

## 基于虚拟 MIMO 的协作通信节点选择算法

田雨\* 马林华 唐红 张嵩

(空军工程大学航空航天工程学院 西安 710038)

**摘要:** 针对一种新的协作通信方式 O-DSTC(Opportunistic Distributed Space-Time Coding), 该文在保证误码率的前提下, 基于“效益函数”和“后悔函数”, 提出了均衡剩余能量的协作节点选择算法。在只能得到信道的统计特性并考虑距离信息的情况下, 由于 O-DSTC 的平均误码率无法计算, 所以该文提出并简化了协作中继的平均误码率逼近公式。根据该逼近公式选择满足误码率要求的协作节点集合, 集合中的节点通过“后悔函数”分布式地设置延迟时间, 并采用竞争方式成为协作节点。仿真结果验证了该文提出的误码率逼近公式的有效性和可靠性。实验结果也表明, 协作节点选择算法可以保证误码率, 提高最小剩余能量, 同时减少竞争接入时间。

**关键词:** 协作通信; MIMO 系统; 误码率(SER); 中继选择; 最小剩余能量

中图分类号: TN925

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2014)04-0797-07

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2013.01008

## Cooperative Communication Node Selection Algorithm Based on Virtual MIMO

Tian Yu Ma Lin-hua Tang Hong Zhang Song

(School of Aeronautics and Astronautics Engineering, Air Force Engineering University, Xi'an 710038, China)

**Abstract:** Opportunistic Distributed Space-Time Coding (O-DSTC) is a new type of cooperative communication. In the guarantee of the Symbol Error Rate (SER), the residual energy balanced cooperative partner selection algorithm of O-DSTC is presented based on the “benefit function” and “regret function”. When considering distance and only the statistics characteristics of channel information is available, the average SER of O-DSTC can not be computed, therefore the SER approaching formula is presented. The approaching formula selects the appropriate nodes as the cooperative partner candidates, and each candidate node sets the delay time distributedly. Meanwhile, each candidate node contends to become the cooperative partner. Simulation results demonstrate the reliability and effectiveness of the approaching formula. The simulation also shows that the cooperative partner selection algorithm can assure SER, enhance the minimum residual energy and reduce the contention access time.

**Key words:** Cooperative communication; MIMO system; Symbol Error Rate (SER); Relay selection; Minimum residual energy

### 1 引言

传统的 MIMO 技术利用信号的空间分集增益, 在不增加系统带宽和通信时间的前提下可以有效地对抗信道衰落, 增加系统的吞吐量。但是在实际的应用中, 传统的 MIMO 技术受到限制<sup>[1]</sup>。传统的 MIMO 通信系统, 在发射端和接收端都需要配置多个天线, 而在现实的应用场景中, 由于尺寸、成本或其它硬件限制导致无法在某些无线电设备上配置多个天线。即使配置了多个天线, 由于每个通信设备上的多个天线彼此距离较近, 在空间上相关性较大, 使系统获得的空间分集增益恶化<sup>[2]</sup>。虚拟 MIMO

也称作协作 MIMO, 由多个不同地理位置的无线电设备组成, 每个无线电设备通常只配置有一个天线, 利用多个无线电设备上的分布式天线组成天线阵列, 可以获得类似于传统 MIMO 技术的分集增益<sup>[3]</sup>, 能够显著提升无线网络的通信性能。文献[4-6]从能量的有效性方面研究了基于虚拟 MIMO 的协作通信技术, 文献[7]研究了 AF 模式的多中继协作节点选择策略, 文献[8]根据信道质量和节点缓存长度研究了多中继协作节点选择策略。但上述文献都没有联合误码率和节点剩余能量研究虚拟 MIMO 协作中继节点选择策略。文献[9]提出了采用分布式 Alamouti 编码的机会分布式空时编码 (Opportunistic Distributed Space-Time Coding, O-DSTC), 该协作通信方式的分集复用折中性能 (Diversity-Multiplexing Tradeoff, DMT)<sup>[10,11]</sup>比选择

2013-07-10 收到, 2013-11-01 改回

国家自然科学基金(61202490)和陕西省“电子信息系统集成”重点实验室重点基金(2011.ZD01, 2011.02Y02)资助课题

\*通信作者: 田雨 labyahoo@126.com

性译码转发协作 (Selective Decode-and-Forward cooperation, S-DF)<sup>[12]</sup>和固定的分布式空时编码 (Fixed Distributed Space-Time Coding, F-DSTC)<sup>[13]</sup> 两种协作方式的 DMT 更好。但是文献[9]的作者并没有进一步研究在无线自组织网络环境下, 怎样实现该协作通信方式。本文推导简化了 O-DSTC 协作通信的平均误码率, 在满足误码率前提下, 提出了基于“后悔函数”的平衡节点剩余能量的协作伙伴选择算法 (Energy Balanced Cooperative Partner Selection, EBCPS)。

### 2 协作通信方式

本文采用了文献 [9] 提出的基于分布式 Alamouti 编码的协作通信方式 O-DSTC。假设某个节点  $R_1$  的一跳通信半径内存在多个节点, 节点  $R_1$  和其附近的多个邻居节点需要向相同的目的节点传输数据。每个节点都能获得本节点的地理位置。调制方式采用 BPSK, 通信方式为半双工通信。当  $R_1$  节点需要向目的节点发送数据时, 先广播协作伙伴需求 (Need A Corporation Partner, NACP) 信息, 该信息中含有  $R_1$  的位置信息。接收到该 NACP 信息的邻居节点经过与后悔函数成反比的延时(本文第 4 节有详细论述), 发送协作确认 (Ready For Corporation, RFC) 信息, 该信息含有节点位置信息。最早发送 RFC 信息的邻居节点成为  $R_1$  的协作通信节点  $R_2$ 。

如图 1 所示,  $R_2$  为  $R_1$  的协作通信节点,  $D$  为  $R_1$  和  $R_2$  共同的目的节点。假设协作通信节点、目的节点可以得到信道状态信息 (Channel State Information, CSI)。  $h_{12}, h_{21}$  分别是协作通信节点  $R_1$  和  $R_2$  之间的信道衰落系数,  $h_{d1}, h_{d2}$  分别是协作通信节点  $R_1$  和  $R_2$  与目的节点  $D$  之间的信道衰落系数。假设信道为瑞利平衰落信道, 则  $h_{12}, h_{21}, h_{d1}, h_{d2}$  为均值为 0, 方差分别为  $\delta_{12}^2, \delta_{21}^2, \delta_{d1}^2$  和  $\delta_{d2}^2$  的复高斯随机变量。

如图 2 所示, 在第 1 个时隙  $R_1$  发送数据  $s_1$ , 在第 2 个时隙  $R_2$  发送数据  $s_2$ 。  $R_2$  对数据  $R_1$  发送的  $s_1$  进行译码, 如果译码成功, 则在第 3 个时隙发送数据

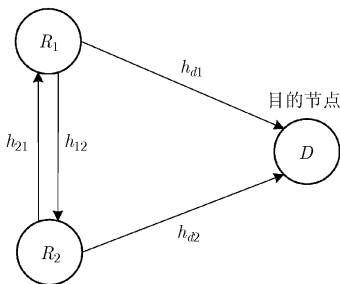


图1 协作中继模型

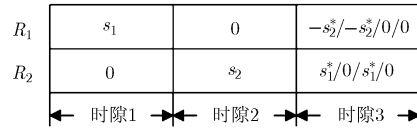


图2 协作通信方式

$s_1^*$ ; 如果译码失败, 则在第 3 个时隙不发送数据。  $R_1$  对  $R_2$  发送的数据  $s_2$  进行译码, 如果译码成功, 则在第 3 个时隙发送数据  $-s_2^*$ ; 如果译码失败, 则在第 3 个时隙不发送数据。

### 3 平均误码率计算

设每个发射节点的发射功率为  $E_s$ 。设  $n_1$  为  $R_1$  接收端的噪声,  $n_2$  为  $R_2$  接收端的噪声。  $n_1$  和  $n_2$  为均值为 0, 方差为  $N_0$  的高斯白噪声。设  $\sigma$  为衰减系数,  $d$  为  $R_1$  和  $R_2$  之间的欧式距离。下文计算采用半双工通信, 节点  $R_1$  和节点  $R_2$  为协作伙伴时,  $R_1$  和  $R_2$  联合向目的节点  $D$  发送数据的平均误码率。

#### 3.1 协作通信模式概率计算

$R_1$  在第 1 个时隙广播数据  $s_1$  时, 根据文献[14]采用的信道模型及接收信号表达方式,  $R_2$  接收的信号  $x_2$ , 定义如式(1):

$$x_2 = \sqrt{2E_s}h_{12}d^{-0.5\sigma} s_1 + n_2 \tag{1}$$

$R_2$  在第 2 个时隙广播数据  $s_2$  时,  $R_1$  处接收到的信号为  $x_1$ , 表达式为

$$x_1 = \sqrt{2E_s}h_{21}d^{-0.5\sigma} s_2 + n_1 \tag{2}$$

令  $\varphi_{12} = |h_{12}|^2, \varphi_{21} = |h_{21}|^2, \rho = E_s/N_0$ , 则  $R_2$  接收  $R_1$  数据  $x_2$  的信噪比  $R_{snr}^{12}, R_1$  接收  $R_2$  数据  $x_1$  的信噪比  $R_{snr}^{21}$  分别为  $R_{snr}^{12} = d^{-\sigma} \varphi_{12} \rho, R_{snr}^{21} = d^{-\sigma} \varphi_{21} \rho$ 。

本文定义在无线信道中, 当接收端接收数据包的瞬时信噪比低于某一固定值  $\gamma$  时, 该数据包被噪声严重干扰而导致无法正确译码, 对该数据包作丢弃处理。设  $U(\cdot)$  为单位阶跃函数。因为  $h_{12}$  是均值为 0, 方差为  $\delta_{12}^2$  的复高斯随机变量, 所以  $\varphi_{12} = |h_{12}|^2$  服从参数为  $1/\delta_{12}^2$  的指数分布, 其概率分布函数为

$$P_b(\varphi_{12}) = \frac{1}{\delta_{12}^2} \exp\left(-\frac{\varphi_{12}}{\delta_{12}^2}\right) U(\varphi_{12}) \tag{3}$$

$R_1$  对  $R_2$  发送的数据的失败概率, 即信噪比  $R_{snr}^{12}$  小于  $\gamma$  的概率公式为

$$\begin{aligned} P_{out}^{12} &= \Pr(R_{snr}^{12} < \gamma) \\ &= \Pr(d^{-\sigma} \varphi_{12} \rho < \gamma) = \Pr\left(\varphi < \frac{\gamma d^\sigma}{\rho}\right) \\ &= \int_0^{\frac{\gamma d^\sigma}{\rho}} P_b(\varphi_{12}) d\varphi_{12} = 1 - \exp\left[-\frac{\gamma d^\sigma}{\delta_{12}^2 \rho}\right] \end{aligned} \tag{4}$$

同理可以得到  $R_2$  对  $R_1$  发送的数据的通信中断

概率为

$$P_{\text{out}}^{21} = \Pr(R_{\text{snr}}^{21} < \gamma) = 1 - \exp\left(-\frac{\gamma d^\sigma}{\delta_{21}^2 \rho}\right) \quad (5)$$

### 3.2 误码率计算简化

令  $u$  表示信噪比, 根据文献[15], 当采用 BPSK 调制时, 在高斯信道中的误码率为

$$\begin{aligned} P_e(u) &= \frac{1}{2} \operatorname{erfc}(\sqrt{u}) = \frac{1}{\sqrt{\pi}} \int_{\sqrt{u}}^{\infty} \exp(-x^2) dx \\ &= \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_{\sqrt{2u}}^{\infty} \exp\left(-\frac{x^2}{2}\right) dx \end{aligned} \quad (6)$$

为人所熟知的  $Q$  函数如式(7)所示。

$$Q(u) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_u^{\infty} \exp\left(-\frac{x^2}{2}\right) dx \quad (7)$$

根据文献[16], 可以将式(7)近似为

$$Q(u) \approx \frac{1}{12} \exp\left(-\frac{u^2}{2}\right) + \frac{1}{4} \exp\left(-\frac{2u^2}{3}\right) \quad (8)$$

由式(6), 式(7)和式(8), 可以得到误码率的近似表达式。

$$P_e(u) \approx \frac{1}{12} \exp(-u) + \frac{1}{4} \exp\left(-\frac{4u}{3}\right) \quad (9)$$

### 3.3 不同协作方式平均误码率计算

根据  $R_1$  和  $R_2$  之间信噪比  $R_{\text{snr}}^{12}$  和  $R_{\text{snr}}^{21}$  与判决门限  $\gamma$  的关系, 在第 3 个时隙采用不同的协作通信方式, 不同方式有不同的误码率计算公式。令  $\varphi_{d1} = |h_{d1}|^2$ ,  $\varphi_{d2} = |h_{d2}|^2$ 。因为  $h_{d1}$  和  $h_{d2}$  为均值为 0, 方差分别为  $\delta_{d1}^2$  和  $\delta_{d2}^2$  的复高斯随机变量, 所以  $\varphi_{d1}$  和  $\varphi_{d2}$  服从指数分布, 其概率密度分别为

$$p_1(\varphi_{d1}) = \frac{1}{\delta_{d1}^2} \exp\left(-\frac{\varphi_{d1}}{\delta_{d1}^2}\right) \quad (10)$$

$$p_2(\varphi_{d2}) = \frac{1}{\delta_{d2}^2} \exp\left(-\frac{\varphi_{d2}}{\delta_{d2}^2}\right) \quad (11)$$

下文计算平均误码率时结合了文献[9]中 O-DSTC 方式的译码方式, 但文献[9]没有考虑距离信息对信噪比的影响, 也没有涉及误码率公式。设  $n_d^1$ ,  $n_d^2$  和  $n_d^3$  为 3 个时隙  $D$  分别接收到的噪声, 它们的均值为 0, 方差为  $N_0$ 。

**3.3.1 方式 1** 当  $R_1$  和  $R_2$  都能将对方发出的数据正确译码时, 令  $\varepsilon=1$ , 其发生概率为  $\Pr(\varepsilon=1)=(1-P_{\text{out}}^{12})(1-P_{\text{out}}^{21})$ 。第 3 个时隙按照分布式 Alamouti 编码的方式,  $R_1$  发送数据  $s_2^*$ ,  $R_2$  同时发送数据  $s_1^*$ 。协作发送  $s_1$  的信噪比定义为

$$R_{\text{snr}}(\varepsilon=1) = \frac{(d_{d1}^{-\sigma} |h_{d1}|^2 + d_{d2}^{-\sigma} |h_{d2}|^2)^2}{2|d_{d1}^{-0.5\sigma} h_{d1}|^2 + |d_{d2}^{-0.5\sigma} h_{d2}|^2} \rho \quad (12)$$

因为式(12)的平均误码率无法计算, 所以用其

值的下限代替, 由于  $\frac{(d_{d1}^{-\sigma} |h_{d1}|^2 + d_{d2}^{-\sigma} |h_{d2}|^2)^2}{2|d_{d1}^{-0.5\sigma} h_{d1}|^2 + |d_{d2}^{-0.5\sigma} h_{d2}|^2} \geq \frac{d_{d1}^{-\sigma} |h_{d1}|^2 + d_{d2}^{-\sigma} |h_{d2}|^2}{2}$ , 并结合式(12)可得

$$\begin{aligned} R_{\text{snr}}(\varepsilon=1) &= \frac{d_{d1}^{-\sigma} |h_{d1}|^2 + d_{d2}^{-\sigma} |h_{d2}|^2}{2} \rho \\ &= \frac{d_{d1}^{-\sigma} \varphi_{d1} + d_{d2}^{-\sigma} \varphi_{d2}}{2} \rho \end{aligned} \quad (13)$$

结合式(9), 式(10), 式(11)和式(13)可以得到  $R_1$  和  $R_2$  联合向目的节点  $D$  发送信息  $s_1$  的平均误码率为

$$\begin{aligned} P_b^{s_1}(\varepsilon=1) &= \int_0^\infty \int_0^\infty P_e[R_{\text{snr}}(\varepsilon=1)] p_1(\varphi_{d1}) \\ &\quad \cdot p_2(\varphi_{d2}) d\varphi_{d1} d\varphi_{d2} \\ &= \frac{1}{3(\delta_{d1}^2 d_{d1}^{-\sigma} \rho + 2)(\delta_{d2}^2 d_{d2}^{-\sigma} \rho + 2)} \\ &\quad + \frac{9}{4(2\delta_{d1}^2 d_{d1}^{-\sigma} \rho + 3)(2\delta_{d2}^2 d_{d2}^{-\sigma} \rho + 3)} \end{aligned} \quad (14)$$

**3.3.2 方式 2** 当  $R_1$  将  $R_2$  发出的数据正确译码, 而  $R_2$  未将  $R_1$  发出的数据正确译码时, 令  $\varepsilon=2$ , 其发生概率为  $\Pr(\varepsilon=2)=P_{\text{out}}^{12}(1-P_{\text{out}}^{21})$ 。第 3 个时隙时,  $R_1$  发送数据  $-s_2^*$ ,  $R_2$  不发送任何数据。相当于  $R_1$  直接向目的节点  $D$  发送信息  $s_1$ , 其信噪比为

$$R_{\text{snr}}(\varepsilon=2) = d_{d1}^{-\sigma} \varphi_{d1} \rho \quad (15)$$

结合式(9), 式(10)和式(15)可以得到  $R_1$  和  $R_2$  联合向目的节点  $D$  发送信息  $s_1$  的平均误码率为

$$\begin{aligned} P_b^{s_1}(\varepsilon=2) &= \int_0^\infty P_e[R_{\text{snr}}(\varepsilon=2)] p_1(\varphi_{d1}) d\varphi_{d1} \\ &= \frac{1}{12(\delta_{d1}^2 d_{d1}^{-\sigma} \rho + 1)} + \frac{3}{4(4\delta_{d1}^2 d_{d1}^{-\sigma} \rho + 3)} \end{aligned} \quad (16)$$

**3.3.3 方式 3** 当  $R_1$  未将  $R_2$  发出的数据正确译码, 而  $R_2$  将  $R_1$  发出的数据正确译码时, 令  $\varepsilon=3$ , 其出现概率为  $\Pr(\varepsilon=3)=(1-P_{\text{out}}^{12})P_{\text{out}}^{21}$ 。第 3 个时隙时,  $R_1$  不发送任何数据,  $R_2$  发送数据  $s_1^*$ 。  $R_1$  和  $R_2$  协作向目的节点  $D$  发送信息  $s_1$  的信噪比为

$$R_{\text{snr}}(\varepsilon=3) = (d_{d1}^{-\sigma} \varphi_{d1} + d_{d2}^{-\sigma} \varphi_{d2}) \rho \quad (17)$$

结合式(9), 式(10), 式(11)和式(17)可以得到  $R_1$  和  $R_2$  联合向目的节点  $D$  发送信息  $s_1$  的平均误码率为

$$\begin{aligned} P_b^{s_1}(\varepsilon=3) &= \int_0^\infty \int_0^\infty P_e[R_{\text{snr}}(\varepsilon=3)] \\ &\quad \cdot p_1(\varphi_{d1}) p_2(\varphi_{d2}) d\varphi_{d1} d\varphi_{d2} \\ &= \frac{1}{12(d_{d1}^{-\sigma} \delta_{d1}^2 \rho + 1)(d_{d2}^{-\sigma} \delta_{d2}^2 \rho + 1)} \\ &\quad + \frac{9}{4(4d_{d1}^{-\sigma} \delta_{d1}^2 \rho + 3)(4d_{d2}^{-\sigma} \delta_{d2}^2 \rho + 3)} \end{aligned} \quad (18)$$

**3.3.4 方式4** 若  $R_1$  和  $R_2$  都未能正确译码, 令  $\varepsilon=4$ , 其出现概率为  $\Pr(\varepsilon=4)=P_{\text{out}}^{12}P_{\text{out}}^{21}$ 。第3个时隙时,  $R_1$  和  $R_2$  都不发送任何数据。

### 3.4 平均误码率公式

如果协作通信失败, 即  $R_1$  和  $R_2$  都没有能够正确将对方的信息译码正确, 则相当于  $R_1$  和  $R_2$  分别和目的节点  $D$  进行了一次直接通信, 所以协作通信发送  $s_1$  的平均误码率为

$$P_b^{S_1} = \Pr(\varepsilon=1)P_b^{S_1}(\varepsilon=1) + [\Pr(\varepsilon=2) + \Pr(\varepsilon=4)] \cdot P_b^{S_1}(\varepsilon=2) + \Pr(\varepsilon=3)_3 P_b^{S_1}(\varepsilon=3) \quad (19)$$

计算协作发送  $s_2$  的平均误码率  $P_b^{S_2}$  和计算  $P_b^{S_1}$  的原理是一样的。

## 4 协作通信节点的选择

### 4.1 传统方式

传统的协作节点选择算法在满足  $R_{\text{snr}}^{12}$  信噪比要求的节点中, 选择具有最大剩余能量的节点为协作节点。文献[17]和文献[18]采用了基于延迟时间的竞争接入方式, 其剩余能量和延迟时间  $T$  的映射关系为:  $T = \beta(E - e)/(E - e_s)$ , 其中  $e$  指节点的剩余能量,  $E$  是节点的初始能量,  $e_s$  是剩余能量门限,  $\beta$  为常数。在文献[17]中  $e_s = 0$ 。传统算法存在两个问题:

(1)仅依靠  $R_1$  对  $R_2$  发送的数据的信噪比  $R_{\text{snr}}^{12}$  选择协作节点, 无法保证  $R_1$  和  $R_2$  协作发送  $s_1$  或  $s_2$  的误码率可以满足系统要求。存在即使不能满足误码率要求, 依然选择协作中继的现象, 浪费了能量。

(2)随着网络的运行时间增加, 各个节点的剩余能量普遍减少, 相对应的竞争延迟时间增加。

### 4.2 EBCPS 方式

为了解决以上两个问题, 本文提出了 EBCPS 算法。首先, EBCPS 可以运用本文推导的误码率计算公式, 选择符合系统误码率要求的节点进行协作, 通过减少无效协作提高能量性能; 其次, EBCPS 可以通过后悔函数估计节点在网络中的相对剩余能量, 根据节点的相对于其它节点的剩余能量设置延迟时间, 优点是统计上使延迟时间不会随着剩余能量的减少而增加。

当协作通信时,  $R_1$  首先发送 NACP 信息, 其它各节点按式(19)计算  $P_b^{S_1}$ 。只有协作发送  $s_1$  的平均误码率  $P_b^{S_1} < \theta$  的节点可以成为协作候选节点, 设满足该条件的节点集合为  $R = \{r_1, r_2, \dots, r_N\}$ 。当  $R_1$  发起协作通信后, 保证  $P_b^{S_1} < \theta$  且  $P_b^{S_2} < \theta$  的协作候选节点组成了集合  $E$ ; 只能保证  $P_b^{S_1} < \theta$  的协作候选节点组成了集合  $M$ 。而且有  $R = E \cup M, E \cap M = \emptyset$ 。假设第  $m$  次协作中继时,  $\forall r_k \in R$  的中继策略为  $S_m(r_k)$ , 策略集合为  $S = \{0, 1\}$ ,  $S_m(r_k) = 1$  表示  $r_k$  决定参与第

$m$  次中继,  $S_m(r_k) = 0$  表示  $r_k$  放弃参与中继。设  $R_1$  发起第  $m$  次协作中继时,  $r_k$  已经协作中继了  $N_m(r_k)$  个数据包。每个节点都会侦听保持其它节点的中继次数。  $M_m(r_k)$  表示如果  $r_k$  没有参与第  $m$  次协作中继, 实际的参与节点已经发送的数据包数。如果  $r_k$  的剩余能量  $E_r(r_k) > \omega$ , 则能量标识  $\eta_m(r_k) = 1$ ; 否则  $\eta_m(r_k) = 0$ 。  $R_1$  发起  $m$  次协作中继,  $\forall r_k \in E$  采用策略  $S_m(r_k)$  时, 效益函数为

$$B_m[r_k, S(r_k)] = a_1 \eta_m(r_k) \left\{ S_m(r_k) + \frac{N_m(r_k)}{M_m(r_k)} \cdot [1 - S_m(r_k)] \right\} + a_2 [1 - \eta_m(r_k)] \cdot \left\{ S_m(r_k) + \frac{N_m(r_k)}{M_m(r_k)} [1 - S_m(r_k)] \right\} \quad (20)$$

$R_1$  发起  $m$  次协作中继,  $\forall r_k \in M$  采用策略  $S(r_k)$  时, 效益函数为

$$B_m[r_k, S(r_k)] = a_3 \eta_m(r_k) \left\{ S_m(r_k) + \frac{N_m(r_k)}{M_m(r_k)} \cdot [1 - S_m(r_k)] \right\} + a_4 [1 - \eta_m(r_k)] \cdot \left\{ S_m(r_k) + \frac{N_m(r_k)}{M_m(r_k)} [1 - S_m(r_k)] \right\} \quad (21)$$

其中  $a_1 > a_3 > a_2 > a_4$ 。式(20)和式(21)可以保证: 对  $\forall r_i \in M$ , 只有当  $r_i$  的剩余能量  $E_r(r_i) > \omega$ , 且  $\exists r_j \in E, r_j$  的剩余能量  $E_r(r_j) < \omega, r_i$  有比  $r_j$  更高的中继效益。否则  $\forall r_i \in M$  和  $\forall r_j \in E, r_j$  比  $r_i$  有更高的中继效益。从式(20)和式(21)可以看出, 无论  $S(r_k)$  和  $\eta(r_k)$  取何值, 效益函数最终都可以表示为

$$B_m[r_k, S_m(r_k)] = a_m \left\{ S_m(r_k) + \frac{N_m(r_k)}{M_m(r_k)} [1 - S_m(r_k)] \right\} \quad (22)$$

其中  $a_m \in \{a_1, a_2, a_3, a_4\}$ 。对于第  $m$  次协作中继, 如果  $r_k$  没有参与, 其后悔没有参与的程度, 即后悔函数为  $r_k$  参与中继的效益函数与不参与中继的效益函数之差, 可以表示为

$$Q_m(r_k) = B_m(r_k, 1) - B_m(r_k, 0) \quad (23)$$

则结合式(22)和式(23)可以得到

$$Q_m(r_k) = a_m \left[ 1 - \frac{N_m(r_k)}{M_m(r_k)} \right] \quad (24)$$

如果  $N_m(r_k) < M_m(r_k)$ , 表示  $r_k$  节点虽然没有参与第  $m$  次协作中继, 但  $r_k$  剩余的能量要比实际参与中继节点的能量多。  $Q_m(r_k)$  越大, 表示  $r_k$  剩余的能量要比实际中继节点的剩余能量多得多。为了均衡各个节点的能量消耗,  $Q_m(r_k)$  越大表示  $r_k$  后悔没有参与中继的程度越大。

$R_1$  发送数据前广播 NACP(Need A Corporation Partner)信息给它的邻居节点。 $R_1$  的邻居节点接收到 NACP 后, 计算与  $R_1$  协作发送  $s_1$  的平均误码率公式。在经过根据式(26)计算的延时  $T$  后, 该邻居节点广播 RFC (Ready For Corporation) 信息。

$$T(r_k) = \mu[\tau - Q(r_k)] \quad (25)$$

$$Q(r_k) = \frac{1}{m} \sum_{n=1, S(r_k)=0}^m [B_n(r_k, 1) - B_n(r_k, 0)] \quad (26)$$

$Q(r_k)$  为  $r_k$  在第  $m$  次协作中继之前, 不参与协作中继时节点后悔函数的平均值。 $Q(r_k)$  的值越大表示  $r_k$  相对于其它节点的剩余能量越多, 后悔没有参与中继的程度越大, 相应的  $r_k$  应当具有更小的接入时间。如果某一节点接收到其它邻居节点发送的 RFC, 则终止本节点发送 RFC 的过程。这样可以保证具有剩余能量较多的节点能够具有更短的竞争接入时间, 从而均衡网络中各节点的能量消耗。 $R_1$  接收到该 RFC 后会根据本文第 3 节计算  $P_b^{S_2}$ , 如果  $P_b^{S_2} > \theta$  则  $R_1$  不论接收到的  $s_2$  信噪比是否大于判决门限  $\gamma$ , 都不转发  $s_2$ 。该策略可以保证在不减少吞吐量的前提下, 减少能量消耗。

### 5 仿真结果及分析

仿真区域为 10 km × 10 km 的正方形平面, 以正方形仿真区域的左下角为坐标原点建立平面直角坐标系。设协作通信的发起节点  $R_1$  的坐标为 (1 km, 1 km), 目的节点  $D$  的坐标为 (9 km, 9 km), 在仿真区域内还随机分布着  $N$  ( $N=10, 30$ ) 个邻居通信节点, 运用本文提出的协作节点选择算法, 在这  $N$  个邻居节点内选择  $R_1$  的协作节点  $R_2$ 。设节点发送数据包的大小为 2 kb, 发送间隔为 0.02 s, 传输速率为 1 Mbps。设判决门限  $\gamma = 4$  dB, 发射功率  $E_s$  分别为 30~36 dBm, 噪声为 -70 dBm, 衰减系数  $\sigma = 2$ , 信道衰减系数的方差  $\delta_{12}^2 = \delta_{21}^2 = \delta_{d1}^2 = \delta_{d2}^2 = 1$ 。在不采用信道编码的情况下, 系统允许的最大误码率

$\theta = 3 \times 10^{-4}$ 。每次仿真都采用不同的邻居节点分布, 统计结果基于 1000 次仿真。各个节点的初始能量为 90 J, 移动速度为 5 m/s。

图 3 所示的是节点数  $N=10$  和  $N=30$  时, 按式 (19) 选择的具有最小误码率的节点, 参与协作通信的平均误码率, 和协作通信实际的最小平均误码率比较。从图中可以看出, 节点数不同时, 按式 (19) 计算的具有最小误码率的节点发送  $s_1$  的平均误码率曲线, 近似于实际误码率最小节点发送  $s_1$  的平均误码率曲线, 证明了式 (19) 的有效性。

在图 4 中, 横坐标表示的是按式 (19) 选择的节点参与协作中继的平均误码率, 大于实际最佳节点参与协作中继平均误码率的值, 在下文中用“平均误码率差异”表示该概念。平均误码率指的是无信道编码时的平均误码率。纵坐标表示的是平均误码率差异大于其对应横坐标的百分比。图 4 表示的是在不同节点数和信噪比的情况下, 式 (19) 选择的协作节点  $R_2$  和通信发起节点  $R_1$ , 协作发送数据  $s_1$  的平均误码率差异大于相应横坐标的概率。当平均误码率差异小于  $10^{-6}$  时, 实际上选择到的节点即为最佳中继节点。在这 4 种情况下, 平均误码率差异大于  $2.44 \times 10^{-4}$  的概率都为 0。证明了式 (19) 的可靠性。平均误码率差异性能随着信噪比的增加而增加, 是因为当信噪比升高时, 能够选择到更佳的协作中继节点。但是当邻居节点数增加时, 平均误码率性能下降。这是因为当节点数较少时, 由于节点之间的距离较大, 式 (19) 可以有效区分各个节点参与协作通信的误码率性能。而当节点数增加时, 在理想的协作位置附近存在节点数随之增加, 由于用式 (13) 代替式 (12), 无法对理想协作位置附近的节点协作通信的平均误码率进行高精度的区分, 而导致平均误码率差异性能的下降。

图 5 描述的是采用本文提出的 EBCPS 算法,  $E_s = 30$  dBm, 仿真 300 min 时, 最小剩余能量随剩余能量门限  $\omega$  的变化曲线。当门限过高或过低时,

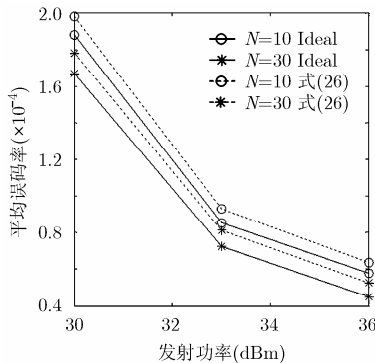


图3 EBCPS 的最小误码率性能

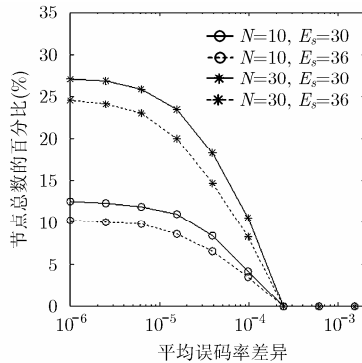


图4 EBCPS 的平均误码率差异分布

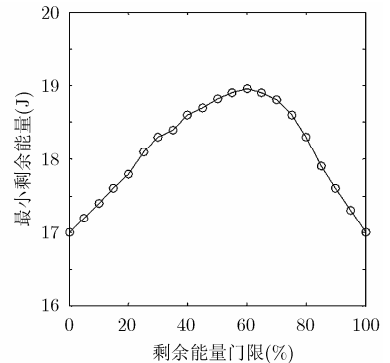


图5 EBCPS 的最小剩余能量随门限的变化

最小剩余能量的值都会降低。这是因为当门限过高时,网络运行一段时间后,基本上所有的节点的剩余能量都小于 $\omega$ ,使得效益函数失效。当门限过低时,网络运行一段时间后,基本上所有的节点的剩余能量都大于 $\omega$ ,使得效益函数失效。当门限设为60.5%时,可以取得最大的最小剩余能量。

图6描述的是 $E_s = 30$  dBm,所有节点最小剩余能量随时间的变化曲线。由曲线可以看出,随着网络运行时间的增加,EBCPS算法的最小剩余能量始终大于传统方式的最小剩余能量。这表示EBCPS算法使得各节点的能量消耗更加均衡。图7描述的是仿真时间为300 min时,各节点的剩余能量。对图7各节点的剩余能量进行统计,得到EBCPS算法各节点剩余能量的均值为32.1,方差为40.2;得到传统方式各节点剩余能量的均值为31.1,方差为111.5。EBCPS算法各节点的平均剩余能量更多,这是因为EBCPS算法会估计传输数据的误码率,当最好的中继节点仍然无法满足误码率要求时,会放弃对数据的转发。EBCPS算法各节点的剩余能量的方差更小,这表明EBCPS算法能够更好地均衡各个节点的能量消耗。图7中可以直观看出,传统算法有6个节点的剩余能量小于EBCPS算法的最小剩余能量。图6和图7证明了EBCPS算法可以提高各节点能量消耗的均衡程度,降低能量消耗,从而提高网络的生存时间。

图8描述的是网络运行300 min后,如果只计

算和能量有关的延迟,EBCPS和传统方式两种延迟时间的概率分布。该方式实现节点的选择优点是简单有效,缺点是网络运行一段时间后各个节点的剩余能量普遍减少,导致竞争延迟时间 $T$ 过长,浪费了信道资源,降低了频谱利用率。假设传统方式的最小延迟时间为0,最大延迟时间为 $t$ ,为了公平地比较两种不同的延时接入方案,可以通过合理调整式(25)中的 $\mu$ 和 $\tau$ ,保证式(25)的最小延迟时间为0,最大延迟时间为 $t$ 。和传统方式相比,EBCPS的接入延迟更多的分布于值较小的区间,相当于有更短的平均接入延迟,提高了信道的利用率。由于仿真区域中距离 $R_1$ 最远的节点坐标为(10 km,10 km),和 $R_1$ 的直线距离为 $9\sqrt{2}$  km,电磁波经过这段距离需要 $42.4 \mu\text{s}$ ,为了有效区分各个节点的延迟时间,需要最大延迟时间 $t \gg 42.4 \mu\text{s}$ ,所以设定 $t = 500 \mu\text{s}$ 。相比于本文4.1节所述的传统方式较为平均的分布概率,EBCPS的延迟时间65%集中在小于 $200 \mu\text{s}$ 的区间内,而传统方式这一概率为50%。传统方式的延迟时间在 $300 \sim 400 \mu\text{s}$ 区间内的概率为25%,而EBCPS仅为14%。传统方式算法延迟时间在 $400 \sim 500 \mu\text{s}$ 区间内的概率为0,这是因为在300 min时各节点的剩余能量依然较多,导致相应的延迟时间都小于 $400 \mu\text{s}$ ,只有网络再运行一段时间才会出现大于 $400 \mu\text{s}$ 的延迟。图8证明了EBCPS比传统方式具有更短的和能量有关的平均延迟时间。

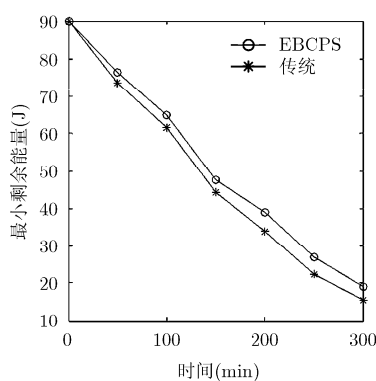


图6 最小剩余能量随时间的变化

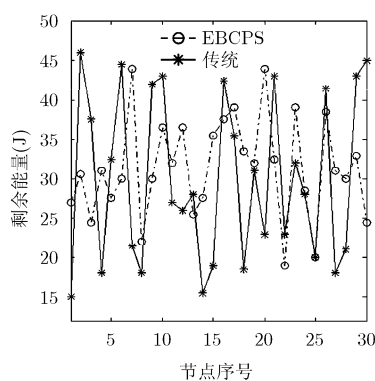


图7 各节点剩余能量

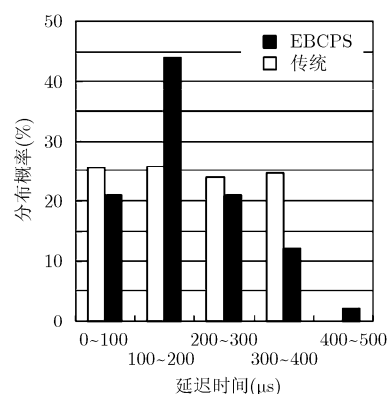


图8 延迟时间分布概率

## 6 结论

针对传统算法中存在无效传输而浪费能量,以及平均接入时间随时间增加而延长的问题,本文提出了EBCPS算法。该算法要求每个节点侦听记录其它节点发送数据包的次数,而且各个节点需要记录每次协作中继时本节点的中继策略。在满足上述要求时,EBCPS可以有效减少竞争接入时间,还可

以均衡各节点的能量消耗,从而提高剩余能量和网络的生存时间。

## 参考文献

- [1] Jorswieck E A and Boche H. Optimal transmission strategies and impact of correlation in multi-antenna systems with different types of channel state information[J]. *IEEE Transactions on Signal Processing*, 2004, 52(12): 3440-3453.

- [2] Ma Shi-chuan, Yang Yao-qing, and Sharif Hamid. Distributed MIMO technologies in cooperative wireless networks[J]. *IEEE Communications Magazine*, 2011, 49(5): 78–82.
- [3] Fan Yi-jia and Thompson J. MIMO configuration for relay channels: theory and practice[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, 6(5): 1774–1786.
- [4] Vibhav Kumar Sachan, Imam S A, and Beg M T. Energy-efficiency of virtual cooperative MIMO techniques in wireless sensor networks[C]. 2012 International Conference on Computer Communication and Informatics, Coimbatore, India, 10–12, 2012: 1–5.
- [5] Chung Jong-Moon, Kim Joonhyung, and Han Donghyuk. Multihop hybrid virtual MIMO scheme for wireless sensor networks[J]. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2012, 61(9): 4069–4078.
- [6] Liu Jain-shing. Energy-efficient cross-layer design of cooperative MIMO multi-hop wireless sensor networks using column generation[J]. *Wireless Personal Communications*, 2012, 66(1): 185–205.
- [7] Hussain Syed Intiaz, Hasna Mazen Omar, and Alouini Mohamed-Slim. Performance analysis of selective cooperation with fixed gain relays in Nakagami- $m$  channels[J]. *Physical Communication*, 2012, 5(3): 272–279.
- [8] Halabian Hassan, Changiz Reyhaneh, Yu F Richard, *et al.* Optimal reliable relay selection in multiuser cooperative relaying networks[J]. *Wireless Networks*, 2012, 18(6): 591–603.
- [9] Zou Yu-long, Yao Yu-dong, and Zheng Bao-yu. Opportunistic distributed space-time coding for decode-and-forward cooperation systems[J]. *IEEE Transactions on Signal Processing*, 2012, 60(4): 1766–1781.
- [10] Azarian K, Gamal H E, and Schniter P. On the achievable diversity-multiplexing tradeoff in half-duplex cooperative channels[J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2005, 51(12): 4152–4172.
- [11] Wei S. Diversity-multiplexing tradeoff of asynchronous cooperative diversity in wireless networks[J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2007, 53(11): 4150–4172.
- [12] Laneman J N, Tse D N C, and Wornell G W. Cooperative diversity in wireless networks: efficient protocols and outage behavior[J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2004, 50(12): 3062–3080.
- [13] Scutari G and Barbarossa S. Distributed space-time coding for regenerative relay networks[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2005, 4(5): 2387–2399.
- [14] Aylin Aksu and Ozgur Ercetin. Reliable multi-hop routing with cooperative transmissions in energy-constrained networks[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2008, 7(8): 2861–2865.
- [15] 樊昌信, 张甫翎, 徐炳祥, 等. 通信原理[M], 第5版, 北京: 国防工业出版社, 2005: 20–21.
- [16] Chiani M, Dardari D, and Simon M K. New exponential bounds and approximations for the computation of error probability in fading channels[J]. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2003, 2(4): 840–845.
- [17] 王国栋, 王钢. MANET中一种具有能量意识的无信标地理路由算法[J]. 电子学报, 2010, 38(7): 1547–1551.  
Wang Guo-dong and Wang Gang. An energy-aware and beaconless geographic routing for mobile Ad hoc network[J]. *Acta Electronica Sinica*, 2010, 38(7): 1547–1551.
- [18] 赵瑞琴, 刘增基, 文爱军. 有效延长无线传感器网络寿命的分布式广播算法[J]. 高技术通讯, 2008, 18(5): 469–474.  
Zhao Rui-qin, Liu Zeng-ji, and Wen Ai-jun. Maximum life-time distributed broadcast (MLDB) protocol for wireless sensor networks[J]. *Chinese High Technology Letters*, 2008, 18(5): 469–474.
- 田 雨: 男, 1985年生, 博士生, 研究方向为无线自组织网络、信道编码。
- 马林华: 男, 1965年生, 教授, 研究方向为编码理论、抗干扰通信、宽带视频通信。
- 唐 红: 女, 1967年生, 高级实验师, 研究方向为抗干扰通信。