

# MIMO Ad Hoc 网络中基于正交阵列的 拓扑未知多址接入协议

陈 丹<sup>1,2</sup>, 刘卜华<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与关键技术国家重点实验室, 陕西西安 710071)

**摘 要:** 针对支持 MIMO (Multiple Input Multiple Output) 的 Ad Hoc 网络, 提出了基于正交阵列的拓扑未知多址接入协议 MIMO\_O\_TTMA (MIMO Supported Orthogonal Array Based Topology Transparent Multiple Access). 协议利用正交阵列为节点分配若干时隙, 在每个分配时隙中, 节点通过与目的节点交互 RTS/CTS (Request To Send/Clear To Send) 分组来确定发送的数据流数, 以机会地利用 MIMO 的空间复用来提升网络性能. MIMO\_O\_TTMA 在保证节点在一帧内至少有一个时隙能够无干扰地传输的基础上, 允许协议的帧长能在一定的范围内进行灵活选择, 从而为协议性能的优化提供了更为有利的条件. 为评估 MIMO\_O\_TTMA 的性能, 利用概率方法分析了协议的吞吐量性能, 数值结果表明, 与已有拓扑未知 MAC (Media Access Control) 相比, MIMO\_O\_TTMA 有效提升了网络吞吐量.

**关键词:** 多输入多输出; Ad Hoc 网络; 媒体接入控制协议; 正交阵列

**中图分类号:** TN915.4      **文献标识码:** A      **文章编号:** 0372-2112 (2016)02-0308-11

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

**DOI:** 10.3969/j.issn.0372-2112.2016.02.010

## Orthogonal Array Based Topology Transparent MAC Protocol for MIMO Ad Hoc Networks

CHEN Dan<sup>1,2</sup>, LIU Bu-hua<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 Lab of Integrated Service Networks, Xidian University, Xi'an, Shaanxi 710071, China)

**Abstract:** An orthogonal array based topology transparent MAC (Media Access Control) protocol named MIMO\_O\_TTMA (MIMO Supported Orthogonal Array Based Topology Transparent Multiple Access) is proposed for MIMO (Multiple Input Multiple Output) Ad Hoc networks. The protocol utilizes the orthogonal arrays to assign slots for network nodes, in each assigned slot, the transmitters determine the number of streams to be used by exchanging the RTS/CTS (Request To Send/Clear To Send) packets with their destination nodes, in this way, the nodes can opportunistically use the spatial multiplexing (SM) of MIMO to enhance the network performances. In addition to ensuring at least one collision-free slot in a frame for each node, the MIMO\_O\_TTMA allows the frame length to be flexibly chosen in certain range, which provides favorable conditions for optimizing the protocol performances. To evaluate the performance the MIMO\_O\_TTMA, a probability method is used to analysis the throughput of the protocol. Numerical results show that, compared with the existing topology transparent MAC, MIMO\_O\_TTMA can effectively improves the network throughputs.

**Key words:** MIMO (Multiple Input Multiple Output); Ad Hoc networks; MAC (Media Access Control) protocol; orthogonal arrays

## 1 引言

Ad Hoc 网络是一种由无线连接的移动节点所构成

的网络, 它不需要固定基础设施的支持, 具有成本低廉、易于布施的特点, 可广泛应用于战场、救灾、大型会议等场合. 由于无线信道的开放特性和节点传输功率有限, 网

收稿日期: 2014-07-15; 修回日期: 2015-05-25; 责任编辑: 马兰英

基金项目: 国家自然科学基金 (No. 61231008); 陕西省工业科技攻关项目 (No. 2014K05-59, No. 2015GY033); 中央高校基本科研业务费专项资金资助项目 (No. 2014G2320006, No. 2014G3322008, No. 310832151089)

络中节点获得的信道状态可能并不相同,这将导致网络节点的传输发生冲突,影响网络的性能.多址接入协议通过合理安排节点的传输来减少传输冲突,以期实现高效而公平的信道共享,它的性能直接决定着网络传输的效率,因此一直是 Ad Hoc 网络的研究热点之一.

多输入多输出技术(MIMO)通过提供空域传输资源,即空间自由度 DoF(Degree of Freedom)来提升传输性能,它能在不增加传输功率的前提下大幅度提高传输链路的容量或可靠性,因此获得了广泛的关注.从目前的应用来看,MIMO 技术主要应用于基站、无线接入点 AP(Access Point)等接入端设备,然而,随着技术的发展,用户终端配置多个天线以有效支持 MIMO 技术也成为必然的趋势.对于支持 MIMO 的终端组成的 Ad Hoc 网络,早在 2001 年就有研究开始探索 MIMO 对网络性能的影响,并发现 MIMO 能够提高网络吞吐量、减小分组的时延抖动<sup>[1,2]</sup>.由于 MIMO 技术带来了空域传输资源,因此即使网络上层协议不进行更改,每个链路传输速率的提升也能实现网络吞吐量的提高.然而,文献[3]中的研究表明将传统的媒体接入控制(MAC)协议直接应用于 MIMO Ad Hoc 网络并不能充分利用 MIMO 的潜力,因为网络中每个竞争区域内的空域资源在某个时刻只能被一个节点使用,这导致空域资源没有得到合理的分配.为了充分利用 MIMO 的优势来进一步提升网络性能,需要将竞争区域内的空域资源分配给多个节点使用,因此必须设计考虑空域资源分配的 MAC 协议.所以对于 MIMO Ad Hoc 网络来说,MAC 协议不但要确定节点何时接入信道,还需要决定使用多少空间资源来传输,这对 MAC 协议的设计提出了新的挑战.近些年已经有不少学者针对 MIMO Ad Hoc 网络设计了一些新型 MAC 协议,如文献[3~26].根据节点获取接入机会的方式,这些 MAC 协议大致可以分为两大类,即竞争型 MAC 和非竞争型 MAC.

竞争型 MAC 协议中,节点采取某种随机策略并结合信道的状态来确定当前时刻能否尝试竞争信道,如果能竞争信道,则节点可以尝试发送.文献[4]中的协议在竞争时直接发送数据,然而由于数据分组较长,在发送时一旦发生冲突则会导致信道较长时间的无效占用.文献[5]通过让接收节点发送忙音来阻止隐藏节点发送,有效减少了冲突,但这要求节点装备额外的忙音发送装置,不能适用于普通的网络节点.其它更多的竞争型 MAC 倾向于通过交互请求发送/允许发送(RTS/CTS)分组来获得竞争结果,进而决定是否发送数据<sup>[6~20]</sup>.对于竞争型 MAC 来说,判断信道的状态是参与竞争的前提,然而与单天线节点的网络不同,MIMO 网络中信道状态不能仅用忙、闲来衡量,因为只要有足够的剩余空间自由度,即使周围有链路正在传输,节点

仍可以利用 MIMO 的干扰消除能力来保证自己发送的分组不干扰正在进行的传输. SPACE MAC<sup>[6]</sup>、NULL MAC<sup>[7,8]</sup>、MA(MIMO Aware) MAC<sup>[9]</sup>、MIMOMAN(MIMO MAC protocol for Ad Hoc Networks)<sup>[10]</sup>和 SDMA(Spatial Division Multiple Access) MAC<sup>[11]</sup>通过调整天线加权因子来实现干扰消除,使得节点在不干扰已有传输的情况下能够采用 CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access/Collision Avoidance)机制竞争信道进而传输数据,实现了对竞争区域内空间自由度的有效利用,进而提高了吞吐量.然而,为了实现干扰消除,需要利用正在传输的链路两端的节点到当前收发节点的等效信道估计结果来设置天线加权因子,这要求多对收发节点必须处于一跳范围内,因此上述几种利用干扰消除的协议仅适用于一跳网络.为了使协议能广泛适用于多跳网络,可以不考虑 MIMO 的干扰消除,虽然这导致节点不能在周围有链路传输时竞争信道,但仍可以通过利用 MIMO 的空间复接来提升网络性能. MIMA(Mitigating Interference using Multiple Antennas) MAC<sup>[12]</sup>、MIMA/AS(Mitigating Interference using Multiple Antennas with Antenna Selection) MAC<sup>[13]</sup>及文献[14,15]中的 MAC 协议考虑利用 MIMO 空间复接来实现相距两跳节点的同时传输,并且它们采用相似的时间结构,将时间轴划分为一个个时隙,每个时隙又划分出了信道竞争阶段和数据传输阶段,其中信道竞争阶段的长度足够进行多次 RTS/CTS 的交互.网络节点在信道竞争阶段通过载波侦听和随机退避来确定何时竞争信道,并通过交互 RTS/CTS 来确定竞争成功与否.如果竞争成功,则节点在数据传输阶段利用较少的固定数量的空间数据流来发送数据,虽然这有利于减少冲突,但在竞争区域内仅有 1 个发送节点竞争成功时仅利用较少的固定数量的数据流显然会浪费一些空间自由度. PRP(Parallel RTS Processing) MAC<sup>[16]</sup>针对这一问题调整了 RTS/CTS 交互的顺序,允许接收节点额外等待一个 RTS 子时隙后再回复 CTS 分组,这样接收节点可以根据收到的 RTS 的数量(1 个或 2 个)以及其目的节点来确定允许发送节点使用多少空间数据流来传输数据,然后将该数值携带在 CTS 中回复给发送节点.通过动态确定发送使用的空间数据流的数量,PRP MAC 充分利用了 MIMO 的空间复接.另外一些竞争型 MAC<sup>[17~20]</sup>考虑了对服务质量 QoS(Quality of Service)的支持,通过业务优先级和分组排队时间确定出节点优先级,进而决定节点接入信道的概率.然后节点依接入概率在当前时隙的信道竞争阶段与目的节点交互 RTS/CTS 分组,确定发送使用的空间数据流的数量并在数据传输阶段发送数据.由于同时考虑了业务和排队的因素以及 MIMO 的空间复接,这些协议能够在提供区分服务的基础上最大化链路传输速率,实现高效传输.

非竞争型 MAC 一般也采用划分时隙的时间结构,但节点通常不能独立决策接入信道的时机,而需要利用网络局部或全局的某些信息来确定时隙和空间自由度的分配.文献[17~21]中提出了一些集中式时-空分配方案,它们利用全局网络拓扑信息,将时-空分配建模为竞争图着色问题或整数线性规划问题,然而这些问题都是 NP (non-deterministic polynomial)-hard 问题,其最优解只能通过搜索方法获得,复杂度较高,因此这些分配方案仅用作基准来评估各自文中分布式协议.为了降低时-空分配的复杂度,文献[22~24]提出了一些启发式方法,其中文献[22]仅考虑了时隙的分配,而在分配时隙中节点将以全部空间数据流发送,虽然这样做有利于简化分配的过程,但却没有能够机会地利用空间复接;文献[23,24]则提出了时-空联合的启发式分配方法,它们考虑在空间自由度的约束下尽量为相距两跳的节点分配相同的时隙,以便将空域资源分配给竞争区域内多个节点,从而可以充分利用 MIMO 的空间自由度.虽然启发式的分配方法依然使用了全局拓扑信息,但其重要的意义在于,它以较低的复杂度给出了相对较紧的性能上界,可以广泛地用来评估其它 MAC 的性能,并为协议的改进提供一些依据.另外一些非竞争型 MAC<sup>[25,26]</sup>仅利用网络最大度和网络节点数这两个参数,而无需具体的全局网络拓扑就可以设计时隙分配方案,这类 MAC 协议称为拓扑未知 MAC.在获得了网络的两个参数后,拓扑未知 MAC 可以利用有限域等数学方法构造出若干时隙组,然后随机地为每个节点关联一个时隙组就完成了时隙的分配.协议中所有时隙被组织成帧,在每帧中,节点可以在分配的各时隙与目的节点交互 RTS/CTS 以确定使用多少空间数据流来发送,进而发送数据.由于仅利用了网络参数,拓扑未知 MAC 仍不能避免 RTS 分组发生冲突,然而,它可以保证在一帧中至少有 1 个时隙可以成功交互,因此,分组的最大时延可以被限制在一定范围内.

从上述已有的研究来看,针对 MIMO Ad Hoc 网络的 MAC 协议中,竞争型 MAC 占据了较大的比例,并且近期的一些研究已经考虑了对 QoS 的支持,使竞争型 MAC 已趋近于完善.非竞争型 MAC 中,集中式分配要求网络节点要交互较多的拓扑信息,这导致网络开销过大,故其并不适合作为实际的协议.比较而言,拓扑未知 MAC 不依赖网络具体拓扑,具有开销小、易于实现的特点,而且目前支持 MIMO 的拓扑未知 MAC 研究还较少,因此仍值得进行进一步探索.考察现有的拓扑未知 MAC 协议 MIMO\_TTR (MIMO supported Topology Transparent Reservation)<sup>[25,26]</sup>,其协议帧长为  $q^2$ ,其中  $q$  与网络最大度和节点数有关且仅能取素数或素数幂,当网络的两个参数变大时, $q$  受素数(幂)的约束可能呈现跳

跃式增大,帧长  $q^2$  也将快速增长,这会导致网络吞吐量迅速下降.针对这一问题,本文将利用新的方法来构造时隙组,使协议帧长能更灵活地进行选择,以保持较高的吞吐量.文中的主要贡献总结如下:

(1) 针对 MIMO Ad Hoc 网络,提出了基于正交阵列的拓扑未知 MAC 协议 MIMO\_O\_TTMA. MIMO\_O\_TTMA 利用正交阵列构造和分配时隙组,在分配时隙中,节点将通过交互 RTS/CTS 分组来确定发送使用的数据流数.与已有的研究相比,利用正交阵列构造时隙组的优势在于协议的帧长可以由两个参数之积  $k \times s$  来确定,这里  $s$  由网络最大度和节点数共同决定,而  $k$  可以在(网络最大度,  $s+1$ )这一区间内任意取值,因此协议的帧长也可以在一定范围内进行灵活地选择,从而为网络吞吐量的优化提供了有利的条件.

(2) 利用概率方法分析了网络中任意链路的吞吐量.文献[25,26]中对 MIMO\_TTR 的性能分析是最坏情况下的吞吐量,而本文考虑了不同情况下链路的吞吐量,并依各情况发生的概率对吞吐量进行加权而获得了平均吞吐量,这样的结果更趋近于网络一般状况下的性能.同时,本文还给出了优选参数  $k$  的方法,即以最大化平均吞吐量为准则通过搜索来获得  $k$  值,实现了协议参数的最优化.

## 2 MIMO 模型和网络模型

MIMO 有两种提升传输性能的方式,即空间分集 (Spatial Diversity) 和空间复接 (Spatial Multiplexing),其中空间分集能够提升接收端平均信噪比,进而提高传输可靠性;而空间复接能够并行传输多个独立的数据流,进而提高传输的速率.本文中仅考虑 MIMO 的空间复接.假设发送端和接收端天线数均为  $M$ ,则发送端或接收端至多可以发送或接收  $M$  个数据流.当发送端发送的数据流到达接收端后,接收机可以根据数据流不同的空间特征将数据流分离.点对点链路中,为了最大化链路传输速率,通常期望用所有的  $M$  个数据流来传输;而在网络中,传输链路由于会受到附近其它链路的干扰,可能需要采用与点对点链路不同的传输方案.考虑图 1 所示的网络,假设两个链路  $A \rightarrow B$  和  $C \rightarrow D$  要进行传输,如果  $A$  和  $C$  各自发送  $M$  个数据流,则到达接收节点的数据流有  $2M$  个,超过了接收能力,因此传输会发生冲突.如果  $A$  和  $C$  各自发送  $M/2$  个数据流,则到达接收节点的数据流恰好  $M$  个,这样两个链路既不发生传输冲突,接收节点处的空间自由度也获得了充分的利用.为了描述简便,下文中称这种多个相互干扰的链路各自以较少数据流同时传输的方案为机会利用空间复接的传输方案.除了能有效减少网络中传输冲突以后,机会地利用空间复接还有可能提高数据流的传输

速率,如对于图 1 中的两个链路,由于每个链路仅传输  $M/2$  个数据流,则发送节点可以选择等效信道增益较高的  $M/2$  个天线来发送,因此每个数据流的传输速率也相对较高.考虑更为一般的情况,假设存在  $l$  个相互干扰链路,为了机会地利用空间复接,每个链路应使用  $M/l$  个数据流传输.

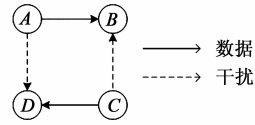


图1 网络拓扑

考虑节点具有  $M$  个天线的 Ad Hoc 网络,假设网络中节点间链路对称,则网络用无向图  $G(V, E)$  来表示,其中  $V$  是所有节点的集合,  $E$  是所有链路的集合. 令  $N_u$  表示  $u$  的邻节点的集合,则  $N_u = \{w | u, w \in V, (u, w) \in E\}$ , 节点  $u$  的度为  $D(u) = |N_u|$ . 假设冲突是导致传输失败的唯一原因,这里的冲突包含两种类型,第一类冲突是由于无线节点不能同时收发造成的,即对于某一传输  $u \rightarrow v (\forall u \in V, \forall v \in N_u)$ , 如果  $v$  同时发送分组则节点  $v$  处发生第一类冲突;第二类冲突是由于周围节点发送的数据流数超过了接收节点的接收能力而造成的,即对于传输  $u \rightarrow v (\forall u \in V, \forall v \in N_u)$ , 如果  $N_v$  (包括  $u$ ) 中的节点同时发送的数据流之和大于  $M$ , 则节点  $v$  处发生第二类冲突. 由以上的描述可以看出,对于传输  $u \rightarrow v, v$  和  $N_v - \{u\}$  中的元素可能导致  $u \rightarrow v$  传输失败,因此称  $N_v \cup \{v\} - \{u\}$  为  $u \rightarrow v$  的干扰节点集,其中称  $v$  为第一类干扰节点,  $N_v - \{u\}$  中的节点为第二类干扰节点.

### 3 协议描述

拓扑未知多址接入协议的基本思想是:在已知网络的最大度  $D_{\max} = \max_{u \in V} (D(u))$  和网络节点数  $N = |V|$  的前提下,以一定方式为每个节点分配一组时隙,记分配给任一节点  $u (u \in V)$  的时隙的集合为  $S_u$ , 则当  $S_u (u = 1, 2, \dots, N)$  满足如下条件时可以保证每个节点在一帧中至少有一个时隙可以无干扰传输:

(1) 每个节点分配  $k$  个时隙,即  $|S_u| = k$ .

(2) 任意两个节点至多有  $c (c < k)$  个相同时隙,即  $\forall u, v \in V, |S_u \cap S_v| \leq c$ .

(3) 节点分配的时隙数  $k > c \times D_{\max}$ .

具体来说,对传输  $u \rightarrow v (\forall u \in V, \forall v \in N_u)$ , 由于节点  $v$  至多有  $D_{\max}$  个邻节点,  $u \rightarrow v$  的干扰节点集  $N_v \cup \{v\} - \{u\}$  中也至多包含  $D_{\max}$  个节点,而每干扰节点至多与  $u$  有  $c$  个相同的时隙,则所有干扰节点至多与  $u$  有  $c \times D_{\max}$  个相同的时隙,因此当节点  $u$  的时隙数  $k > c \times D_{\max}$  时,  $u \rightarrow v$  在一帧中至少有一个时隙可以无干扰传输,由

$v$  的任意性可知,节点  $u$  在一帧中至少有一个时隙可以无干扰传输.

由以上的描述可以看到,构造满足三个条件的时隙组  $S_u (u = 1, 2, \dots, N)$  是设计拓扑未知多址接入协议的关键. 本文将利用正交阵列来构造满足条件的  $S_u (u = 1, 2, \dots, N)$ , 进而设计支持 MIMO 的拓扑未知多址接入协议. 下面首先介绍正交阵列的相关概念.

**定义 1**<sup>[27]</sup> 对于由  $s$  个符号组成的  $k \times s' (0 \leq t \leq k)$  矩阵  $A$ , 如果在  $A$  的任一  $t \times s'$  子矩阵中,任一长为  $t$  的符号排列恰好在 1 个列中出现,称  $A$  为水平  $s$ , 强度  $t (0 \leq t \leq k)$  的正交阵列,记为  $OA(t, k, s)$ .

表 1 中给出了正交阵列  $OA(2, 4, 3)$  的例子,其中 3 个符号分别是 0, 1, 2. 任意取矩阵中的两行,如第一和第二行来组成  $2 \times 9$  的子阵,记此子阵为  $A'$ . 长度为 2 的符号排列共有 9 个,分别是 (0, 0), (0, 1), (0, 2), (1, 0), (1, 1), (1, 2), (2, 0), (2, 1), (2, 2), 可以看到,每个排列恰好在  $A'$  的列中出现了一次.

表 1 正交阵列  $OA(2, 4, 3)$ 

0	1	2	0	1	2	0	1	2
0	1	2	1	2	0	2	0	1
0	1	2	2	0	1	1	2	0
0	0	0	1	1	1	2	2	2

由正交阵列的定义可以知道,矩阵任意两列中至多有  $t-1$  行的元素相同<sup>[27]</sup>,以表 1 中的  $OA(2, 4, 3)$  为例,取任意两列,它们至多有  $2-1=1$  行的元素相同,如第一列和第三列中仅第四行元素相同. 利用这一性质,将矩阵的每列元素映射为一个时隙组,则由任意两列元素映射的两个集合可能满足至多有  $c$  个相同的时隙,再考虑到网络的节点数  $N$  和最大度  $D_{\max}$ ,则如果有正交阵列  $OA(t, k, s)$  满足  $s' \geq N, k > (t-1) \times D_{\max}$ ,即可构造满足条件的时隙组  $S_u (u = 1, 2, \dots, N)$ . 具体来说,记  $OA(t, k, s)$  的第  $i$  行、第  $j$  列元素为  $a_{ij}$ , 将  $a_{ij}$  映射为时隙  $t_{ij}$ , 映射规则为

$$t_{ij} = (i-1) \times s + a_{ij} + 1 \quad (1)$$

由式(1)中的映射规则可以看到:

(1) 最大时隙序号为  $t_{ij} = (k-1) \times s + (s-1) + 1 = k \times s$ , 即协议的帧长为  $k \times s$ .

(2) 时隙的确定仅与行号和元素本身有关,因此对于  $OA(t, k, s)$  的任意两列(如第  $m$  列和第  $n$  列),仅当同一行的两个元素相同时,这两个元素才会映射到同一时隙,而由于  $OA(t, k, s)$  第  $m$  列和第  $n$  列中至多有  $t-1$  行的元素相同,映射得到的时隙组  $T_m, T_n (1 \leq m, n \leq s', m \neq n)$  也至多有  $t-1$  个相同的时隙.

由  $OA(t, k, s)$  第  $j$  列的  $k$  个元素映射可以得到  $k$  个时隙,记其集合为  $T_j$ , 有  $T_j = \{t_{ij} | 1 \leq i \leq k\}$ . 由于  $OA(t, k, s)$  共有  $s'$  个列,因此可以得到  $s'$  个时隙组.  $s' \geq N$  保证

了每个网络节点都有唯一的时隙组,  $k > (t-1) \times D_{\max}$  则保证了节点在一帧中有无干扰传输的时隙. 在分配时隙组时, 只需要从  $s'$  个集合中任意取出  $N$  个集合, 并随机地分配给网络中每个节点, 则节点的时隙组  $S_u$  ( $u = 1, 2, \dots, N$ ) 可以满足拓扑未知协议需要的条件.

下面以图 2(a) 中的网络为例来说明如何分配时隙. 对于图中所示的网络, 节点数  $N = 8$ ,  $D_{\max} = D(B) = 3$ . 由表 1 中正交阵列的参数知,  $s' = 3^2 = 9$ ,  $k = 4$ , 恰好满足  $s' \geq N$ ,  $k > (t-1) \times D_{\max}$ , 因此可以利用表 1 的  $OA(2, 4, 3)$  来构造时隙组. 由表中  $OA(2, 4, 3)$  各列映射得到的时隙组如表 2, 可以看到, 协议帧长为  $k \times s = 4 \times 3 = 12$ . 从表 2 中这 9 个时隙组中任意选择 7 个分配给各个节点, 这里取表中  $T_i$  ( $i = 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7$ ), 并按照下标由小到大的顺序依次分配给节点  $A \sim G$ . 图 2(b) 中给出了直观的时隙分配结果, 从图中可以看出, 节点  $G$  的时隙中包含时隙 12, 此时隙只有节点  $G$  占用, 显然能够无干扰地传输; 节点  $A$  与  $F$  相距三跳, 彼此不可能是对方链路的干扰节点, 因此在时隙 4 中, 节点  $A$  和节点  $F$  可以无干扰地传输, 同样节点  $D$ 、 $E$  的无干扰传输时隙分别为 1、11. 对于节点  $B$  而言, 无论其目的节点是邻节点中哪一个, 也总能找到无干扰传输的时隙, 如  $B \rightarrow A$  和  $B \rightarrow C$  的无干扰时隙是 2,  $B \rightarrow E$  为 5, 类似的, 节点  $C$  与任一邻节点的链路也存在无干扰时隙, 其中  $C \rightarrow B$  和  $C \rightarrow D$  为 3,  $C \rightarrow F$  为 9. 总结上述的时隙分配结果可见, 网络中每个节点都至少具有了一个可以无干扰传输的时隙. 上述时隙分配结果通过每帧重复, 可以保证每个节点在一帧中有一个无干扰传输的时隙.

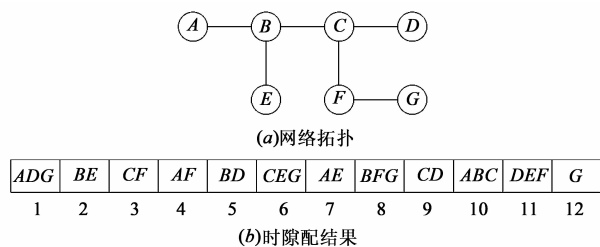


图2 网络拓扑实例及时隙分配结果

观察图 2(b) 中的时隙分配结果可以发现, 某些链路的发送节点和第二类干扰节点分配在了相同的时隙, 如对于  $B \rightarrow C$ , 节点  $B$  与第二类干扰节点  $D$  都分配了时隙 5, 如果  $B$  和  $D$  同时用全部的  $M$  个数据流传输, 则  $B \rightarrow C$  和  $D \rightarrow C$  的传输会因第二类冲突而失败, 而考虑机会地利用 MIMO 的空间复接, 即节点  $B$  和  $D$  各自以  $M/2$  个数据流发送分组, 则  $B$  和  $D$  各自发送的分组都可以成功地被节点  $C$  接收到. 为了能够机会地利用 MIMO 的空间复接来改善网络性能, 本协议中进一步将每个时隙划分成 4 个子时隙, 即 RTS、CTS、DATA、ACK (Acknowledgement) 子时隙, 其中除了 DATA 外的其它

子时隙称为控制子时隙, 控制子时隙中分组都以 1 个数据流发送, 以减少冲突. 在 RTS 和 CTS 子时隙, 节点通过交互 RTS/CTS 分组可以确定发送 DATA 分组使用的数据流数, 这样互为第二类干扰节点的多个节点可能同时传输 DATA 分组且能成功被目的节点接收到, 从而有效提高了网络吞吐量.

表 2  $OA(2, 4, 3)$  映射得到的时隙组

列序号	时隙组	列序号	时隙组	列序号	时隙组
1	$T_1 = \{1, 4, 7, 10\}$	4	$T_4 = \{1, 5, 9, 11\}$	7	$T_7 = \{1, 6, 8, 12\}$
2	$T_2 = \{2, 5, 8, 10\}$	5	$T_5 = \{2, 6, 7, 11\}$	8	$T_8 = \{2, 4, 9, 12\}$
3	$T_3 = \{3, 6, 9, 10\}$	6	$T_6 = \{3, 4, 8, 11\}$	9	$T_9 = \{3, 5, 7, 12\}$

下面给出完整的协议描述, 为了方便, 称提出的协议为 MIMO\_O\_TTMA. 考虑到  $t \geq 3$  时  $OA(t, k, s)$  的性质较为复杂, 因此将利用  $OA(2, k, s)$  来构造时隙组.

由文献[27]知, 当  $s$  为素数幂时,  $OA(2, s+1, s)$  存在, 并且  $OA(2, k, s)$  ( $k \leq s$ ) 可以由  $OA(2, s+1, s)$  删去  $s+1-k$  行得到. 因此对于具有  $N$  个节点且最大度为  $D_{\max}$  的网络, 寻找满足  $s^2 \geq N$  和  $s+1 > D_{\max}$  的最小素数  $s$ , 并按文献[28]中的 Bush 方法构造  $OA(2, s+1, s)$ , 然后取  $k$  为满足  $D_{\max} < k \leq s+1$  且保证吞吐量最大的某一值. 根据式(1)的映射规则将  $OA(2, k, s)$  的每个列映射为一个时隙组, 然后从  $s^2$  个时隙组中任意选出  $N$  个并随机地分配给每个节点. 记任一节点  $u$  ( $u = 1, 2, \dots, N$ ) 的时隙组为  $S_u$ , 当前时隙为  $t$ , 网络节点在各子时隙的行为为:

#### (1) RTS 子时隙

如果  $t \in S_u$  ( $u = 1, 2, \dots, N$ ), 节点  $u$  在这个子时隙以 1 个数据流向目的节点  $v$  ( $v \in N_u$ ) 发送 RTS 分组并等待回复; 如果  $t \notin S_u$ , 节点  $u$  保持接收状态.

#### (2) CTS 子时隙

收到 RTS 分组的节点  $v$  根据 RTS 的数量及其目的节点来确定允许发送节点使用多少数据流传输 DATA 分组, 具体来说, 如果节点  $v$  收到了  $l$  ( $l \in \{1, 2, \dots, M\}$ ) 个 RTS 且其目的节点都是  $v$ , 则允许每个发送节点用  $M/l$  个数据流发送 DATA; 如果节点  $v$  收到了  $l$  ( $l \in \{1, 2, \dots, M\}$ ) 个 RTS, 其中  $l'$  ( $0 < l' < l$ ) 个 RTS 的目的节点是  $v$ , 则允许  $l'$  个发送节点各自以 1 个数据流发送 DATA. 节点  $v$  将允许使用的数据流数及  $l'$  个发送节点地址携带在 CTS 分组当中, 然后以 1 个数据流向发送节点回复 CTS 分组.

#### (3) DATA 子时隙

收到目的节点  $v$  的 CTS 分组后, 节点  $u$  查看允许发送的数据流数, 然后用相应的数据流数来发送 DATA 分组, 并等待目的节点的确认.

#### (4) ACK 子时隙

目的节点  $v$  如果成功收到各发送节点的 DATA 分

组,则以 1 个数据流向各发送节点回复 ACK 分组,以确认分组成功传输。

#### 4 性能分析

首先介绍性能分析中会用到的关于  $OA(2, k, s)$  的一些性质。

正交阵列  $OA(t, k, s)$  中,每个列也被称为一个码字<sup>[27]</sup>,记  $OA(t, k, s)$  的第  $j(1 \leq j \leq s^2)$  个列为码字  $W_j$ 。如果码字  $W_j$  第  $i$  行元素  $a_{ij}$  和码字  $W_{j'}$  相同行的元素  $a_{ij'}$  满足  $a_{ij} = a_{ij'} (j \neq j')$ ,称码字  $W_j$  与码字  $W_{j'}$  相交(intersect)于位置  $i$ <sup>[27]</sup>。对于  $OA(2, k, s)$  中的任一码字  $W_j$ ,其它码字与  $W_j$  的关系满足<sup>[27]</sup>:

(1)  $W_{j'} (1 \leq j' \leq s^2, j' \neq j)$  可能与  $W_j$  相交于 0 个或 1 个位置(因  $t=2$ )。

(2) 与  $W_j$  相交于某个特定位置的码字数量为  $s-1$ 。

(3) 由于每个码字有  $k$  行,因此与  $W_j$  相交于 1 个位置的码字数量为  $\binom{k}{1}(s-1) = k(s-1)$ 。

(4) 与  $W_j$  相交于 0 个位置的码字数量为  $s^2 - 1 - k(s-1) = (s-1)(s+1-k)$ 。

本文中以吞吐量为指标考察协议性能,这里,吞吐量定义为平均每个时隙发送的数据流数。下面将分析任一传输  $u \rightarrow v$  的吞吐量。与文献[25,26]类似,本文仅分析所有邻节点都向  $v$  发送数据且网络处于重负荷下的吞吐量。对于 MIMO\_O\_TTMA,节点的时隙组是由  $OA(2, k, s)$  的码字映射得到的,因此可以根据干扰节点的码字得到  $u \rightarrow v$  无干扰传输的时隙数以及干扰时隙中可能发送的数据流数,进而获得  $u \rightarrow v$  的吞吐量。

对于传输  $u \rightarrow v$ ,如果  $v$  的度为  $D(v)$ ,则  $u \rightarrow v$  的干扰节点数为  $D(v)$ ,记节点  $u, v$  的码字为  $W_u, W_v$ ,由  $OA(2, k, s)$  的性质知,  $W_v$  与  $W_u$  可能相交于 0 或 1 个位置,而这决定了  $u \rightarrow v$  的传输是否会发生第一类冲突,因此下面分两种情况来讨论  $u \rightarrow v$  的吞吐量。

(1)  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置

$W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置时,  $u \rightarrow v$  的传输会在某个时隙中发生第一类冲突。由于  $OA(2, k, s)$  中除  $W_u$  外共有  $s^2 - 1$  个码字,其中与  $W_u$  相交于 1 个位置的码字数量  $k(s-1)$ ,则  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置的概率为

$$p_1 = \frac{k(s-1)}{s^2 - 1} = \frac{k}{s+1} \quad (2)$$

当所有干扰节点的码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时,表明  $u \rightarrow v$  的传输在  $w$  个时隙中存在干扰,在其余  $k-w$  个时隙无干扰。在  $w$  个存在干扰的时隙中,有 1 个时隙发生了第一类冲突(因  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置),在该时隙中  $u \rightarrow v$  的传输必然失败,其它  $w-1$  个时隙中  $u \rightarrow v$  的传输可能成功或发生第二类冲突。

$W_v$  与  $W_u$  相交于位置  $i(1 \leq i \leq k)$  的条件下,所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个特定位置的概率记为  $p_{(w)}^{s1}$ ,为了得到  $p_{(w)}^{s1}$ ,需要获取干扰节点选择码字的情况。这里利用生成函数来表征干扰节点选择码字情况,生成函数的原型为<sup>[27]</sup>

$$\phi(w) = \sum_{i=0}^{s^2-1} C_i^{(w)} x^i \quad (3)$$

其中  $x^i$  的系数  $C_i^{(w)}$  的含义是:选择  $i$  个码字使其并集与  $W_u$  相交于  $w$  个特定位置,选法共有  $C_i^{(w)}$  种。利用这一原型,可以构造合适的生成函数。由于文献[27]中已经给出了生成函数构造的详细过程,这里不再赘述,仅给出表达式。构造出的三个生成函数分别是:

$$\phi_{11} = \sum_{j=0}^{s-2} D_j x^j = (x+1)^{s-2} \quad (4)$$

$$\begin{aligned} \phi_{12}(w-1) &= \sum_{m=0}^{(w-1)(s-1)} E_m^{(w-1)} x^m \\ &= ((x+1)^{s-1} - 1)^{w-1} \times 1^{(s-1)(k-w)} \\ &= ((x+1)^{s-1} - 1)^{w-1} \end{aligned} \quad (5)$$

$$\phi_{13} = \sum_{n=0}^{(s-1)(s+1-k)} F_n x^n = (x+1)^{(s-1)(s+1-k)} \quad (6)$$

其中  $D_j, E_m^{(w-1)}, F_n$  的含义分别为:

(a)  $D_j$ :除  $W_v$  外,与  $W_u$  相交于位置  $i$  的码字有  $s-2$  个,从这些码字中选择  $j$  个,选法有  $D_j$  种。

(b)  $E_m^{(w-1)}$ :与  $W_u$  相交于除  $i$  外的其它 1 个位置的码字共有  $(k-1)(s-1)$  个,从这些码字中选择  $m$  个码字使其并集与  $W_u$  相交于  $w-1$  个特定位置,选法共有  $E_m^{(w-1)}$  种。

(c)  $F_n$ :与  $W_u$  相交于 0 个位置的码字共有  $(s-1)(s+1-k)$  个,从这些码字中选择  $n$  个,选法有  $F_n$  种。

利用上面的系数,可以得到  $C_{(w)}^{s1}$ ,即  $W_v$  与  $W_u$  相交于位置  $i(1 \leq i \leq k)$  的条件下,所有干扰节点(包含  $v$ )选择码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个特定位置的选法有多少种,其表达式为

$$C_{(w)}^{s1} = \sum_{j=0}^{\min(\max(0, D(v)-1-(w-1)), s-2)} \sum_{m=w-1}^{D(v)-1-j} (D_j \times E_m^{(w-1)} \cdot F_{D(v)-1-j-m}) \quad (7)$$

其中第一个求和号的上限  $\min(\max(0, D(v)-1-(w-1)), s-2)$  可以解释如下:由于  $C_{(w)}^{s1}$  定义了码字相交位置数为  $w$ ,而任意两个码字至多相交于 1 个位置,因此除  $W_v$  外至少还需要  $w-1$  个码字,如果第二类干扰节点数  $D(v)-1 \leq w-1$ ,则第二类干扰节点不会选择与  $W_u$  相交于位置  $i$  的码字,即  $j$  只能为 0,因此有  $\max(0, D(v)-1-(w-1))$ ,而此值与  $s-2$  取小是因为与  $W_u$  相交于位置  $i$  的码字除去  $W_v$  外只有  $s-2$  个。

除  $W_v$  和  $W_u$  外还有  $s^2 - 2$  个码字,因此除  $v$  外的其它  $D(v)-1$  个干扰节点任意选择码字时,选法的数量为

$$C_{arbitrary}^{s1} = \binom{s^2 - 2}{D(v) - 1} \quad (8)$$

因此有

$$P_{(w)}^{s1} = \frac{C_{(w)}^{s1}}{C_{arbitrary}^{s1}} \quad (9)$$

由于每个码字有  $k$  个位置,除了位置  $i$  外,  $W_u$  还有  $k-1$  个位置,从这些位置中任选  $w-1$  个,选法数量为

$$C_{(w)}^{position1} = \binom{k-1}{w-1} \quad (10)$$

于是可以由式(9)和式(10)得到  $P_{(w)}^1$ ,即  $W_v$  与  $W_u$  相交于位置  $i$  ( $1 \leq i \leq k$ ) 的条件下,所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置的概率,其表达式为

$$P_{(w)}^1 = C_{(w)}^{position1} \times P_{(w)}^{s1} \quad (11)$$

计算吞吐量之前,定义如下的符号:

(I)  $T_{11}^{(w)}$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置且所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时,  $u \rightarrow v$  在无干扰时隙的吞吐量.

(II)  $T_{12}^{(w)}$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置且所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时,  $u \rightarrow v$  在干扰时隙的吞吐量.

(III)  $T_1^{(w)}$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置且所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时,  $u \rightarrow v$  的吞吐量.

(IV)  $T_1$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置时,  $u \rightarrow v$  的吞吐量.

首先考虑  $T_{11}^{(w)}$ ,因为  $u \rightarrow v$  共有  $(k-w)$  个无干扰时隙,每个无干扰时隙可以传输  $M$  个数据流,因此

$$T_{11}^{(w)} = \frac{1}{ks} \times p_1 \times P_{(w)}^1 \times (k-w) \times M \quad (12)$$

其中  $ks$  表示协议帧长.

对于  $T_{12}^{(w)}$ ,由于所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置,表明  $u \rightarrow v$  有  $w$  个干扰时隙,而  $W_v$  与  $W_u$  相交于 1 个位置  $i$ ,说明干扰时隙中有 1 个时隙会发生第一类冲突,记该时隙为  $t_{u \rightarrow v}^i$ ,则  $u \rightarrow v$  在  $t_{u \rightarrow v}^i$  中的传输一定失败,其余的  $w-1$  个干扰时隙中,  $u \rightarrow v$  不会发生第一类冲突.因干扰节点的数量有限,如果有多个干扰节点选择的码字与  $W_u$  相交于位置  $i$ ,则其它干扰节点在除  $t_{u \rightarrow v}^i$  外的  $w-1$  个干扰时隙中造成第二类冲突的可能性就较小,  $u \rightarrow v$  的 RTS 传输成功的机会也较大,由协议可知,RTS 传输成功则  $u \rightarrow v$  至少能成功传输 1 个数据流.考虑第二类干扰节点中有  $j$  个选择的码字与  $W_u$  相交于位置  $i$ ,有  $m$  个选择的码字的并集与  $W_u$  相交于除  $i$  外的其它  $w-1$  个特定位置,其余  $D(v)-1-j-m$  个选择的码字与  $W_u$  相交于 0 个位置,则除  $t_{u \rightarrow v}^i$  外的  $w-1$  个干扰时隙中至多有  $\lfloor m - (w-1) / (M-1) \rfloor$  个时隙发生第二类冲突,这可以用图 3 的例子来说明.图 3 中

$T_u(1) \sim T_u(9)$  分别表示节点  $u$  的第 1 至第 9 个时隙,由于码字元素与时隙一一对应,也可以认为  $T_u(1) \sim T_u(9)$  是  $W_u$  的各元素的一种表示.  $W_v$  与  $W_u$  相交于位置 5,即  $t_{u \rightarrow v}^5 = T_u(5)$ ,该时隙中  $u \rightarrow v$  传输一定失败,因此在图中以  $(x)$  表示.当有  $m$  个干扰节点选择的码字的并集与  $W_u$  相交于除  $i$  外的其它  $w-1$  个特定位置时,对于  $w-1$  个特定位置中任意一个位置  $i'$ ,至少有 1 个干扰节点的码字与  $W_u$  相交于  $i'$ ,因此,针对每个特定的位置  $i'$ ,选择一个码字与  $W_u$  相交于  $i'$  的节点,如图 3 中有  $w-1=3$  个特定的位置,分别是位置 1,2,4,与  $W_u$  的这些位置相交的节点分别选择了  $a, b, c$ ,于是每个相应的时隙中已经有 2 个数据流(在图中以 (2) 表示),其中 1 个数据流来自节点  $u$ ,另一个数据流来自选择的节点,如图 3 的  $T_u(1)$  中另一个数据流来自节点  $a$ ,要使  $T_u(1)$  中发生第二类冲突至少需要  $M+1$  个数据流,因此除了已有的 2 个数据流外,至少还需要  $M-1$  个数据流.由于  $m$  个干扰节点中已经有  $w-1$  个被选择,则未被选择的节点数量为  $m - (w-1)$ ,每个节点使用 1 个数据流发送 RTS,则共有  $m - (w-1)$  个数据流,而造成  $w-1$  个时隙中任意一个发生第二类冲突需要  $M-1$  个数据流,因此  $m - (w-1)$  个数据流至多造成  $\lfloor m - (w-1) / (M-1) \rfloor$  个时隙发生第二类冲突,于是除  $t_{u \rightarrow v}^i$  外的  $w-1$  个干扰时隙中,  $u \rightarrow v$  可以在  $w-1 - \lfloor m - (w-1) / (M-1) \rfloor$  个时隙成功传输 1 个数据流,因此有

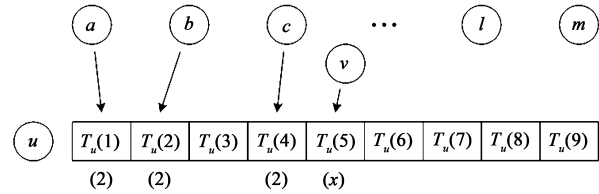


图3 第二类冲突时隙数计算的例子

$$T_{12}^{(w)} = \frac{1}{ks} \times p_1 \times \frac{1}{C_{arbitrary}^{s1}} \times C_{(w)}^{position1} \cdot \left( \sum_{j=0}^{\min(\max(0, D(v)-1-(w-1)), s-2)} \cdot \sum_{m=w-1}^{D(v)-1-j} \left( D_j \times E_m^{(w-1)} \times F_{D(v)-1-j-m} \cdot \left( w-1 - \lfloor m - (w-1) / (M-1) \rfloor \right) \right) \right) \quad (13)$$

由式(12)和式(13),可以得到

$$T_1^{(w)} = T_{11}^{(w)} + T_{12}^{(w)} \quad (14)$$

由于  $W_u$  共有  $k$  个位置,因此

$$T_1 = \sum_{w=1}^k T_1^{(w)} \quad (15)$$

(2)  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置

$W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置时,  $u \rightarrow v$  的传输不会发

生第一类冲突. 由于  $OA(2, k, s)$  中除  $W_u$  外共有  $s^2 - 1$  个码字, 其中与  $W_u$  相交于 0 个位置的码字数为  $(s-1)(s+1-k)$ , 则  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置的概率为

$$p_0 = \frac{(s-1)(s+1-k)}{s^2-1} = \frac{s+1-k}{s+1} \quad (16)$$

当所有干扰节点的码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时, 表明  $u \rightarrow v$  的传输在  $w$  个时隙中存在干扰, 在其余  $k-w$  个时隙无干扰. 由于  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置, 仅第二类干扰节点的码字可能与  $W_u$  相交, 因此在  $w$  个存在干扰的时隙中,  $u \rightarrow v$  的传输可能成功或发生第二类冲突.

第二类干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个特定位置的概率记为  $p_{(w)}^0$ , 为了得到  $p_{(w)}^0$ , 与之前类似, 构造两个生成函数:

$$\begin{aligned} \phi_{01}(w) &= \sum_{\tilde{m}=0}^{w(s-1)} \tilde{E}_{\tilde{m}}^{(w)} x^{\tilde{m}} = ((x+1)^{s-1} - 1)^w \cdot 1^{(s-1)(k-w)} \\ &= ((x+1)^{s-1} - 1)^w \end{aligned} \quad (17)$$

$$\phi_{02} = \sum_{\tilde{n}=0}^{(s-1)(s+1-k)-1} \tilde{F}_{\tilde{n}} x^{\tilde{n}} = (x+1)^{(s-1)(s+1-k)-1} \quad (18)$$

其中  $\tilde{E}_{\tilde{m}}^{(w)}$ 、 $\tilde{F}_{\tilde{n}}$  的含义分别为:

(1)  $\tilde{E}_{\tilde{m}}^{(w)}$ : 与  $W_u$  相交于 1 个位置的码字共有  $k(s-1)$  个, 从这些码字中选择  $\tilde{m}$  个码字使其并集与  $W_u$  相交于  $w$  个特定位置, 选法共有  $\tilde{E}_{\tilde{m}}^{(w)}$  种.

(2)  $\tilde{F}_{\tilde{n}}$ : 除  $W_v$  外与  $W_u$  相交于 0 个位置的码字共有  $(s-1)(s+1-k)-1$  个, 从这些码字中选择  $\tilde{n}$  个, 选法有  $\tilde{F}_{\tilde{n}}$  种.

利用上面的系数可得到  $C_{(w)}^{s0}$ , 即  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置的条件下, 所有干扰节点选择码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个特定位置的选法有多少种,  $C_{(w)}^{s0}$  表达式为

$$C_{(w)}^{s0} = \sum_{\tilde{m}=w}^{D(v)-1} (\tilde{E}_{\tilde{m}}^{(w)} \cdot \tilde{F}_{D(v)-1-\tilde{m}}) \quad (19)$$

若第二类干扰节点任意选择码字时, 选法的数量为

$$C_{arbitrary}^{s0} = C_{arbitrary}^{s1} = \binom{s^2-2}{D(v)-1} \quad (20)$$

因此有

$$p_{(w)}^{s0} = \frac{C_{(w)}^{s0}}{C_{arbitrary}^{s0}} \quad (21)$$

从  $W_u$  的  $k$  个位置中任选  $w$  个, 选法数量为

$$C_{(w)}^{position0} = \binom{k}{w} \quad (22)$$

由式(21)和式(22)可以得到  $p_{(w)}^0$ , 即  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置的条件下, 所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置的选法, 其表达式为

$$p_{(w)}^0 = C_{(w)}^{position0} \cdot p_{(w)}^{s0} \quad (23)$$

与之前相类似, 定义几个与吞吐量有关的符号:

(I)  $T_{01}^{(w)}$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置且所有干扰节

点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时,  $u \rightarrow v$  在无干扰时隙的吞吐量.

(II)  $T_{02}^{(w)}$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置且所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时,  $u \rightarrow v$  在干扰时隙的吞吐量.

(III)  $T_0^{(w)}$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置且所有干扰节点码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个位置时,  $u \rightarrow v$  的吞吐量.

(IV)  $T_0$ :  $W_v$  与  $W_u$  相交于 0 个位置时,  $u \rightarrow v$  的吞吐量.

因为  $u \rightarrow v$  共有  $(k-w)$  个无干扰时隙, 每个无干扰时隙可以传输  $M$  个数据流, 因此

$$T_{01}^{(w)} = \frac{1}{ks} \cdot p_0 \cdot p_{(w)}^0 \cdot (k-w) \cdot M \quad (24)$$

其中  $ks$  表示协议帧长.

对于  $T_{02}^{(w)}$ ,  $u \rightarrow v$  有  $w$  个干扰时隙, 每个干扰时隙都不会发生第一类冲突. 考虑第二类干扰节点中有  $\tilde{m}$  个选择的码字的并集与  $W_u$  相交于  $w$  个特定位置, 其余  $D(v)-1-\tilde{m}$  个选择的码字与  $W_u$  相交于 0 个位置, 则  $w$  个干扰时隙中至多有  $\lfloor (\tilde{m}-w)/(M-1) \rfloor$  个时隙发生第二类冲突, 于是  $u \rightarrow v$  可以在  $w - \lfloor (\tilde{m}-w)/(M-1) \rfloor$  个时隙成功传输 1 个数据流, 因此

$$\begin{aligned} T_{02}^{(w)} &= \frac{1}{ks} \cdot p_0 \cdot \frac{1}{C_{arbitrary}^{s0}} \cdot C_{(w)}^{position0} \\ &\cdot \left( \sum_{\tilde{m}=w}^{D(v)-1} \left( \tilde{E}_{\tilde{m}}^{(w)} \times \tilde{F}_{D(v)-1-\tilde{m}} \right) \cdot \left( w - \lfloor (\tilde{m}-w)/(M-1) \rfloor \right) \right) \end{aligned} \quad (25)$$

由式(24)和式(25), 可以得到

$$T_0^{(w)} = T_{01}^{(w)} + T_{02}^{(w)} \quad (26)$$

由于  $W_u$  共有  $k$  个位置, 因此

$$T_0 = \sum_{w=1}^k T_0^{(w)} \quad (27)$$

$u \rightarrow v$  的吞吐量  $T$  由(15)和(27)相加得到, 即

$$T = T_1 + T_0 \quad (28)$$

由上述性能分析的过程知,  $T$  是  $k$  的函数, 然而由于  $T$

的表达式中存在关于  $k$  的组合数, 如式子  $\binom{k-1}{w-1}$  和  $\binom{k}{w}$ , 它们关于  $k$  是不可导的, 因此  $T$  关于  $k$  也不可导. 所以想要确定最优  $k$  值, 仅能通过搜索方法来进行, 即对于每个  $k$  计算一次  $T$ , 然后选择最优  $k$  值为

$$k^* = \arg \max_k T(k) \quad (29)$$

## 5 数值结果

本节考察 MIMO\_O\_TTMA 在不同网络参数(节点数和最大度)下的吞吐量, 并与已有的协议进行比较. 仿真工具采用 MATLAB, 网络节点数取 100 和 400, 每个



节点的传输半径为 250m, 节点在正方形的仿真区域内随机分布, 仿真区域的边长在一定范围内变化, 以便使生成的网络的最大度能在一定区间内变化. 节点数取 100 时边长的取值范围为 (1000, 4500), 节点数为 400 边长范围为 (2000, 8900), 这样的取值范围对应的平均节点密度大约为 18 节点/跳到 1 节点/跳, 因此能保证生成的网络拓扑的最大度以较大的概率落在  $[4, 20]$  的区间内. 对于给定的网络节点数, 网络拓扑按轮次生成, 每个轮次中区域边长相同, 相邻的两轮次中区域边长相差 100m. 在每个轮次中一共执行 10000 次生成网络拓扑的操作, 每产生一次网络拓扑, 判断网络的最大度是否在区间  $[4, 20]$  内, 如果是, 则保存该拓扑, 如果不是, 就重新生成网络拓扑并进行判断, 直到该轮次结束. 执行完所有轮次后, 按照不同的最大度统计保存的拓扑数量, 计最大度为  $i$  ( $i=4, 5, \dots, 20$ ) 的拓扑数量为  $d_i$ , 令  $d = \min_i d_i$ , 对于每个最大度  $i$  ( $i=4, 5, \dots, 20$ ), 从其对应的  $d_i$  个拓扑中随机选出  $d$  个拓扑用以仿真协议. 经过上述的过程, 任一网络节点数和最大度组合下, 用以仿真的拓扑样本数量都为  $d$  个, 对每个拓扑执行协议并统计吞吐量, 共可以得到  $d$  个吞吐量, 然后这  $d$  吞吐量求平均来获得协议在某一参数组合下的平均吞吐量.

由于 MIMO\_O\_TTMA 和 MIMO\_TTR 同为拓扑未知 MAC, 因此将比较这两个协议的吞吐量. 对于给定的网络节点数和最大度, MIMO\_O\_TTMA 参数  $s$  由协议描述中的方法确定,  $k$  由式 (29) 确定, 而 MIMO\_TTR 的参数由 GRAND (Galois Radio Network Design) 算法<sup>[25,26]</sup>设计.

图 4 中的给出了节点数为  $N=100$  时 MIMO\_O\_TTMA 和 MIMO\_TTR 协议的吞吐量随节点度的变化曲线, 图中带后缀 -sim 的线表示仿真结果, 没有后缀的线表示理论分析结果. 由图可见, 两种协议的仿真吞吐量比理论结果大, 这是因为两种协议的性能分析中为了获得一定的简化均用到了近似, 即某些情况下以较

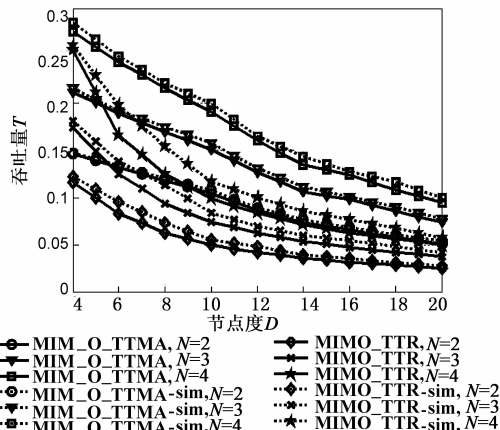


图4 MIMO\_O\_TTMA和MIMO\_TTR吞吐量随节点度的变化 ( $N=100$ )

小的吞吐量来取代正常应有的吞吐量. 从仿真结果与理论结果的吻合程度上看 MIMO\_O\_TTMA 显然更高. 这是因为 MIMO\_TTR 的分析中以最坏情况下的吞吐量来衡量协议性能, 而 MIMO\_O\_TTMA 的分析考虑了各种情况, 并且仅对部分情况下的吞吐量进行了近似, 因此加权平均以后的吞吐量更具有一般性, 也就与仿真结果更接近. 比较两个协议的仿真吞吐量可见, MIMO\_O\_TTMA 的吞吐量始终大于 MIMO\_TTR 的吞吐量, 并且随着节点度的增大, MIMO\_TTR 的吞吐量下降较快, 而 MIMO\_O\_TTMA 吞吐量下降较为平缓, 因此两种协议吞吐量的差异随节点度的增加越来越明显, 例如当节点度为 20、天线数为 4 时, 两种协议吞吐量差异达到了 60% 以上, 这种差异是由两种协议的设计方法导致的. 由于 MIMO\_O\_TTMA 基于正交阵列设计, 其参数  $k$  的变化非常灵活, 可以取  $[D+1, s+1]$  之间任一值,  $k$  取值的灵活性也使得协议帧长  $k \times s$  的变化较为灵活, 从而为吞吐量的优化提供了有利条件. 当节点度较小时,  $s$  取值比较小且网络中冲突较少, 此时增加  $k$  可以有效提高发送分组数而不会显著增加帧长, 有利于提高吞吐量, 例如  $D(v)=4$  时  $s$  和  $k$  分别取 11 和 12 吞吐量获得最优; 而当节点度较大时,  $s$  较大且网络中冲突较多, 此时  $k$  的取  $D+1$  有利于减小帧长从而提高吞吐量, 例如节点度  $D(v)$  大于 8 时,  $k$  取  $D+1$  可以获得最优吞吐量. 比较而言, MIMO\_TTR 基于 GRAND 算法<sup>[25,26]</sup>设计, 其帧长只能是  $q^2$  (其中  $q$  需要满足的条件与  $s$  类似, 即  $q^2 \geq N, q > c \times D_{\max}$ ), 变化的范围有限, 并且 MIMO\_TTR 中又对  $q$  加入了其它约束<sup>[25,26]</sup>, 使得  $q$  在节点度较大时取值偏大, 因此 MIMO\_TTR 仅在节点度较小即网络中冲突较少时具有较理想的吞吐量, 而当节点度增大时吞吐量下降较快.

图 5 中给出了节点数  $N=400$  时 MIMO\_O\_TTMA 和 MIMO\_TTR 协议的吞吐量随节点度的变化曲线, 图中带后缀-sim 的线表示仿真结果, 没有后缀的线表示理论分析结果. 由图 5 可以得出与图 4 类似的结论, 协议的仿真吞吐量比理论结果大, 且 MIMO\_O\_TTMA 的仿真吞吐量与理论结果吻合程度高, MIMO\_O\_TTMA 的仿真吞吐量大于 MIMO\_TTR 的仿真吞吐量, 并且两种协议吞吐量差异随节点度的增加而增加. 与图 4 不同之处在于, 两协议吞吐量随节点度的变化较为平缓, 这是因为 MIMO\_O\_TTMA 的参数  $s$  和 MIMO\_TTR 的参数  $q$  是由节点数  $N$  和节点度共同确定的, 当节点度较小时, 参数主要由节点数确定, 故  $N=400$  时协议帧长  $k \cdot s$  和  $q^2$  较  $N=100$  时长, 吞吐量也相应减小; 而当节点度增加到一定值时, 上述的参数主要由节点度来确定, 如当节点度为 20 时无论  $N=100$  或  $N=400$ , 协议的参数取值均相同, 吞吐量也非常接近. 由以上可知道, 对于  $N$

=400 的情况,节点度最小时协议吞吐量较  $N=100$  的情况小,而节点度较大吞吐量与  $N=100$  的情况基本相等,故协议吞吐量在整个节点度区间内变化的范围较小,因此变化较为平缓。

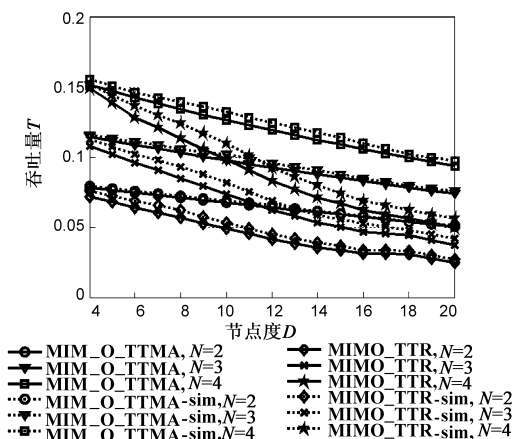


图5 MIMO\_O\_TTMA和MIMO\_TTR吞吐量随节点度的变化( $N=400$ )

## 6 结论

考虑到已有的针对 MIMO Ad Hoc 网络的拓扑未知 MAC 在节点度增大时吞吐量下降较快,本文中设计了能改善这一问题的新型拓扑未知 MAC 协议 MIMO\_O\_TTMA. MIMO\_O\_TTMA 利用正交阵列来设计,阵列中每个元素被映射成一组时隙,每组时隙再被随机地关联给某个网络节点,以实现时隙的分配.在每个时隙中,分配了该时隙的节点通过与目的节点交互 RTS/CTS 分组来确定要发送的数据流数,以机会地利用 MIMO 的空间复接. MIMO\_O\_TTMA 在保证节点在一帧内至少有一个时隙能够无干扰地传输的基础上,允许协议的帧长能在一定的范围内进行灵活选择,从而为协议性能的优化提供了更为有利的条件.为评估 MIMO\_O\_TTMA 的性能,利用概率方法分析了协议的吞吐量,相应地也以吞吐量最大化为准则给出了优选协议参数的方法.最后,文中用仿真比较了 MIMO\_O\_TTMA 和已有的拓扑未知协议 MIMO\_TTR,结果表明, MIMO\_O\_TTMA 能够有效提高网络吞吐量。

## 参考文献

- [1] Demirkol M F, Ingram M A. Power-controlled capacity for interfering MIMO links [A]. IEEE VTC 2001 Fall [C]. Atlantic City: IEEE, 2001. 187 - 191.
- [2] Demirkol M F, Ingram M A. Stream control in networks with interfering MIMO links [A]. IEEE WCNC 2003 [C]. New Orleans: IEEE, 2003. 343 - 348.
- [3] Sundaresan K, Sivakumar R, Ingram M A, et al. Medium access control in Ad Hoc networks with MIMO links; Opti-

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

- [4] Yoon S, Rhee I, Jung B C, Daneshrad B, Kim J H. Contrabass: Concurrent transmissions without coordination for Ad Hoc networks [A]. IEEE INFOCOM 2011 [C]. Shanghai: IEEE, 2011. 1134 - 1142.
- [5] Wang D, Tureli U. Joint MIMO-OFDM and MAC design for broadband multihop Ad Hoc networks [J]. EURASIP journal on Wireless Communications and Networking, 2006, 2006(2): 1 - 9.
- [6] Park J S, Nandan A, Gerla M, Lee H. SPACE-MAC: enabling spatial reuse using MIMO channel-aware MAC [A]. IEEE ICC 2005 [C]. Seoul: IEEE, 2005. 3642 - 3646.
- [7] Mundarath J C, Ramanathan P, Veen B D V. NULLHOC: A MAC protocol for adaptive antenna array based wireless Ad Hoc networks in multipath environments [A]. IEEE GLOBECOM 2004 [C]. Dallas: IEEE, 2004. 2765 - 2769.
- [8] Mundarath J C, Ramanathan P, Veen B D V. A cross layer scheme for adaptive antenna array based wireless Ad Hoc networks in multipath environments [J]. Wireless Networks, 2007, 13(5): 597 - 615.
- [9] Dechene D, Meerja K, Shami A, Primak S. A novel MIMO aware distributed media access control scheme for IEEE 802.11 wireless local area networks [A]. IEEE LCN 2007 [C]. Dublin: IEEE, 2007. 125 - 132.
- [10] Park J S, Gerla M. MIMOMAN: A mimo mac protocol for Ad Hoc networks [J]. Lecture Notes in Computer Science, 2005, 3738: 207 - 220.
- [11] Zhao P, Daneshrad B, Warriar A, Zhu W, Takeshita O. Performance of a concurrent link sdma mac under practical phy operating conditions [J]. IEEE Transactions on Vehicular Technology, 2011, 60(3): 1301 - 1307.
- [12] Park M, Choi S H, Nettles S M. Cross-layer MAC design for wireless networks using MIMO [A]. IEEE GLOBECOM 2005 [C]. St. Louis: IEEE, 2005. 938 - 942.
- [13] Park M, Heath R, Nettles S. Improving throughput and fairness of MIMO Ad Hoc networks using antenna selection diversity [A]. IEEE GLOBECOM 2004 [C]. Dallas: IEEE, 2004. 3363 - 3367.
- [14] Ke B W, Zhang Y J, Liew S C. Media access control with spatial correlation for MIMO Ad Hoc networks [A]. IEEE ICC 2007 [C]. Glasgow: IEEE, 2007. 3660 - 3665.
- [15] Siam M Z, Krunz M. Channel access scheme for MIMO-Enabled Ad Hoc networks with adaptive diversity/multiplexing gains [J]. Mobile Networks and Applications, 2009, 14(4): 433 - 450.
- [16] Shirasu M, Sasase I. 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.
- [17] Chu Shan, Wang Xin. Opportunistic and cooperative spatial multiplexing in MIMO Ad Hoc networks [J]. IEEE Transactions on Networking, 2010, 18(5): 1610 – 1623.
- [18] Chu Shan, Wang Xin, Yang Yuanyuan. Exploiting cooperative relay for high performance communications in MIMO Ad Hoc networks [J]. IEEE Transactions on computers, 2013, 62(4): 716 – 729.
- [19] Chu Shan, Wang Xin, Yang Yuanyuan. Adaptive scheduling in MIMO-based heterogeneous Ad Hoc networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2014, 13(5): 964 – 978.
- [20] Gao Cunhao, Chu Shan, Wang Xin. Distributed scheduling in MIMO empowered cognitive radio Ad Hoc networks [J]. IEEE Transactions on Mobile Computing, 2014, 13(7): 1456 – 1468.
- [21] Blough D M, Resta G, Santi P, Srinivasan R, CortesPena L M. Optimal one-shot scheduling for MIMO networks [A]. IEEE SECON 2011 [C]. Salt Lake City: IEEE, 2011. 404 – 412.
- [22] 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 Jiandong, 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 Chinses)
- [23] Zhang Guanghui, Li Jiandong, Zhao Min. Broadcast scheduling with MIMO links in Ad Hoc networks [J]. Journal of Electronics (China), 2007, 24(4): 477 – 483.
- [24] Chen Dan, Li Jiandong, Li Changle. Transmission scheduling algorithm for MIMO link Ad Hoc networks [J]. Science China Information Science, 2012, 55(6): 1351 – 1359.
- [25] Zhang Guanghui, Li Jiandong, Sheng Min, Li Changle, Zhou Lei. Topology-transparent reservation time division multiple access protocol with MIMO links in multihop Ad Hoc networks [J]. IEEE Communications Letters, 2006, 10(5): 411 – 413.
- [26] 张光辉, 李建东, 赵敏. 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 Guanghui, Li Jiandong, Zhao Min. 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 Chinses)
- [27] Syrotiuk V R, Colbourn C J, Ling A C H. Topology-transparent scheduling in MANETs using orthogonal arrays [A]. Proceedings of the DIALM-POMC Joint Workshop on Foundations of Mobile Computing [C]. San Diego: IEEE, 2003. 43 – 49.
- [28] Hedayat A S, Sloane N J A, and Stufken J. Orthogonal Arrays: Theory and Applications [M]. New York: Springer, 1999.

#### 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, 主要研究方向包括无线网络协议设计与性能分析、无线信道建模、量子通信等.  
E-mail: danchen@chd.edu.cn



刘卜华 男, 1991 生于陕西省西安市. 长安大学电子与控制工程学院研究生, 主要研究方向控制理论与应用、控制系统设计及智能监测.