

基于任一随机选择转接节点的协作分集方法及其中断概率分析

潘沛生, 郑宝玉

(南京邮电大学通信与信息学院, 江苏南京 210003)

摘要: 转接节点的选择是协作通信中的一个比较重要的问题. 在许多实际情况中并不是所有节点都参与转接, 本文研究了在所有潜在的转接节点中任选一个节点作为转接节点的协作分集方法, 推导了这种协作分集方法中断概率的上界和下界. 理论计算和仿真结果表明该协作分集的中断概率的上界基本不随潜在的转接节点的数目的增加而变化, 而下界却随潜在的转接节点的数目的增加而显著降低.

关键词: 协作分集; 中断概率; 发射分集; 衰落信道; 转接信道

中图分类号: TN929 **文献标识码:** A **文章编号:** 0372-2112 (2010) 01-0079-04

Outage Probability Analysis of a Cooperative Diversity Method Based on Random Relay Selection

PAN Pei-sheng, ZHENG Bao-yu

(College of Communication and Information Engineering, Nanjing University of Posts and Telecommunications, Nanjing, Jiangsu 210003, China)

Abstract: The relay selection plays a very important role in cooperative communication systems. In many practical scenarios not all nodes between the source and the destination which can decode information from the source take part in relay, here we propose a cooperative diversity method which randomly selects a node from a set of available relays to forward information towards the destination and then analyze the outage probability of this method. Theoretical analysis and simulation results demonstrate that the upper bound of this outage probability almost does not vary to the number of potential relay nodes, but the bottom bound of this outage probability becomes much smaller as the number of potential relay nodes increases.

Key words: cooperative diversity; outage probability; transmit diversity; fading channel; relay channel

1 引言

过去几年无线通信中的 MIMO 技术由于其在抗衰落方面的优势而受到人们的关注. 但是由于单个移动终端在尺寸、功率和硬件实现复杂性等方面的约束, 使其负载多天线比较困难, 因此导致了协作分集技术的研究^[1~6]. 协作分集技术使得移动终端能够共享彼此的天线, 构成虚拟天线阵列从而获得发射分集.

在协作通信中, 选择哪些节点参与转接是一个重要的问题. Nosratinia 等^[7]提出每个转接节点可以自主决定是否帮助转接来自发送端的信息, 结果有若干个节点参与转接, 但是多个转接节点增加了实现的复杂性. Zhao Bin 等^[8]提出了基于转接节点相对于发送端与接收端的位置来选择最佳转接节点的方法, 但是需要对所有转接

节点的位置进行估计, 这种基于网络拓扑的协作选择适合于静态网络, 不太适合动态网络. Bletsas 等^[9]提出一种基于瞬时信道测量的在发送端和接收端之间选择一个最佳转接节点的方法, 而且证明了其分集复用折中率 (diversity and multiplexing tradeoff) 与 Laneman^[6]的多个转接的分布式空时编码的分集复用折中率相同. Beres 等^[10]提出了在发送端和接收端之间选择一个最佳转接节点的方法, 但是如何确定哪个转接节点是最佳的比较困难. 文献[11]提出了一种分布式选择最佳转接节点的方法, 但需要在 MAC 层附带额外的控制包, 增加了算法的复杂性和信道资源的开销. 文献[12]则提出了将最佳转接节点选择与最优功率分配相结合的协作分集方法.

在实际情况中, 往往只能任意选择一个转接节点转发来自发送端的信息. 协作通信过程可分为两个阶段,

在第一个阶段发送节点发送信号,结果每个潜在的转接节点和接收节点都收到该信号,在第二个阶段只有任选的一个转接节点参加转发.针对这种情况,我们研究在所有潜在的转接节点中任选一个节点转接来自通信源端的信息的协作分集方法,从理论上分析其中断概率的上界和下界.

2 系统模型

不失一般性,我们考虑一个发送节点 s 发送消息给一个接收节点 d ,其中有 $m-1$ 个潜在的转接节点.在第一个阶段发送节点发送消息,结果每个潜在的转接节点 r 都接收到信号

$$Y_r[n] = a_{s,r} X_s[n] + Z_r[n] \quad (1)$$

其中 $X_s[n]$ 是发送节点发出的信号, $a_{s,r}$ 表示发送节点 s 与潜在的转接节点 r 间的频率非选择性衰落信道增益, $Z_r[n]$ 表示噪声和其它干扰.在第一个阶段接收节点 d 也收到了发送节点 s 发送的信号

$$Y_d[n] = a_{s,d} X_s[n] + Z_d[n] \quad (2)$$

其中 $Y_d[n]$ 是接收节点直接收到的来自发送节点的信号, $a_{s,d}$ 表示发送节点 s 与接收节点 d 间的频率非选择性衰落信道增益, $Z_d[n]$ 表示噪声和其它干扰.在第二个阶段,对于我们随机选择的任意一个转接节点 $r \in D(s)$,其中 $D(s)$ 表示能够正确解码的全部转接节点的集合.我们有

$$Y_d[n] = a_{r,d} X_r[n] + Z_d[n] \quad (3)$$

其中 $X_r[n]$ 是转接节点 r 发出的信号, $a_{r,d}$ 表示转接节点 r 与接收节点 d 间的频率非选择性衰落信道增益, $Z_d[n]$ 表示噪声和其它干扰.这里所谓节点 r 能正确解码指节点 s 与节点 r 间的互信息 $I > R$, R 指系统要求的信息速率.在上面的模型中,我们将信道 $a_{i,j}$ 建模为独立的均值为零方差为 $\frac{1}{\lambda_{i,j}}$ 的循环对称复高斯随机变量, $Z_j[n]$ 建模为相互独立的均值为零方差为 N_0 的循环对称复高斯随机变量.

3 中断概率分析

从 $D(s)$ 中任意选择一个转接节点所构成的协作分集方法的中断概率的上界可以认为是从 $D(s)$ 中选择至接收节点的信道最差的节点作为转接节点所构成的协作分集方法的中断概率,这里所谓最差的信道指 $|a_{r,d}|$ 最小;而从 $D(s)$ 中任意选择一个转接节点所构成的协作分集方法的中断概率的下界可以认为是从 $D(s)$ 中选择至接收节点的信道最好的节点作为转接节点所构成的协作分集方法的中断概率,实际上就是基于最佳转接节点的协作分集方法的中断概率,这里所谓最好的信道指 $|a_{r,d}|$ 最大.下面我们分别求中断概率

的这两个界.

3.1 中断概率的上界

中断概率的上界是指中断事件 $I_{worst} < R$ 发生的概率,其中 I_{worst} 指当从 $D(s)$ 中选择至接收节点的信道最差的节点作为转接节点时,发送节点与接收节点之间的互信息, R 指系统要求的信息速率.因为 $D(s)$ 是一个随机集合,利用全概公式有

$$\Pr[I_{worst} < R] = \sum_{D(s)} \Pr[D(s)] \Pr[I_{worst} < R | D(s)] \quad (4)$$

(1) 计算 $\Pr[I_{worst} < R | D(s)]$

定义随机变量 L 为

$$L = \min_{r \in D(s)} \{ |a_{r,d}|^2 \}; i = 1, \dots, |D(s)| \quad (5)$$

则随机变量 L 的分布函数为

$$F_L(l) = (-1)^0 \sum_{i_1} F_{i_1}(l) + (-1)^1 \sum_{i_1, i_2 \text{ 且互不相等}} F_{i_1}(l) F_{i_2}(l) + \dots + (-1)^{|D(s)|-1} \sum_{\substack{i_1, i_2, \dots, i_{|D(s)|} \\ \text{且互不相等}}} F_{i_1}(l) F_{i_2}(l) \dots F_{i_{|D(s)|}}(l) \quad (6)$$

其中 $F_{i_k}(l)$ 是随机变量 $|a_{r_i, d}|^2$ 的分布函数,显然 $|a_{r_i, d}|^2$ 是以 $\lambda_{r_i, d}$ 为参数的指数分布, $r_i \in D(s)$, $k = 1 \dots |D(s)|$.

定义随机变量 M 为

$$M = |a_{s,d}|^2 \quad (7)$$

显然 $|a_{s,d}|^2$ 是以 $\lambda_{s,d}$ 为参数的指数分布,记 $f_M(m)$ 为其概率密度函数.当从 $D(s)$ 中选择至接收节点的信道最差的节点作为转接节点时,发送节点与接收节点之间的互信息为

$$I_{worst} = \frac{1}{2} \log(1 + \text{SNR}(L + M)) \quad (8)$$

其中 $\text{SNR} = \frac{P}{N_0}$ 是指未经过衰落的信噪比.令 $g = (2^{2R} - 1) / \text{SNR}$, 有

$$\Pr[I_{worst} < R | D(s)] = \Pr[(L + M) < g]$$

$$\begin{aligned} &= \int_0^g F_L(g-m) f_M(m) dm \\ &= \int_0^g [(-1)^0 \sum_{i_1} F_{i_1}(g-m) \\ &\quad + (-1)^1 \sum_{i_1, i_2 \text{ 且互不相等}} F_{i_1}(g-m) F_{i_2}(g-m) + \dots \\ &\quad + (-1)^{|D(s)|-1} \sum_{\substack{i_1, i_2, \dots, i_{|D(s)|} \\ \text{且互不相等}}} F_{i_1}(g-m) \\ &\quad \cdot F_{i_2}(g-m) \dots F_{i_{|D(s)|}}(g-m)] \times \lambda_{s,d} e^{-\lambda_{s,d} m} dm \end{aligned} \quad (9)$$

在大信噪比条件下,即当 $\text{SNR} \rightarrow \infty$ 时, $g \rightarrow 0$, 因而有 $-\lambda_{r,d}(g-m) \rightarrow 0$ 和 $-\lambda_{s,d} m \rightarrow 0$. 注意到,当 $x \rightarrow 0$ 时, $e^x \rightarrow 1+x$, 所以在大信噪比条件下,式(9)可写为

$$\begin{aligned}
& \Pr[I_{\text{worst}} < R | D(s)] \\
&= \int_0^g [(-1)^0 \sum_{i_1} \lambda_{r_{i_1}, d} (g-m) \lambda_{s, d} (1-\lambda_{s, d} m)] dm \\
&+ \int_0^g [(-1)^1 \sum_{\substack{i_1, i_2 \text{ 且互不相同} \\ i_1, i_2}} \lambda_{r_{i_1}, d} \lambda_{r_{i_2}, d} (g-m)^2 \\
&\cdot \lambda_{s, d} (1-\lambda_{s, d} m)] dm + \dots + \int_0^g [(-1)^{|D(s)|-1} \\
&\cdot \sum_{\substack{i_1, i_2, \dots, i_{|D(s)|} \text{ 且互不相等} \\ i_1, i_2, \dots, i_{|D(s)|}}} \lambda_{r_{i_1}, d} \lambda_{r_{i_2}, d} \dots \lambda_{r_{i_{|D(s)|}, d}} (g-m)^{|D(s)|} \\
&\cdot \lambda_{s, d} (1-\lambda_{s, d} m)] dm \quad (10)
\end{aligned}$$

由于 $1 - \lambda_{s, d} m \approx 1$, 当 $\lambda_{r_i, d} = \lambda$ 时, $i = 1, 2, \dots,$

$$\begin{aligned}
& |D(s)|, \text{ 利用二项式展开公式以及等式 } \sum_{j=0}^n \frac{(-1)^j}{j+1} C_n^j \\
&= \frac{1}{n+1}, \text{ 解积分, 式(10)可化简为}
\end{aligned}$$

$$\Pr[I_{\text{worst}} < R | D(s)] = \lambda_{s, d} \sum_{i=1}^{|D(s)|} (-1)^{i-1} C_{|D(s)|}^i \frac{g^{i+1}}{i+1} \lambda^i \quad (11)$$

(2) 计算可解码集 $D(s)$ 的概率 $\Pr[D(s)]$

如果一个潜在的转接节点 r 满足以下条件, 则 $r \in D(s)$

$$\frac{1}{2} \log(1 + \text{SNR} |a_{s, r}|^2) > R \quad (12)$$

因此有

$$\begin{aligned}
\Pr[r \in D(s)] &= \Pr[|a_{s, r}|^2 > (2^{2R} - 1)/\text{SNR}] \\
&= \exp[-\lambda_{s, r} (2^{2R} - 1)/\text{SNR}] \quad (13)
\end{aligned}$$

假定信道都是相互独立的, 因而有

$$\begin{aligned}
\Pr[D(s)] &= \prod_{r \in D(s)} \exp[-\lambda_{s, r} (2^{2R} - 1)/\text{SNR}] \\
&\cdot \prod_{r \notin D(s)} (1 - \exp[-\lambda_{s, r} (2^{2R} - 1)/\text{SNR}]) \\
&\approx \left[\frac{2^{2R} - 1}{\text{SNR}} \right]^{m - |D(s)| - 1} \times \prod_{r \notin D(s)} \lambda_{s, r} \quad (14)
\end{aligned}$$

由式(4)、(11)和(14)可得

$$\begin{aligned}
& \Pr[I_{\text{worst}} < R] \\
&= \lambda_{s, d} \sum_{D(s)} g^{m - |D(s)| - 1} \sum_{i=1}^{|D(s)|} (-1)^{i-1} \\
&\cdot C_{|D(s)|}^i \frac{g^{i+1}}{i+1} \lambda^i \prod_{r \notin D(s)} \lambda_{s, r} \\
&= \lambda_{s, d} \sum_{D(s)} \sum_{i=1}^{|D(s)|} (-1)^{i-1} C_{|D(s)|}^i \frac{1}{i+1} \\
&\cdot \left[\frac{2^{2R} - 1}{\text{SNR}} \right]^{m - |D(s)| - 1} \lambda^i \prod_{r \notin D(s)} \lambda_{s, r} \quad (15)
\end{aligned}$$

3.2 中断概率的下界

中断概率的下界是指中断事件 $I_{\text{best}} < R$ 发生的概率, 其中 I_{best} 指当从 $D(s)$ 中选择至接收节点的信道最好的节点作为转接节点时, 发送节点与接收节点之间的互信息, R 指系统要求的信息速率. 因为 $D(s)$ 是一个随机集合, 利用全概公式有

$$\Pr[I_{\text{best}} < R] = \sum_{D(s)} \Pr[D(s)] \Pr[I_{\text{best}} < R | D(s)] \quad (16)$$

使用与求中断概率上界相类似的推导方法, 可以得到

$$\begin{aligned}
& \Pr[I_{\text{best}} < R] \\
&= g^m \lambda_{s, d} \sum_{D(s)} \frac{1}{|D(s)| + 1} \prod_{i=1}^{|D(s)|} \lambda_{r_{i_1}, d} \prod_{r \notin D(s)} \lambda_{s, r} \\
&= \left[\frac{2^{2R} - 1}{\text{SNR}} \right]^m \lambda_{s, d} \sum_{D(s)} \frac{1}{|D(s)| + 1} \prod_{i=1}^{|D(s)|} \lambda_{r_{i_1}, d} \prod_{r \notin D(s)} \lambda_{s, r} \quad (17)
\end{aligned}$$

4 讨论

图 1 表示了 $\lambda_{i, j} = 1$ 和 $R = 1 \text{ b/s/Hz}$ 条件下由式(15)和式(17)近似计算的中断概率的上界和下界以及通过数值积分计算的中断概率的上界和下界. 从图 1 可以看出, 式(15)和式(17)近似计算的中断概率的上界和下界在高信噪比条件下与数值积分获得的中断概率的上界和下界结果非常接近. 另外随着潜在转接节点个数的增加, 中断概率的下界越来越小, 而中断概率的上界却越来越大. 这是因为从潜在的转接节点集中任意选择一个转接节点所构成的协作分集方法的中断概率的下界, 可以被认为是从潜在的转接节点集中, 选择至接收节点的信道最好的节点作为转接节点, 所构成的协作分集方法的中断概率, 实际上就是选择最佳转发节点方法的中断概率. 这里所谓最好的信道指 $|a_{r, d}|$ 最大. 当潜在的转接节点个数多时, 从中选出的最好的 $|a_{r, d}|$ 比当潜在的转接节点个数少时从中选出的最好的 $|a_{r, d}|$ 更好. 所以随着潜在转接节点个数的增加, 中断概率的下界越来越小.

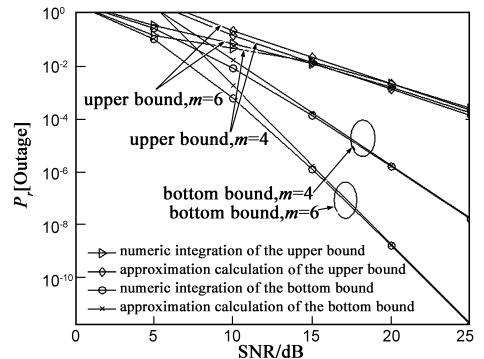


图1 $m=4$ 和 $m=6$ 时中断概率的上界和下界

如图 2 所示中断概率的下界随潜在的转接节点的数目的增加而显著降低, 比如在 $\text{SNR} = 15 \text{ dB}$ 处, $m = 6$ 比 $m = 4$ 中断概率的下界降低了约 100 倍. 而随着潜在转接节点个数的增加, 虽然中断概率的上界越来越大, 却增幅极少, 中断概率的上界基本上不随潜在的转接节点的数目的增加而变化. 这是因为从潜在的转接节

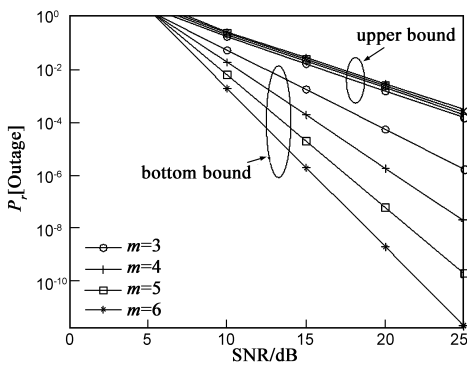


图2 由公式(15)和(17)近似计算的中断概率的上界和下界

点集中任意选择一个转接节点所构成的协作分集方法的中断概率的上界,可以被认为是从潜在的转接节点集中,选择至接收节点的信道最差的节点作为转接节点所构成的协作分集方法的中断概率,这里所谓最差的信道指 $|a_{r,d}|$ 最小. 当潜在的转接节点个数多时,从中选出的最差的 $|a_{r,d}|$ 并不比当潜在的转接节点个数少时从中选出的最差的 $|a_{r,d}|$ 更大. 所以中断概率的上界基本上不随潜在的转接节点的数目的增加而变化.

5 结论

本文提出了在所有可解码的节点中任选一个节点转接来自通信源端的信息至目的端的协作分集方法,从理论上分析了这种协作分集方法的中断概率的上界和下界,比较了通过数值积分获得的和通过式(15)、(17)近似计算获得的中断概率的上界和下界,在高信噪比条件下两种方法的结果非常接近. 指出该中断概率的上界基本不随潜在的转接节点的数目的增加而变化,但该中断概率的下界却随潜在的转接节点的数目的增加而显著降低,在 $SNR = 15\text{dB}$ 处, $m = 6$ 比 $m = 4$ 中断概率的下界降低了约 100 倍,这表明增加潜在的转接节点的数目有益于提高基于任一随机选择转接节点的协作分集方法的性能. 下一步工作将研究 MAC 层的协作问题,包括协作节点的选择和协作多址的方法.

参考文献:

- [1] J N Laneman, D N C Tse, G W Wornell. Cooperative diversity in wireless networks: Efficient protocols and outage behavior [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2004, 50(12): 3062 – 3080.
- [2] A Sendonaris, E Erkip, B Aazhang. User cooperation diversity Part I, II [J]. IEEE Transactions on Communications, 2003, 51(11): 1927 – 1948.
- [3] T Hunter, S Sanayei, A Nosratinia. Outage analysis of coded cooperation [J]. IEEE Transaction on Information Theory, 2006, 52(2): 375 – 391.
- [4] S Barbarossa, G Scutari. Distributed space-time coding for multi-hop networks [A]. Proceedings of IEEE International Confer-

ence on Communications [C]. Paris: IEEE, 2004. 916 – 920.

- [5] M Uysal, O Canpolat. On the distributed space-time signal design for a large number of relay terminals [A]. Proceeding of IEEE Wireless Communications and Networking Conference [C]. New Orleans: IEEE, 2005. 990 – 994.
- [6] J N Laneman, G W Wornell. Distributed space-time coded protocols for exploiting cooperative diversity in wireless networks [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2003, 49(10): 2415 – 2425.
- [7] A Nosratinia, T E Hunter. Grouping and partner selection in cooperative wireless networks [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2007, 25(2): 369 – 378.
- [8] B Zhao, M C Valenti. Practical relay networks: a generalization of hybrid ARQ [J]. IEEE Journal on Selected Areas in Communications, 2005, 23(1): 7 – 18.
- [9] A Bletsas, A Khisti, D Reed, A Lippman. A simple cooperative diversity method based on network path selection [J]. IEEE Journal on Selected Areas of Communication, 2006, 24(3): 659 – 672.
- [10] E Beres, R S Adve. On selection cooperation in distributed networks [A]. Proceedings of the 2006 Conference on Information Science and System [C]. Princeton: Princeton University, 2006. 1056 – 1061.
- [11] 邹玉龙, 郑宝玉. 基于分布式中继选择的自适应协作传输方案 [J]. 电子学报, 2008, 36(10): 1944 – 1948.
Zou Yu-long, Zheng Bao-yu. Adaptive cooperative transmission scheme based on distributed relay selection [J]. Acta Electronica Sinica, 2008, 36(10): 1944 – 1948. (in Chinese)
- [12] 李国兵, 朱世华, 等. 最佳中继协作通信系统的功率分配算法 [J]. 电子学报, 2009, 37(1): 13 – 20.
Li Guo-bing, Zhu Shi-hua, Hui Hui. Power allocation in opportunistic cooperative relaying systems [J]. Acta Electronica Sinica, 2009, 37(1): 13 – 20. (in Chinese)

作者简介:



潘沛生 男, 1966 年出生于内蒙古呼和浩特市. 现为南京邮电大学副教授、硕士生导师, 南京邮电大学在读博士生. 目前主要研究方向为无线通信系统中的协作通信技术、有限反馈技术、以及认知无线电技术.

E-mail: panps@njupt.edu.cn

郑宝玉 男, 1945 年出生于福建闽侯. 现为南京邮电大学教授、博士生导师, 上海交通大学兼职教授、博士生导师. 中国通信学会通信理论与信号处理专业委员会主任委员、中国电子学会信号处理分会副主任委员、教育部电子信息科学与工程类教学指导委员会副主任、国家自然科学基金信息学科评议组委员. 享受国务院政府特殊津贴, 获国家有突出贡献中青年专家等多项荣誉称号. 目前主要研究方向为智能信号与信息处理、无线网络与通信信号处理、量子信息处理. E-mail: zby@njupt.edu.cn