

## 基于信道统计特性的中继选择算法

吴素文 吕星哉 朱近康 邓单

(中国科学技术大学个人通信与扩频实验室 合肥 230027)

**摘要:** 该文提出了一种在非再生协作网络中, 基于信道统计特性的最优中继选择方法。首先在等功率条件下, 根据信道统计特性, 定义一个等效信道增益的参数, 该参数反映了中继节点在协作过程中两个阶段的信道特性。然后提出一种基于该参数的降序排列的中继选择方法。该方法在不同的信噪比范围内, 选择不同的节点集合, 使得系统的吞吐率中断概率最小。分析表明该选择方法的分集增益阶数能达到  $N + 1$ ,  $N$  为中继节点数目。仿真结果表明这种中继选择算法的中断概率性能优于其他算法。该方法进一步与功率分配相结合, 构成了一种低复杂度的次优的中继选择方法。仿真结果表明这种次优算法能够取得和穷举算法相似的性能。

**关键词:** 非再生协作网络; 中继选择; 功率分配; 中断概率

**中图分类号:** TN925

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1009-5896(2009)05-1077-05

## A Statistic Channel Information-Based Relay Selection Scheme

Wu Su-wen Lü Xing-zai Zhu Jin-kang Deng Dan

(PCN&SS Lab, University of Science and Technology of China, Hefei 230027, China)

**Abstract:** In this paper, a statistic channel information-based relay selection scheme is proposed in non-regenerative cooperative networks. Firstly, a parameter named equivalent channel gain is defined based on the statistic channel information under the equal power allocation constraint. It describes the compositive channel character of two phases in the cooperative process. Then an optimal relay selection scheme is proposed based on the descend order of equivalent channel gain. The scheme implies that different relay nodes should be selected to minimize the outage probability under different SNR ranges. And the analysis shows that the diversity order of the relay selection scheme is  $N + 1$ , where  $N$  is the number of the relay node in the system. The numerical results show that the outage probability of the proposed scheme is lower than the other schemes. Moreover, a suboptimal relay selection scheme with power allocation is considered. The outage performance of the suboptimal scheme is nearly the same as the optimal exhaust search scheme while the complexity is reduced.

**Key words:** Non-regenerative cooperative networks; Relay selection; Power allocation; Outage probability

### 1 引言

协作网络由于能抵抗信道衰落的影响, 提供分集增益, 成为最近重要的研究热点之一<sup>[1-3]</sup>。协作网络一般由一个源节点, 一个目的节点和  $N$  个中继节点构成, 常用的中继方式有: 非再生(non-regenerative)中继方式和再生(regenerative)中继方式。其中非再生方式又称为放大转发(Amplify-and-Forward, AF)方式<sup>[1]</sup>, 是指中继节点接收到源节点信号后, 把信号进行简单地放大并发送给目的节点; 再生方式又称为解码转发(Decode-and-Forward, DF)方式<sup>[2]</sup>, 是指中继节点对接收到的源节点的信号进行解码后并重新编码, 再发送给目的节点。整个中继过程包括两个阶段。第1阶段, 源节点发送信号, 目的节点和所有的中继节点接收信号; 第2阶段, 所有中继节点根据所采用的中继方式转发在第1阶段接收到的信号, 目的节点采用最大比合并(Maxim Ratio Combine, MRC), 对接收的信号进行检测。由于非再生方

式对中继节点要求比较简单, 不需要解码, 因此成为研究的热点。不同的中继节点一般在正交的信道上进行转发信号, 否则相互间容易引起干扰。常用的时分方式<sup>[4]</sup>(各个节点在不同的时隙上转发)和频分方式<sup>[5]</sup>(各个节点在不同的频带上同时转发)。

由于能够提升系统性能, 中继选择和功率分配是协作网络的重要研究方向<sup>[4-9]</sup>。在文献[6]中, Bletsas 等人提出一种基于瞬时信道信息进行中继选择的方法。在文献[7]中, 他们进一步分析了在再生协作网络和非再生协作网络中的中断概率性能。Zhao Yi 等人在非再生协作网络中, 基于瞬时信道信息, 结合了源节点和中继节点的功率分配, 提出一种最优的中继选择方法<sup>[4]</sup>。上述的中继选择算法都是基于瞬时信道信息的, 这就需要对信道的准确估计和即时反馈, 增加了协作的开销。Luo 等人分析了在再生协作网络中, 根据信道统计特性, 选择合适的中继节点对信号进行中继, 并且对不同的节点进行最优功率分配, 使得系统的中断概率达到最优<sup>[8,9]</sup>。Annavaajjala 等人分析了在已知所有中继节点的统计信道特性的情况下, 功率分配对系统性能的提升<sup>[5]</sup>。目前为

止,还没有发现在非再生协作网络中,基于统计信道特性的中继选择方法。

本文从中断概率的角度出发,分析了在非再生协作网络中,采用时分的系统模型下中继节点的选择,使得系统的吞吐率中断概率最小化。由于非再生协作网络中的中断概率与两个阶段的信道(即源节点到中继节点的信道和中继节点到目的节点的信道)特性有关,所以这种情况比再生协作网络要更加复杂。为此,本文先从等功率的情况进行分析,得到一种中继节点选择方法;然后再结合文献[5]中提出的功率分配方法,提出一种次优的中继选择方法,这种方法相对于穷举的最优中继选择方法,性能接近,但是复杂度大幅降低。

本文其余内容分为以下几个部分:在第2节中介绍系统模型。第3节给出了等功率下基于信道统计信息的中继选择方法以及结合功率分配的中继选择方法。在第4节中给出仿真结果及分析。最后是结束语。

## 2 系统模型

放大转发协作网络模型如图1所示<sup>[4]</sup>。假设系统中存在一个源节点  $s$  和一个目的节点  $d$ ,以及  $N$  个中继节点,依次记为  $r_1, r_2, \dots, r_N$ 。每个节点传输需要一个时隙。

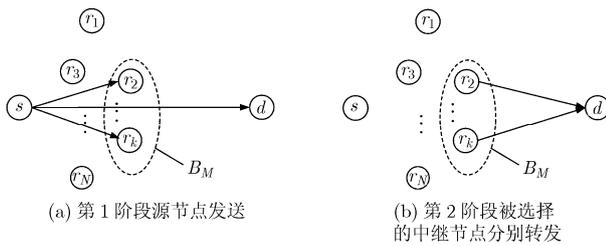


图1 系统模型

首先假设从  $N$  个中继节点中选择  $M$  个节点构成集合  $B_M$ ,然后利用选择出来的节点进行中继。

在第1个时隙,源节点发送自己的数据到目的节点和  $B_M$  中的中继节点,如图1(a)所示。在后续的  $M$  个时隙中,每个被选择的中继节点分别在一个时隙中放大转发自己收到的信号,如图1(b)所示。在第1个时隙中,目的节点和所有被选择中继节点接收到的信号分别为:

$$y_{s,d} = \sqrt{P_s} h_{s,d} x + n_{s,d} \quad (1a)$$

$$y_{s,i} = \sqrt{P_s} h_{s,i} x + n_{s,i}, \quad r_i \in B_M \quad (1b)$$

其中  $x$  为源节点发送的信号,  $y_{s,d}$  和  $y_{s,i}$  分别为目的节点  $d$  和中继节点  $r_i$  接收到的信号。  $P_s$  是源节点  $s$  的发送功率。  $h_{s,d}$  和  $h_{s,i}$  分别表示源节点到目的节点和中继节点  $r_i$  之间的信道。假设信道分别服从零均值,方差为  $\sigma_{s,d}^2$  和  $\sigma_{s,i}^2$  的复高斯分布;  $n_{s,d}$  和  $n_{s,i}$  分别表示相应信道的加性高斯白噪声,服从零均值,方差为  $N_{s,d}$  和  $N_{s,i}$  的复高斯分布。

在随后的  $M$  个时隙中,每个中继节点分别转发自己在第1个时隙中收到的信号,目的节点收到中继节点  $r_i$  的信号为

$$y_{i,d} = \sqrt{P_i} h_{i,d} x_i + n_{i,d}, \quad r_i \in B_M \quad (2)$$

其中  $x_i \triangleq \beta y_{s,i}$  是中继节点  $r_i$  转发的信号,  $\beta$  为缩放因子<sup>[2]</sup>:

$$\beta = \frac{1}{\sqrt{P_s |h_{s,i}|^2 + N_{s,i}}} \quad (3)$$

$y_{i,d}$  是目的节点接收到的中继节点  $r_i$  转发的信号。  $P_i$  是中继节点  $r_i$  的发送功率,  $h_{i,d}$  是中继节点  $r_i$  到目的节点的信道,服从零均值,方差为  $\sigma_{i,d}^2$  的复高斯分布。  $n_{i,d}$  表示的是中继节点  $r_i$  到目的节点的信道的加性高斯白噪声,服从零均值,方差为  $N_{i,d}$  的复高斯分布。为方便考虑,假设  $N_{s,d} = N_{s,i} = N_{i,d} = N_0$ 。

在非再生协作网络中,瞬时互信息量  $I$  为<sup>[10]</sup>

$$I = \frac{1}{M+1} \log_2 \left( 1 + P_s |h_{s,d}|^2 \gamma + \sum_{i \in B_M} f(P_s |h_{s,i}|^2 \gamma, P_i |h_{i,d}|^2 \gamma) \right) \quad (4)$$

其中  $f(x, y) = xy/(x+y+1)$ ,  $\gamma = 1/N_0$ 。由于一个协作过程需要  $M+1$  个时隙,故乘以因子  $1/(M+1)$ 。

当互信息量  $I$  小于目标速率  $R$  时,产生中断事件。中断概率  $P_{\text{out}}$  为  $P_{\text{out}} = \Pr(I < R)$ 。在高信噪比下,中断概率的近似表达式由文献[5]给出:

$$P_{\text{out}}(M) = C(M) \frac{1}{P_s \sigma_{s,d}^2 \gamma} \prod_{i \in B_M} \left( \frac{1}{P_s \sigma_{s,i}^2 \gamma} + \frac{1}{P_i \sigma_{i,d}^2 \gamma} \right) \quad (5)$$

其中  $C(M) = (2^{(M+1)R} - 1)^{M+1} / (M+1)!$ 。

## 3 算法描述

本节主要描述如何从  $N$  个中继节点选择最优的中继节点集合  $B_{\text{opt}}$ 。把选择  $B_{\text{opt}}$  分成两步,首先假设在等功率条件下,选择  $B_{\text{opt}}$ ,然后对源节点和  $B_{\text{opt}}$  中的中继节点进行功率分配。

### 3.1 等功率下的中继选择 (Equal-Power-allocation-based Relay Selection, EPRS)

为方便分析,先假设在等功率  $P_s = P_i = P$  条件下,则此时可以得到  $M$  个中继节点  $B_M$  的吞吐率中断概率为

$$P_{\text{out}}(M) = \frac{C(M)}{(P\gamma)^{(M+1)}} \frac{1}{\sigma_{s,d}^2} \prod_{i \in B_M} \left( \frac{1}{\sigma_{s,i}^2} + \frac{1}{\sigma_{i,d}^2} \right) \quad (6)$$

假设  $\mathfrak{B}_M = \{B_M^1, B_M^2, \dots, B_M^j, \dots\}$  是包含所有可能的  $M$  个

中继节点的集合,它的势为  $\binom{N}{M}$ 。进一步假设  $B_M^{\text{opt}}$  是  $\mathfrak{B}_M$  当

中使中断概率最小的最优中继节点集合,这样选择方法可以描述为

$$B_M^{\text{opt}} = \arg \min_{B_M \in \mathfrak{B}_M} \left( \frac{C(M)}{(P\gamma)^{(M+1)}} \frac{1}{\sigma_{s,d}^2} \prod_{i \in B_M} \left( \frac{1}{\sigma_{s,i}^2} + \frac{1}{\sigma_{i,d}^2} \right) \right) \quad (7)$$

其中中断概率记为  $P_{\text{out}, B_M^{\text{opt}}}$ 。

假设  $\mathfrak{B} = \{B_0^{\text{opt}}, B_1^{\text{opt}}, \dots, B_N^{\text{opt}}\}$  为包含不同数目中继节点的最优中继集合的集合,其势为  $N+1$ ,从中选择一个中继集合使得系统的中断概率最小:

$$B_{\text{opt}} = \arg \min_{B_j^{\text{opt}} \in \mathcal{B}} (P_{\text{out}, B_j^{\text{opt}}}) \quad (8)$$

$B_{\text{opt}}$  是所有中继节点集合当中使得系统中断概率最小的集合。

可以利用穷举法去找到这样一个最优的中继节点集合  $B_{\text{opt}}$ , 共有  $\sum_{M=0}^N \binom{N}{M} = 2^N$  种选择方法。然而穷举法的复杂度太高, 运算量太大。为此本文提出一种降低运算量的简单中继选择方法。

由式(6)出发, 首先定义中继节点  $r_k$  的等效信道增益 (Equivalent Channel Gain, ECG):

$$w_k = \frac{1}{1/\sigma_{s,k}^2 + 1/\sigma_{k,d}^2} = \frac{\sigma_{s,k}^2 \sigma_{k,d}^2}{\sigma_{s,k}^2 + \sigma_{k,d}^2} \quad (9)$$

不失一般性, 假设所有中继节点的  $w_i$  是按照降序排列的, 即  $w_1 > w_2 > \dots > w_N$ 。如果选择的最优中继节点数目为  $M$ , 其最优中继节点集合为:  $B_M^{\text{opt}} = \{r_1, r_2, \dots, r_M\}$ , 则其中断概率可写为

$$P_{\text{out}, B_M^{\text{opt}}} = \frac{C(M)}{(P\gamma)^{(M+1)}} \frac{1}{\sigma_{s,d}^2} \prod_{i=1}^M \left( \frac{1}{\sigma_{s,i'}^2} + \frac{1}{\sigma_{i',d}^2} \right) \quad (10)$$

**定理 1** 假设所有中继节点的信道统计特性值  $w_i$  降序排列, 则在  $N$  个中继节点中选择  $M$  个中继节点的最优值为

$$M_{\text{opt}} = \arg \max_M \{ \gamma_{eq,M} < \gamma \} \quad (11a)$$

最优中继节点集合为

$$B_{\text{opt}} = \{r_1, r_2, \dots, r_{M_{\text{opt}}}\} \quad (11b)$$

其中

$$\gamma_{eq,M} = \frac{f(M)}{Pw_M} \quad (11c)$$

$$f(M) = \frac{(2^{(M+1)R} - 1)^{M+1}}{(2^{MR} - 1)^M (M+1)} \quad (11d)$$

**证明** 假设选择  $M$  个中继节点的中断概率最小, 则可以得到:

$$P_{\text{out}, B_M^{\text{opt}}} < P_{\text{out}, B_{M-1}^{\text{opt}}} < \dots < P_{\text{out}, B_0^{\text{opt}}} \quad (12a)$$

$$P_{\text{out}, B_M^{\text{opt}}} < P_{\text{out}, B_{M+1}^{\text{opt}}} < \dots < P_{\text{out}, B_N^{\text{opt}}} \quad (12b)$$

由式(12a), 式(12b)和式(10), 可得

$$w_j > \frac{f(j)}{P\gamma}, \quad j = 1, 2, \dots, M \quad (13a)$$

$$w_j < \frac{f(j)}{P\gamma}, \quad j = M+1, \dots, N \quad (13b)$$

考虑到  $f(j)$  是一个随  $j$  递增的函数, 同时  $w_j$  是一个随  $j$  递减的序列, 则由式(13a)和式(13b)分别可得

$$w_M > \frac{f(M)}{P\gamma} \quad (14a)$$

$$w_{M+1} < \frac{f(M+1)}{P\gamma} \quad (14b)$$

进一步化简得到:  $\gamma_{eq,M} = \frac{f(M)}{Pw_M} < \gamma < \frac{f(M)}{Pw_{M+1}} =$

$\gamma_{eq,M+1}$ , 由此即可得到式(11a)。

证毕

根据上述定理, 可以通过一个简单的 EPRS 选择算法选择在等功率下的最优中继节点集合  $B_{\text{opt}}$ : 首先计算各个中继节点的 ECG 并按降序排列, 然后根据当前信噪比  $\gamma$  和预先计算的  $\gamma_{eq,M}$ , 找出满足定理的  $M_{\text{opt}}$  值, 则此时最优中继节点集合为  $B_{\text{opt}} = \{r_1, r_2, \dots, r_{M_{\text{opt}}}\}$ 。当  $\gamma$  不一样时, 计算出来的  $M_{\text{opt}}$  值也不一样, 选择的中继节点集合也不一样。而且根据定理 1, 可以知道, 当信噪比足够高的时候, 即  $\gamma > \gamma_{eq,N}$  时, 选择的中继节点数目为  $N$  个, 由式(5)可以看出, 此时的中断概率  $P_{\text{out}} \sim (\gamma)^{-(N+1)}$ , 亦即中继系统的分集增益阶数为  $N+1$ 。

为了进行性能比较, 同时给出其它几种中继选择算法: 一种是传统的所有中继节点放大转发<sup>[4]</sup>(All relay Amplify-and-Forward, AAF), 一种是预先选择一个中继转发 (pre-select Single relay Amplify-and-Forward, SAF)。AAF 是指在第 2 阶段, 所有中继节点都转发接收到的信号, 即  $M=N$ 。SAF 是指在第 2 阶段, 根据预先选择一个中继节点进行转发, 即  $M=1$ 。对于 SAF 预先选择的节点  $k$ , 可以根据式(6)计算其中断概率, 得到:

$$P_{\text{out}, \text{SAF}(k)} = \Pr(I_{\text{SAF}(k)} < R) = \frac{(2^{2R} - 1)^2}{2(P\gamma)^2 \sigma_{s,d}^2 w_k} \quad (15)$$

选择一个使得中断概率最小的节点。则选择的中继节点为

$$b = \arg \min_k (P_{\text{out}, \text{SAF}(k)}) = \arg \max_k (w_k) \quad (16)$$

### 3.2 结合功率分配的中继选择 (Optimal-Power-allocation-based Relay Selection, OPRS)

在一个协作网络中, 选择合适的中继节点, 并在这些中继节点之间进行功率分配, 使得吞吐率中断概率最小, 由式(5), 可以得到下面一个最优化问题:

$$\tilde{P}_{\text{out}} = \min_{B_k \in B_{\text{all}}} \left\{ P_s, P_i, P_s + \sum_{i \in B_k} P_i = (|B_k| + 1)P \right. \\ \left. \cdot \left[ C(|B_k|) \frac{1}{P_s \sigma_{s,d}^2 \gamma} \prod_{i \in B_k} \left( \frac{1}{P_s \sigma_{s,i}^2 \gamma} + \frac{1}{P_i \sigma_{i,d}^2 \gamma} \right) \right] \right\} \quad (17)$$

其中  $B_{\text{all}}$  表示从  $N$  个节点中选择中继节点所有可能构成的集合的集合,  $| \cdot |$  表示集合的势。在式(17)中需要指出的是, 选择不同的中继节点数目时, 总功率限制条件是不相同的。这主要是从每个节点的平均功率考虑。因为选择不同的中继节点数目, 一个完整的中继过程所需要的时隙是不相同的。假设选择  $M$  个中继节点, 则需要  $M+1$  个时隙, 考虑到每个节点的平均功率(也就是每个时隙的平均功率)相等, 均为  $P$ , 则此时的总功率为  $(M+1)P$ 。

上述的最优化问题, 可以通过穷举法分步解决。第 1 步先假设选择其中一个可能的中继节点集合  $B_k$ , 第 2 步在集合  $B_k$  中的中继节点和源节点之间进行功率分配。然后计算所有可能的中继节点集合的中断概率, 选择使中断概率最小的中继节点集合。其中所有可能的中继节点集合  $B_k$  共有  $2^N$  个。功率分配的解可以按照文献[5]中给出的算法求解。该功

率分配算法需要求解一个超越方程, 然后还要进行一系列加法, 乘法, 开方等运算, 所以运算复杂度较高, 设功率分配算法的复杂度为  $T$ 。穷举算法的运算复杂度包括  $2^N$  次功率分配, 以及  $2^N$  次中断概率计算和从  $2^N$  个值中选择最小值的运算复杂度。忽略中断概率的计算和从  $2^N$  个值中选择最小值的复杂度, 则穷举算法的总复杂度约为  $2^N \cdot T$ 。因而随着协作网络中继节点数目  $N$  的增加, 穷举算法的运算复杂度迅速上升。而且考虑到中继的移动性和无线信道的时变特性, 需要周期性地重复运行上述选择算法, 更新选择合适的中继节点, 从而使运算复杂度进一步上升。

为降低复杂度, 本文提出一种次优的 OPRS 算法, 即先在等功率条件下, 进行最优中继节点集合  $B_{opt}$  的选择, 然后再在  $B_{opt}$  中的中继节点和源节点间进行功率分配。算法步骤如下:

(1) 估计当前信道状况, 对  $w_i$  进行排序, 按定理 1 得到

$\gamma_{eq,M}$ ;

(2) 根据式(11)选择最优的中继集合  $B_{opt}$ ;

(3) 根据文献[5]中的功率分配算法对  $B_{opt}$  中的中继节点和源节点间进行功率分配;

(4) 然后把选择的节点及功率分配因子通知给源节点和所有中继节点。

这种次优算法的运算复杂度只需要对  $N$  个中继节点计算其 ECG 并进行排序和一次功率分配, 忽略排序的运算复杂度, 则 OPRS 算法的运算复杂度约为  $T$ 。相对于穷举算法的运算复杂度  $2^N \cdot T$ , OPRS 算法极大地降低了运算复杂度。

#### 4 数值仿真

本文采用蒙特卡罗仿真来考察算法的性能。

图 2 给出了在等功率条件下, 选择不同中继节点的中断概率的比较。所有信道的统计特性如下:  $\sigma_{s,1}^2 = 1.0$ ,  $\sigma_{s,2}^2 = 0.3$ ,  $\sigma_{s,3}^2 = 0.1$ ,  $\sigma_{1,d}^2 = 1.0$ ,  $\sigma_{2,d}^2 = 0.3$ ,  $\sigma_{3,d}^2 = 0.1$ ,  $\sigma_{s,d}^2 = 0.5$ 。信息速率  $R = 0.5$ , 每个节点的功率  $P = 1$ 。图中的“SNR”就是文中所述的  $\gamma$ 。图中“1 个中继”表示选择中继节点 1, “2 个中继”表示选择中继节点 1 和节点 2, “3 个中继”表示选择 3 个中继节点。由图中可以看出当  $\gamma > 11.8\text{dB}$  时, 选择 2 个中继, 当  $\gamma > 18.2\text{dB}$  时, 选择 3 个中继, 这与定理 1 基本相符。根据定理 1 可以分别计算  $\gamma_{eq,1} = 3.8\text{dB}$ ,  $\gamma_{eq,2} = 11.4\text{dB}$ ,  $\gamma_{eq,3} = 18.2\text{dB}$ , 从而当信噪比大于  $\gamma_{eq,2}$  和  $\gamma_{eq,3}$  时分别有中继节点 1, 节点 2 和中继节点 1, 节点 2, 节点 3 被选择。结合仿真结果, 可以看出, 在信噪比较低时略有偏差, 这主要是在式(5)中, 中断概率在低信噪比下的误差导致。由图中还可以看出, 相比于其他可能的选择中继节点集合, EPRS 算法的中断概率始终是最小的。

下面将比较 EPRS 算法和 AAF 及 SAF 的性能。图 3 给出了 5 个中继节点的仿真结果。其中各个节点的统计信道特性分别为  $\sigma_{s,1}^2 = 1.0$ ,  $\sigma_{s,2}^2 = 0.65$ ,  $\sigma_{s,3}^2 = 0.45$ ,  $\sigma_{s,4}^2 = 0.6$ ,  $\sigma_{s,5}^2 = 0.2$ ,  $\sigma_{1,d}^2 = 0.25$ ,  $\sigma_{2,d}^2 = 0.25$ ,  $\sigma_{3,d}^2 = 0.2$ ,

$\sigma_{4,d}^2 = 0.15$ ,  $\sigma_{5,d}^2 = 0.2$ ,  $\sigma_{s,d}^2 = 0.5$ 。每个节点的 ECG 也是降序排列的。信息速率以及每个节点的功率和图 2 中仿真条件一样。由图 3 可以看出, EPRS 算法的中断概率在中高信噪比下小于 SAF, 在中低信噪比下小于 AAF。在中断概率为  $10^{-3}$  处, EPRS 算法比 SAF 有 3dB 左右性能改善, 相对 AAF 有 0.8dB 左右性能增益。当信噪比较低时, EPRS 算法选择的中继节点数目比较少, 所以性能和 SAF 接近; 当信噪比足够高时, EPRS 算法的中断概率和 AAF 的中断概率一致, 按定理 1, 此时选择的节点数目和 AAF 选择的节点数目一样, 故此性能一样。同时可以看出 EPRS 算法的分集增益阶数和 AAF 的分集增益阶数一样大, 均为 6。这表明在高信噪比下 EPRS 算法的中断概率的下降速度和 AAF 一样。

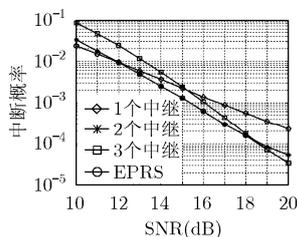


图 2 3 个中继节点下, EPRS 算法与选择不同中继的中断概率比较

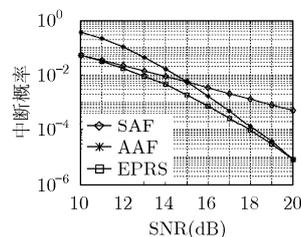


图 3 5 个中继节点下, EPRS 算法和其他算法中断概率比较

图 4 给出了本文所提的 EPRS 算法, OPRS 算法和穷举搜索算法的性能比较。假设源节点  $s$  在  $(-0.5, 0)$  上, 目的节点在  $(0.5, 0)$  上, 其他 3 个中继节点在单位圆内随机分布。假设任意两个节点之间信道服从零均值, 方差为  $r^{-\nu}$  的复高斯分布, 其中  $r$  为这两个节点之间的距离,  $\nu$  为衰落因子, 仿真中取  $\nu = 3$ 。本文仿真了 100 次 3 节点在单位圆内随机分布, 每次随机分布采用 10000 次实现。从图中可以看出, 在中断概率为  $10^{-4}$  时, OPRS 算法的性能相比于 EPRS 有 1dB 的提升, 相对于穷举搜索算法, 性能相近, 在  $10^{-4}$  仅有 0.1~0.2dB 的性能损失。

#### 5 结束语

本文主要考察了在非再生协作网络中最小化系统中断概率的中继节点选择算法。根据各个中继节点的等效信道增益 ECG 的降序排列, 给出了在等功率分配条件下最优中

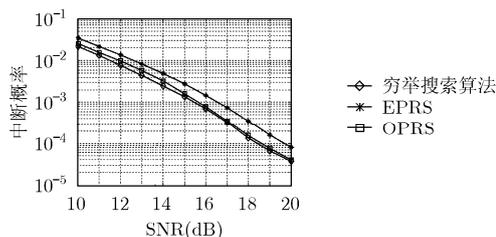


图 4 中继节点在单位圆内随机分布, 不同算法中断概率比较

节点集合的 EPRS 选择算法。EPRS 算法说明应该根据不同的信噪比范围内选择不同的节点集合, 来达到使系统的吞吐量中断概率最小的目标。同时本文说明 EPRS 算法的分集增益阶数能达到  $N + 1$ ,  $N$  为中继节点数目。本文还进一步结合功率分配, 提出了一种次优的 OPRS 中继选择算法, 使运算复杂度从  $2^N \cdot T$  降到  $T$ 。同时仿真结果表明 OPRS 算法能够取得和穷举算法相似的性能。

### 参 考 文 献

- [1] Laneman J N, Tse D N C, and Wornell G W. Cooperative diversity in wireless networks: Efficient protocols and outage behavior [J]. *IEEE Trans. on Information Theory*, 2004, 50(12): 3062–3080.
  - [2] Laneman J N, Tse D N C, and Wornell G W. Distributed space-time-coded protocols for exploiting cooperative diversity in wireless networks [J]. *IEEE Trans. on Information Theory*, 2003, 49(10): 2415–2425.
  - [3] Jing Yindi and Hassibi B. Distributed space-time coding in wireless relay networks [J]. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2006, 5(12): 3524–3526.
  - [4] Zhao Yi, Adve R, and Lim T J. Improving amplify-and-forward relay networks: Optimal power allocation versus selection [J]. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2007, 6(8): 3114–3123.
  - [5] Annavaajjala R, Cosman P C, and Milstein L B. Statistical channel knowledge-based optimum power allocation for relaying protocols in the high SNR regime [J]. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 2007, 25(2): 292–305.
  - [6] Bletsas A, Khisti A, and Reed D P, *et al.*. A simple cooperative diversity method based on network path selection [J]. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2006, 24(3): 659–672.
  - [7] Bletsas A, Shin H, and Win M Z. Cooperative communications with outage-optimal opportunistic relaying [J]. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2007, 6(9): 3450–346.
  - [8] Luo J, Blum R S, and Cimini L J, *et al.*. Power allocation in a transmit diversity system with mean channel gain information [J]. *IEEE Communications Letters*, 2005, 9(7): 616–618.
  - [9] Luo J, Blum R S, and Cimini L J, *et al.*. Decode-and-forward cooperative diversity with power allocation in wireless networks [J]. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2007, 6(3): 793–799.
  - [10] Ribeiro A, Cai Xiaodong, and Giannakis G B. Symbol error probabilities for general cooperative links [J]. *IEEE Trans. on Wireless Communications*, 2005, 4(3): 1264–1273.
- 吴素文: 男, 1983 年生, 博士生, 研究方向为协作通信中的信号处理。  
吕星哉: 男, 1983 年生, 博士生, 研究方向为分布式无线通信、无线资源管理。  
朱近康: 男, 1943 年生, 教授, 博士生导师, 主要研究方向为移动通信与个人通信、通信信号处理。  
邓 单: 男, 1981 年生, 博士生, 研究方向为 MIMO、空时编码。