

基于博弈的协作路由算法

谢鲲¹, 段申琳¹, 文吉刚², 何施茗¹

(1. 湖南大学 信息科学与工程学院, 湖南 长沙 410082; 2. 中国科学院 计算技术研究所, 北京 100080)

摘要: 协作虚拟多输入多输出 (VMIMO) 传输是一种有效的无线传输性能优化技术。将物理层协作 VMIMO 技术和网络层路由选择技术相结合, 设计跨层 VMIMO 路由选择方案可以利用 VMIMO 的分集增益, 显著地降低网络传输能耗。如何设计 VMIMO 协作路由协议抵抗无线网络的自私节点和欺骗行为, 保证高数据转发率和低传输能耗成为路由设计中的重大挑战。为了提高自私网络的 VMIMO 路由性能, 提出了一种基于重复路由博弈的 VMIMO 协作路由算法。该算法将网络划分成多个 Group, Group 间使用 VMIMO 传输数据。将 Group 间路由选择过程建模为重复路由博弈过程。为了提高数据转发的成功率, 提出适用度函数评估节点参与数据分组转发的信誉。以此为基础, 提出基于适用度的路由选择子算法和路由转发子算法。理论证明所提重复路由博弈可达到帕累托最优。仿真实验结果表明本算法可以促进自私节点相互合作, 可获得较高的数据转发率, 较好地减少数据传输时延以及能量消耗。

关键词: VMIMO; 协作路由; 重复博弈; 信誉度

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2013)Z1-0044-14

Cooperative routing algorithm based on game theory

XIE Kun¹, DUAN Shen-lin¹, WEN Ji-gang², HE Shi-ming¹

(1. School of Information Science and Engineering, Hunan University, Changsha 410082, China;

2. Institute of Computing Technology, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100080, China)

Abstract: Cooperative virtual multiple-input multiple-output (VMIMO) transmission is an effective technique to improve the transmission performance of wireless network. By taking advantage of diversity gain of VMIMO, the cross-layer VMIMO routing design combining cooperative VMIMO technology of physical layer and routing scheme of network layer can reduce power consumption of wireless transmission significantly. A significant challenge is how to make the VMIMO routing protocol robust to selfish and cheating behavior of users while guaranteeing high delivery ratio and low energy consumption. In order to improve the routing performance of selfish wireless network, a VMIMO cooperative routing algorithm based on game theory was proposed. The network was divided into groups, and data was transmitted through VMIMO between groups. VMIMO routing among groups was modeled as a repeated routing game. To improve the data delivery ratio, a fit function was proposed to evaluate the nodes' credit for participating in packet forwarding. Based on the fit function, a fit value based routing selection algorithm and a fit value based routing forward algorithm were proposed. The proposed repeated routing game can approach to pareto optimality. Simulation result shows that this algorithm is capable of promoting cooperation between selfish nodes, which results in high delivery ratio, low transmission delay and energy consumption.

Key words: VMIMO; cooperative routing; repeated game; reputation

收稿日期: 2013-07-17

基金项目: 国家自然科学基金资助项目 (61003305, 61133015); 国家重点基础研究发展计划 (“973” 计划) 基金资助项目 (2012CB315801); 湖南省自然科学基金重点基金资助项目 (11JJA003); 教育部博士点基金资助项目 (20100161120022)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (61003305, 61133015); The National Basic Research Program of China (973 Program) (2012CB315801); The Key Project of Hunan Provincial Natural Science Foundation (11JJA003); The Ph. D Programs Foundation of Ministry of Education (20100161120022)

1 引言

无线多跳自组织网络是一种动态自组织、自配置的多跳网络，它具有高度灵活性、顽健性、高带宽、易维护等特点。由于无线自组织网络节点能量有限，为了延长网络生命周期，研究能量节约的无线多跳自组织网络路由算法是确保无线多跳自组织网络性能的关键。

现有的无线多跳自组织网络中的路由传输多基于 SISO(single input and single output)传输方式，存在重传率较高，能耗较高等缺点。为了改善这种情况，研究人员提出了将虚拟多输入多输出(VMIMO)^[1-4]传输模式应用于无线网络中。在这种传输模式中，多个主机组合在一起构成一个虚拟多天线主机，多天线主机之间通过协作的方式传输数据，利用空间资源获得多路复用增益以及分集增益，使得网络数据传输的成功率大大地提高。作为一种新的协作通信模式，协作 VMIMO 传输模式可以有效地提高信道容量并节省传输能量。因此，本文拟将物理层 VMIMO 协作通信技术和网络层路由算法结合，在无线多跳自组织网络中研究跨层 VMIMO 路由选择方案，降低能量消耗。

将协作 VMIMO 传输模式应用于无线多跳自组织网络中面临的关键问题是，协作传输节点的选择和协作传输路径计算问题。然而，在实际的无线多跳自组织网络环境中，网络节点往往分属于不同的管理者，因此，节点具有一定的自私性，不可能完全无私地转发其他节点的数据。如果继续使用传统的路由方式，将会导致数据传输成功率大大下降，严重影响网络的性能。因此，如何在一个自私多跳无线网络中设计基于协作通信的激励机制，激励节点合作传输数据，寻找协作路由路径成为应用协作 VMIMO 设计跨层协作路由中的极具挑战性的问题。

博弈论^[5]是研究 2 个对象或者多个对象之间的谋略和对策分析的理论。博弈论使得若干个利益冲突的参与者在同一个环境中进行决策来满足自己的利益。本文根据博弈论在无线网络中的应用^[6]，提出基于博弈的 VMIMO 协作路由算法，在了解网络参与者自身理性偏好的情况下，制定执行策略的激励与惩罚机制，促使无线自组织网络中的自私参与者在系统制定的策略下，根据自己的理性偏好来选择策略满足网络数据转发高可靠性和低能耗的需求。

本文首次研究自私网络环境中的跨层 VMIMO

路由算法。为了提高网络传输的可靠性，降低能量消耗，本文将无线多跳自组织网络根据管理者不同，划分为多 Group 的网络结构，每个 Group 选举多个节点形成 VMIMO 协作传输单元，由这些节点通过多路复用方式传输数据给下一跳。将 VMIMO 下的路由问题建模为 Group 与 Group 之间的重复路由博弈问题，由每个 Group 的协作传输单元根据邻居 Group 的信誉度以及路由博弈收益来选择合适的下一跳，逐跳形成 VMIMO 协作路由。

有别于其他博弈路由算法^[7]，本文 VMIMO 协作路由的选择和转发基于本文设计的适用度函数。每个 Group 协作传输单元的适用度是其信誉度和路由博弈收益的乘积。在网络的生命周期中，协作传输单元之间根据自己与邻居 Group 的博弈决策不断地更新邻居的信誉度。本文的信誉度计算不需要博弈双方以外的节点信息，可以减少网络的交互开销，同时也避免了因其他节点信息的不真实性而导致的博弈决策失误。基于博弈的协作路由算法完全基于分布式实现，并且使用信誉度进行路由决策，随着路由决策不断更新的信誉度使得博弈过程更具学习性和宽容性。

有别于只注重节点转发决策的传统博弈路由算法，本文中基于博弈的 VMIMO 协作路由算法除了根据适用度值设计路由转发之外，为了提高数据转发的成功率，并更好地节约能量，本文还设计了基于适用度值的路由选择算法。该算法中路由上一跳协作传输单元根据适用度值选出最优的下一跳协作传输单元，并把数据传输给它。在路由路径确定之后，协作传输单元使用协作 VMIMO 传输模式将数据协作传输给下一跳，发挥协作 VMIMO 的优势，减少网络传输的时延以及能量消耗。

本文旨在自私网络中设计协作路由算法，一方面激励自私节点之间相互合作，另一方面，利用协作通信技术减少网络节点的能量消耗。因此本文结合博弈论以及 VMIMO 传输方案，利用博弈激励机制抵抗节点的自私性，为 VMIMO 传输创造条件，然后利用 VMIMO 协作传输节约数据传输的能量消耗，提高传输可靠性。本文进行了大量仿真实验，仿真实验结果表明本文所提出的博弈 VMIMO 路由算法可以有效地减少传输跳数和网络能耗，缩短传输时延。

2 相关工作

VMIMO 技术是一种协作通信方式，可以克服

MIMO 技术的多天线问题,很好地改善无线网络系统的性能。VMIMO 技术^[3]突破了单天线终端信号处理的限制,它将邻近的单天线终端联合起来,根据其位置特征组成虚拟天线阵列(VAA),数据源节点可以将数据传输给某个 VAA,再由多个 VAA 进行中继接力,最终传输给目的节点, VAA 可以通过相互之间的合作扩大传输范围,节约传输能耗。

将物理层协作通信技术和网络层路由选择技术相结合,设计跨层协作路由选择方案,可以利用协作通信的分集增益,显著降低网络的传输能耗。已有的协作路由方法^[8~11]都是基于网络节点完全无私合作的前提下设计的。如果将这种路由方式移植到存在理性自私节点的网络中,节点会因为利己主义的理性偏好,倾向于保留资源传输自己的数据来取得更大的利益,而不愿意为其他节点转发数据。这将会导致网络中的节点无法完成协作传输,而单个节点也因得不到其他节点的合作,无法将自己的数据传输到基站或者目的节点,使得网络吞吐量急剧下降。因此,迫切需要在多跳无线自组织网络中研究相应的激励机制,针对节点的自私性,设计高可靠和低能耗的协作路由算法。

博弈论可以很好地对分布式网络中的自私节点进行分析,针对它们的理性偏好进行策略制定,通过这种策略的约束使得这些自私节点做出是否转发数据分组的决策,从而形成博弈路由^[12~20],并获得较好的网络整体性能。目前的研究中,用于博弈路由的博弈激励机制主要分为 2 种。

第一种是基于虚拟货币机制的激励方式^[15~16]。在这种方式中,博弈机制通过给予网络节点一定量的虚拟货币报酬来刺激节点合作传输数据,该报酬是博弈双方或者多方多次交互后确定的值,即博弈参与者都达成一致的报酬值。这种机制主要研究的问题是,当传输节点成功地将数据分组传输给目的节点时,博弈机制需要支付多大的报酬给传输节点。确定支付报酬需要考虑多方面的因素,如传输节点的剩余能量、负载量以及传输距离等。文献[12]中采用基于虚拟货币的激励机制将能耗作为节点的理性偏好,采用 VCG 模型作为报酬分配方式,分析了在没有共谋欺骗的情况下,该机制可以保证单个节点的诚实性,并找到最具能量有效性的路由路径。

第二种激励机制是基于节点信誉模型^[17~19]来

实现的。在这种模型中,网络中的节点对自己周围的节点进行信誉判断,节点倾向与信誉较好的节点合作,而信誉较好的节点也比较容易获得其他节点的合作。这种激励机制中主要研究的问题是如何获取网络中节点的信誉,以及如何根据信誉来进行路由决策。文献[20]将安全机制中的信誉度概念融合进来,将中央控制网络中的信誉度路由算法进行改进,提出了一种进化的方式来计算分布式网络中节点的信誉度,节点与节点之间利用 AODV 的路由方式与多种博弈机制相结合来寻找路由路径。但是该算法没有考虑网络运行的能量消耗问题。

不同于以往的相关研究,本文解决的是 VMIMO 协作路由中自私节点激励机制问题。所设计的方案将网络划分为多个 Group,根据节点协作传输能力的强弱,分布式地选择协作传输节点,在 Group 中形成 VMIMO 协作传输单元。在 Group 间采用基于信誉度的博弈路由方法,将协作通信与博弈结合起来,利用 VMIMO 传输模式与邻居 Group 的协作传输单元进行通信。相对于传统的路由方式,由于利用 VMIMO 技术扩大了传输范围,分布式地寻找路由路径,实现博弈协作路由,提高了网络数据分组的转发率,同时减少传输能耗以及时延。

3 网络模型与问题描述

图 1 为本文的网络模型。为了降低 VMIMO 路由设计的复杂性,作者根据网络节点所属的管理域或节点之间共同兴趣将无线多跳网络划分为多个 Group。Group 之间通过 VMIMO 协议传输数据。

在网络中,按照节点是否进行 Group 间的数据转发,可以将节点分为 2 类,一类为普通节点,另一类为 VMIMO 协作路由传输节点。如图 1 所示,白色节点为普通节点,普通节点可以作为源节点产生数据,或者作为目的节点接收数据。通常来说,这类节点的剩余能量较少,传输能力较低,因此它们较不适用于 Group 间的路由转发。如图 2 所示,黑色和灰色的节点共同组成 VMIMO 的协作传输节点组,在本文中称为一个 VMIMO 协作传输单元。左边的是发送协作传输单元,右边的是接收协作传输单元。相对于普通节点,多个节点共同组成的协作传输单元具有更强的传输能力。协作传输单元主要具有 2 种功能:1) 作为本 Group 数据传输的协调者,完成数据的汇聚和分发任务,即一方面收集本 Group 中普通节点产生的数据,并将这些数据转发

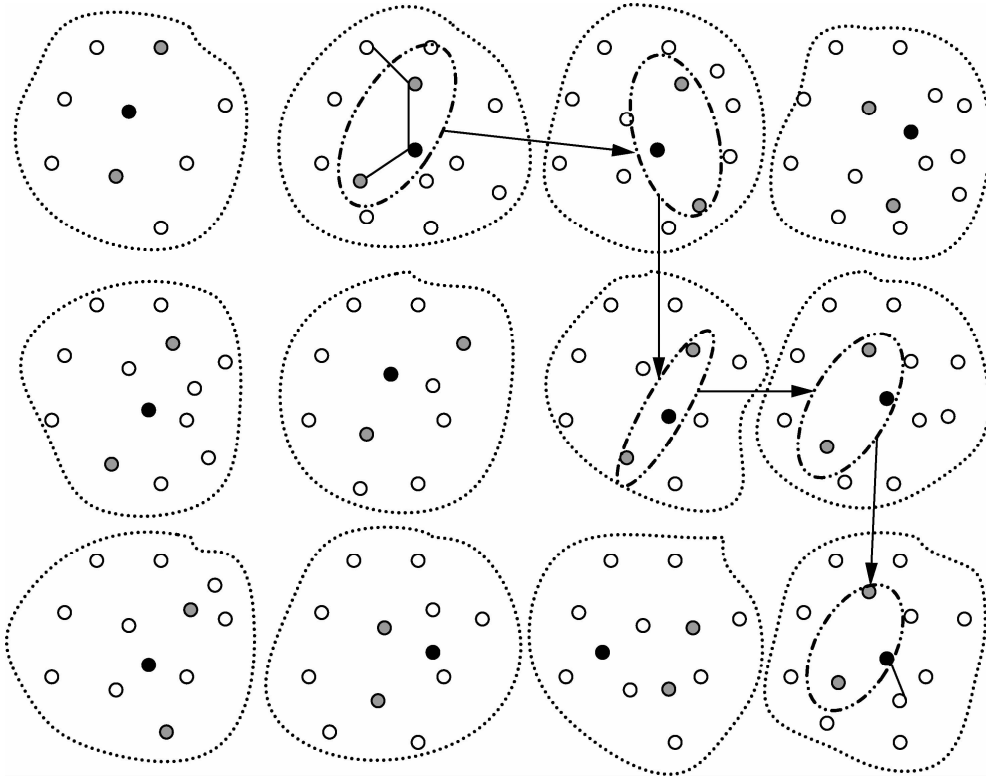


图 1 网络结构示意图

到下一个协作传输单元，另一方面，将收到的属于本 Group 的数据分发给对应的目的节点；2) 作为网络中数据传输中继，为其他协作传输单元服务，协助其他协作传输单元进行数据转发。

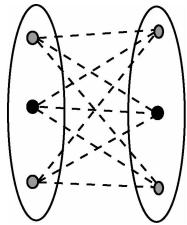


图 2 协作路由中相邻协作传输单元的 VMIMO 协作传输

在本文的协作路由中，相邻协作传输单元之间采用 VMIMO 协作传输^[21-24]，如图 2 所示。假设发送 VMIMO 协作传输单元中节点个数为 M_t ，接收 VMIMO 协作传输单元中节点个数为 M_r ，VMIMO 的调制带宽为 B_{MIMO} 的情况下，采用 VMIMO 传输模式传输信号的单跳时延^[21]为

$$T_{\text{MIMO}} = \frac{1}{B_{\text{MIMO}}} \left(\sum_{i=1}^{M_t} \frac{L_i}{b_i^t} + \frac{\sum_{i=1}^{M_t} L_i}{b_{\text{mimo}}} + \sum_{j=1}^{M_r} \frac{n_r N_s}{b_j^r} \right) \quad (1)$$

其中， L_i 为节点 i 需要传输的数据分组长度， N_s 是接收节点一共要接收的信号数目， b_i^t 与 b_j^r 分别指发

送端节点以及接收端节点的调制参数， b_{mimo} 是指 VMIMO 信道的调制参数。

VMIMO 传输模式单跳耗能为

$$E_{\text{MIMO}} = (P_t + P_c) T_{\text{MIMO}} \quad (2)$$

该能量消耗包括 2 部分，第一部分是电路消耗，第二部分是传输消耗。其中，通过计算发送节点以及接收节点的电路消耗^[22]，得到 VMIMO 传输中总的电路消耗功率为

$$P_c = M_t (P_{\text{DAC}} + P_{\text{mix}} + P_{\text{filt}}) + M_r (P_{\text{LNA}} + P_{\text{mix}} + P_{\text{IFA}} + P_{\text{filr}} + P_{\text{ADC}}) + 2P_{\text{syn}} \quad (3)$$

其中， P_{DAC} 、 P_{mix} 、 P_{filt} 、 P_{filr} 、 P_{LNA} 、 P_{IFA} 、 P_{ADC} 、 P_{syn} 分别表示的是 DA 转换模块、混频器、发送滤波器、接收滤波器、低噪声放大器、中频放大器、模数转换模块和合成器的电路功率，它们是常数。另一方面就是传输能耗，VMIMO 的传输功率^[20]为

$$P_t = (1 + \alpha) P_{\text{out}} = (1 + \alpha) E_b R_b \times \frac{(4\pi d)^2}{G_t G_r \lambda^2} M_t N_f \quad (4)$$

其中， α 是由节点射频功放的效率决定的参数常量， N_f 表示接收端的噪声系数， E_b 表示的是在满足系统

要求的 BER 条件下, 接收端接收每比特数据需要消耗的能量。 $E_b = \frac{M_t N_0}{p^{\frac{1}{M_t}}}$, 其中, p 是指误码率 BER,

N_0 是指噪声功率谱密度, 取值为 -171 dBm/Hz。

因此, VMIMO 的总能量消耗可以进一步表示为

$$E_{\text{VMIMO}} = (P_t + P_c)T_{\text{VMIMO}} = \left(\frac{2}{3}(1 + \alpha) \times \left(\frac{\bar{P}_b}{4} \right)^{\frac{1}{M_t}} \frac{2^b - 1}{b^{\frac{1}{M_t} + 1}} M_t N_0 \cdot \frac{(4\pi d)^2}{G_t G_r \lambda^2} M_t N_r R_b + P_c \right) T_{\text{VMIMO}} \quad (5)$$

\bar{P}_b 是指网络中的平均误码率, 在实验中, 这个误码率是直接取得的定值 p 。

假设一个 Group 中的节点属于同一个管理域, 每个 Group 都是自私的, Group 之间无法完全无私地合作传输数据。一方面, 每个 Group 的目的是将自己的数据传输到目的节点, 另一方面, 每个 Group 都想保留自己的资源为本 Group 服务, 不会主动为其他 Group 转发数据, 除非能在转发中获得收益或者能实现将自己数据分组转发出去的目的。因此, 在存在多个自私域的环境中, 如何设计基于信誉的激励机制, 促进自私 Group 之间合作传输数据, 提高数据传输成功率以及网络吞吐量, 使得自私网络尽可能地达到非自私网络环境的传输性能成为一个极具挑战性的问题。

为了提高网络传输的可靠性并节约传输能耗, 本文采用 VMIMO 作为 Group 之间数据传输的基本协议。每个 VMIMO 传输单元都包含多个协作传输节点, 如何选择协作传输节点构成 VMIMO 传输单元最大化 VMIMO 传输增益, 成为另一个具有挑战性的问题。

本文的目的是在有自私节点存在的无线多跳网络中, 设计激励机制促使网络节点之间进行 VMIMO 数据转发, 实现任意一个源节点与任意一个目的节点之间的数据传输, 使得自私网络尽可能地达到非自私网络环境的网络传输性能。本文基于信誉激励的 VMIMO 路由算法主要包括 2 个部分, 第一部分是 VMIMO 协作节点选择和 VMIMO 协作单元形成, 第二部分是基于博弈的 VMIMO 路由建立。

4 VMIMO 协作传输节点选择

在进行 VMIMO 传输之前, 每个 Group 都需确定自己的协作传输单元来协调内部节点数据的汇聚

和发送。作为协作传输单元的成员节点, 首先, 在 Group 中应具有较多的邻居, 节点的邻居数目越多, 为内部节点传输数据的能力就越强; 其次, 这种节点必须具有较多的剩余能量, 因为剩余能量越多的节点作为协作传输单元的成员生存得越久, 为 Group 提供服务的时间就越长, 网络结构就越稳定。因此, 作者设计节点协作传输能力的评估公式为

$$p_{\text{ch}} = \lambda N + (1 - \lambda) \frac{E_R}{E_{\text{ch}}} \quad (6)$$

其中, N 表示每个节点的邻居节点个数, E_{ch} 表示系统初始能量, E_R 则表示节点本身当前的剩余能量。 λ 是平衡 2 个影响因子的系数, λ 值越大, 表示邻居节点个数的变化对协作传输能力的影响越大; λ 值越小, 表示剩余能量对协作传输能力的影响更大。

为了将网络中协作传输能力较强的节点组成 VMIMO 协作传输单元, 每个 Group 会定期运行协作传输单元选择程序。每个协作传输单元包含多个协作传输节点, 所以在为每个 Group 选择协作传输单元时, 首先确定协作传输单元中的主节点, 即图 1 中的黑色节点。在选择协作传输单元时, 每个节点根据自己的邻居表以及剩余能量计算 p_{ch} 值, 并且将该值广播给自己的邻居节点, 同时也会收到邻居节点广播的 p_{ch} 值信息, 该节点将自己的 p_{ch} 值与邻居节点 p_{ch} 值进行比较, 如果发现自己的 p_{ch} 值大于所有邻居节点的 p_{ch} 值, 那么该节点则成为协作传输单元的主节点。

当主节点形成后, 就需确定 VMIMO 协作传输单元中的其他协作传输节点。一方面, 更多协作节点显然能够使得 VMIMO 传输更加节约能耗, 但是却会加大协作节点之间传输和同步的开销。另一方面, 因为协作节点需要参与协作路由博弈, 单个节点做决策时容易为了自己的利益放弃集体利益, 而 2 个节点共同做决策容易产生共谋欺骗, 鉴于以上考虑, 本文使用 3 个节点构成 VMIMO 的协作传输单元。当主节点选定后, 由主节点再选择 2 个协作能力强的邻居节点组成协作传输单元, 一起完成 VMIMO 传输。为了激励协作传输单元为本 Group 中的节点服务, 每次成功传输和接收到数据之后, Group 内的其他节点都需要支付一定的报酬给协作传输单元, 支付报酬将平均分配给协作传输单元中的每个协作节点。

当 Group 内的数据源节点产生数据需要传输时, 首先将数据发送给协作传输单元中的一个或者多个

协作传输节点，多个协作节点进行交互后，每个协作节点都有一个数据备份。然后多个协作节点组成的协作传输单元通过 VMIMO 协议将数据传输出去。

5 VMIMO 协作路由算法

在本文中，每个 Group 都是自私理性的，其协作传输单元都想节约自己的网络资源，实现利益最大化。因此，协作传输单元对接收到的数据，会进行选择性地传输。这种自私理性使得协作传输单元具有 2 种策略，要么合作，即帮助前一跳转发数据分组，要么背叛，即丢弃前一跳的数据分组。本文网络的路由过程就是协作传输单元与邻居协作传输单元多轮不断博弈，最终找到协作 VMIMO 路由路径的过程。

为了提高数据转发率以及网络吞吐量，本文将路由分为 2 个选择阶段：第一个阶段是路由选择过程，当协作传输单元需要转发数据时，首先评估邻居协作传输单元的信誉度以及其转发数据的收益，信誉度较大以及收益较大的邻居被选择转发数据的可能性更大，发送协作传输单元将结合以上的因素以及邻居的位置信息选择合适的下一跳；第二个阶段是路由转发过程，接收到数据的协作传输单元会评估上一跳的信誉度和自己转发数据的收益，选择是否为上一跳转发数据。

为了实现上述过程，本文基于博弈的 VMIMO 协作路由算法包含 2 部分子算法，如图 3 所示，第一部分是发送协作传输单元评估邻居协作传输单元适用度（适用度包含信誉度以及博弈收益 2 个因

素），选择适用度较好的邻居并结合其位置信息，确定如何选择最合适的下一跳协作传输单元，来提高数据分组的转发成功率；第二部分，当接收到上一跳协作传输单元发送的数据时，接收协作传输单元也需评估发送协作传输单元的适用度，来确定是否为上一跳协作传输单元转发数据。因此，如何设计 VMIMO 网络的激励机制，成为自私网络环境下 VMIMO 数据分组转发成功的关键。

无论是路由选择阶段，还是路由转发阶段，自私节点的行为决策具有共同的特点。一方面，最有可能转发数据分组的邻居协作传输单元是信誉度比较好，并且能得到较高收益的邻居单元。另一方面，邻居协作单元在做转发决策时，若收益越大，并且上一跳的信誉度越好，则其为上一跳转发的可能性也越大。因此，本文设计基于历史信誉和博弈收益的适用度评估函数，并基于适用度函数值来设计博弈路由选择子算法和路由转发子算法。首先将网络运行的过程划分为多个时隙，协作传输单元之间的每次路由博弈行为在单个时隙中进行，在此基础上，适用度评估函数为

$$Fit(t) = Trust(t - 1) \cdot Pay \tag{7}$$

其中， $Fit(t)$ 表示当前轮博弈时（即 t 时隙）待评估协作传输单元的适用度，而 $Trust(t-1)$ 为待评估的协作传输单元的历史信誉度，即根据此轮博弈之前（即截止至 $t-1$ 时隙）的历史行为计算的邻居协作传输单元的信誉度值，而 Pay 则表示在本轮博弈中，下一跳协作传输单元转发数据所能获得的收益。

根据博弈双方的历史合作情况以及当轮博弈

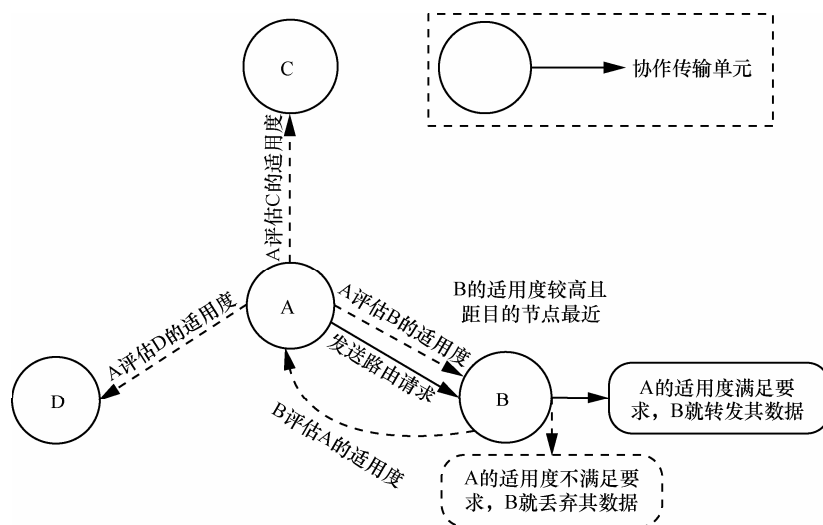


图 3 博弈路由算法示意

的收益,网络中的每个协作传输单元都维护了邻居协作传输单元的适用度。在本文中,路由选择和路由转发都是基于适用度值完成的。在进行路由建立的过程中,发送协作传输单元根据适用度来预测邻居协作传输单元的行为,发送单元尽可能选择最有可能帮助自己转发数据的邻居单元作为下一跳。而被选的下一跳将对方的适用度值作为数据转发决策的依据。一次路由计算过程是多个协作传输单元不断地与邻居协作单元博弈的过程直到形成 VMIMO 路由路径,其中,本文路由算法的复杂度为 $O(n^2)$ 。

可见,本文设计的适用度是从节点自身角度出发,用于评估邻居节点帮助自己转发数据可能性的一种度量标准。无论路由选择还是路由转发都可以在适用度的统一框架下进行,这是本文的一个特点。而且每个 Group 的协作传输单元都存储了邻居协作传输单元的适用度,不需要采用中心节点存储适用度,因此本文算法具有分布式、自主性执行的特点,这使得本文算法更加适合自私理性的多跳无线网络。在给出具体博弈路由算法之前,首先介绍计算适用度的 2 个模型:即路由博弈中的信誉度评估模型和路由博弈的收益模型。

5.1 信誉模型

本文的信誉度评估模型采用历史行为统计模型。在该模型中,协作节点对邻居节点的信誉度评估不需要其他节点的参与,而是根据节点自身记录的以往 2 个 Group 之间的历史博弈结果直接评估互相的信誉度。一方面,这种设计可以不使用其他网络节点的评估信息,减少了网络节点之间的交互开销。另一方面,更为重要的是,自私网络中任何间接评估信息的方法都可能导致其他节点的欺骗带来信息评估的不真实性,本文的评估方式避免了这种不真实性,也就避免了这种不真实性引起的路由决策错误以及路由性能下降。每个 Group 的协作传输单元都维护了邻居协作传输单元的历史合作记录,如表 1 所示。

表 1 邻居表中的博弈历史行为

博弈历史	行为
第 t 轮	转发
第 $t-1$ 轮	丢弃
...	...
第 $t-(n-2)$ 轮	转发
第 $t-(n-1)$ 轮	丢弃

表 1 记录了最近 n 次路由请求博弈过程中邻居节点的最终行为。根据每轮博弈行为,定义参数如下:

$$f_i = \begin{cases} 0, & \text{丢弃} \\ 1, & \text{转发} \end{cases}$$

f_i 表示第 i 轮邻居 Group 的行为。根据历史最近 n 次路由转发记录,邻居 Group 截止到 t 时隙结束时的信誉度可计算为

$$Trust(t) = \left(\sum_{i=t-n+1}^t \frac{f_i}{n} \right) \times 100\% \quad (8)$$

式(8)采用历史 n 次博弈的平均值作为邻居 Group 的信誉值。在这个模型下,随着博弈行为的不断发生,每个博弈参与者可以通过改善自己的行为来改善自己的信誉度,不会因为一次或者少数几次行为失当就失去了与其他参与者的合作机会,相对于以往的部分博弈路由算法,这种信誉度评估模型的应用也体现了博弈过程的宽容性和学习性。

5.2 收益模型

当路由选择发生时,发送协作传输单元与邻居协作传输单元之间就会开始一场选择与判断转发的博弈过程。此时发送协作传输单元与每一个邻居协作传输单元成为博弈的参与者,它们根据对方的适用度判断路由决策。适用度由参与者的信誉度值以及在这场博弈中取得的收益计算而来,5.1 节介绍了信誉度的评估方法,本节将介绍路由博弈中协作传输单元的收益。

路由博弈中,不同的协作传输单元采取不同的决策,会产生不同的收益。根据网络中协作传输单元在路由博弈中的不同策略,建立博弈收益矩阵如表 2 所示。网络中的 2 个邻居协作传输单元分别为 A 和 B。A 和 B 是路由博弈中的参与者,它们分别有 2 种博弈策略:合作和背叛,合作表示转发对方的数据,背叛表示丢弃对方的数据。在不同策略下,A 和 B 的收益可以用表 2 中的矩阵定义。

表 2 路由博弈收益矩阵

B	A	
	转发	丢弃
转发	R, R	S, T
丢弃	T, S	P, P

表 2 中的参数分别为 3 种不同路由博弈行为对应的收益。第 1 种行为, T : 背叛诱惑, S : 受骗支

付, 2 个博弈协作传输单元中, 其中一个转发了对方的数据, 但是另一个丢弃了对方的数据, 则丢弃数据的协作传输单元背叛了另一个协作传输单元, 该背叛的协作传输单元的收益是 T , 而被背叛的协作传输单元的收益是 S ; 第 2 种行为, R : 合作报酬, 博弈协作传输单元都转发了对方的数据, 双方都会得到 R 的收益; 第 3 种行为, P : 背叛惩罚, 博弈协作传输单元都丢弃了对方的数据, 双方的收益就是 P 。其中, $T > R > P > S$, $2R > T + S$ 。

5.3 惩戒机制

为了防止网络中的某些协作传输单元的失当行为影响网络路由博弈的性能, 本文还设计了自私惩戒机制。如果某一协作传输单元转发数据的次数低于其丢弃数据的次数, 那么该协作传输单元将被网络惩罚, 它将要无报酬地为其邻居转发数据, 直到在一定时间内使得自己合作的次数超过背叛的次数, 才会被允许其重入网络。

网络中的每个协作传输单元都会周期性地统计本协作传输单元与每个邻居单元的合作情况, 如果发现某个邻居单元在过去的博弈过程中丢弃次数高于转发次数, 此时该协作传输单元就会公布该邻居行为失当的消息。若在一个固定的周期内, 网络中控诉该邻居协作传输单元行为失当的消息超过一个预定值, 那么网络就将这个行为失当的协作传输单元隔离, 在接下来的时间内, 网络将不予转发该协作传输单元的数据。如果被惩罚的协作传输单元不为其他协作单元转发数据, 那么它将永远都得不到其他协作传输单元的合作。如果它想改变这种被隔离状态, 就必须无报酬地为网络其他协作传输单元转发数据分组, 直到其自私行为的值被修改过来, 才可以重入网络, 获得其他邻居的合作。

5.4 下一跳适用度评估及路由选择算法

在给出基于适用度的路由选择算法之前, 本节先给出如何计算邻居协作单元作为下一跳的适用度。

如图 3 所示, 如果协作传输单元 A 需要将数据发送出去, 协作传输单元 A 就会评估周围邻居协作传输单元的适用度。B 是 A 的一个邻居协作传输单元, 首先从 A 的角度出发, 对 B 的适用度进行评估, A 认为 B 的历史信誉值为 $Trust(t-1)$, 在转发 A 的数据的前提条件下, B 的博弈收益是 Pay , 那么 A 认为 B 的适用度就是 B 的信誉度值与该博弈收益的乘积。因为 A 维护了前 n 次与 B 交互过程中的 B 的行为, 因此 A

对 B 评估的信誉值 $Trust(t-1)$ 可由式(8)直接计算获得。

网络中的协作传输单元都希望最大化自己的利益, A 希望所选的下一跳将会转发自己的数据, 以此为目的来评估邻居的适用度, 所以 A 先假设其邻居协作传输单元会为自己转发数据, 然后推测它的每个邻居在这个前提下能够取得的博弈收益。如果邻居信誉度相同, 那么邻居的博弈收益越大, 其转发数据的可能性就越大。在评估 B 的博弈收益时, 由表 2 可知, 上一轮博弈中 A 的不同决策, 将会导致这一轮路由博弈中 B 的不同收益。根据路由博弈收益矩阵, 如果上一轮博弈中 B 向 A 发起路由请求时, A 选择转发数据分组, 则此轮博弈中, B 的收益为 R ; 如果上一轮博弈中 A 选择丢弃数据分组, 则此轮博弈中, B 的收益为 S 。

因此, 按照 A 在前一轮 B 向 A 请求数据分组转发的历史博弈结果, A 需要分为下面 2 种情况来评估 B 的适用度。

$$Fit_B(t) = \begin{cases} Trust_B(t-1) \cdot R, & Move_{last}^A = \text{转发} \\ Trust_B(t-1) \cdot S, & Move_{last}^A = \text{丢弃} \end{cases} \quad (9)$$

其中, $Trust_B(t-1)$ 指的是截止到此轮博弈之前 A 对 B 信誉度的评估值, $Move_{last}^A$ 表示上一轮路由博弈中 B 向 A 发起的路由请求时 A 的行为。很明显, 上一轮博弈中 A 的行为直接影响此轮博弈中 B 的适用度, 例如, 如果在上一轮博弈中, A 背叛了 B, 那么在同样的信誉度的基础上, B 的适用度会降低。

为了增加网络吞吐量以及数据传输成功率, 发送协作传输单元寻找下一跳时, 会选择乐于为自己转发数据的邻居单元。适用度较大的协作传输单元转发数据的可能性也较大, 所以系统规定可选的协作传输单元的适用度要保持在一定阈值之上。因此, 设置下一跳协作传输单元的条件为

$$Fit > \Delta Fit_{next} \quad (10)$$

其中, ΔFit_{next} 为适用度阈值, 满足这个条件的邻居协作传输单元的适用度达到了系统要求的阈值, 这样的邻居成为备选协作传输单元。

更进一步, 因为本文算法中的一个重要的目标是节约能量, 如果发送协作传输单元所记录的备选邻居协作传输单元只有一个, 那么该邻居协作传输单元就是下一跳协作传输单元。如果这样的备选协作传输单元不只一个, 则发送协作传输单元会对所有备选协作传输单元进行评估, 结合

GPSR 路由算法的贪婪路由思想, 尽可能地选择离目的节点更近的协作传输单元作为下一跳, 这样取得的下一跳协作传输单元可以使得路由数据更快地到达目的协作传输单元, 使得路由过程收敛更加迅速, 相对而言可以较好地节省能耗。并且这种单播传输模式可以减少网络广播路由消息所带来的能量消耗。

当选定了下一跳协作传输单元之后, 主协作节点会通过协作 VMIMO 形式与选定的协作传输单元通信, 当发送协作传输单元的主协作节点以功率 P_i 发送路由消息时, 其他协作节点能侦听到该主协作节点的信号, 所以其他的协作节点知道何时发送路由消息。

图 4 描述了路由选择算法的过程, 发送协作传输单元在评估完所有的邻居协作传输单元之后, 会结合考虑邻居协作传输单元距离目的节点的远近, 确定最优下一跳协作传输单元, 并向最优的协作传输单元发送路由请求。发送请求后, 等待该协作传输单元的回复, 如果该邻居协作传输单元决定转发其数据分组, 则将回复路由确认消息给发送协作传输单元。如果该邻居协作传输单元不转发其数据分组, 则发送协作传输单元将向次优的邻居协作传输单元发送路由请求。

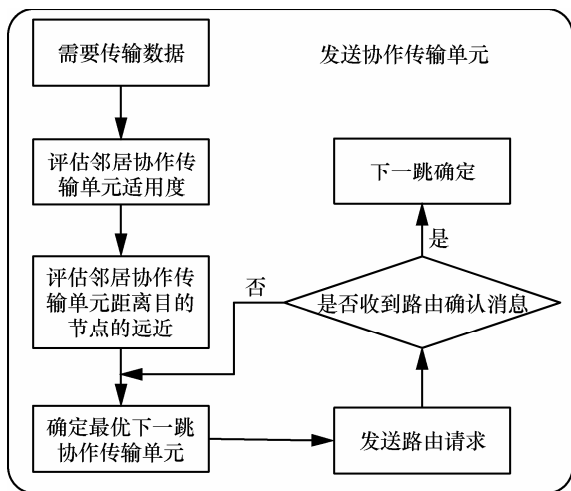


图 4 路由选择算法

这种路由方式首先保证数据可以转发出去的情况下, 尽可能地减少网络传输数据的能量消耗, 而对于发送协作传输单元自身来说, 这也是符合其理性偏好的, 数据发送协作传输单元一定想要把数据发送出去, 因为只有这样它才会得到收益。通过这种行为方式, 可以提高数据的成功传输率以及网络的吞吐量, 缩短数据的传输距离, 同时, 使用 VMIMO 的传输模

式, 也可以减少在每次传输过程中的能量消耗。

5.5 上一跳适用度评估及路由转发算法

当协作传输单元在接收到上一跳发送的数据后, 就会运行路由转发算法, 对上一跳进行适用度评估, 进行转发决策。在博弈路由中, 下一跳协作传输单元更加倾向于信誉度较好的上一跳单元合作, 这是因为与这些信誉度好的单元合作, 自己将来有数据需要该单元转发时, 可以得到更高的数据分组转发率。与此同时, 由于协作传输单元的自私理性, 协作传输单元在获得较高的利益时, 更加愿意为上一跳转发数据。因此, 和发送单元对邻居单元进行适用度评估类似, 下一跳协作传输单元收到发送单元的数据时, 也会对发送单元进行评估, 只有发送单元信誉度高, 且决策单元在本次转发中可以获得较高收益时, 才转发数据。

如图 3 所示, 协作传输单元 B 是 A 所选的最优下一跳协作传输单元, 此时 B 需要对 A 的适用度进行评估, 来判断是否转发 A 的数据分组。接收协作传输单元对发送单元的适用度评估方法如式(7)所示。其中, $Trust(t-1)$ 是指 B 对 A 的信誉度评估值, 此处的 Pay 则是 B 在为 A 转发数据分组的前提下, 自己所能获得的收益。对于接收协作传输单元来说, 同样使用系统的适用度阈值来判断是否为对方转发数据, 转发数据的条件为

$$Fit > \Delta Fit_{last} \tag{11}$$

如图 5 所示, 如果发送协作传输单元的适用度大于该系统阈值, 接收协作传输单元就选择转发数据, 如果小于这个阈值, 就丢弃数据。

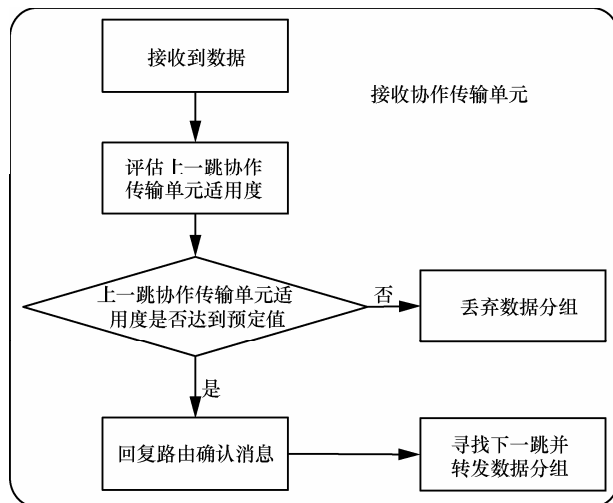


图 5 路由转发算法

根据以上的博弈转发机制可知，接收协作传输单元是根据上一跳协作传输单元的适用度，决定是否转发其数据分组，适用度是由上一跳协作传输单元的信誉度以及本单元此轮转发数据的博弈收益组成。如果上一轮博弈中发送单元没有背叛接收单元，则本轮接收单元的收益值是 R ，则在相同信誉度条件下，适用度较大，转发数据的可能性也就越大；如果上一轮博弈中发送单元背叛了接收单元，则接收单元此轮的收益就是 S ，则在相同信誉度条件下，适用度就较小，则转发数据的可能性也就越小。在博弈收益相同的情况下，上一跳协作传输单元的信誉度越大，接收协作传输单元转发的可能性也越大。

6 博弈分析

在本文的 VMIMO 路由博弈中，发送协作传输单元与接收协作传输单元是博弈的参与者，二者的决策包括转发数据分组和丢弃数据分组。协作传输单元是自私理性的，它们的理性偏好是成功传输自己的数据，并最大化自己的利益。在作者的设计中，协作传输单元根据适用度来进行路由选择以及转发决策，适用度在博弈收益的基础上加入了信誉度的考量，而不是仅仅根据博弈收益来判断路由行为，这是因为如果仅采用表 2 的博弈收益来进行路由转发决策，无法得到较好的网络路由性能，但本文的路由博弈算法可以做到，下文给出了证明。

定理 1 完全基于路由博弈收益矩阵（如表 2 所示）的单局博弈存在纳什均衡，在纳什均衡点上，协作传输单元将不会传输彼此的数据分组，并且它们都不会主动改变这个状态。

证明 在路由博弈中，协作传输单元 A 以及协作传输单元 B 是参与者，如表 2 所示，完全基于路由博弈收益矩阵的单局博弈模型中，因为 $P > S$ ，对于 A 而言，如果 B 丢弃 A 的数据分组，那么 A 最好的应对方式就是丢弃 B 的数据分组；因为 $T > R$ ，如果 B 转发 A 的数据，那么 A 的最好应对方式还是丢弃 B 的数据，该结论对于 B 来说也是一样。如果该路由博弈只进行一次，那么不论 A 还是 B，最好的选择就是丢弃对方的数据，A 或者 B 都没有足够的理由主动改变这个状态去转发对方的数据。所以 A 与 B 都丢弃对方的数据分组是这个博弈矩阵的最佳策略组合，并且在没有外界刺激的情况下，这个策略组合不会由内部的参与者主动改变，该策略组合所形成的博弈状态，就是完全基于路由博弈收

益矩阵的单局博弈模型的纳什均衡状态。所以该纳什均衡状态存在，并且在这个均衡点上，协作传输单元双方都不会传输彼此的数据分组。

定理 2 完全基于路由博弈收益矩阵的有限局博弈的纳什均衡会导致网络中没有吞吐量。

证明 假设博弈局数为 n 局，协作传输单元都知道博弈会在第 n 局结束，那么协作传输单元都会想要利用策略取得最大的收益，此时首先可以预测到的最好情况就是，协作传输单元双方会在前 $n-1$ 局转发对方的数据，以此希望来建立信任的关系，然后在最后一局中丢弃对方的数据，因为大家知道在最后一局背叛是不需要付出代价的，这将回到单局博弈的情况，协作传输单元双方都会认为丢弃对方的数据是对自己的最优策略。但是情况并没有这么乐观，事实上，博弈双方在这种假设的策略选择情况下，都明确对方会与自己使用相同的策略，即博弈双方都清楚对方会在最后的第 n 局丢弃自己的数据分组，这样双方都会认为在第 $n-1$ 局也是没有建立信任关系的必要，再以此类推，那么在第 $n-2$ 局也没有必要建立信任关系，最终结果就是博弈双方在全部 n 局博弈中都会丢弃对方的数据分组，这个结果是有限局数路由博弈的纳什均衡。

定理 3 本文的路由博弈是一种无限局数重复博弈。

证明 每个 Group 将会定期对协作传输单元中的协作节点进行有选择性地更新，协作传输单元的节点参与 Group 之间路由博弈的客观次数是有限的，但是协作节点并不知道自己在何时离开协作传输单元，退出路由博弈，则协作节点并不知道自己参与路由博弈的次数以及路由博弈将会在何时结束。每个协作节点在作为协作传输单元的的成员节点进行博弈时，因为它们不知道博弈是否会在下一轮结束，所以它们必须为下一轮博弈维护信任关系，这相当于每个协作节点在参与一个无限次数的重复路由博弈过程。

定理 4 本文的博弈可以使得博弈结果趋近于路由博弈收益矩阵的帕累托最优。

证明 博弈双方都合作转发数据分组的状况，是该博弈收益矩阵的整体最优的状态，即帕累托最优。在本文的设计中，一方面，作者利用协作传输单元的信誉度作为博弈决策的一个衡量指标，来牵制协作传输单元的自私行为。因为博弈过程需要不断重复执行，如果博弈中一方丢弃数据分组而背叛

对方, 另一方将会降低其信誉度, 这将会影响背叛方数据的正常传输, 严重行为失当者将被其他参与者隔离, 每个参与者都可以通过降低其信誉度惩罚对手参与者与自己的上一轮博弈中不合作的行为, 在无限次博弈的前提下, 背叛的诱惑将会被惩罚的威胁克服, 则会得到比单轮路由博弈的纳什均衡较好的合作结果。

另一方面, 根据路由博弈收益矩阵, 因为参与者不知道何时将会退出博弈, 则可以将博弈的次数视作无限, 那么此时每个参与者能够推测, 如果在某一轮博弈中背叛了对手, 那么虽然在此轮博弈中会取得 T 的收益, 但是因为次数是无限的, 所以在接下来的博弈行为中, 很可能将会被对手背叛, 当它被对手背叛时的收益是 S , 按照这两轮博弈的收益来计算, 其总收益为 $T+S$; 但是如果该参与者一直保持合作, 那么它将在这两轮博弈中取得 $2R$ 的收益, 因为 $2R>T+S$, 所以博弈结果将逐渐从单轮路由博弈的纳什均衡最终将趋向于帕累托最优。

在帕累托最优状态下, 网络中节点相互合作转发数据, 从而提高了网络数据转发率, 得到较好的路由性能。

7 仿真实验以及讨论

7.1 实验设置

本文通过仿真实验对算法性能进行评估, 仿真网络拓扑如图 6 所示。在路由博弈过程中选取的记录历史行为为 10 次, 由于与系统阈值进行比较的是历史信誉度与当前此轮博弈收益的乘积, 所以系统阈值设置为: $\Delta Fit_{next}=80\% \times S, \Delta Fit_{last}=20\% \times R$, 其中, 单方背叛诱惑为 $T=6$, 合作收益为 $R=4$, 背叛惩罚收益为 $P=2$, 受骗支付为 $S=1$ 。其他实验参数如表 3 所示。

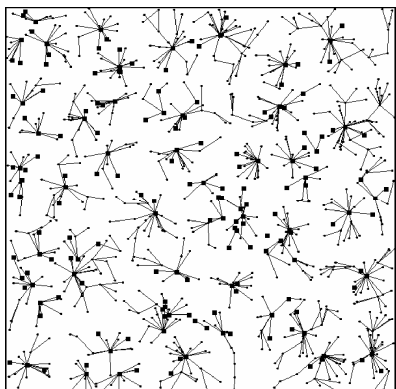


图 6 网络拓扑图

参数名称	参数值	参数名称	参数值
数据分组大小	1 000 byte	R_b	2 Mbit/s
P_{mix}	30.3 mW	P_{syn}	50 mW
P_{filr}	2.5 mW	P_{filr}	2.5 mW
P_{LNA}	20 mW	P_{IFA}	2 mW
P_{DAC}	15 mW	P_{ADC}	15 mW

7.2 实验结果

现有的算法并不能解决自私网络中的协作路由问题, 为了不失公平性, 作者使用经典 TFT 博弈机制激励节点相互合作, 将其与本文的博弈激励机制进行对比。并在实现过程中将 TFT 激励机制分别应用于节点与节点之间的直接路由传输(SISO)以及 Group 协作传输单元之间的路由传输(VMIMO), 以对比 SISO 路由与 VMIMO 协作路由的性能。

在仿真实验中, 本文实现了 4 种算法, 第 1 种算法在划分 Group 网络的基础上, 进行基于信誉度机制的重复路由博弈, 通过这种 Group 间重复博弈寻找路由路径, 记为 RGGTG; 第 2 种算法在不划分 Group 的情况下, 即在节点间实现基于 SISO 传输模式, 采用本文提出的路由博弈模型进行路由, 记为 RGNTN 算法; 第 3 种算法在网络中使用本文基于博弈的 Group 形成算法将网络划分 Group, 并在 Group 间实现 TFT 博弈路由, 即网络中每个 Group 都执行“以牙还牙”策略, 对于博弈双方 Group A 以及 B, 如果 A 上一轮没有为 B 转发路由请求, 则 B 接下来也拒绝为 A 转发路由请求, 如果 A 上一轮为 B 转发了路由请求, 则 B 接下来也会为 A 发送路由请求, 记为 TFTGTG 算法; 第 4 种算法为 TFTNTN 算法, 该算法在不划分 Group 的情况下, 在节点间实现基于 SISO 以及 TFT 的博弈路由算法。

图 7 描述的是随着网络节点数目的增长, 数据转发成功率的变化情况。在整体趋势上来看, 数据分组的转发率会随着节点数目的增长而增加, RGGTG 算法在节点数目超过 600 个以后, 数据分组的转发率达到了 90%以上, 并且在之后一直维持平稳水平, 而 TFTGTG 算法也是在节点数目超过 700 个以后, 其转发率就维持在 70%以上的水平。本文的路由算法比 TFT 博弈的转发率高出 20%左右, 造成这种现象的主要原因是本文的路由算法是根据节点的适用度因素来判断下一轮的行为, 适用度是基于信誉度来计算的, 所以转发节点不会因为发送节点在当前一轮博弈的背叛而完全不给背叛

节点机会(这种背叛可能是由于网络传输造成的失败),以后都不与它合作。只要节点的历史信誉等级足够高,那么节点的当前轮博弈的背叛是可以被原谅的,但是 TFT 博弈算法不同,它坚持以牙还牙的原则,如果对方节点当前一轮背叛,那么本方节点就一定背叛,不给机会原谅对手的背叛,那么根据 TFT 的原则,这一组博弈节点在之后的网络生命周期之中,都不可能再有合作的机会,所以本文的路由博弈算法比 TFT 的博弈算法宽容度好。

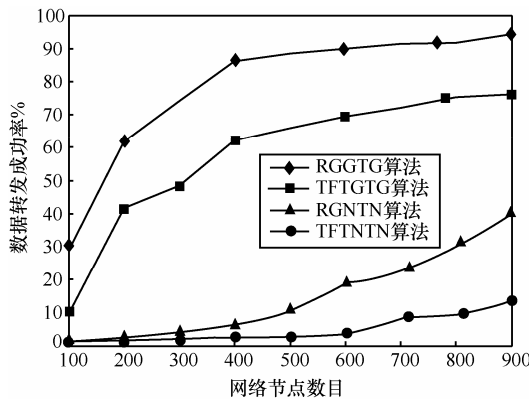


图 7 网络中不同节点数量对应的数据分组转发率

而节点与节点直接传输数据的转发率比 Group 之间传输数据的成功率要低的原因是,节点与节点之间直接传输数据,对网络的连通性要求比较高,网络节点分布一旦比较稀疏,因为单个节点的信号传输范围有限,相对孤立的节点数目会直接影响网络的连通性,数目越多,数据分组的转发率就越低。这个结果也体现了 VMIMO 传输模式的优越性,使用 VMIMO 传输协议可以在一定程度上克服网络稀疏造成的网络分裂以及空洞问题。并且由于网络最大路由时限的限制,导致在节点与节点之间路由时,单播逐跳路由算法的延时较大,其路由不成功的可能性就随之增大,由此可见使用 VMIMO 协作路由算法还可以提高网络的实时性。

在源节点与目的节点之间的距离不同的情况下,4 种算法的路由路径的跳数以及时延相对而言有好有坏,图 8~图 10 是在网络中随机分布了 900 个节点,4 种算法在不同传输距离情况下的路由性能图。

图 8 描述的是随着源节点与目的节点之间距离的改变,不同路由算法的路由路径的平均跳数。由图 8 可知,本文所提出的 RGGTG 路由算法相对而言可以极大地减少路由跳数,并且在图示距离变化中,路由跳数都保持在 10 跳以下,比 TFTGTG 的

跳数减少了 38%,比 RGNTN 的跳数减少了 64%。使得本文路由算法跳数性能比较高效的原因有 2 个方面,一方面是因为本文的博弈路由比 TFT 博弈路由宽容,路由时可选的下一跳较多,则形成路由路径跳数较小的可能性更大;另一方面是因为基于 Group 网络的路由算法可以更好地发挥出协作通信的优势,可以使得节点通信距离扩大,从而其跳数相对于 RGNTN 算法的节点与节点之间传输的跳数减少很多。这种通信距离的增大,可以简化大型网络的路由复杂度,并且可以提高大型网络的路由到达率。

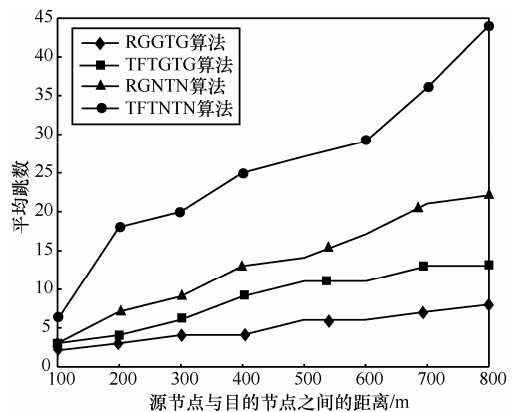


图 8 不同传输距离情况下的跳数

图 9 描述的是随着源节点与目的节点之间距离的改变,不同路由算法的平均时延。由图 9 可知,其性能曲线的走势基本与跳数性能曲线的走势一致,但是其中与跳数性能有一个很大的不同,即 RGNTN 算法虽然比 RGGTG 算法的平均时延长约 55%,但是却比 TFTGTG 算法的平均时延短约 15%,而且在传输距离很短的情况下,RGGTG、RGNTN、TFTGTG 算法的平均时延几乎一致。造成这种情况的原因是 RGNTN 算法和 TFTGTG 算法的跳数相差较小,但是 TFTGTG 算法除了存在 VMIMO 的空间传输延时,还因为源节点所属 Group 的协作传输单元中,协作节点之间还存在互相通信备份数据的延时,并且 VMIMO 传输时需要加入一定的训练序列,由于编码效率的原因,导致了 VMIMO 传输的数据量将比 SISO 传输的数据量稍大,所以其传输的时延在跳数相差较小的情况下,比 RGNTN 算法的时延长。在源与目的节点之间距离很短的情况下,RGNTN 的跳数虽比 RGGTG 和 TFTGTG 的跳数略多,但因为 VMIMO 带来的部分时延增加,所以此时 3 种算法的时延几乎一致,这也说明了基于博弈

的 VMIMO 协作路由算法在传输距离比较大，网络规模比较大的情况下更加适用。

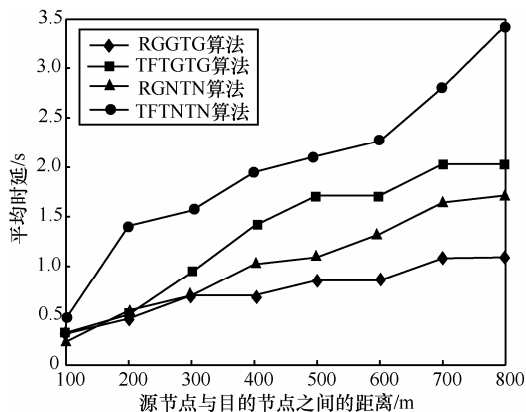


图 9 不同传输距离情况下的时延

图 10 描述的是随着源节点与目的节点之间距离的改变，不同路由算法传输一个数据流的能耗。由图可知，由于协作通信的引入，基于博弈的 VMIMO 协作路由算法比节点之间的平面路由算法要节能，RGGTG 算法相对于 RGNTN 算法节能约 57%左右，这是由于 VMIMO 协作传输模式可利用协作分集技术提高系统容量，增大数据传输速率，有效对抗信道衰落，协作节点可利用其减少传输能耗，所以总体来说，VMIMO 协作路由比 SISO 路由节能。并且由图 8~图 10 可以看出，TFTGTG 跳数比 RGNTN 少，时延比 RGNTN 长，但是其能耗却比 RGNTN 少，这充分地说明了协作通信可以大大地减小网络的能耗，使得网络的生命周期更长。

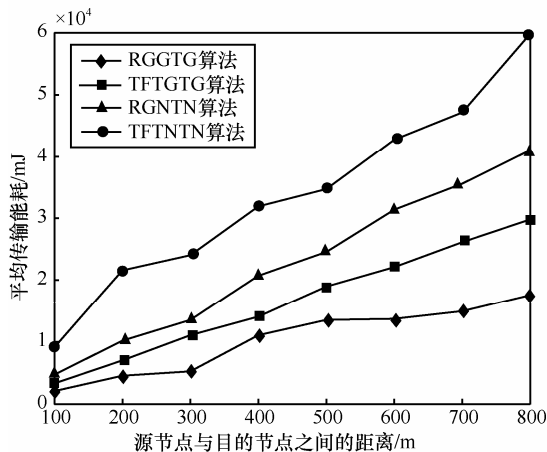


图 10 不同传输距离情况下的能耗

综上所述，RGGTG 算法由于所使用的博弈方法相对较宽容，可以更好地利用博弈论促进自私网络中节点数据的传输，增加网络吞吐量，提

高转发率。而 VMIMO 协作通信的使用可以减少传输跳数，增大传输范围，使得网络在传输数据时可以更好地节省能耗。在网络范围较大的情况下，由于其跳数较少，以及协作通信的引入使得调制带宽增加，网络传输的时延也得到了改善，提高了网络的实时性。但是在网络范围很小的情况下，因为协作 VMIMO 的编码效率以及传输端的数据同步问题等原因，使得这种时延的优势体现得不明显。

8 结束语

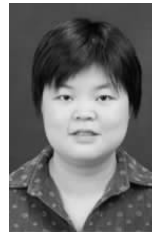
本文提出的基于博弈的 VMIMO 协作路由算法，在将网络划分 Group 的基础上，通过博弈寻找协作路由路径。Group 根据邻居的信誉度以及博弈收益来选择下一跳以及判断是否转发数据，随着博弈过程不断更新的信誉度，体现了本算法的宽容性和学习性。在路径形成之后，网络通过 VMIMO 协议传输数据。本文的算法完全分布式实现，博弈决策中采用参与者的直接信誉度，减少了网络的交互消耗，也避免了自私网络中间接信息的不真实性引起的决策失误。Group 间利用协作传输单元进行 VMIMO 协作传输数据，增大了通信范围，减小了路由复杂度。仿真实验结果表明，本算法可以有效地提高拥有自私节点的无线网络的数据转发率，节约网络传输的能耗，减少传输时延。

参考文献:

- [1] YUAN Y, HE Z, CHEN M. Virtual MIMO-based cross-layer design for wireless sensor networks[J]. IEEE Trans Veh Technol, 2006, 55:856-864.
- [2] QU Q, MILSTEIN L B, VAMAN D R. Cooperative and constrained MIMO communications in wireless ad hoc/sensor networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communications, 2010, 9:3120-3129.
- [3] COSO A, SAVAZZI S, SPAGNOLINI U. Virtual MIMO channels in cooperative multi-hop wireless sensor networks[A]. Proc Conf on Information Sciences and Systems[C]. Princeton, NJ, 2006. 75-80.
- [4] RENATO M, DE M, HYUNCHUL K, et al. A new distributed cooperative MIMO scheme for mobile ad hoc networks[J]. Information Sciences, 2013, 232:88-103.
- [5] MYERSON R. Game Theory of Conflict[M]. Cambridge: Harvard University Press, 1991.
- [6] ALLEN B M, LUIZ A D. Game theory for wireless engineers[J]. Synthesis Lectures on Communications, 2006, 1(1):1-86.
- [7] PAVLIDOU F N, KOLTSIDAS G. Game theory for routing modeling in communication networks-a survey[J]. Journal of Communications and Networks, 2008, 10(3):268-286.
- [8] LBRAHIM A, HAN Z, LIU K. Distributed energy-efficient coopera-

- tive routing in wireless networks[J]. IEEE Transactions on Wireless Communication, 2008, 7(10):3930-3941.
- [9] GUAN Y, XIA Y, SHEN C C. Csr: cooperative source routing using virtual miso in wireless ad hoc networks[A]. IEEE WCNC[C]. 2011. 1119-1124.
- [10] SIAM M Z, KRUNZ M, YOUNIS O. Energy-efficient clustering/routing for cooperative mimo operation in sensor networks[A]. IEEE INFOCOM[C]. Rio De Janeiro, Brazil, 2009. 621-629.
- [11] BILAL Z, SOHEYL G, MARTIN H. A joint clustering and routing scheme to maximize link performance in cooperative MIMO ad-hoc networks[A]. 2011 IEEE the 22nd International Symposium on PIMRC[C]. 2011. 51-55.
- [12] SATHIAN D, BASKARAN R, DHAVACHELVAN P. A trustworthy energy efficient MIMO routing algorithm based on game theory for WSN[A]. IEEE-International Conference on Advances in Engineering, Science and Management (ICAESM-2012)[C]. Nagapattinam, Tamil Nadu, India, 2012. 499-502.
- [13] SECCI S, ROUGIER J L, PATTAVINA A, *et al.* Peering equilibrium multipath routing: a game theory framework for Internet peering settlements[J]. IEEE/ACM Transactions on Networking, 2011, 19(2): 419-432.
- [14] ASWANI A, TOMLIN C. Game-theoretic routing of GPS-assisted vehicles for energy efficiency[A]. 2011 American Control Conference[C]. San Francisco, CA, USA, 2011. 3375-3380.
- [15] ANDEREGG L, EIDENBENZ S. Ad hoc-VCG: a truthful and cost-efficient routing protocol for mobile ad hoc networks with selfish agents[A]. Proc of the 9th Annual Int'l Conf Mobile Comp and Net (MobiCom 2003)[C]. 2003. 245-59.
- [16] GROOT N, SCHUTTER B D, HELLENDORRN H. Dynamic optimal routing based on a reverse stackelberg game approach[A]. 2012 the 15th International IEEE Conference on Intelligent Transportation Systems[C]. Anchorage, AK, USA, 2012. 782-787.
- [17] BUCHEGGER S, BOUDEC J L. Nodes bearing grudges: towards routing security, fairness, and robustness in mobile ad hoc networks[A]. Proceedings of the Tenth Euromicro Workshop on Parallel, Distributed and Network-based Processing[C]. Canary Islands, Spain, 2002. 403-410.
- [18] BUCHEGGER S, BOUDEC J L. Performance analysis of the CONFIDANT protocol: cooperation of nodes-fairness in dynamic ad-hoc networks[A]. Proceedings of IEEE/ACM Symposium on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MobiHOC)[C]. Lausanne, Switzerland, 2002.226-236.
- [19] MICHIARDI P, MOLVA R. CORE: a collaborative repudiation mechanism to enforce node cooperation in mobile ad hoc networks[A]. The Sixth IFIP Conference on Security Communications, and Multimedia (CMS 2002)[C]. Portoroz, Slovenia, 2002.107-121.
- [20] KOMATHY K, NARAYANASAMY P. Trust-based evolutionary game model assisting AODV routing against selfishness[J]. Journal of Network and Computer Applications, 2008, 31(4):446-471.
- [21] CUI S G, GOLDSMITH A J, BAHAI A. Energy-efficiency of MIMO and cooperative MIMO techniques in sensor networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2004, 22(6):1089-1098.
- [22] JAYAWEERA S K. A virtual MIMO-based cooperative communications architecture for energy-constrained wireless sensor networks[J]. IEEE Trans Wireless Commun, 2006, 5(5):984-989.
- [23] JAYAWEERA S K. An energy-efficient virtual MIMO architecture based on V-BLAST processing for distributed wireless sensor networks[A]. Proc of Sensor and Ad Hoc Commun and Network[C]. Santa Clara, CA, USA, 2004. 299-308.
- [24] AYFER O, OLIVER L, DAVID T. Spatial degrees of freedom of large distributed MIMO systems and wireless ad hoc networks[J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2013, 31(2):202-214.

作者简介:



谢鲲 (1978-), 女, 湖南黔阳人, 博士, 湖南大学副教授、硕士生导师, 主要研究方向为可信系统与网络、无线网络与移动计算、云计算。

段申琳 (1988-), 女, 湖南湘潭人, 湖南大学硕士生, 主要研究方向为无线网络与协作通信。

文吉刚 (1978-), 男, 湖南临澧人, 中国科学院博士后, 主要研究方向为无线网络与 P2P 流媒体。

何施茗 (1986-), 女, 湖南永州人, 湖南大学博士生, 主要研究方向为无线网络与机会路由。