

# MIMO 链路 Ad Hoc 网络中线程化的拓扑未知多址接入协议

陈 丹<sup>1,2</sup>, 李金丹<sup>1</sup>, 闫茂德<sup>1</sup>, 李建东<sup>2</sup>, 李长乐<sup>2</sup>

(1. 长安大学电子与控制工程学院, 陕西西安 710064;

2. 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, 陕西西安 710071)

**摘要:** 针对 MIMO 链路 Ad Hoc 网络, 提出了支持 MIMO 的线程化拓扑未知多址接入协议(MIMO-T-TTMA). MIMO-T-TTMA 将时间扩展多址接入(TSMA)协议和时分多址接入(TDMA)协议以时间交替的方式相结合, 进而为网络中节点分配时隙. 在 MIMO-T-TTMA 中, 每个节点被分配了若干时隙, 每个分配时隙中, 节点通过交互请求发送/允许发送(RTS/CTS)分组来确定发送使用的数据流数, 而当 RTS/CTS 交互失败或者当前时隙为未分配时隙时, 节点仍依一定的概率发送一个数据流, 以提高网络的吞吐量. 为了评估协议的性能, 推导了 MIMO-T-TTMA 的吞吐量. 数值结果表明, 与已有的协议相比, MIMO-T-TTMA 在节点度较大时具有较高的吞吐量, 并且, 吞吐量随节点度的变化比较平稳, 因此, MIMO-T-TTMA 适用于拓扑常发生剧烈变化的 Ad Hoc 网络.

**关键词:** 自组织网络; 媒体接入控制; 协议线程化; 时间扩展多址接入; 多输入多输出

**中图分类号:** TN915.4      **文献标识码:** A      **文章编号:** 0372-2112 (2015)06-1241-08

**电子学报 URL:** <http://www.ejournal.org.cn>

**DOI:** 10.3969/j.issn.0372-2112.2015.06.031

## Threaded Topology Transparent Multiple Access Protocol for MIMO Link Ad Hoc Networks

CHEN Dan<sup>1,2</sup>, LI Jin-dan<sup>1</sup>, YAN Mao-de<sup>1</sup>, LI Jian-dong<sup>2</sup>, LI Chang-le<sup>2</sup>

(1. School of Electronic and Control Engineering, Chang'an University, Xi'an, Shaanxi 710064, China;

2. State Key Laboratory of Integrated Services Networks, Xidian University, Xi'an, Shaanxi 710071, China)

**Abstract:** A MIMO-aware threaded topology transparent multiple access(MIMO-T-TTMA) protocol is proposed for MIMO link ad hoc networks. MIMO-T-TTMA utilizes the protocol threading technique and combines a time spread multiple access(TSMA) protocol and a time division multiple access(TDMA) protocol in time-sharing mode. In MIMO-T-TTMA, each node in the networks is assigned a few slots. In each of its assigned slot, node determines the number of data streams to be transmitted by exchanging request to send/clear to send(RTS/CTS) packets. While the exchange of RTS/CTS fails or the slot is a non-assigned slot, the node also transmits one stream according to some probability in order to improve the throughput. To evaluate the performance, the throughput of MIMO-T-TTMA is deduced by theoretical analysis. Numerical results show that, compared with existing protocols, MIMO-T-TTMA has higher throughput when node degree is relatively large, moreover, the throughput is more stable with the changes of node degree, therefore, MIMO-T-TTMA applies to the ad hoc networks whose topologies vary significantly.

**Key words:** ad hoc networks; media access control; protocol-threading; time spread multiple access; multiple input multiple output(MIMO)

## 1 引言

Ad hoc 网络由若干无线移动节点组成, 网络节点能够在一定的区域内自由移动. 由于每个节点既充当主机又充当路由器, Ad Hoc 网络不需要依赖任何基础设施而能够自主地运行. 然而, 节点的移动和传输带宽有限等因素的影响, 使网络的设计也面临诸多的挑战, 其中一个重要的难题就是如何使网络节点公平而高效地

共享无线信道. 多址接入协议通过妥善安排节点的传输次序来解决信道共享的问题, 其性能直接决定了网络的传输效率, 因此获得了广泛关注.

多输入多输出(MIMO)技术能够有效提升无线链路的性能. 通常, 其具有两种传输模式, 即空间复用(spatial multiplexing)和空间分集(spatial diversity). 空间复用能够提高链路的传输速率, 而空间分集则能够提高接收端平均信噪比. 近来, MIMO 技术也被引入到了 ad hoc 网络

中,以期提升网络性能.文献[1]对 MIMO 在网络中的应用进行了开创性的探索,发现 MIMO 能够提升网络的吞吐量,并减少分组时延抖动,然而,由于 ad hoc 网络中的多个链路之间可能存在干扰,MIMO 应用的方式与单个链路的情况有所不同.对单个链路来说,用全部的数据流发送显然可以最大化传输速率,而对相互干扰的若干个链路,若每个链路都用全部的数据流发送,则全网的吞吐量并不会获得最优.为了得到较高的全网吞吐量,ad hoc 网络中每个发送节点需要根据周围节点的情况来确定发送使用的数据流数,这要求多址接入协议除了确定接入信道的的时间外,还需要决定发送使用的数据流数,因此对多址接入协议的设计提出了新的挑战.MIMO ad hoc 网络的多址接入协议目前已经获得了一些研究,如文献[2~10].文献[2]利用图论中的方法来确定发送数据流数,它需要找到竞争图中的最大团,复杂度较高.文献[3]和[4]中提出了两种随机接入型协议,允许网络中的干扰链路各自以较少的数据流同时发送,因此在一定程度上提高了网络吞吐量.文献[5]考虑了网络节点的剩余能量,进而提出了一种协作式的信道接入方案,能够有效减少传输的能量消耗.文献[6]中提出了一种集中式的时隙分配算法,由于该算法需要获得全网的拓扑,因此开销较大.文献[7]提出了基于模糊逻辑的多址接入协议,该协议能够动态调整帧长和时隙分配,提高了网络的吞吐量和时隙利用率.文献[8]给出了 MIMO ad hoc 网络的协作中继方案并设计了相应的多址接入协议,采用这种协作多址接入协议可以在不显著增加信令开销的前提下提升网络的吞吐量.文献[9]和[10]中的协议属于拓扑未知多址接入协议,它们无需知道网络的具体拓扑而仅依靠少数几个网络参数来确定时隙分配,通过合理的设计,协议能够保证为节点分配相同数量的时隙,并且每个节点在一帧中至少有一个时隙可以成功传输.然而在这两个协议中,节点成功传输的前提是,当前网络的相关参数不能超过协议设计时使用的参数,因此,这两个协议不能适应网络节点密度增大的情况.

本文针对支持 MIMO 的 ad hoc 网络,提出了新的拓扑未知多址接入协议 MIMO-T-TTMA. MIMO-T-TTMA 利用协议线程化技术,将一个时间扩展多址接入(TSMA)协议和一个时分多址接入(TDMA)协议以时间交替的方式相结合,通过合理选择两个子协议的参数数值, MIMO-T-TTMA 能够保证无论网络拓扑如何变化,网络中每个节点都能够在某些时隙成功传输.

## 2 背景

### 2.1 MIMO

MIMO 的空域资源可用来获得空间复用或者空间

分集.由于空间复用能在不增加能量消耗的情况下提高数据传输速率,因此,本文的协议中仅考虑 MIMO 的空间复用.假设网络中每个节点具有  $M$  个天线,则每个发送节点至多能同时传输  $M$  个数据流.这  $M$  个数据流到达接收端后,接收机能够根据它们不同的空间特征将它们分离.虽然使用全部数据流发送能够最大化单个链路的速率,但却不一定能够使网络吞吐量最优.如果网络中存在  $l$  个相互干扰的链路,则每个链路用  $M/l$  个数据流发送可以提高全网吞吐量<sup>[2]</sup>.

### 2.2 网络模型

Ad hoc 网络可以用图  $G(V, E)$  来表示,其中  $V$  是网络节点的集合,  $E$  是网络链路的集合.令  $S_u$  表示  $u$  的一跳节点的集合,有  $S_u = \{v | u, v \in V, (u, v) \in E\}$ . 节点  $u$  的度  $D(u)$  定义为集合  $S_u$  的势,即  $D(u) = |S_u|$ ,相应的,网络的最大度为  $D_{\max} = \max_{u \in V} D(u)$ . 网络节点成功传输的条件是传输不发生冲突,即本文不考虑信道引起的传输错误.通常,网络中存在两类冲突,为了描述方便,分别称其为第 I 类冲突和第 II 类冲突.第 I 类冲突是由节点同时收发造成的,例如,当节点  $u$  向节点  $v$  发送数据时,如果  $v$  也尝试发送,则节点  $v$  处发生第 I 类冲突;第 II 类冲突是由于到达接收节点的数据流数超过了接收节点的接收能力而造成的,即接收节点的所有一跳节点发送的数据流总数超过了  $M$ ,这种情况下,接收节点无法分离数据流而导致传输失败,使接收节点处发生第 II 类冲突.由上述两类冲突的定义,我们能够得到可能对某一传输造成冲突的节点集合,例如,对于传输  $u \rightarrow v$ ,可能对其造成冲突的节点集合可以表示为  $S_v \cup \{v\} - \{u\}$ ,其中  $v$  可能造成第 I 类冲突,而其它的节点可能造成第 II 类冲突,为了描述方便,我们称  $S_v \cup \{v\} - \{u\}$  为传输  $u \rightarrow v$  的干扰节点集,相应的,  $S_v \cup \{v\} - \{u\}$  中各节点称为传输  $u \rightarrow v$  的干扰节点.

## 3 MIMO-T-TTMA

MIMO-T-TTMA 基于协议线程化技术来设计,它由一个时间扩展多址接入(TSMA)协议和一个时分多址接入(TDMA)协议组合而成,我们首先简要介绍 TSMA 和协议线程化技术,然后具体描述 MIMO-T-TTMA.

### 3.1 TSMA 和协议线程化

TSMA 利用有限域的相关理论来决定时隙的分配,它将时间轴划分为帧,每帧由  $q$  个子帧组成,每个子帧又进一步分为  $q$  个时隙,这里,  $q$  为有限域的参数,取值为质数或质数幂. TSMA 分配时隙时,先构造有限域  $GF(q)$  上阶数不大于  $K$  的所有多项式,然后随机为每个网络节点分配一个多项式,并保证每个节点分配的多项式各不相同.得到多项式以后,网络节点就能够确定

自己的时隙,其过程为:将子帧号作为自变量代入多项式获得多项式的值,再将此值映射到该子帧中某个时隙.经过上述过程,每个节点在每个子帧中可以获得一个时隙,因此在每帧中共获得  $q$  个时隙.为了确保每个节点在一帧中至少有一个时隙成功传输,参数  $q$  需要满足<sup>[11]</sup>:

$$q \geq KD_{\max} + 1 \quad (1)$$

$$q^{K+1} \geq N \quad (2)$$

其中  $K$  是多项式的最高阶,  $D_{\max}$  为网络的最大度,  $N$  是网络节点数.式(2)中  $q^{K+1}$  表示有限域  $GF(q)$  上阶数不大于  $K$  的多项式的数量,只有当此值大于或等于网络节点数时才能保证每个节点分配唯一的项式;式(1)中  $KD_{\max}$  表示节点一帧中冲突时隙的最大可能数量,当节点在一帧中分配的时隙数  $q$  大于  $KD_{\max}$  时就能够保证每个节点在一帧中至少有一个时隙能够成功传输.

由式(1)、(2)可以看出, TSMA 的参数  $q$  和  $K$  由网络最大度  $D_{\max}$  和网络节点数  $N$  共同决定.如果节点移动引起网络拓扑变化并导致实际网络最大度超过了  $D_{\max}$ ,则预先设定的参数  $q$  和  $K$  便不能保证某些节点的成功传输.为了解决这一问题,文献[12]中提出了协议线程化技术,其基本思想是,将  $L$  个协议以时间交替的方式组合在一起,其中前  $L-1$  个协议是按不同的  $D_{\max}$  设计的 TSMA 协议,最后一个协议是 TDMA 协议,这样,组合后的协议参数将不再依赖于固定的  $D_{\max}$  值,而仅依赖于网络节点数,从而使协议能够广泛适应网络拓扑的变化.图 1 中给出了子协议数量  $L=2$  时协议线程化的例子.

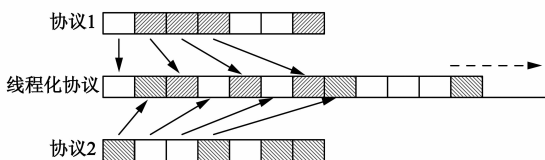


图1 协议线程化的例子(L=2)

### 3.2 MIMO-T-TTMA 的参数设计

由于线程化协议的时延界随子协议数量  $L$  的增加而增大<sup>[12]</sup>,因此需要谨慎地选择  $L$ .与文献[13]类似,我们选取  $L=2$ ,即使用一个 TSMA 协议和一个 TDMA 协议来组成 MIMO-T-TTMA.为了描述方便,下文中分别称 TSMA 协议和 TDMA 协议为  $P_1$  和  $P_2$ .

由于  $P_2$  比较简单,我们首先确定  $P_2$  的参数.  $P_2$  仅有帧长这一个参数,其取值应保证网络中每个节点能够分配唯一的时隙,因此帧长应大于或等于网络节点数  $N$ ,本文中选取  $P_2$  的帧长为  $N$ .

对于  $P_1$ ,我们需要确定参数  $q$  和  $K$ .由 3.1 节的描述可知,  $P_1$  的帧长与  $q$  有关.由于帧长的大小会影响协

议的平均时延,因此希望帧长较短,然而,为了确保节点在大多数情况下能够有成功传输的机会,帧长也不能太短.综合考虑上述的因素,我们以  $P_2$  的帧长作为参考来确定  $P_1$  的帧长,进而确定  $q$ .具体来说,选择  $P_1$  的帧长  $q^2$  为满足  $q^2 \leq N$  的最大值,其中  $q$  必须是质数或质数幂.在确定了  $q$  以后,可以根据式(2)来选择参数  $K$ ,然而,满足式(2)的  $K$  有无穷多个,故需要根据其他条件来确定.由于  $K$  是多项式的最高阶,较小的  $K$  显然会减少时隙分配的计算量,因此选择  $K$  为满足式(2)的最小整数.实际上,对于不同的网络,参数  $K$  都可以取相同的值,这将在如下的定理中予以说明.

**定理 1** 对于  $N \geq 4$  的任意整数,如果  $q$  是满足  $q^2 \leq N$  的最大质数或质数幂,则有  $q^3 \geq N$ .

证明定理 1 的过程中需要用到伯特兰一切比雪夫定理,因此我们先介绍这一定理.

**定理 2 [伯特兰一切比雪夫定理]<sup>[14]</sup>** 对于  $x > 1$  的正整数,至少存在一个质数  $p$  满足  $x < p < 2x$ .

下面证明定理 1.

**证明** 由定理 2 可知,存在质数  $q'$  满足  $q < q' < 2q$ .由于  $q$  是满足  $q^2 \leq N$  的最大质数或质数幂,因此有  $q'^2 > N$ ,并且  $(2q)^2 > q'^2 > N$ ,  $q^3$  与  $N$  之差可以表示为

$$q^3 - N > q^3 - (2q)^2 = q^2(q - 4) \quad (3)$$

当  $q \geq 4$ ,或者说  $N \geq q^2 \geq 16$  时,有  $q^3 - N \geq 0$ ;当  $9 \leq N \leq 15$  时,  $q=3$  是满足  $q^2 \leq N$  的最大质数(幂),并且  $q^3 = 27 > N$ ;当  $4 \leq N \leq 8$  时,  $q=2$  是满足  $q^2 \leq N$  的最大质数(幂),并且  $q^3 = 8 \geq N$ .

根据定理 1,参数  $q$  确定后,参数  $K$  选为 2 即可以满足式(2)的要求.

### 3.3 MIMO-T-TTMA 的描述

图 2 中给出了一个例子来说明 MIMO-T-TTMA 的时间结构.图中,下方标注了  $(\cdot)$  的时隙是  $P_1$  的时隙,而标注  $[\cdot]$  的是  $P_2$  的时隙.每个时隙被进一步划分成 RTS、CTS、DATA、ACK 四个子时隙,每个子时隙中只能发送相应的分组,比如在 RTS 子时隙中只能发送 RTS 分组.除 DATA 子时隙外的其他三个子时隙称为控制分组子时隙,在这些时隙中发送控制分组时仅允许使用一个数据流.

由于  $P_1$  和  $P_2$  中分配时隙的方法不同,我们将分别描述这两个子协议.

(1)  $P_1$

( $\cdot$ ) $P_1$ 的时隙						[ $\cdot$ ] $P_2$ 的时隙						
0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	...
(0)	[0]	(1)	[1]	(2)	[2]	(3)	[3]	(0)	[4]	(1)	[0]	...
RTS	CTS	DATA	ACK					RTS	CTS	DATA	ACK	

图2 MIMO-T-TTMA 的例子

$P_1$  为每个节点  $u \in V$  分配唯一的多项式

$$f^{(u)}(x) = a_0^{(u)} + a_1^{(u)}x + a_2^{(u)}x^2 \pmod{q} \quad (4)$$

其中,  $a_i^{(u)}, x \in GF(q)$ . 根据式(4)可以得到节点  $u$  的时隙, 具体可表示为<sup>[12,13]</sup>

$$\Omega_1^{(u)}(m) = mq + f^{(u)}(m), \quad m = 0, 1, \dots, q-1 \quad (5)$$

其中  $\Omega_1^{(u)}$  表示节点  $u$  在  $P_1$  中的时隙集合,  $\Omega_1^{(u)}(m)$  表示该集合的第  $m$  个元素. 除  $\Omega_1^{(u)}$  中的时隙外,  $P_1$  中其他时隙没有分配给节点  $u$ , 这些时隙的集合记为  $R_1^{(u)}$ . 由式(5)可知,  $\Omega_1^{(u)}$  的势  $|\Omega_1^{(u)}| = q$ , 相应的,  $|R_1^{(u)}| = q^2 - q$ .

当节点  $u$  有分组要发给节点  $v$  时, 若当前时隙  $i \in \Omega_1^{(u)}$ ,  $u$  在 RTS 子时隙发送 RTS 分组. 目的节点  $v$  根据收到 RTS 的情况来确定允许  $u$  发送的数据流数, 可能有以下三种情况:

(a) 如果  $v$  仅收到  $u$  发送的 RTS,  $v$  允许  $u$  使用全部的  $M$  个数据流发送 DATA 分组;

(b) 如果  $v$  收到  $l(1 < l \leq M)$  个 RTS, 其中包含有  $u$  发送的 RTS, 并且  $l$  个 RTS 的目的节点都是  $v$ , 则  $v$  允许每个发送节点使用  $M/l$  个数据流发送 DATA 分组;

(c) 如果  $v$  收到  $l(1 < l \leq M)$  个 RTS, 其中包含  $u$  发送的 RTS, 而  $l$  个 RTS 中有部分 RTS 目的节点不是  $v$ , 则  $v$  允许各相关发送节点使用一个数据流发送 DATA 分组, 这里, 相关发送节点指以  $v$  为目的节点的 RTS 的源节点.

当节点  $v$  确定了允许发送的数据流后, 它向相关发送节点回复 CTS 分组. 收到 CTS 分组后, 节点  $u$  可以从中获得允许使用的数据流数, 然后以相应数量的数据流在 DATA 子时隙发送 DATA 分组. 如果节点  $v$  正确接收到了 DATA 分组, 它在 ACK 子时隙回复 ACK 分组.

上述的情况中, RTS 分组都被成功地收到了, 然而, 控制分组的传输还有可能因冲突而失败. 如果节点  $u$  发送的 RTS 分组发生了冲突, 节点  $v$  就不会回复 CTS 分组. 这种情况下, 为了充分利用信道, MIMO-T-TTMA 仍允许节点  $u$  依概率  $p_1$  发送 DATA 分组, 但仅能用一个数据流发送, 若  $u$  发送了 DATA 分组并且  $v$  成功收到了该分组, 则  $v$  在 ACK 子时隙回复 ACK 分组.

在未分配给节点  $u$  的时隙中, 节点  $u$  根据信道状态来决定是否能够发送 DATA 分组. 具体来说, 若当前时隙  $i \in R_1^{(u)}$ , 节点  $u$  将在 CTS 子时隙侦听信道, 如果发现信道空闲, 则可以考虑在 DATA 子时隙发送数据. 由于发现信道空闲的节点可能有多个, 节点  $u$  将依概率  $p_1$  发送一个数据流, 以减少传输冲突的发生. 如果  $u$  发送了 DATA 分组并且被  $v$  成功收到, 则  $v$  在 ACK 子时隙回复 ACK 分组.

(2)  $P_2$

$P_2$  为每个节点分配唯一的传输时隙, 对于节点  $u$ , 记  $P_2$  中分配给  $u$  的时隙集合为  $\Omega_2^{(u)}$ , 未分配给  $u$  的时隙集合为  $R_2^{(u)}$ , 有  $|\Omega_2^{(u)}| = 1, |R_2^{(u)}| = N - 1$ .

当节点  $u$  有分组要发给节点  $v$  时, 如果当前时隙  $i \in \Omega_2^{(u)}$ ,  $u$  在 RTS 子时隙发送 RTS 分组. 收到 RTS 分组后, 目的节点  $v$  回复 CTS 分组. 由于在  $P_2$  中被分配了唯一的时隙, 节点  $u$  将使用全部的  $M$  个数据流发送 DATA 分组. 若  $v$  正确接收到了  $u$  发送的 DATA 分组, 则  $v$  回复 ACK 分组.

在  $P_2$  中,  $R_2^{(u)}$  包含的时隙远多于  $\Omega_2^{(u)}$  包含的时隙, 为了提高信道利用率, 协议将尝试利用未分配时隙. 具体来说, 若当前时隙  $i \in R_2^{(u)}$ , 节点  $u$  在 CTS 侦听信道, 如果信道空闲,  $u$  依概率  $p_1$  用一个数据流发送 DATA 分组. 成功接收到 DATA 分组后, 目的节点  $v$  回复 ACK 分组.

## 4 性能分析

本节分析任一传输  $u \rightarrow v$  的吞吐量. 分析中的一些假设条件与文献[10,13]类似, 即假设网络拓扑同构,  $v$  的所有邻节点都向  $v$  发送分组, 每个节点业务负载较重. 设节点  $v$  的邻节点数为  $D$ , 则  $u \rightarrow v$  的干扰节点的数量也为  $D$ . 吞吐量的分析过程是, 先分别分析  $u \rightarrow v$  在  $P_1$  和  $P_2$  中的吞吐量, 然后进行求和.

### 4.1 $P_1$ 中的吞吐量

若  $u \rightarrow v$  的干扰节点  $w$  与节点  $u$  都分配了时隙  $i$ , 称  $w$  与  $u$  在时隙  $i$  中相互覆盖, 这种情况下分配给  $w$  和  $u$  的多项式满足<sup>[12,13]</sup>

$$f^{(u)}(m) = f^{(w)}(m), \quad m = \lfloor i/q \rfloor, \quad i \in \Omega_1^{(u)} \cap \Omega_1^{(w)} \quad (6)$$

其中  $f^{(u)}(\cdot) \neq f^{(w)}(\cdot)$ . 为了描述方便, 称满足式(6)的多项式为  $u$  在时隙  $i$  的覆盖多项式. 由文献[12]知, 如果  $a_1^{(w)}$  和  $a_2^{(w)}$  任意选择且令  $a_0^{(w)} = f^{(u)}(m) - a_1^{(w)}x - a_2^{(w)}x^2 \pmod{q}$ , 则式(6)成立. 显然,  $a_1^{(w)}$  和  $a_2^{(w)}$  各自可以取  $q$  种值, 但  $a_1^{(w)} = a_1^{(u)}$  和  $a_2^{(w)} = a_2^{(u)}$  不能同时满足, 以避免分配给节点的多项式发生重复. 因此, 对于  $u$  的任一时刻, 覆盖多项式的数量为  $q^2 - 1$ . 考虑到  $u \rightarrow v$  的干扰节点数为  $D$ , 则在  $u$  的时隙  $i \in \Omega_1^{(u)}$  中至多有  $\min(D, q^2 - 1)$  个节点与  $u$  相互覆盖. 为了下文描述方便, 我们首先定义性能分析中用到的一些符号.

(a)  $p_c(l)$ : 时隙  $i \in \Omega_1^{(u)}$  中, 有  $l$  个干扰节点覆盖节点  $u$  的概率;

(b)  $p_f(D - l)$ : 时隙  $i \in \Omega_1^{(u)}$  中, 其余的  $D - l$  个干扰节点不覆盖节点  $u$  的概率.

由式(2)及  $K = 2$  知, 可供分配的多项式共有  $q^3$  个, 除去已分配给  $u$  的多项式还有  $q^3 - 1$  个多项式, 而  $u$  在任一时刻的覆盖多项式的数量为  $q^2 - 1$ , 因此有

$$p_c(l) = \prod_{k=1}^l \frac{q^2 - k}{q^3 - k}, 1 \leq l \leq \min(D, q^2 - 1) \quad (7)$$

类似的

$$p_f(D-l) = \prod_{k=1}^{D-l} \frac{q^3 - q^2 - k + 1}{q^3 - l - k}, \quad 0 \leq l \leq \min(D, q^2 - 1) \text{ 且 } l < D \quad (8)$$

$$p_f(D-l) = 1, l = D < q^2 - 1 \quad (9)$$

其中式(8)中  $l=0$  的情况表示  $i \in \Omega_1^{(u)}$  中没有节点覆盖  $u$  的概率。

由于  $u$  在任一时隙的覆盖多项式的数量为  $q^2 - 1$ , 加上节点  $u$  本身的多项式, 则相同时隙内网络中至多有  $q^2$  个节点同时发送分组, 再考虑到  $v$  的邻节点的数量为  $D$ , 则至多有  $\min(D, q^2)$  个  $v$  的邻节点在时隙  $i \in \Omega_1^{(u)}$  发送分组. 如果  $\min(D, q^2) \leq M$ , 则  $u$  发送的 RTS 分组不会发生第 II 类冲突; 而当  $\min(D, q^2) > M$  时,  $u$  发送的 RTS 分组可能发生第 II 类冲突. 上述这两种情况下  $u \rightarrow v$  吞吐量的计算有较大差别, 因此需要分别讨论.

$$(1) \min(D, q^2) \leq M$$

时隙  $i \in \Omega_1^{(u)}$  中,  $u$  发送的 RTS 分组不会发生第 II 类冲突, 所以如果  $v$  不在该时隙发送 RTS, 则  $u$  发送 RTS 可以成功被  $v$  收到, 相应的  $u \rightarrow v$  的吞吐量为

$$T_{11} = \frac{1}{2q} \left[ p_f(D) \times M + \sum_{l=1}^{\min(D, q^2)-1} \binom{D-1}{l} p_c(l) p_f(D-l) \frac{M}{l+1} \right] \quad (10)$$

其中  $p_f(D) \times M$  表示时隙  $i$  中没有干扰节点覆盖  $u$  的情况下  $u \rightarrow v$  的吞吐量,  $\binom{D-1}{l} p_c(l) p_f(D-l) \frac{M}{l+1}$  表示除  $v$  外的其他干扰节点中有  $l$  个覆盖  $u$  的情况下  $u \rightarrow v$  的吞吐量, 系数  $1/q$  表示每个子帧的  $q$  个时隙中有 1 个分配给了节点  $u$ ,  $1/2$  表示协议的时隙中有一半属于  $P_1$ . 由上述的分析容易得到,  $u$  发送的 RTS 成功被  $v$  收到的概率为

$$P_F = p_f(D) + \sum_{l=1}^{\min(D, q^2)-1} \binom{D-1}{l} p_c(l) p_f(D-l) \quad (11)$$

虽然  $u$  在  $i$  发送的 RTS 不会发生第 II 类冲突, 但其仍可能发生第 I 类冲突. 如果发生了第 I 类冲突,  $u$  将依概率  $p_1$  用一个数据流在 DATA 子时隙发送. 第 I 类冲突的发生意味着  $v$  也发送了 RTS, 如果此 RTS 也发生了冲突, 则  $v$  也尝试依概率  $p_1$  在 DATA 子时隙发送. 因此, 如果  $u$  的 RTS 发生了第 I 类冲突, 则仅当  $v$  的 RTS 也发生了冲突, 且 DATA 子时隙中  $u$  发送而  $v$  不发送时,  $u \rightarrow v$  的传输才能成功, 这种情况下  $u \rightarrow v$  的吞吐量为

$$T_{12} = \frac{1}{2} \left( \frac{1 - P_F}{q} \right) (1 - P_F) p_{\text{success1}} \quad (12)$$

其中  $p_{\text{success1}} = p_1(1 - p_1)$ , 表示 DATA 子时隙中  $u$  发送而  $v$  不发送的概率.

对于时隙  $i \in R_1^{(u)}$ ,  $u$  将在 CTS 子时隙侦听信道, 当信道空闲时,  $u$  尝试依概率  $p_1$  用一个数据流在 DATA 子时隙发送, 如果  $u$  发送, 则其能否成功传输还依赖于其他条件. 当  $i$  也属于  $\Omega_1^{(v)}$  时, 仅有  $v$  的 RTS 发生冲突且  $v$  不在 DATA 子时隙发送的情况下,  $u \rightarrow v$  的传输才能成功, 相应的吞吐量为

$$T_{13} = \frac{1}{2} \left( \frac{q-1}{q} \right) \left( \frac{1 - P_F}{q} \right) p_{\text{success1}} \quad (13)$$

另外一种情况是,  $i \in R_1^{(w)}$  ( $\forall w \in S_v \cup \{v\}$ ), 这样没有干扰节点发送 RTS 分组, 则  $u$  会发现信道空闲, 并尝试依概率  $p_1$  用一个数据流在 DATA 子时隙发送, 如果  $u$  发送,  $u \rightarrow v$  可获得的吞吐量为

$$T_{14} = \frac{1}{2} \frac{q-1}{q} \prod_{k=1}^D \frac{q^3 - q^2 - k}{q^3 - k} p_{\text{success1}} \quad (14)$$

$$(2) \min(D, q^2) > M$$

时隙  $i \in \Omega_1^{(u)}$  中,  $u$  的 RTS 成功被  $v$  收到的条件是不发生两类冲突, 或者说是  $v$  不发送 RTS 且  $u \rightarrow v$  的其他干扰节点中至多有  $M-1$  个节点发送 RTS, 这样  $u \rightarrow v$  的吞吐量为

$$T'_{11} = \frac{1}{2q} \left[ p_f(D) \times M + \sum_{l=1}^{M-1} \binom{D-1}{l} p_c(l) p_f(D-l) \frac{M}{l+1} \right] \quad (15)$$

相应的,  $u$  的 RTS 成功被  $v$  收到的概率为

$$P'_F = p_f(D) + \sum_{l=1}^{M-1} \binom{D-1}{l} p_c(l) p_f(D-l) \quad (16)$$

如果  $u$  发送的 RTS 发生第 I 类冲突,  $u$  尝试依概率  $p_1$  用一个数据流在 DATA 子时隙发送, 若  $u$  发送 DATA 分组, 其成功被  $v$  收到的条件是  $v$  的 RTS 传输失败且  $v$  不在 DATA 子时隙发送, 这种情况下  $u \rightarrow v$  的吞吐量为

$$T'_{12} = \frac{1}{2q} \left[ \sum_{l=1}^{\min(D, q^2)-1} \binom{D}{l} p_c(l) p_f(D-l) - \sum_{l=1}^{\min(D, q^2)-1} \binom{D-1}{l} p_c(l) p_f(D-l) \right] \times (1 - P'_F) p_{\text{success2}} \quad (17)$$

其中

$$p_{\text{success2}} = p_1(1 - p_1) \left( \sum_{j=1}^{M-1} \binom{D-1}{j} p_1^j (1 - p_1)^{D-1-j} \right) \quad (18)$$

表示  $u$  和  $v$  的 RTS 都传输失败的情况下  $u$  发送的 DATA 分组能够被  $v$  成功收到的概率. 式(17)中  $[\cdot]$  内的部分是两项之差, 前一项表示  $u \rightarrow v$  的干扰节点中有  $l$  个节点在  $i$  覆盖  $u$  的概率, 后一项表示除  $v$  外的干扰节点

中有  $l$  个节点在  $i$  覆盖  $u$  的概率, 这两项的差即为  $u$  的 RTS 发生第 I 类冲突的概率.

如果  $u$  发送的 RTS 发生第 II 类冲突,  $u$  尝试依概率  $p_1$  在 DATA 子时隙发送, 若  $u$  发送 DATA 分组,  $u \rightarrow v$  能获得的吞吐量为

$$T'_{13} = \frac{1}{2q} \left[ \sum_{l=M}^{\min(D, q^2)-1} \binom{D-1}{l} p_c(l) p_f(D-l) \right] \times p_{\text{success}2} \quad (19)$$

其中  $[\cdot]$  内表示发生第 II 类冲突的概率.

对于时隙  $i \in R_1^{(u)}$ ,  $u$  将在 CTS 子时隙侦听信道, 当信道空闲时,  $u$  尝试依概率  $p_1$  在 DATA 子时隙发送, 如果  $u$  发送, 则其能否成功传输还依赖于其他条件. 当  $i$  也属于  $\Omega_1^{(v)}$  时, 仅有  $v$  的 RTS 发生冲突且  $v$  不在 DATA 子时隙发送的情况下,  $u \rightarrow v$  的传输才能成功, 相应的吞吐量为

$$T'_{14} = \frac{1}{2} \frac{q-1}{q} \left( \frac{1-P_F}{q} \right) \times p_{\text{success}2} \quad (20)$$

如果时隙  $i \in R_1^{(u)} \cap R_1^{(v)}$ , 并且  $v$  的其他邻节点的 RTS 传输失败, 则说明这些 RTS 发生了第 II 类冲突, 这一事件发生的概率为

$$p_{c,2} = \begin{cases} \sum_{l=M+1}^{\min(D-1, q^2)} \binom{D-1}{l} \times \left( \prod_{k=1}^l \frac{q^2+1-k}{q^3-1-k} \right) \\ \times \left( \prod_{m=1}^{D-l-1} \frac{q^3-q^2-1-m}{q^3-1-l-m} \right), & D' \geq M+1 \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (21)$$

其中  $D' = \min(D-1, q^2)$ . 由于  $v$  的邻节点的 RTS 传输失败, 节点  $u$  会在 CTS 子时隙发现信道空闲, 并尝试依概率  $p_1$  用一个数据流发送 DATA 分组, 若  $u$  发送, 可获得的吞吐量为

$$T'_{15} = \frac{1}{2} \left( \frac{q-1}{q} \right) \left( \frac{q^3-q^2-1}{q^3-1} \right) p_{c,2} \times p_{\text{success}2} \quad (22)$$

如果时隙  $i \in R_1^{(u)}$ , 并且  $i \in R_1^{(w)} (\forall w \in S_v \cup \{v\})$ , 表明没有干扰节点发送 RTS 分组, 则  $u$  会发现信道空闲, 并尝试依概率  $p_1$  用一个数据流在 DATA 子时隙发送, 如果  $u$  发送,  $u \rightarrow v$  可获得的吞吐量为

$$T'_{16} = \frac{1}{2} \frac{q-1}{q} \prod_{k=1}^D \frac{q^3-q^2-k}{q^3-k} p_{\text{success}2} \quad (23)$$

合并以上的结果, 可以得到  $u \rightarrow v$  在  $P_1$  中吞吐量为

$$T_1 = \begin{cases} T_{11} + T_{12} + T_{13} + T_{14}, & M \geq \min(D, q^2) \\ T'_{11} + T'_{12} + T'_{13} + T'_{14} + T'_{15} + T'_{16}, & M < \min(D, q^2) \end{cases} \quad (24)$$

## 4.2 $P_2$ 中的吞吐量

对于  $i \in \Omega_2^{(u)}$ , 仅有节点  $u$  发送 RTS, 因此  $u$  可以用全部的  $M$  个数据流向  $v$  发送 DATA 分组, 相应的  $u \rightarrow$

$v$  的吞吐量为

$$T_{21} = \frac{M}{2N} \quad (25)$$

对于  $i \in R_2^{(u)}$ ,  $u$  在 CTS 侦听信道, 若信道空闲,  $u$  依概率  $p_1$  用一个数据流发送 DATA 分组, 如果  $u$  发送,  $u \rightarrow v$  可获得的吞吐量为

$$T_{22} = \begin{cases} \frac{1}{2} \left( \frac{N-1}{N} \right) \prod_{k=1}^D \frac{N-k-1}{N-k} \times p_{\text{success}1}, & M \geq \min(D, q^2) \\ \frac{1}{2} \left( \frac{N-1}{N} \right) \prod_{k=1}^D \frac{N-k-1}{N-k} \times p_{\text{success}2}, & M < \min(D, q^2) \end{cases} \quad (26)$$

合并式(25)和(26), 即得到  $u \rightarrow v$  在  $P_2$  中的吞吐量为

$$T_2 = T_{21} + T_{22} \quad (27)$$

将式(24)和式(27)相加, 得到  $u \rightarrow v$  的总吞吐量为

$$T = T_1 + T_2 \quad (28)$$

## 5 数值结果

本节评估不同网络参数下 MIMO-T-TTMA 吞吐量性能, 并与文献[9]和[10]中的协议进行性能比较. 为了描述方便, 将文献[9]和[10]中的协议分别记为 MIMO-TTR 和 E-MIMO-TTR. 由于 MIMO-TTR 和 E-MIMO-TTR 以协议参数为自变量对吞吐量进行了最优化, MIMO-T-TTMA 也取最优吞吐量, 以保证比较的公平性, 这里, “最优” 是通过不同发送概率  $p_1$  下的吞吐量取最大值而得到的.

图3和图4分别展示了节点数  $N=100$  和  $N=800$  时, 三种协议的吞吐量在不同天线配置下随网络节点度的变化. 从这两幅图中可以看到, 三种协议的吞吐量随网络节点度的增大而减小, 并且当网络节点度较小时吞吐量减小较快. 比较三种协议可以发现, MIMO-T-TTMA 的吞吐量始终优于 MIMO-TTR, 这是因为 MIMO-T-TTMA 充分利用了未分配时隙和 RTS 发生冲突的时隙,

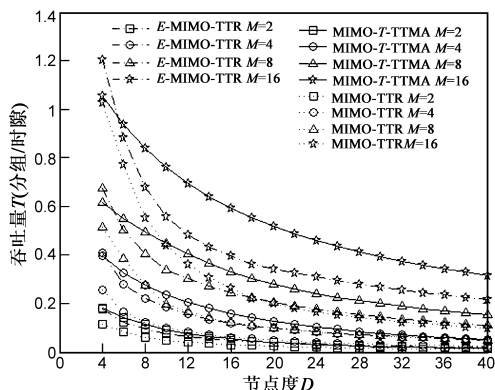


图3 不同天线配置下吞吐量随节点度的变化( $N=100$ )

因而提高了吞吐量. 而与 E-MIMO-TTR 相比, MIMO-T-TTMA 在节点度较大时具有较高吞吐量, 但在节点度较小时吞吐量略小, 产生这一现象的原因是 E-MIMO-TTR 的参数  $q$  和  $k$  是以最优化吞吐量为目标进行选择的, 会随节点度的变化而变化, 当节点度较小时  $q$  也相对较小, 从而每个节点的时隙数与帧长的比值  $q/q^2$  较大, 这有利于节点获得较高吞吐量. 然而, 正是由于 E-MIMO-TTR 的参数随节点度的变化而变化, 其并不适用于最大度频繁变化的网络, 因为动态调整帧长和时隙分配需要在全网范围内交互信息, 将引起较大的开销. 相反地, MIMO-T-TTMA 的参数不依赖于节点度, 因而不需要改变协议参数, 在节点度较大情况下协议也具有良好吞吐量, 并且吞吐量随节点度的增加变化较为平缓, 因此适用于拓扑频繁变化的网络.

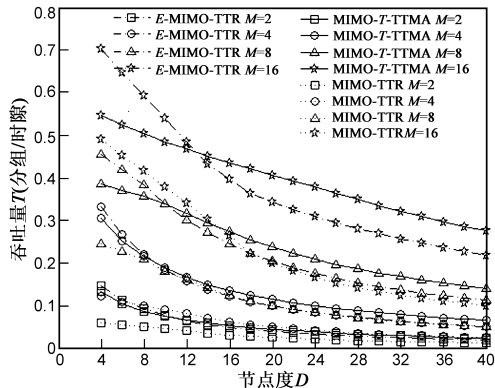


图4 不同天线配置下吞吐量随节点度的变化( $N=800$ )

## 6 结论

针对 MIMO 链路 ad hoc 网络, 提出了线程化的拓扑未知多址接入协议 MIMO-T-TTMA. 该协议将 TSMA 协议和 TDMA 协议以时间交替的方式相结合, 进而为网络节点分配时隙. 在 MIMO-T-TTMA 中, 每个节点被分配了若干时隙, 每个分配时隙中, 节点通过交互 RTS/CTS 确定发送使用的数据流数. 对于 RTS/CTS 交互失败的情况, 以及当前时隙为未分配时隙的情况, 仍允许节点依一定的概率发送一个数据流, 以提高网络的吞吐量. 数值结果表明, MIMO-T-TTMA 在节点度较大时具有较高的吞吐量, 并且, 吞吐量随节点度的变化比较平稳, 能适用于拓扑常发生剧烈变化的 ad hoc 网络.

### 参考文献

[1] M F Demirkol, M A Ingram. Stream control in networks with interfering MIMO links[A]. IEEE WCNC 2003[C]. New Orleans: IEEE, 2003. 343 - 348.  
 [2] K Sundaresan, R Sivakumar, M A Ingram, et al. Medium access control in ad hoc networks with MIMO links: Optimization con-

siderations and algorithms[J]. IEEE Trans on Mobile Computing, 2004, 3(4): 350 - 365.

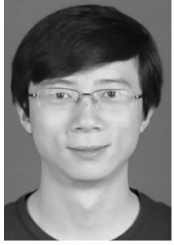
- [3] M Park, S Choi, S M Nettles. Cross-layer MAC design for wireless networks using MIMO[A]. IEEE GLOBECOM 2005 [C]. St Louis: IEEE, 2005. 2870 - 2874.  
 [4] M Shirasu, I Sasase. A MAC protocol for maximum stream allocation depending on the number of antennas and received RTS packets in MIMO ad hoc networks[A]. IEEE ICC 2007 [C]. Glasgow: IEEE, 2007. 3295 - 3300.  
 [5] 冯文江, 赵伟, 王东. 分簇 Ad Hoc 网络协同 MIMO 传输策略[J]. 通信学报, 2012, 33(3): 1 - 9.  
 FENG Wen-jiang, ZHAO Wei, WANG Dong. Cooperative MIMO transmission scheme for clustered ad hoc networks[J]. Journal of Communications, 2012, 33(3): 1 - 9. (in Chinese)  
 [6] CHEN Dan, LI Jian-dong, LI Chang-le. Transmission scheduling algorithm for MIMO link ad hoc networks[J]. Science China Information Science, 2012, 55(6): 1351 - 1359.  
 [7] 李建东, 蔡雪莲, 张瑜, 张珍. 基于模糊控制和 MIMO 的 Ad Hoc 网络 STDMA 协议[J]. 西安电子科技大学学报, 2013, 40(2): 60 - 66.  
 LI Jian-dong, CAI Xuelian, ZHANG Yu, ZHANG Zhen. STDMA protocol based on fuzzy control and MIMO for ad hoc networks[J]. Journal of Xidian University, 2013, 40(2): 60 - 66. (in Chinese)  
 [8] CHU Shan, WANG Xin, YANG Yuan-yuan. Exploiting cooperative relay for high performance communications in MIMO ad hoc networks[J]. IEEE Trans on Computers, 2013, 62(4): 716 - 729.  
 [9] 张光辉, 李建东, 赵敏, 等. 多跳 Ad Hoc 网络中支持 MIMO 的分布式拓扑未知时分多址接入协议的研究与分析[J]. 电子学报, 2006, 34(10): 1763 - 1767.  
 ZHANG Guang-hui, LI Jian-dong, ZHAO Min, et al. Study and analysis of distributed topology-transparent schedule for time division multiple access with MIMO links in multihop ad hoc networks [J]. Acta Electronica Sinica, 2006, 34(10): 1763 - 1767. (in Chinese)  
 [10] 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[J]. 电子与信息学报, 2006, 28(5): 785 - 788.  
 ZHANG Guang-hui, LI Jian-dong, ZHOU Lei, PANG Ji-yong. Topology-transparent reservation time division multiple access in multihop ad hoc networks with MIMO links[J]. Journal of Electronics and Information Technology, 2006, 28(5): 785 - 788. (in Chinese)  
 [11] I Chlamtac, A Farago. Making transmission schedules immune to topology changes in multi-hop packet radio networks[J]. IEEE/ACM Trans on Networking, 1994, 2(1): 23 - 29  
 [12] I Chlamtac, A Farago, H Zhang. Time-spread multiple-access (TSMA) protocols for multi-hop mobile radio networks[J].

IEEE/ACM Trans on Networking, 1997, 5(6): 804 – 812

- [13] LI Wei, WANG Shan, WEI Ji-bo. An evolutionary topology unaware TDMA MAC protocol for ad hoc networks [A]. IEEE ICC 2008 [C]. Beijing: IEEE, 2008. 4825 – 4829

- [14] G H Hardy, E M Wright. An Introduction to the Theory of Numbers (Fourth Edition) [M]. Oxford: Oxford University Press, 1960. 343 – 344.

## 作者简介



**陈 丹(通信作者)** 男, 1984 年生于陕西省商洛市. 长安大学电子与控制工程学院讲师, 主要研究方向为无线网络协议设计与性能分析等.  
E-mail: danchen@chd.edu.cn



**李金丹** 女, 1988 年生于河南省陕县. 长安大学电子与控制工程学院硕士研究生, 主要研究方向为智能交通系统, 交通信息与控制等.