & f_2^2 & f_3^2 & f_4^2 & f_5^2 & f_6^2 & f_0^2 \\ f_2^2 & f_3^2 & f_4^2 & f_5^2 & f_6^2 & f_0^2 & f_1^2 & f_2^2 \\ f_4^2 & f_5^2 & f_6^2 & f_0^2 & f_1^2 & f_2^2 & f_3^2 & f_4^2 \\ f_6^2 & f_0^2 & f_1^2 & f_2^2 & f_3^2 & f_4^2 & f_5^2 & f_6^2 \\ f_1^2 & f_2^2 & f_3^2 & f_4^2 & f_5^2 & f_6^2 & f_0^2 & f_1^2 \\ f_3^2 & f_4^2 & f_5^2 & f_6^2 & f_0^2 & f_1^2 & f_2^2 & f_3^2 \\ f_5^2 & f_6^2 & f_0^2 & f_1^2 & f_2^2 & f_3^2 & f_4^2 & f_5^2 \\ f_0^2 & f_1^2 & f_2^2 & f_3^2 & f_4^2 & f_5^2 & f_6^2 & f_0^2 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} f_0^3 & f_1^3 & f_2^3 & f_3^3 & f_4^3 & f_5^3 & f_6^3 & f_0^3 \\ f_3^3 & f_4^3 & f_5^3 & f_6^3 & f_0^3 & f_1^3 & f_2^3 & f_3^3 \\ f_6^3 & f_0^3 & f_1^3 & f_2^3 & f_3^3 & f_4^3 & f_5^3 & f_6^3 \\ f_2^3 & f_3^3 & f_4^3 & f_5^3 & f_6^3 & f_0^3 & f_1^3 & f_2^3 \\ f_5^3 & f_6^3 & f_0^3 & f_1^3 & f_2^3 & f_3^3 & f_4^3 & f_5^3 \\ f_1^3 & f_2^3 & f_3^3 & f_4^3 & f_5^3 & f_6^3 & f_0^3 & f_1^3 \\ f_4^3 & f_5^3 & f_6^3 & f_0^3 & f_1^3 & f_2^3 & f_3^3 & f_4^3 \\ f_0^3 & f_1^3 & f_2^3 & f_3^3 & f_4^3 & f_5^3 & f_6^3 & f_0^3 \end{bmatrix} \\ \begin{bmatrix} f_0^4 & f_1^4 & f_2^4 & f_3^4 & f_4^4 & f_5^4 & f_6^4 & f_0^4 \\ f_4^4 & f_5^4 & f_6^4 & f_0^4 & f_1^4 & f_2^4 & f_3^4 & f_4^4 \\ f_1^4 & f_2^4 & f_3^4 & f_4^4 & f_5^4 & f_6^4 & f_0^4 & f_1^4 \\ f_5^4 & f_6^4 & f_0^4 & f_1^4 & f_2^4 & f_3^4 & f_4^4 & f_5^4 \\ f_2^4 & f_3^4 & f_4^4 & f_5^4 & f_6^4 & f_0^4 & f_1^4 & f_2^4 \\ f_6^4 & f_0^4 & f_1^4 & f_2^4 & f_3^4 & f_4^4 & f_5^4 & f_6^4 \\ f_3^4 & f_4^4 & f_5^4 & f_6^4 & f_0^4 & f_1^4 & f_2^4 & f_3^4 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} f_0^5 & f_1^5 & f_2^5 & f_3^5 & f_4^5 & f_5^5 & f_6^5 & f_0^5 \\ f_5^5 & f_6^5 & f_0^5 & f_1^5 & f_2^5 & f_3^5 & f_4^5 & f_5^5 \\ f_3^5 & f_4^5 & f_5^5 & f_6^5 & f_0^5 & f_1^5 & f_2^5 & f_3^5 \\ f_1^5 & f_2^5 & f_3^5 & f_4^5 & f_5^5 & f_6^5 & f_0^5 & f_1^5 \\ f_6^5 & f_0^5 & f_1^5 & f_2^5 & f_3^5 & f_4^5 & f_5^5 & f_6^5 \\ f_4^5 & f_5^5 & f_6^5 & f_0^5 & f_1^5 & f_2^5 & f_3^5 & f_4^5 \\ f_2^5 & f_3^5 & f_4^5 & f_5^5 & f_6^5 & f_0^5 & f_1^5 & f_2^5 \end{bmatrix} \begin{bmatrix} f_0^6 & f_1^6 & f_2^6 & f_3^6 & f_4^6 & f_5^6 & f_6^6 & f_0^6 \\ f_6^6 & f_0^6 & f_1^6 & f_2^6 & f_3^6 & f_4^6 & f_5^6 & f_6^6 \\ f_5^6 & f_6^6 & f_0^6 & f_1^6 & f_2^6 & f_3^6 & f_4^6 & f_5^6 \\ f_4^6 & f_5^6 & f_6^6 & f_0^6 & f_1^6 & f_2^6 & f_3^6 & f_4^6 \\ f_3^6 & f_4^6 & f_5^6 & f_6^6 & f_0^6 & f_1^6 & f_2^6 & f_3^6 \\ f_2^6 & f_3^6 & f_4^6 & f_5^6 & f_6^6 & f_0^6 & f_1^6 & f_2^6 \\ f_1^6 & f_2^6 & f_3^6 & f_4^6 & f_5^6 & f_6^6 & f_0^6 & f_1^6 \end{bmatrix}$$

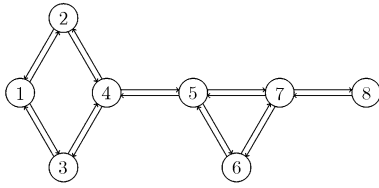


图1 网络拓扑

由于  $n/D > 2$ ，可以对  $S_i$  进行划分，这里将每个  $S_i (1 \leq i \leq 6)$  前3个元素和后4个元素分别划分为一组，如将  $S_1$  划分为  $s_1 = \{f_0^1, f_1^1, f_2^1\}$  和  $s_2 = \{f_3^1, f_4^1, f_5^1, f_6^1\}$ ，其它的集合也进行类似的划分，这样可得到  $s_1 \sim s_{12}$  共12个组。将节点  $u (1 \leq u \leq 8)$  的一个链路  $l$  与  $s_u$  中的一个元素相关联并找到该元素在拉丁方中的行、列号即可根据式(2)构造出链路的  $T$ ，如对于链路  $1 \rightarrow 2$ ，首先将其与  $s_1$  中的  $f_0^1$  相关联，然后在  $A_1$  找  $f_0^1$  所在的行列，由于  $a_{11}^1 = a_{27}^1 = a_{36}^1 = a_{45}^1 = a_{54}^1 = a_{63}^1 = a_{72}^1 = f_0^1$ ，则根据式(2)知它们对应的时隙分别为 1, 14, 20, 26, 32, 38, 44，因此  $T^{1 \rightarrow 2} = \{1, 14, 20, 26, 32, 38, 44\}$ 。用同样的方法将链路  $1 \rightarrow 3$  与  $f_1^1$  相关联，最终可以得到  $T^{1 \rightarrow 3} = \{2, 8, 21, 27, 33, 39, 45\}$ 。网络中其它节点各链路的  $T$  也可以类似得到。

### 4 吞吐量分析与最优参数选择

首先分析协议的吞吐量，然后再选择能够使吞吐量达到最大化的协议参数。这里吞吐量指在重业务负荷下网络中每个节点平均每时隙传输的数据流数。为了分析方便，假设网络节点数为  $N = (n-1) \cdot \lfloor n/D \rfloor$ ，每个节点的度都为  $D$ 。如果  $S_i$  能够作进一步划分，假设划分成的  $\lfloor n/D \rfloor$  个组中有  $\lfloor n/D \rfloor - 1$  个组包含  $D$  个元素，剩下的一个组包含  $n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D$  个元素。记  $s_m (1 \leq m \leq N)$  中的第  $d$  个元素为  $s_m(d)$ ， $s_m$  中所有元素对应的  $T$  的集合为  $T_j^m$ ，有  $T_j^m = \{\{T^{s_m(1)}\}, \{T^{s_m(2)}\}, \dots, \{T^{s_m(D)}\}\}$ 。其中  $D' = \lfloor s_m \rfloor$ 。为了方便，下文中简称  $T_j^m (1 \leq m \leq N)$  为  $T$  集。设与节点  $u (1 \leq u \leq N)$  的各链路相关联的  $T$  集为  $T_j^u$ 。若  $|T_j^u| = D$ ，则  $u$  的  $D$  链路  $l$  与  $D$  个  $T$  一一对应；若  $|T_j^u| = n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D$ ，则从中任意选择  $D$  个  $T$  来与节点  $u$  的各链路一一关联。对于任一链路  $u \rightarrow v$ ，在某个时隙  $t \in T^{u \rightarrow v}$  其成功传输的条件是不发生任何冲突，而  $t$  是否属于  $T_j^v$  将决定链路  $u \rightarrow v$  的传输是否可能发生第1类冲突，因此下面分两种情况来讨论。

(1)  $t \notin T_j^v$  这种情况下链路  $u \rightarrow v$  不会发生第一类冲突。由于共有  $N = (n-1) \lfloor n/D \rfloor$  个  $T$  集，其中  $n-1$  个包含时隙  $t$  (因为共有  $n-1$  个拉丁方)，而由  $t \in T^{u \rightarrow v}$  知  $t \in T_j^u$ ，因此  $t \notin T_j^v$  的概率是节点  $v$

从剩余的  $(n-1) \lfloor n/D \rfloor - 1$  个  $T$  集中选择一个不包含时隙  $t$  的  $T$  集的概率，即  $Q_1 = [(n-1) \lfloor n/D \rfloor - 1 - (n-2)] / [(n-1) \lfloor n/D \rfloor - 1]$ 。

下面定义几个符号： $\theta_{i,1}^{u \rightarrow v}(h)$ ：在  $t \in T_j^u$  和  $t \notin T_j^v$  的条件下， $N_v \setminus \{u\}$  中有  $h$  个节点的  $T$  集包含时隙  $t$  的概率； $\Omega_{4,1}$ ：包含时隙  $t$  的  $T$  集的势为  $D$  的概率； $\Omega_{4,2}$ ：包含时隙  $t$  的  $T$  集的势为  $n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D$  的概率； $\Omega_{4,3}$ ：在包含时隙  $t$  的  $T$  集的势为  $n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D$  的条件下，从其中任意选出  $D$  个  $T$  仍包含时隙  $t$  的概率。 $\phi_i^{u \rightarrow v}$ ：在  $N_v \setminus \{u\}$  中某个节点相关联的  $T$  集包含时隙  $t$  的条件下，该节点的传输对  $u \rightarrow v$  的传输造成干扰的概率。

由  $\theta_{i,1}^{u \rightarrow v}(h)$  的意义可知，它表示从  $(n-1) \lfloor n/D \rfloor - 2$  个  $T$  集中选择  $h$  个包含时隙  $t$  的  $T$  集排列的概率，由于这  $(n-1) \lfloor n/D \rfloor - 2$  个  $T$  集中有  $n-2$  个包含时隙  $t$ ，故

$$\theta_{i,1}^{u \rightarrow v}(h) = \frac{A(n-2, h) A((n-1) \lfloor n/D \rfloor - 2 - (n-2), D-1-h)}{A((n-1) \lfloor n/D \rfloor - 2, D-1)} \quad (3)$$

其中  $A(x, y)$  表示从  $x$  个元素中取出  $y$  个元素的所有排列的个数，即  $A(x, y) = x! / (x-y)!$ 。由于每个集合  $S_i$  被划分成了  $\lfloor n/D \rfloor - 1$  个势为  $D$  和 1 个势为  $n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D$  的组，且这些组对应的  $T$  集中仅有 1 个包含时隙  $t$ ，则有

$$\Omega_{4,1} = (\lfloor n/D \rfloor - 1) \binom{n-1}{D-1} / \binom{n}{D} = (\lfloor n/D \rfloor - 1) D / n \quad (4)$$

其中  $\binom{x}{y} = x! / ((x-y)! y!)$ ，由概率的归一性知  $\Omega_{4,2} = 1 - \Omega_{4,1}$ ，若包含时隙  $t$  的  $T$  集有  $n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D$  个元素，则节点从中任选  $D$  个元素来构造各链路的  $T$ ，因此有

$$\Omega_{4,3} = \frac{\binom{n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D - 1}{D-1}}{\binom{n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D}{D}} = D / (n - (\lfloor n/D \rfloor - 1) \cdot D) \quad (5)$$

$N_v \setminus \{u\}$  中某个节点对链路  $u \rightarrow v$  的传输造成干扰的条件是该节点在时隙  $t$  传输，故有

$$\phi_i^{u \rightarrow v} = \Omega_{4,1} + \Omega_{4,2} \Omega_{4,3} \quad (6)$$

由于  $t \in T_j^u$  且  $t \notin T_j^v$  时链路  $u \rightarrow v$  的传输不会发生第1类冲突，故其在  $t$  成功传输的条件是  $v$  收到的数据流总数  $\leq N$ ，或者说  $N_v \setminus \{u\}$  中有不多于  $N_A / X - 1$  个节点在时隙  $t$  对链路  $u \rightarrow v$  的传输造成干

扰, 所以当  $t \in T_j^{\varphi_u}$  且  $t \notin T_j^{\varphi_v}$  时链路  $u \rightarrow v$  在时隙  $t$  成功传输的概率为

$$p_{\text{succ}}^1 = \sum_{h=0}^{D-1} \binom{D-1}{h} \theta_{t,1}^{u \rightarrow v}(h) \cdot \sum_{c=0}^{\min\left(\frac{N_A}{X}-1, h\right)} \binom{h}{c} (\phi_t^{u \rightarrow v})^c (1 - \phi_t^{u \rightarrow v})^{h-c} \quad (7)$$

(2)  $t \in T_j^{\varphi_u}$   $t \in T_j^{\varphi_v}$  的概率为  $Q_2 = 1 - Q_1$ , 与情况(1)类似, 定义  $\theta_{t,2}^{u \rightarrow v}(h')$  为  $t \in T_j^{\varphi_u}$  且  $t \in T_j^{\varphi_v}$  的条件下  $N_v \setminus \{u\}$  中有  $h'$  个节点相关联的  $T$  集包含时隙  $t$  的概率, 则有

$$\theta_{t,2}^{u \rightarrow v}(h') = \frac{A(n-3, h') A((n-1)\lfloor n/D \rfloor - 2 - (n-3), D-1-h')}{A((n-1)\lfloor n/D \rfloor - 2, D-1)} \quad (8)$$

当  $t \in T_j^{\varphi_u}$  且  $t \in T_j^{\varphi_v}$  时链路  $u \rightarrow v$  在时隙  $t$  不发生第 1 类冲突的概率与  $1 - \phi_t^{u \rightarrow v}$  相同, 则链路  $u \rightarrow v$  在此情况下在时隙  $t$  成功传输的概率为

$$p_{\text{succ}}^2 = (1 - \phi_t^{u \rightarrow v}) \sum_{h'=0}^{D-1} \binom{D-1}{h'} \theta_{t,2}^{u \rightarrow v}(h') \cdot \sum_{c=0}^{\min\left(\frac{N_A}{X}-1, h'\right)} \binom{h'}{c} (\phi_t^{u \rightarrow v})^c (1 - \phi_t^{u \rightarrow v})^{h'-c} \quad (9)$$

由以上两种情况可以得到链路  $u \rightarrow v$  在时隙  $t \in T^{u \rightarrow v}$  成功传输的概率为

$$p_{\text{succ}} = Q_1 p_{\text{succ}}^1 + Q_2 p_{\text{succ}}^2 \quad (10)$$

由于节点  $u$  共有  $D$  个链路, 任一链路  $u \rightarrow v$  在一帧中有  $n$  个时隙能够传输, 每个时隙传输  $X$  个数据流, 而一帧的长度为  $n^2$ , 因此节点  $u$  的吞吐量为

$$Th = D \times \frac{nX}{n^2} p_{\text{succ}} = \frac{DX}{n} p_{\text{succ}} \quad (11)$$

由吞吐量的表达式可以看到, 它是  $n$  和  $X$  的函数, 因此设计这两个参数时需要选择能使吞吐量达到最大化的参数, 即选择

$$\left. \begin{aligned} (n^*, X^*) &= \arg \max_{n, X} Th \\ \text{s.t. } n &\geq D \\ (n-1)\lfloor n/D \rfloor &\geq N \\ n &\geq F(1, D, X, N_A) + 1 \\ X \in R &= \{r \mid N_A \bmod r = 0\} \end{aligned} \right\} \quad (12)$$

由于  $\theta_{t,1}^{u \rightarrow v}(h)$  和  $\theta_{t,2}^{u \rightarrow v}(h')$  的表达式含有阶乘, 因此很难用求导的方法求得  $Th$  的极值。由  $\theta_{t,1}^{u \rightarrow v}(h)$  和  $\theta_{t,2}^{u \rightarrow v}(h')$  随  $n$  变化的图像可知  $\theta_{t,1}^{u \rightarrow v}(h)$  和  $\theta_{t,2}^{u \rightarrow v}(h')$  也不是  $n$  的单峰函数, 因此  $Th$  也不是  $n$  的单峰函数, 所以也不能用一维搜索中的试探法来解决。再加之

$n$  的值为离散值, 我们考虑用穷举搜索的方法来求解上面的问题。具体来说, 对于每一个  $X_e \in R$  ( $1 \leq e \leq |R|$ ), 用穷举搜索得到  $n_{X_e}^* = \arg \max_n Th(n, X_e)$ , 则  $X^* = \arg \max_{X_e} Th(n_{X_e}^*, X_e)$ ,  $n^* = n_{X^*}^*$ 。在求解  $n_{X_e}^* = \arg \max_n Th(n, X_e)$  之前, 需要先确定  $n$  的搜索范围  $[\underline{n}, \bar{n}]$  ( $\underline{n} \leq \bar{n}$ ), 以使  $Th$  能够在该范围取到最大值且整个搜索过程的计算量较小。 $\underline{n}$  可以由式(12)中的前 3 个约束条件及  $n$  必须是素数幂来确定。设  $n_0$  满足约束条件最小的  $n$ ,  $\{pp_j\} (j \in 1, 2, \dots)$  表示素数幂形成的由小到大排列的序列, 则  $\underline{n} = \min pp_j$ , s.t.  $pp_j \geq n_0$ 。从式(12)可以看到  $\bar{n}$  没有显式的约束, 我们用下面的方法来确定  $\bar{n}$ 。由  $Th$  的表达式可知  $Th \leq g(n, X) = DX/n$ , 显然  $g$  为  $n$  的减函数, 因此根据方程  $g(n, X_e) = Th(\underline{n}, X_e)$  的解可以确定  $\bar{n}$ , 该方程的解为  $n_s = DX_e / Th(\underline{n}, X_e) = \underline{n} / p_{\text{succ}}$ , 因此有  $n_s \geq \underline{n}$ , 由于  $g(n, X_e)$  是  $n$  的减函数, 则  $\forall n > n_s$ , 有

$$Th(n, X_e) \leq g(n, X_e) < g(n_s, X_e) = Th(\underline{n}, X_e) \quad (13)$$

因此可以设置  $\bar{n} = n_s$  使得  $n_{X_e}^* \in [\underline{n}, \bar{n}]$ 。

## 5 数值结果

本节评估所提协议下节点吞吐量随网络参数的变化, 作为比较, 给出其它一些协议下节点的吞吐量性能。

首先比较本文协议和文献[9]的的链路激活型协议。由于文献[9]中协议是针对单天线 Ad hoc 网络设计的, 为了进行公平的比较, 我们也针对每个  $X_e$  计算一次平均吞吐量, 然后取其中最大的一个来进行比较。图 2 和图 3 给出了两种协议下节点的吞吐量随节点度  $D$  的变化, 分别为本文协议和文献[9]协议的结果。可以看到, 随着节点度的增大, 节点的吞吐量不断减小, 但当  $D$  比较大的时候, 吞吐量的变化逐渐变得比较平缓。而本文的协议下节点的吞吐量始终较大。这是由于文献[9]中确定协议参数时考虑使最坏情况下的吞吐量最大化, 但是其并不能保证节点的平均吞吐量达到最大。这里“最坏情况”是指链路在一帧中的  $F(1, D, X, N_A)$  个时隙内都发生了冲突。在实际网络中, 由于节点的移动性, 它不可能始终处于这种“最坏”的位置, 因此用平均吞吐量来衡量性能更为有效, 故本文的方法确定的协议参数也更为有效。比较图 2 和图 3 还可以发现, 在  $D$  相同时,  $N = 400$  的网络中节点吞吐量比较小。这是因为节点数的增大可能使  $\underline{n}$  增大, 进而导致  $n^*$  增大, 因此协议的帧长也相应增大, 而节点每帧中分配的时隙数与帧长的比值  $D/n$  就会减小, 吞吐量也就会减小。

图 4 和图 5 比较了本文的协议和文献[6,7]中的

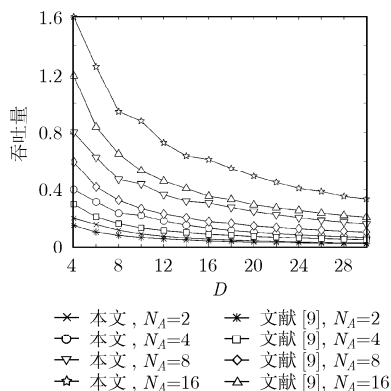


图2 两种方法确定的协议参数  
下节点的吞吐量( $N = 100$ )

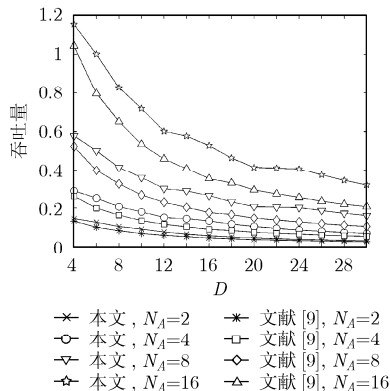


图3 两种方法确定的协议参数  
下节点的吞吐量( $N = 400$ )

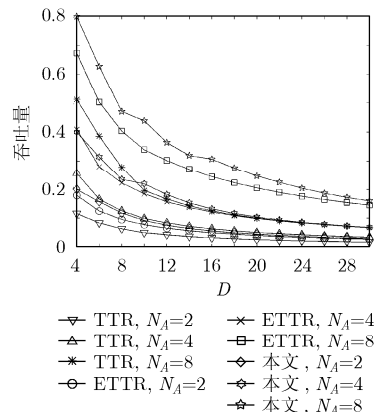


图4 链路激活型协议和节点  
激活型协议的吞吐量( $N = 100$ )

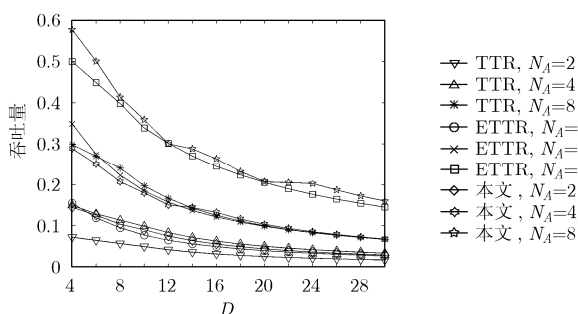


图5 链路激活型协议和节点激活型协议的吞吐量( $N = 400$ )

节点激活型协议的吞吐量, 其中 TTR 和 ETTR 分别表示文献[6,7]中的协议, 可以看到, 本文的协议和 ETTR 的吞吐量高于 TTR, 当  $N = 400$  且节点度比较小的时候, 本文协议的吞吐量略低于 ETTR, 其它情况下本文协议的吞吐量与 ETTR 相同或略高。由于文献[7]在分析链路  $u \rightarrow v$  的吞吐量时假设  $v$  的一跳邻节点只向  $v$  发送数据流, 这样得到吞吐量实际上是 ETTR 性能的上界, 并且 ETTR 中还要求节点通过交互 RTS/CTS 分组来确定发送的数据流, 这也增加了开销, 所以 ETTR 实际吞吐量要低于图中所示的吞吐量。而本文的协议由于是为每个链路各自分配时隙, 则  $v$  的一跳邻节点只能在特定的时隙内向  $v$  发送数据流, 所以图 4 和图 5 中本文协议的吞吐量分别与图 2 和图 3 中相同。因此可以说, 本文协议的吞吐量与 ETTR 相当, 而高于 TTR。

## 6 结束语

本文提出了支持 MIMO 链路的 Ad hoc 网络的链路激活型拓扑未知多址接入协议。推导了该协议的平均吞吐量, 并以最大化平均吞吐量为准则给出了选择协议参数的方法。数值结果表明, 本文的协议可以提高网络节点的吞吐量。进一步的工作将在协议中引入一些自适应的机制使得节点能够调节发送的数据流数, 从而减少发送冲突的时隙, 增加节点的吞吐量。

## 参考文献

- [1] Demirkol M F and Ingram M A. Power-controlled capacity for interfering MIMO links[C]. IEEE VTC 2001 Fall, Atlantic City: IEEE, 2001, Vol. 1: 187-191.
  - [2] Demirkol M F and Ingram M A. Stream control in networks with interfering MIMO links[C]. IEEE WCNC 2003, New Orleans: IEEE, 2003, Vol. 1: 343-348.
  - [3] Sundaresan K, Sivakumar R, and Ingram M A, *et al.* Medium access control in Ad hoc networks with MIMO links: Optimization considerations and algorithms[J]. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2004, 3(4): 350-365.
  - [4] Park M, Choi Soon-hyeok, and Nettles S M. Cross-layer MAC design for wireless networks using MIMO[C]. IEEE GLOBECOM 2005, St Louis: IEEE, 2005, Vol. 5: 2870-2874.
  - [5] Shirasu M and Sasase I. A MAC protocol for maximum stream allocation depending on the number of antennas and received RTS packets in MIMO Ad hoc networks[C]. IEEE ICC 2008. Glasgow: IEEE, 2008: 3295-3300.
  - [6] Zhang Guang-hui, Li Jian-dong, Sheng Min, Li Chang-le, and Zhou Lei. Topology-transparent reservation time division multiple access protocol with MIMO links in multihop Ad hoc networks. *IEEE Communications Letters*, 2006, 10(5): 411-413.
  - [7] 张光辉, 李建东, 周雷, 庞继勇. 多跳 Ad hoc 网络中支持 MIMO 的拓扑未知预约时分多址接入协议. *电子与信息学报*, 2006, 28(5): 785-788.  
Zhang Guang-hui, Li Jian-dong, Zhou Lei, and Pang Ji-yong. Topology-transparent reservation time division multiple access in multihop Ad hoc networks with MIMO Links. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2006, 28(5): 785-788.
  - [8] 沈灏. 组合设计理论. 第二版. 上海: 上海交通大学出版社, 2008, 第1章.
  - [9] Su Yi-Sheng, Su Szu-lin, and Li Jung-shian. Topology-independent link activation scheduling schemes for mobile CDMA Ad hoc networks. *IEEE Transactions on Mobile Computing*, 2008, 7(5): 599-616.
- 陈丹: 男, 1984年生, 博士生, 研究方向为 Ad hoc 网络协议.  
李建东: 男, 1962年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为宽带无线网络、无线通信、认知无线电技术.  
李长乐: 男, 1976年生, 副教授, 研究方向为 Ad hoc 网络协议.