

放大转发异步协作通信系统中的差分空时频传输方案

高贞贞, 朱世华, 徐静

(西安交通大学电子与信息工程学院, 710049, 西安)

摘要: 针对频率选择性信道下的异步协作分集系统中信道估计复杂度高及中继传输异步问题, 提出了一种采用放大转发协议的异步差分空时频编码传输方案(ADSTF). 该方案首先在源节点对数据符号进行满分集旋转、Cayley 变换及正交频分复用(OFDM)调制, 然后在中继节点将接收符号放大转发, 构造了一种分布式差分空时频编码. 在目的节点未知信道状态信息、中继节点非完全同步的情况下, ADSTF 方案能够同时获得空间分集和多径分集. 与采用差分正交空时分组码的 OFDM 传输方案相比, ADSTF 方案能够获得更高的分集. 仿真结果表明, 与采用 BPSK 调制的 DOSTBC-OFDM 方案相比, ADSTF 方案仅以 $0.25 \text{ b}/(\text{s} \cdot \text{Hz})$ 的速率损失为代价, 就能在误比特率为 10^{-3} 时获得 3 dB 的信噪比增益.

关键词: 差分空时频编码; Cayley 变换; 多径分集

中图分类号: TN929.5 **文献标志码:** A **文章编号:** 0253-987X(2009)06-0062-05

Differential Space-Time-Frequency Transmission for Amplify-and-Forward Asynchronous Cooperative Communications

GAO Zhenzhen, ZHU Shihua, XU Jing

(School of Electronics and Information Engineering, Xi'an Jiaotong University, Xi'an 710049, China)

Abstract: Focusing on asynchronous cooperative communication systems over frequency-selective fading channels, a distributed differential space-time-frequency (ADSTF) coding scheme is proposed by using the amplify-and-forward protocol. By applying full diversity rotation, Cayley transformation and OFDM modulation at the source node and then amplifying and forwarding the received signal at the relays, a ADSTF code is constructed. The proposed scheme can achieve both spatial and multi-path diversities without either perfect synchronization at the relays or any instantaneous channel state information at the destination node. Compared with the differential OSTBC OFDM transmission, the ADSTF transmission scheme can obtain higher transmit diversity. Simulation results show that the ADSTF scheme outperforms the differential OSTBC-OFDM scheme with BPSK modulation by 3 dB at bit-error-rate of 10^{-3} with only a rate loss of $0.25 \text{ b}/(\text{s} \cdot \text{Hz})$.

Keywords: differential space-time-frequency coding; Cayley transformation; multi-path diversity

近年来,协作分集作为一种新的分集技术,得到了快速发展^[1-2]. 目前已有的协作传输方案大多假设接收端已知完整信道状态信息^[3-4], 然而信道估计通常很复杂,协作传输又包括广播和中继 2 个阶段,使得协作分集系统所面临的信道估计比传统 MIMO

系统的更加复杂^[5]. 文献[5]研究了接收端未知信道状态信息的协作传输方案设计,但它是同步传输为前提条件. 实际上协作分集是通过不同终端上的天线来提供的,而每个终端都有自己的本地振荡器,所以需要很大的系统开销以消除中继间的同步问

题^[6]. 文献[6-7]虽然考虑了协作通信的异步特性,但是要求目的节点必须知道完整的信道状态信息,并且需要中继节点进行复杂的译码操作.

本文为频率选择性信道下的异步协作通信系统设计了一种放大转发分布式差分空时频编码(ADSTF)方案. ADSTF 方案通过在源节点对数据符号分组,降低了编解码的复杂度,同时通过满分集旋转、Cayley 变换及 OFDM 调制,构造了满分集的差分空时频码. 理论分析和仿真结果表明,本文方案能够同时获得空间分集和多径分集.

1 系统模型

设协作通信系统中每个节点只有一个天线,且不能同时进行收发. 源节点 S 和目的节点 D 之间没有直接传播路径. τ_1, τ_2 是中继节点 R_1, R_2 的定时误差,且均为符号的整数倍^[6]. 每次协作通信过程包括广播阶段(阶段 1)和中继阶段(阶段 2),中继阶段采用放大转发协议,系统模型如图 1 所示.

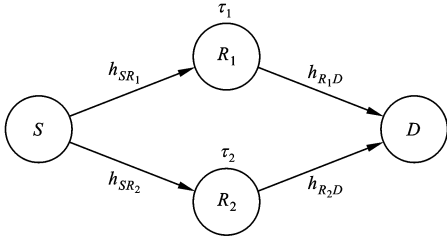


图 1 异步协作通信系统模型

在第 n 次传输中,源节点 S 到中继节点 R_1, R_2 及 R_1, R_2 到目的节点 D 的信道冲激响应分别为 $h_{SR_i}^{(n)}(\tau) = \sum_{l=1}^{L_1} h_{SR_i}^{(n)}(l) \sigma(\tau - v_l^{(n)}(l))$ 和 $h_{R_iD}^{(n)}(\tau) = \sum_{l=1}^{L_2} h_{R_iD}^{(n)}(l) \sigma(\tau - \mu_l^{(n)}(l))$, $i=1,2$, 其中 L_1, L_2 分别是 S 到中继、中继到 D 的信道多径个数, $v_l^{(n)}(l)$ 、 $v_2^{(n)}(l)$ 分别表示 S 到 R_1, R_2 的第 l 径时延, $\mu_1^{(n)}(l)$ 、 $\mu_2^{(n)}(l)$ 分别表示 R_1, R_2 到 D 的第 l 径时延. $h_{SR_i}^{(n)}(l)$ 、 $h_{R_iD}^{(n)}(l)$ 分别表示 S 到 R_i 及 R_i 到 D 的第 l 径信道衰落系数,均服从 0 均值方差、分别为 $\sigma_{1l}^2, \sigma_{2l}^2$ 的复高斯分布. 假设各节点之间的信道及信道中的各径是不相关的,且相邻 2 次传输信道保持不变,可以忽略信道上标,定义信道系数向量

$$\begin{cases} \mathbf{h}_{SR_i} = [h_{SR_i}(1), h_{SR_i}(2), \dots, h_{SR_i}(L_1)]^T \\ \mathbf{h}_{R_iD} = [h_{R_iD}(1), h_{R_iD}(2), \dots, h_{R_iD}(L_2)]^T \end{cases} \quad (1)$$

在阶段 1, S 对符号处理并发送,为了克服中继

节点的异步问题,要求 CP 长度 $L_{CP} > \max(L_1, L_2 + \max(\tau_1, \tau_2))$. 在阶段 2, 中继节点只对接收数据进行简单操作后放大转发. 因为 CP 足够长,因此仍然能保持各个子载波之间的正交性. 把时间上的不确定性时延转化成频域的相移,频域信道可写成 $\mathbf{H}_{SR_i} = \mathbf{F}_{1i} \mathbf{h}_{SR_i}$, $\mathbf{H}_{R_iD} = \mathbf{F}_{2i} \mathbf{h}_{R_iD}$, $i=1,2$, 其中 $\mathbf{F}_{1i} = [\mathbf{f}_{\nu_1^{(1)}N_c/T}, \mathbf{f}_{\nu_1^{(2)}N_c/T}, \dots, \mathbf{f}_{\nu_1^{(L_1)}N_c/T}]$, $\mathbf{F}_{2i} = [\mathbf{f}_{\mu_i^{(1)}N_c/T}, \dots, \mathbf{f}_{\mu_i^{(L_2)}N_c/T}]$ 是傅里叶变换矩阵, $\mathbf{f} = [1, e^{-j2\pi/N_c}, \dots, e^{-j2\pi(N_c-1)/N_c}]^T$, N_c 是子载波个数, T 为一个 OFDM 符号持续时间.

在第 n 次协作传输的阶段 1, 源节点将处理后的 2 个 OFDM 符号先后发送出去,发射功率为 P_1 , 则 2 个中继节点接收到的信号频域表达式为

$$\begin{cases} \mathbf{y}_{11}^{(n)} = P_1^{1/2} \mathbf{x}_1^{(n)} \cdot \mathbf{H}_{SR_1} + \mathbf{w}_{11}^{(n)} \\ \mathbf{y}_{21}^{(n)} = P_1^{1/2} \mathbf{x}_1^{(n)} \cdot \mathbf{H}_{SR_2} + \mathbf{w}_{21}^{(n)} \\ \mathbf{y}_{12}^{(n)} = P_1^{1/2} \mathbf{x}_2^{(n)} \cdot \mathbf{H}_{SR_1} + \mathbf{w}_{12}^{(n)} \\ \mathbf{y}_{22}^{(n)} = P_1^{1/2} \mathbf{x}_2^{(n)} \cdot \mathbf{H}_{SR_2} + \mathbf{w}_{22}^{(n)} \end{cases} \quad (2)$$

式中: $\mathbf{x}_1^{(n)}, \mathbf{x}_2^{(n)}$ 分别是 2 个 OFDM 符号的频域表示; $\mathbf{w}_{ij}^{(n)}$, $i=1,2, j=1,2$ 是 0 均值、方差 $\sigma_1^2=1$ 的复高斯白噪声.

在阶段 2, R_1, R_2 按照表 1 对接收信号进行处理,并将处理后的 OFDM 符号向目的节点转发,发送功率为 P_2 . 为了表述简洁,在目的节点将接收信号用 $\eta^{1/2} = \left(1 + \frac{P_2}{1+P_1} \sum_{i=1}^2 \sum_{l=1}^{L_2} |h_{R_iD}(l)|^2\right)^{1/2}$ 归一化(这样不会影响接收信噪比)^[4], 接收频域信号为

$$\begin{cases} \mathbf{y}_1^{(n)} = \gamma^{1/2} (\mathbf{x}_1^{(n)} \cdot \mathbf{H}_1 - \mathbf{x}_2^{*(n)} \cdot \mathbf{H}_2) + \bar{\mathbf{w}}_1^{(n)} \\ \mathbf{y}_2^{(n)} = \gamma^{1/2} (\mathbf{x}_2^{(n)} \cdot \mathbf{H}_1 + \mathbf{x}_1^{*(n)} \cdot \mathbf{H}_2) + \bar{\mathbf{w}}_2^{(n)} \end{cases} \quad (3)$$

式中: $\gamma = \frac{P_1 P_2}{1 + P_1 + P_2 \sum_{i=1}^2 \sum_{l=1}^{L_2} |h_{R_iD}(l)|^2}$; $\mathbf{H}_1 = \mathbf{H}_{R_1D}$ 、 $\mathbf{H}_{SR_1}; \mathbf{H}_2 = \mathbf{H}_{R_2D} \cdot \mathbf{H}_{SR_2}^*$; 等效噪声 $\bar{\mathbf{w}}_1^{(n)}, \bar{\mathbf{w}}_2^{(n)}$ 是 0 均值、方差 $\sigma_2^2=1$ 的复高斯白噪声.

表 1 中继节点的处理

中继节点	第 1 个符号间隔 发送的中继信号	第 2 个符号间隔 发送的中继信号
R_1	$\left(\frac{P_2}{P_1+1}\right)^{1/2} \mathbf{y}_{11}^{(n)}$	$\left(\frac{P_2}{P_1+1}\right)^{1/2} \mathbf{y}_{12}^{(n)}$
R_2	$-\left(\frac{P_2}{P_1+1}\right)^{1/2} \mathbf{y}_{22}^{*(n)}$	$\left(\frac{P_2}{P_1+1}\right)^{1/2} \mathbf{y}_{21}^{*(n)}$

2 分布式差分空时频码的构造

假设在第 n 次传输中,源节点有 $3N_c$ 个待发送信息符号 $s^{(n)}$,它们都取自幅度调制(PAM)的星座, $S = \{\pm 1, \pm 3, \dots, \pm(2^K - 1)\}$, K 是每个符号的比特数. 为了降低编解码的复杂度,将 $3N_c$ 长的信息符号分成 $\Theta = \frac{N_c}{\Gamma}$ 组,其中 Γ 是复杂度-分集因子,为整数. 第 g 组符号表示为 $s_g^{(n)} = [s^{(n)}(3(g-1)\Gamma + 1), s^{(n)}(3(g-1)\Gamma + 2), \dots, s^{(n)}(3g\Gamma)]$, $g = 1, 2, \dots, \Theta$. 由于这 N_g 组信息符号是相互独立的,因此,下文中只考虑第 g 组符号的编码构造.

将第 g 组符号分成 3 组并进行满分集旋转

$$\mathbf{z}_{g,i}^{(n)} = \mathbf{u}_{g,i}^{(n)} \mathbf{M} \quad i = 1, 2, 3 \quad (4)$$

式中: $\mathbf{u}_{g,i}^{(n)} = [s^{(n)}(3(g-1)\Gamma + (i-1)\Gamma + 1), \dots, s^{(n)}(3(g-1)\Gamma + (i-1)\Gamma + \Gamma)]$, $i = 1, 2, 3$; $\mathbf{M}$ 是 $\Gamma \times \Gamma$ 的满分集旋转矩阵^[8]. 令 $\mathbf{c}_{g,1}^{(n)} = \mathbf{z}_{g,1}^{(n)}$, $\mathbf{c}_{g,2}^{(n)} = \mathbf{z}_{g,2}^{(n)} + j\mathbf{z}_{g,3}^{(n)}$, 并构造如下等效码字

$$\mathbf{C}_g^{(n)} = \begin{bmatrix} \mathbf{C}(1) & & \\ & \ddots & \\ & & \mathbf{C}(\Gamma) \end{bmatrix}$$

其中 $\mathbf{C}(i) = \begin{bmatrix} c_{g,1}^{(n)}(i) & c_{g,2}^{(n)}(i) \\ c_{g,2}^{*(n)}(i) & -c_{g,1}^{(n)}(i) \end{bmatrix}$, $i = 1, 2, \dots, \Gamma$. 显然, $\mathbf{C}_g^{(n)}$ 是个 Hermitian 矩阵,因此通过 Cayley 变换可由 $\mathbf{C}_g^{(n)}$ 得到酉矩阵 $\mathbf{V}_g^{(n)} = (\mathbf{I} + j\mathbf{C}_g^{(n)})^{-1}(\mathbf{I} - j\mathbf{C}_g^{(n)})$ ^[9]. 设 $\tilde{s}_g^{(n)}$ 是任意不同于 $s_g^{(n)}$ 的信息符号,二者经过式(4)的满分集旋转,不难证明旋转后的符号构成的码字 $\mathbf{C}_g^{(n)}$ 和 $\tilde{\mathbf{C}}_g^{(n)}$ 满足 $|\det(\mathbf{C}_g^{(n)} - \tilde{\mathbf{C}}_g^{(n)})| \neq 0$, 即 $\mathbf{C}_g^{(n)}$ 是满分集的. 根据文献[9]中引理 3 可知, $\mathbf{V}_g^{(n)}$ 也是满分集的.

相应地,将差分传输的第 g 个待发送符号块表示为 $\mathbf{X}_g^{(n)}$,则目的节点接收到的第 g 组符号表示为 $\mathbf{Y}_g^{(n)} = \mathbf{X}_g^{(n)} \bar{\mathbf{H}}_g + \bar{\mathbf{W}}_g^{(n)}$,其中 $\mathbf{Y}_g^{(n)} = [y_1^{(n)}(k_1), y_2^{(n)}(k_1), \dots, y_1^{(n)}(k_\Gamma), y_2^{(n)}(k_\Gamma)]^T$, $\bar{\mathbf{H}}_g = \gamma^{\frac{1}{2}} [\mathbf{H}_1(k_1), \mathbf{H}_2(k_1), \dots, \mathbf{H}_1(k_\Gamma), \mathbf{H}_2(k_\Gamma)]^T$, $\bar{\mathbf{W}}_g^{(n)} = [\bar{w}_1^{(n)}(k_1), \bar{w}_2^{(n)}(k_1), \dots, \bar{w}_1^{(n)}(k_\Gamma), \bar{w}_2^{(n)}(k_\Gamma)]^T$. 待发送符号块 $\mathbf{X}_g^{(n)}$ 由下式迭代产生

$$\mathbf{X}_g^{(n)} = \begin{cases} \mathbf{V}_g^{(n)} \mathbf{X}_g^{(n-1)} & n \geq 1 \\ \mathbf{I}_{2\Gamma \times 2\Gamma} & n = 0 \end{cases}$$

当 $n \geq 1$ 时

$$\mathbf{X}_g^{(n)} = \begin{bmatrix} \mathbf{X}^{(n)}(k_1) & & \\ & \ddots & \\ & & \mathbf{X}^{(n)}(k_\Gamma) \end{bmatrix}$$

$$\text{且} \quad \mathbf{X}^{(n)}(k_i) = \begin{bmatrix} x_1^{(n)}(k_i) & -x_2^{*(n)}(k_i) \\ x_2^{(n)}(k_i) & x_1^{*(n)}(k_i) \end{bmatrix}$$

其中 $x_1^{(n)}(k_i), x_2^{(n)}(k_i)$ 分别表示式(3)中发送符号向量 $\mathbf{x}_1^{(n)}, \mathbf{x}_2^{(n)}$ 的第 k_i 个符号,其他 $N_g - 1$ 组待发送符号可按相同过程构造.

由前述构造过程可见,在整个传输过程中,发射 $3N_c$ 个信息符号共用了 4 个 OFDM 符号周期,因此本文方案的速率为 $3/4 \text{ b}/(\text{s} \cdot \text{Hz})$,而现有文献的传输速率一般为 $1/2 \text{ b}/(\text{s} \cdot \text{Hz})$. 对于所提的差分空时频码的译码,可以直接采用文献[9]中给出的线性 ML 译码.

当中继个数 $M > 2$ 时,可采用分簇的方法^[10] 直接将本文方案应用到多中继系统,即把所有中继分成两簇,第 1 簇作为 R_1 ,第 2 簇作为 R_2 ,每簇进行相同操作,因而简单易行.

3 成对错误概率及分集增益的分析

下面分析前节构造码字的成对错误概率及分集增益.

因为 $\mathbf{Y}_g^{(n)} = \mathbf{V}_g^{(n)} \mathbf{X}_g^{(n-1)} \bar{\mathbf{H}}_g + \bar{\mathbf{W}}_g^{(n)} = \mathbf{V}_g^{(n)} \mathbf{Y}_g^{(n-1)} - \mathbf{V}_g^{(n)} \bar{\mathbf{W}}_g^{(n-1)} + \bar{\mathbf{W}}_g^{(n)}$, $\mathbf{V}_g^{(n)}$ 是酉矩阵,所以噪声项 $-\mathbf{V}_g^{(n)} \bar{\mathbf{W}}_g^{(n-1)} + \bar{\mathbf{W}}_g^{(n)}$ 与 $\bar{\mathbf{W}}_g^{(n)}$ 具有相同方差,这样等效噪声 $-\mathbf{V}_g^{(n)} \bar{\mathbf{W}}_g^{(n-1)} + \bar{\mathbf{W}}_g^{(n)}$ 的方差就加倍了. 以 $\mathbf{Y}_g^{(n-1)}$ 为条件的成对错误概率(PEP)的 Chernoff 界为

$$p(\mathbf{V}_g^{(n)}, \tilde{\mathbf{V}}_g^{(n)} | \mathbf{Y}_g^{(n-1)}) \leq \exp\left(-\frac{d^2(\mathbf{V}_g^{(n)}, \tilde{\mathbf{V}}_g^{(n)})}{8}\right) \quad (5)$$

式中: $d^2(\mathbf{V}_g^{(n)}, \tilde{\mathbf{V}}_g^{(n)}) = \mathbf{Y}_g^{H(n-1)} \mathbf{C} \mathbf{Y}_g^{(n-1)}$, $\mathbf{C} = (\mathbf{V}_g^{(n)} - \tilde{\mathbf{V}}_g^{(n)})^H (\mathbf{V}_g^{(n)} - \tilde{\mathbf{V}}_g^{(n)})$. 在中或高信噪比的假设下有 $\mathbf{Y}_g^{(n-1)} = \mathbf{X}_g^{(n-1)} \bar{\mathbf{H}}_g$ ^[5], 那么 $d^2(\mathbf{V}_g^{(n)}, \tilde{\mathbf{V}}_g^{(n)}) = \bar{\mathbf{H}}_g^H \cdot \mathbf{X}_g^{H(n-1)} \mathbf{C} \mathbf{X}_g^{(n-1)} \bar{\mathbf{H}}_g$, 代入式(5),根据附录 A 的推导可得当 $\lg \gamma \ll 1$, 最终的 PEP 上界为 $P_e \leq G_c \gamma^{-2L_{\min}(1 - \frac{\lg \gamma}{\lg \gamma})}$, 其中 $L_{\min} = \min(L_1, L_2)$, $G_c = \left(\frac{8}{\theta \sigma_{\min}^2}\right)^{2L_{\min}}$. 因此,本文方案获得的分集为 $2\min(L_1, L_2) \left(1 - \frac{\lg \gamma}{\lg \gamma}\right)$, 还依赖于系统总功率的大小.

当 γ 足够大(即 $\frac{\lg \gamma}{\lg \gamma} \ll 1$)时,本文方案能同时获得空间分集和多径分集,且所能获得的多径分集受限于源到中继、中继到目的节点多径个数的较小者,即 $2\min(L_1, L_2)$.

4 仿真实验与结果

仿真中假设子载波数 $N_c=64$, 中继个数 $M=2$, 延时 τ_1, τ_2 服从均匀分布且在 $[0, 3]$ 中随机选取, 多径信道具有功率延迟谱 $[1/2, 1/2]$, 两径位置为 $[0, 11]$, CP 长度取为 16, 信息符号取自 $S=\{\pm 1\}$. 设系统总功率为 P , 功率分配为: $P_1=\frac{P}{2}; P_2=\frac{P_1}{M}$.

当 $\Gamma=2$ 时, 不同多径个数对系统性能的影响如图 2 所示. 假设中继到目的节点的多径个数 $L_2=2$, 源到中继的多径个数为 L_1 . 从图 2 中可以看出, 当 $L_1=2$ 时的分集阶数比 $L_1=1$ 的大, 并且所获得的分集阶数受限于两段路径中较小的多径个数, 与本文的理论分析相吻合. 交换 L_1, L_2 的值, 会产生相同的实验结果.

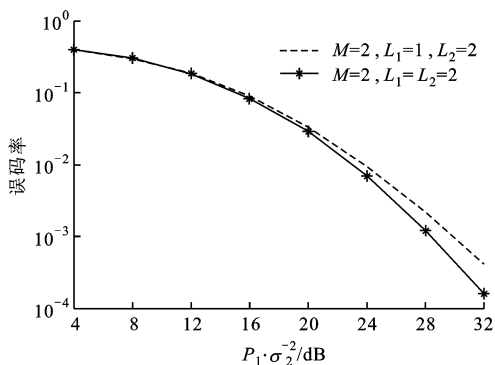


图 2 不同多径个数对系统性能的影响

假定 $L_1=L_2=2$, Γ 取不同值时对系统性能的影响如图 3 所示. 从图 3 中可以明显看出 $\Gamma=2$ 时的分集阶数比 $\Gamma=1$ 时的大, 这是因为在信噪比很高时, $\Gamma=2$ 保证了能够获得的最大分集 $2\min(L_1, L_2)=4$, 而 $\Gamma=1$ 只能获得 $2\Gamma=2$ 阶分集. 事实上, Γ 的取值是分集和复杂度的折中. 当 Γ 取值太小, 不能获得最大分集阶数, 但是具有较低的译码复杂度. 当 Γ 的值很大时, 能够保证最大分集阶数, 但 ML 译码复杂度随 Γ 增大而指数增长. 由附录分析可知, 取 $\Gamma=\min(L_1, L_2)$ 能够在保证分集阶数的前提下获得最低的译码复杂度.

将采用差分 OSTBC 的 OFDM 传输方案 (DOSTBC-OFDM) 与本文方案进行了比较, 结果见图 4. 从图 4 可以看到, 本文方案有更大的分集, 因为差分 OSTBC 的 OFDM 不能获得多径分集. 虽然本文方案比采用 QPSK 的差分 OSTBC 的比特速率低了 $0.25 \text{ b/(s} \cdot \text{Hz)}$, 但具有较好的性能, 特别是

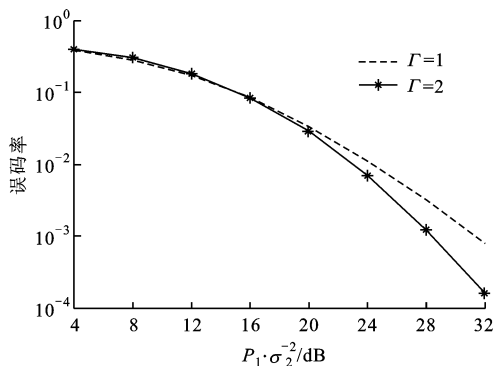


图 3 不同 Γ 取值对系统性能的影响

在误比特率小于 10^{-2} 时, 本文方案的优势是明显的. 采用 BPSK 的差分 OSTBC 在误比特率较高的时候比本文方案的性能要好, 但是当误比特率小于 10^{-3} 时, 本文方案的性能更优, 并有更高的比特速率.

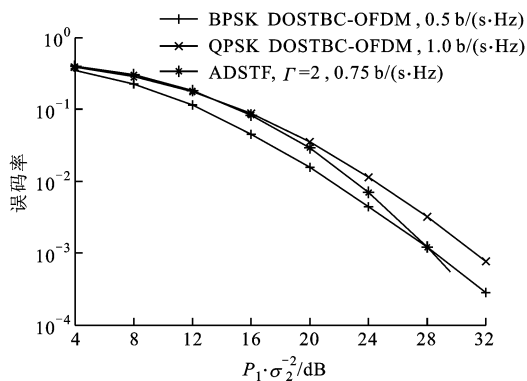


图 4 2 种方案的比较

5 结束语

本文为频率选择性信道下的异步协作通信系统提出了一种新的差分空时频传输方案 (ADSTF), 并对 ADSTF 方案的性能进行了理论分析. ADSTF 方案采用简单的中继操作, 不需要中继节点完全同步, 省去了目的节点复杂的信道估计, 能够同时获得空间分集和多径分集, 所获得的多径分集由源到中继、中继到目的节点多径个数的较小者决定. 相比于其他协作传输方案, ADSTF 方案还能获得更高的符号传输速率.

参考文献:

- [1] LANEMAN J N, TSE D N C, WORNELL G W. Co-operative diversity in wireless networks: effective protocols and outage behavior [J]. IEEE Trans Inf Theo-

- ry, 2004, 50 (12): 3062-3080.
- [2] 殷勤业, 张莹, 丁乐, 等. 协作分集: 一种新的空域分集技术[J]. 西安交通大学学报, 2005, 39(8): 551-557.
YIN Qinye, ZHANG Ying, DING Le, et al. Cooperation diversity: a new spatial diversity technique [J]. Journal of Xi'an Jiaotong University, 2005, 39(8): 551-557.
- [3] JING Y, HASSIBI B. Distributed space-time coding in wireless relay networks[J]. IEEE Trans Wireless Commun, 2006, 5 (12): 3524-3536.
- [4] MEHEIDAT H, UYSAL M, AL-DHAHIR N. Equalization techniques for distributed space-time block codes with amplify-and-forward relaying [J]. IEEE Trans Signal Process, 2007, 55 (5): 1839-1852.
- [5] WANG Genyuan, ZHANG Yinmin, AMIN M. Differential distributed space-time modulation for cooperative networks [J]. IEEE Trans Wireless Commun, 2006, 5 (11): 3097-3108.
- [6] LI Yabo, XIA Xianggen. A family of distributed space-time trellis codes with asynchronous cooperative diversity [J]. IEEE Trans Commun, 2007, 55 (4): 790-800.
- [7] LI Yabo, ZHANG Wei, XIA Xianggen. Distributive high-rate space-frequency codes achieving full cooperative and multipath diversities for asynchronous cooperative communications [C]// Proceedings of IEEE Globecom 06. Piscataway, NJ, USA: IEEE, 2006: 1-5.
- [8] OGGIER F, VITERBO E. Full diversity rotations, [EB/OL]. (2005-03-16)[2008-08-10]. <http://www1.tlc.polito.it/~viterbo/rotations/rotations.html>.
- [9] HASSIBI B, HOCHWALD B M. Cayley differential unitary space-time codes [J]. IEEE Trans Inf Theory, 2002, 48 (6): 1485-1503.
- [10] LI Zheng, XIA Xianggen. A simple Alamouti space-time transmission scheme for asynchronous cooperative systems [J]. Signal Process Letters, 2007, 14 (11): 804-807.

附录 A

将 $\sum_{i=1}^2 \sum_{l=1}^{L_2} |h_{R_i D}(l)|^2$ 用其均值 $E \sum_{i=1}^2 \sum_{l=1}^{L_2} |h_{R_i D}(l)|^2$ 替代, 并假设 $E[h_{SR_i}^H h_{SR_i}] = 1$, $E[h_{R_i D}^H \cdot h_{R_i D}] = 1$, 则 $\gamma = \frac{P_1 P_2}{1 + P_1 + 2P_2} \cdot \bar{H}_g$ 可分解为 $\bar{H}_g = \gamma^{1/2} \mathbf{G} \mathbf{h}$, 其中 $\mathbf{h} = [h_{SR_1}, \dots, h_{SR_2}^*]^T$, $\mathbf{G} = [\mathbf{G}_1^T, \mathbf{G}_2^T]^T$, $\mathbf{G}_1 = [H_{R_1 D}(k_1) \mathbf{J}_{11k_1}, 0, \dots, H_{R_1 D}(k_\Gamma) \mathbf{J}_{11k_\Gamma}, 0]$, $\mathbf{G}_2 = [0, H_{R_2 D}(k_1) \mathbf{J}_{12k_1}^*, \dots, 0, H_{R_2 D}(k_\Gamma) \mathbf{J}_{12k_\Gamma}^*]$, $\mathbf{J}_{1k}$ 、 $\mathbf{J}_{2k}$ 分别是 $\mathbf{F}_{1i}$ 、 $\mathbf{F}_{2i}$ 的第 k 行. 令 $\Delta \mathbf{A}_g \triangleq (\mathbf{V}_g^n - \tilde{\mathbf{V}}_g^n) \cdot \mathbf{X}_g^{n-1}$, 则由式(5)得成对错误概率

$$P_e = P(\mathbf{V}_g^n, \tilde{\mathbf{V}}_g^n) \leq E_{h_{RD_1}, h_{RD_2}} \left[\det^{-1} \left(\mathbf{I}_{2L_1} + \frac{\gamma}{8} \mathbf{R}_h \mathbf{G}^H \Delta \mathbf{A}_g^H \Delta \mathbf{A}_g \mathbf{G} \right) \right] \quad (\text{A1})$$

式中: $\mathbf{R}_h$ 是 $\mathbf{h}$ 的相关矩阵, 它是一个对角阵. $\mathbf{G}$ 可以分解为 $\mathbf{G} = \mathbf{P} \mathbf{A}$, 其中

$$\mathbf{P} = \begin{bmatrix} \mathbf{J}_{11k_1} & & & \\ & \mathbf{J}_{12k_1}^* & & \\ & & \ddots & \\ & & & \mathbf{J}_{11k_\Gamma} \\ & & & & \mathbf{J}_{12k_\Gamma}^* \end{bmatrix}.$$

$$\begin{bmatrix} \mathbf{I}_{L_1} \otimes \mathbf{J}_{21k_1} & \mathbf{0} \\ \mathbf{0} & \mathbf{I}_{L_1} \otimes \mathbf{J}_{22k_1} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ \mathbf{I}_{L_1} \otimes \mathbf{J}_{21k_\Gamma} & \mathbf{0} \\ \mathbf{0} & \mathbf{I}_{L_1} \otimes \mathbf{J}_{22k_\Gamma} \end{bmatrix}$$

$$\mathbf{A} = \begin{bmatrix} \mathbf{I}_{L_1} \otimes \mathbf{h}_{R_1 D} \\ \mathbf{I}_{L_1} \otimes \mathbf{h}_{R_2 D} \end{bmatrix} \quad (\text{A2})$$

如果 $L_2 < L_1$, 则在向量 $\mathbf{J}_{2lk_i}$, $l=1, 2, \dots, \Gamma$ 及 $\mathbf{h}_{R_1 D}$ 、 $\mathbf{h}_{R_2 D}$ 尾部添加 $L_1 - L_2$ 个 0, 这不会影响 $H_{R_i D}(k)$, $i=1, 2$ 的值. 通过对 $\mathbf{A}$ 做基本行变换, 同时对 $\mathbf{P}$ 做相应的列变换, 可以得到 $\mathbf{G} = \mathbf{P} \mathbf{A} = \tilde{\mathbf{P}} \tilde{\mathbf{A}}$, 其中 $\tilde{\mathbf{A}} = [\mathbf{A}_1, \mathbf{A}_2]^T$, $\mathbf{A}_2$ 是 $\mathbf{A}_1$ 的补矩阵. $2L_1 \times 2L_1$ 维矩阵 $\mathbf{A}_1$ 可以表示成 $\mathbf{A}_1 = \text{diag}(\mathbf{h}')$, 其中 $\mathbf{h}' = [\bar{\mathbf{h}}_{R_1 D}, \bar{\mathbf{h}}_{R_2 D}]$, $\bar{\mathbf{h}}_{R_i D}$ 由 $\mathbf{h}_{R_i D}$ 的前 L_1 个元素构成, 故 $\mathbf{A}_1$ 的秩为 $2\min(L_1, L_2)$. 令 $\mathbf{U} = \tilde{\mathbf{P}}^H \Delta \mathbf{A}_g^H \Delta \mathbf{A}_g \tilde{\mathbf{P}}$, 则式(A1)可以写成

$$P_e \leq E_{h_{R_1 D}, h_{R_2 D}} \left[\det^{-1} \left(\mathbf{I}_{2L_1} + \frac{\gamma}{8} \mathbf{R}_h \tilde{\mathbf{A}}^H \mathbf{U} \tilde{\mathbf{A}} \right) \right] \quad (\text{A3})$$

因为 $\mathbf{V}_g^{(n)}$ 是满集分的,而 $\mathbf{X}_g^n$ 由 $\mathbf{V}_g^{(n)}$ 迭代产生,所以可得 $\det(\Delta \mathbf{A}_g) \neq 0$. $2\Gamma \times 2L_1L_2$ 维矩阵 $\tilde{\mathbf{P}}$ 是由 $\mathbf{F}_{1i}, \mathbf{F}_{2i}$ 中的元素构成. 我们可以先取 $2\Gamma = 2L_1$, 则有 $\text{rank}(\Delta \mathbf{A}_g \tilde{\mathbf{P}}) = 2\Gamma, \mathbf{U}$ 至少有 2Γ 个正特征值. 令 $\lambda_{\min}^2$ 表示 $\mathbf{U}$ 的最小正特征值,那么式(A3)可以写成^[3]

$$P_e \leq E_h \left[\det^{-1} \left(\mathbf{I}_{2L_1} + \frac{\lambda_{\min}^2}{8} \sigma_{\min}^2 \mathbf{A}_1^H \mathbf{A}_1 \right) \right] =$$
$$E_h \prod_{i=1}^{2L_{\min}} \left(1 + \frac{\theta}{8} \left| \mathbf{h}'(l_i) \right|^2 \right)^{-1} \tag{A4}$$

其中 $\sigma_{\min}^2$ 是 $\sigma_{1l}^2, l = 1, 2, \cdots, L_1$ 中的最小值, $\theta = \lambda_{\min}^2$

$\sigma_{\min}^2, L_{\min} = \min(L_1, L_2), \mathbf{h}'(l_i)$ 表示向量 $\mathbf{h}'$ 中第 l_i 个非 0 元素. 从(A4)可以看出,取 $2\Gamma = 2\min(L_1, L_2)$ 能够在保证分集的情况下具有最小译码复杂度. $\mathbf{h}'(l_i)$ 为独立的高斯变量,继续对式(A4)进行近似可得

$$P_e \leq G_c \left(\frac{\lg \gamma}{\gamma} \right)^{2L_{\min}} = G_c \gamma^{-2L_{\min} \left(1 - \frac{\lg \gamma}{\lg 7} \right)},$$
$$G_c = \left(\frac{8}{\theta_{\min}^2} \right)^{2L_{\min}} \tag{A5}$$

(编辑 刘杨)