

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

张光辉 李建东 周雷 庞继勇

(西安电子科技大学综合业务网国家重点实验室信息科学研究所宽带无线通信实验室 西安 710071)

摘要 该文提出适合多跳 Ad hoc 网络的支持 MIMO 的拓扑未知预约时分多址接入协议。通过预约, 每个节点在其分配的无冲突时隙并行发送最大数据流, 并以一定概率利用其分配时隙中的冲突时隙和未分配时隙中的空闲时隙而发送一部分数据流。该协议不需知道全网拓扑结构, 便于实现和分布式应用。通过理论分析推导出最小通过率及最佳帧长。结果表明该协议具有对网络拓扑的稳定性。

关键词 MIMO, 时分多址接入, 拓扑未知, 预约, 多跳 Ad hoc 网络

中图分类号: TN915.04

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2006)05-0785-04

Topology-Transparent Reservation Time Division Multiple Access in Multihop Ad hoc Networks with MIMO Links

Zhang Guang-hui Li Jian-dong Zhou Lei Pang Ji-yong

(State Key Lab. of Integrated Service Networks, Information Science Institute, Lab. of Broadband Wireless Communications, Xidian Univ., Xi'an 710071, China)

Abstract A topology-transparent Time Division Multiple Access (TDMA) with reservation for MIMO link is proposed for multi-hop Ad hoc networks in this paper. By reservation each node transmits simultaneously all data streams in its assigned collision-free slots and utilizes free slots among other non-assigned slots and its assigned collision slots by probability to transmit a part of all data streams. The protocol is suitable for distributed application since it need not know the whole network topology information. Through theoretical analysis, the minimum throughput and optimal frame length are derived. The results show that the protocol is robust to topology change.

Key words MIMO, TDMA, Topology-transparent, Reservation, Multi-hop Ad hoc network

1 引言

Ad hoc 网络是一种不需要固定基础设施支撑的、由若干移动节点组成的自组织无线网络^[1]。近来 MIMO (Multiple Input Multiple Output) 也越来越受到人们重视。文献[2]提出了适合 Ad hoc 网络的基于时分多址支持 MIMO 的 MAC (Medium Access Control) 协议, 但是该协议需要知道全网的拓扑结构。显然节点的移动会极大降低该协议的效率。本文提出支持 MIMO 的拓扑未知时分多址协议, 并采用预约机制避免以前拓扑未知协议^[3-5]没有收集和利用时隙的状态信息而导致的不必要冲突。

2 协议简介

2.1 MIMO 模型

假设发送端和接收端天线数均为 M 。在 V-BLAST^[6]下, 每次传输可并行发送 M 个数据流。这些不同数据流可按不

同空间特性由接收端分离, 并获得 M 倍的通过率。当综合考虑全网相互干扰链路, 每个链路均采用 M 个数据流并不一定能获得最佳网络通过率, 而应综合考虑全网的干扰, 适当控制每个链路的数据流数目, 增加每个链路抗多址干扰能力, 提高网络通过率^[2]。一般说来, 当相互干扰的链路数为 l , 每条链路可以同时使用的数据流为 M/l 个^[2]。

2.2 网络模型

N 个节点的 Ad hoc 网络可表示为图 $G(V, E)$, 其中 V 是所有节点的集合, 且 $|V|=N$, E 是所有链路的集合。节点 u 的度为 $D(u) = |(u, v)|$, 其中 $(u, v) \in E; u, v \in V$ 。令 S_u 表示节点 u 的邻节点集合, 显然, $|S_u| \leq D, \forall u \in V$ 。假设冲突是传输失败的唯一原因。对于在某时隙 i 的某一传输 $u \rightarrow v$, $\forall u \in V, \forall v \in S_u$, 如果 v 也在时隙 i 发送则第一类冲突发生。对于 MIMO 链路, 如果除了节点 u , 节点 v 的 M 个或多个 M 个邻节点也在时隙 i 发送一个数据流, 则第二类冲突发生。因此对于传输 $u \rightarrow v$ 的干扰节点集为 $S_u \cup \{v\} - \{u\}$, 显然该干扰集包含 u 的隐藏节点。

2.3 协议描述

本文把该协议缩写为 MIMO-TTR (MIMO-Topology Transparent Reservation)。令 $GF(q)$ 表示 q 阶有限域。每帧由 q^2 个时隙组成, 并分 q 个子帧, 每子帧 q 个时隙。每时隙分 RTS,

2005-08-01 收到, 2006-02-13 改回

高等学校博士学科点专项科研基金(20050701007), 国家自然科学基金和微软亚洲研究院联合资助项目(60372048), 高等学校优秀青年教师教学科研奖励计划资助项目, 国家自然科学基金重大项目(60496316), 国家“863”课题认知无线电技术研究(2005AA123910)和教育部科学技术研究重点项目(104171)资助课题

CTS, DATA 和 ACK 阶段。

在 MIMO-TTR, 每个节点 $u \in V$ 随机分配唯一一个多项式 $f_u(x) = \sum_{i=0}^k a_i x^i \bmod q$, 其中 $a_i, x \in \text{GF}(q)$ 。以上参数 q 和 k 通过 GRAND 算法计算^[3]。通过多项式 $f_u(x)$, 在子帧 $s(s=0, 1, \dots, q-1)$ 中分配给 u 的时隙为 $f_u(s)$ 。这样每个节点在每帧中就分配了 q 个时隙。以上时隙分配只需知道网络的节点数 N 和最大度 D 而不需知道全网拓扑, 这就极大减小了收集全网拓扑信息而带来的开销。帧结构及时隙分配如图 1 所示。

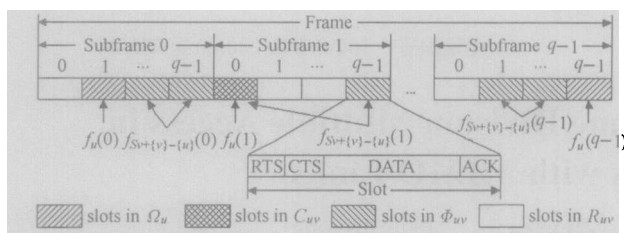


图 1 帧结构和时隙状态

Fig.1 Frame structure and slots state

令在每帧中分配给节点 u 的时隙集合为 Ω_u , 显然 $|\Omega_u| = q$ 。并令 Φ_{uv} 表示在一帧中分配给 $S_v \cup \{v\} - \{u\}$ 的时隙集合。显然, 如果 Ω_u 和 Φ_{uv} 没有交集, 则 $u \rightarrow v$ 会无干扰地成功传输。然而, 以上分配会使 u 与 $S_v \cup \{v\} - \{u\}$ 在一帧中最多共享 kD 个时隙^[3,4]。令 $q_0 = kD$ 和 $q_1 = N^{1/(k+1)}$, 为了保证每个节点 u 在每帧中至少有一个时隙是无干扰的, q 必须满足如下条件^[3,4]:

$$q > \max(q_0, q_1) \quad (1)$$

令 C_{uv} 表示 Ω_u 与 Φ_{uv} 的交集。在 u 的一帧中分配的 q 个时隙中, $q - |C_{uv}|$ 个时隙是无干扰的, 而 $|C_{uv}|$ 个时隙是受干扰节点集干扰的。这样, 在 MIMO 链路下, u 就可以在 $q - |C_{uv}|$ 个无干扰时隙并行发送 M 个数据流, 而在 $|C_{uv}|$ 个干扰时隙就应视干扰情况而调整并行发送的数据流。

为了视干扰情况调整 MIMO 数据流, 每个节点在其分配时隙发送数据前均发送一个数据流 RTS/CTS 分组。假如节点 u 有分组向节点 v 发送, u 当且仅当 $i \in \Omega_u$ 时才在时隙 i 发送 RTS 分组。一旦 v 成功接收到 u 发送给它的 RTS 分组并且只收到该唯一一个 RTS 分组, v 就认为该时隙为无干扰时隙, 以 CTS 分组通知 u 可并行发送 M 个数据流给 v 。如果 v 在某时隙 $i(i \in \Omega_u)$ 成功接收到 l 个邻节点发送给它的 RTS 分组并且没有收到其他邻节点非发送给它的 RTS 分组, v 就以 CTS 分组通知 l 个邻节点可以在该时隙各自并行发送 M/l 个数据流给 v 。如果 v 不仅成功接收到 l 个邻节点发送给它的 RTS 分组并且收到其他邻节点非发送给它的 RTS 分组, 说明 v 受到其他传输干扰, 所以 v 以 CTS 分组通知发送给它的 RTS 的每个邻节点可以各自发送一个数据流给 v 。

当 v 的邻节点数大于 M , u 发送的 RTS 分组可能会发生第二类冲突。同理, u 发送的 RTS 也会发生第一类冲突。

因此, 一旦 u 没有接收到 CTS 分组, 就知道第一类或第二类冲突已发生, 预约失败, 准备在该时隙以概率 p_i 发送一个数据流分组(第 3 节讨论 p_i)。而且每个节点在其未分配时隙的 CTS 阶段载波侦听。如果检测到信道空闲, 就认为所有邻节点在该时隙不接收数据, 可占用该时隙, 然而, 其他节点也能检测到信道空闲, 所以, 为了避免冲突每个节点一旦检测到空闲, 就以概率 p_i 在该时隙发送一个数据流。MIMO-TTR 流程图如图 2 所示。

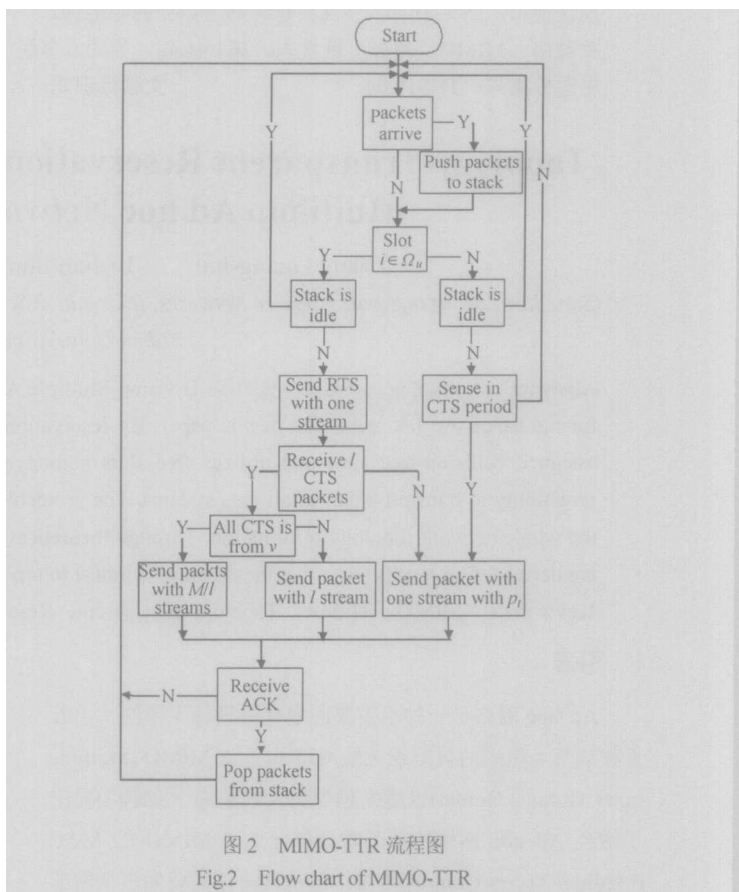


图 2 MIMO-TTR 流程图

Fig.2 Flow chart of MIMO-TTR

3 理论分析

本文仅分析基于重负载任一传输 $u \rightarrow v$ 的通过率, 并忽略 RTS/CTS 开销。令 Ω 表示一帧中所有时隙集合, 即 $|\Omega| = q^2$ 。综上可知 $S_v \cup \{v\} - \{u\}$ 的时隙集合 Φ_{uv} 满足:

$$|\Phi_{uv}| = \left| \bigcup_{x \in S_v \cup \{v\} - \{u\}} \Omega_x \right| \leq qD(v) \leq qD \quad (2)$$

由于 u 与 $S_v \cup \{v\} - \{u\}$ 中任意节点的最大冲突时隙数为 k ^[3,4], 则

$$|C_{uv}| = |\Omega_u \cap \Phi_{uv}| \leq kD(v) \leq kD \quad (3)$$

令 R_{uv} 表示 Ω 中除 Ω_u 和 Φ_{uv} 之外的时隙集, 则

$$|R_{uv}| = |\Omega - (\Omega_u \cup \Phi_{uv})| = q^2 - q - |\Phi_{uv}| + |C_{uv}| \quad (4)$$

v 的邻节点越多, 受到的干扰也越多, 所以只讨论 $D(v) = D$ 的情况。显然, u 在 $q - |C_{uv}|$ 时隙可并行发送 M 个数据流。当 $D \leq M$, 接收节点 v 的 D 个邻节点在 C_{uv} 时隙预约一定成功, 因此每个节点可成功发送 M/D 个数据流, 在 R_{uv} 时隙,

节点 u 发送成功概率为 $p_i(1-p_i)$ 即为 u 发送而 v 不发送概率。

综上, 节点 u 的通过率即成功发送数据流为

$$G(u) = [M(q - |C_{uv}|) + |C_{uv}|M/D + p_i(1-p_i)|R_{uv}|]/q^2 \quad (5)$$

当 $D > M$, u 在 $|C_{uv}|$ 时隙中的成功发送的数据流为

$$p_{\text{succ}} = p_i(1-p_i) \sum_{j=0}^{M-1} \binom{D-1}{j} p_i^j (1-p_i)^{D-1-j} \quad (6)$$

其中 p_i 是节点 u 传输概率, $1-p_i$ 是节点 v 不发送概率,

$$\sum_{j=0}^{M-1} \binom{D-1}{j} p_i^j (1-p_i)^{D-1-j} \text{ 是除 } u \text{ 外 } v \text{ 的所有 } D-1 \text{ 个邻节点中不超过 } M-1 \text{ 个节点发送概率。}$$

在 R_{uv} , u 成功发送数据流仍为 p_{succ} 。因此 u 成功发送的数据流为

$$G(u) = [M(q - |C_{uv}|) + p_{\text{succ}}|C_{uv}| + p_{\text{succ}}|R_{uv}|]/q^2 \quad (7)$$

将式(4)分别代入式(5)和式(7), 且当 $|C_{uv}|$ 和 $|R_{uv}|$ 均取最大值时, $G(u)$ 值最小, 所以由式(2)和式(3)可得最小通过率为

$$G_{\min} = \begin{cases} [M(q + k - kD) + p_i(1-p_i) \cdot (q^2 - q - qD + kD)]/q^2, & D \leq M \\ [M(q - kD) + p_{\text{succ}}(q^2 - q - qD + 2kD)]/q^2, & D > M \end{cases} \quad (8)$$

下面讨论如何选择 p_i 和 q 以提高 $G_{\min}$ 。

定理 1 当 $D \leq M$ 时, $G_{\min}$ 最大时, p_i 应为 0.5; 当 $D > M$ 时, $G_{\min}$ 最大时, p_i 应满足 $1/(D+2) < p_i < M/(D+2)$ 。

以上定理可由 $\partial G_{\min} / \partial p_i = 0$ 求得最佳的 p_i 。

定理 2 令

$$q_2 = \begin{cases} 2k[MD - M - p_i(1-p_i)D] / [M - p_i(1-p_i)(1+D)], & D \leq M \\ 2kD(M - 2p_{\text{succ}}) / [M - p_{\text{succ}}(1+D)], & D > M \end{cases}$$

给定 k 和 p_i , 则 $\max(G_{\min}) = G_{\min}|_{q=\max(q_0, q_1, q_2)}$ 。

证明 由 $\partial G_{\min} / \partial q = 0$ 得 $q = q_2$ 。显然 $q = q_2$, $G_{\min}$ 最大。然而由式(1)知 q 必须大于 q_0 和 q_1 的最大值, 因此, 如果 q_2 大于 q_0 和 q_1 的最大值, 则 q 等于 q_2 时 $G_{\min}$ 最大, 否则, q 等于 q_0 和 q_1 的最大值时, $G_{\min}$ 最大。综上, 当 q 等于 q_0 , q_1 和 q_2 的最大值时, $G_{\min}$ 最大。证毕

4 计算分析

图 3, 图 4 和图 5 显示最小通过率基本随 p_i 递增而出现一个峰值。当 $D \leq M$ 时, 出现峰值的 p_i 为 0.5。当 $D > M$ 时, 出现峰值的 p_i 范围基本在 $1/(D+1)$ 和 $M/(D+1)$ 之间, 且比较接近 $M/(D+1)$ 。从图 3 中也可看出, 给定 p_i , 最小通过率随着 D 的增加而逐渐减小, 而当 D 变得较大, 通过率对于 D 的变化就基本趋于平稳。通过率随 D 的较小波动表明网络变化引起通过率的波动很小。图 4 也表明, 最小通过率几乎不随节点数 N 变化, 这说明 N 对通过率的影响微乎其微, 表明该协议对网络节点数变化有很大容忍度, 允许节点随时进入和离开网络。从图 5 也可看出最小通过率随 M 的递

增而逐渐递增, 特别是当 M 大于 D 时, 最小通过率会获得很大增加。

同时, 我们也比较了最大时延。图 6 反映了最大时延在不同天线数 M 下随最大度 D 变化的曲线, 这里的时延以时隙为单位。结果表明最大时延基本随 D 递增而递增, 当 $D < M$ 时最大时延均很小, 最大时延都小于 10 个时隙, 而当 $D > M$ 时最大时延会随 D 的递增而线性地增长, 时延较大。同时, 从图中我们也可以看出, 在给定 D 下, 最大时延是随着 M 的增加而逐渐减小的, 这表明增加天线数会减小时延。

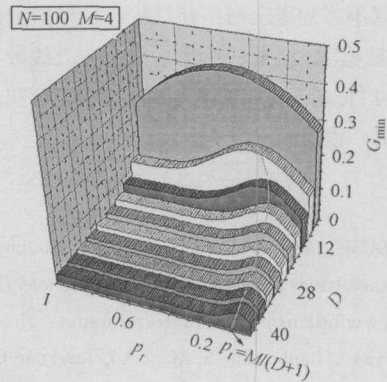


图 3 $G_{\min}$ 在不同 D 下随发送概率 p_i 变化曲线
Fig.3 $G_{\min}$ with p_i under different D

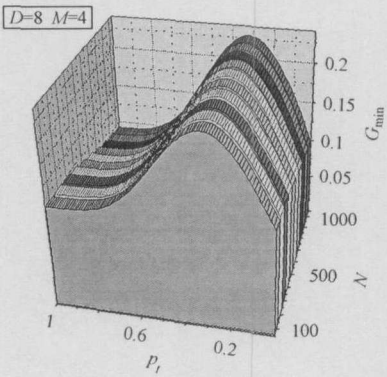


图 4 $G_{\min}$ 在不同 N 下随发送概率 p_i 变化曲线
Fig.4 $G_{\min}$ with p_i under different N

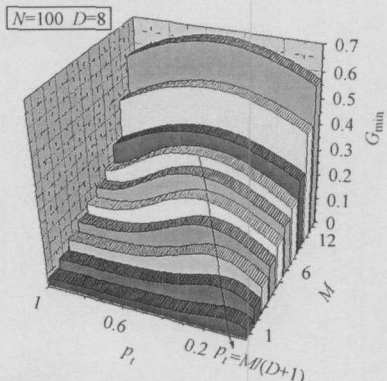


图 5 $G_{\min}$ 在不同 M 下随发送概率 p_i 变化曲线
Fig.5 $G_{\min}$ with p_i under different M

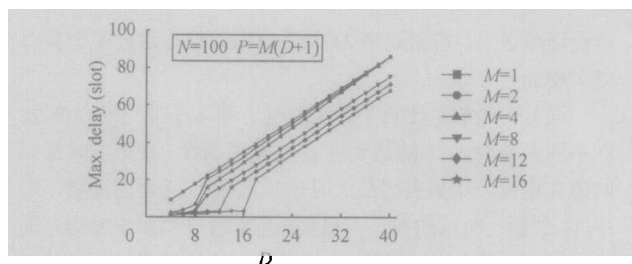


图6 最大时延在不同 M 下随最大度 D 变化曲线

Fig.6 Max. delay with D under different M

5 结束语

本文协议不需知道全网拓扑结构,且根据干扰情况而调整 MIMO 数据流。结果表明增加 MIMO 天线数可以极大提高 MIMO-TTR 的通过率和减小时延,节点数和最大度对网络性能也有一定影响。

参考文献

- [1] IETF MANET Working Group, MANET: Routing Protocol Performance Issues and Evaluation Considerations (RFC2501). <http://www.ietf.org/html.charters/manet-charter.html>.
- [2] Karthikeyan S, Raghupathy S, Mary A I, Tae-Yong C. Medium access control in Ad hoc networks with MIMO links: optimization considerations and algorithms. *IEEE Trans. on Mobile Computing*, 2004, 3(4): 350–365.
- [3] Imrichi C, Andras F. Making transmission schedules immune to topology changes in multihop packet radio networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1994, 2(1): 23–29.
- [4] Ji-Her Ju, Victor O K Li. An optimal topology-transparent scheduling method in multihop packet radio networks. *IEEE/ACM Trans. on Networking*, 1998, 6(3): 298–306.
- [5] Konstantinos O, Ioannis S. Analysis of a probabilistic topology-unaware TDMA MAC policy for Ad hoc networks. *IEEE J. on SAC*, 2004, 22(7): 1286–1300.
- [6] Golden G D, Foschini G J, Valenzuela R A, Wolniansky P W. Detection algorithm and initial laboratory results using the V-BLAST space-time communication architecture. *Electronic Letter*, 1999, 35(1): 14–15.

张光辉: 男, 1976 年生, 博士生, 研究方向为 MANET 和自组织网。

李建东: 男, 1962 年生, 博士生导师, 研究方向为宽带无线 IP 技术。