

利用信道编码实现时间分集

雷维嘉¹, 谢显中², 李广军¹

(1. 电子科技大学通信与信息工程学院 成都 610054; 2. 重庆邮电大学移动通信重点实验室 重庆 南岸区 400065)

【摘要】在无线信道中,衰落是影响系统性能的重要因素,而分集技术是对抗衰落的有效手段。该文提出一种利用信道编码,通过在两个码字间进行简单变换,将每个符号的信息分散到两个码字中,同时也将衰落的影响分散到两个码字中,从而获得分集增益。结果显示这种方法能使信道编码,特别是采用概率译码算法的编码(如LDPC编码),纠随机差错的能力更强,能在不增加发射功率和带宽的情况下获得时间分集增益,带来系统性能的提升。

关键词 信道编码; 码字; 分集; 衰落; 低密度奇偶校验(LDPC)编码; 变换
中图分类号 TN911.22 **文献标识码** A

Achieving Time Diversity by Using Channel Code

LEI Wei-jia¹, XIE Xian-zhong², LI Guang-jun¹

(1. School of Communication and Information Engineering, University of Electronic Science and Technology of China Chengdu 610054;

2. Key Lab. of Mobile Communication, Chongqing University of Posts and Telecommunications Nan'an Chongqing 400065)

Abstract The diversity technology is an effective method to resist fading, which is one of the most important factors that influence the system performance in the wireless channel. This paper proposes a time diversity method, in which a simple transform is taken between the symbols of two channel code words to enable the information of each symbol and the influence of fade to be dispersed into two code words. The advantage of the channel code, particularly the codes which adopt the probability decoding algorithm, can be fully utilized. This method can help improve the system performance without increasing the transmitting power and bandwidth.

Key words channel code; code word; diversity; fading; low-density parity-check(LDPC) code; transform

衰落是影响无线通信性能的重要因素。在衰落信道中,某一时刻的衰落因子是随机变化的。当信道处于深度衰落时传输衰耗大大增加,造成信道性能的严重下降。分集是对抗衰落最有效的手段之一,常见的分集方法有空间分集、频率分集、时间分集等^[1]。分集的核心思想是通过相互独立的多个信道(或时刻)传送信号的多个副本,而这些信道同时处于深度衰落的概率很小,这样就能有效地减轻深度衰落带来的影响,提高系统性能。时间分集是将传输的信号在不同的时刻重复(或经过一定的处理后)传送,如果这些时刻相隔足够长,那么这些时刻信道的衰落就是相对独立的,能带来系统性能的提升。

在线性分组码类型的信道编码中,待传输的原始信息被分成一系列固定长度的分组,每个分组按照一定的编码算法进行计算,得到比原组长、附

加有冗余信息的分组——编码码字,码字内部的符号之间具有很强的相关性。如果码字中的某些符号在传输过程中出现了错误,只要没有超过编码的纠错能力,就能利用符号间的相关性将这些错误纠正过来。在快衰落信道中,一个码字中受到深度衰落影响的符号较为分散,信道编码能纠正传输中出现错误的概率较高。而在慢衰落信道中,可能一个码字中连续的一串符号、甚至整个码字都受到了深度衰落的影响,其带来的错误很难被信道编码纠正。

如果能将多个码字中的每个符号的信息经过联合处理后分散到多个码字中,而这些码字的间隔足够大(实际上只要大于衰落变化的间隔即可),深度衰落的影响就分散到多个码字中,利用信道编码的纠错能力,就能实现时间分集,减轻深度衰落带来的影响。基于这样的思想,本文提出一种利用信道编

收稿日期: 2006-11-30; 修回日期: 2007-01-18

基金项目: 重庆市自然科学基金(CSTC2006BB2363); 教育部留学回国人员科研启动基金([2005]383); 重庆市留学回国人员科技活动择优项目

作者简介: 雷维嘉(1969-),男,博士生,副教授,主要从事无线通信传输技术方面的研究。

码, 通过在两个码字间进行简单变换的方法来获得分集增益。该方法不需要采用多个天线, 也不需要增加发送功率和带宽, 采用的信道编码从原理上讲可以是线性分组码, 也可以是卷积码, 但从处理的复杂度来看, 采用线性分组码更为优越。低密度奇偶校验(low-density parity-check, LDPC)编码是一种性能优异的线性分组码^[2-3], 由于采用概率译码算法, 特别适合于本文提出的分集方法。

1 基本原理和方法

图1是系统的原理方框图, 它分别针对了采用BPSK调制和QPSK调制下的分集方法。

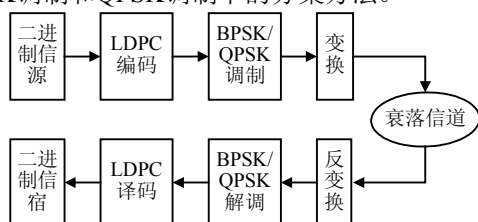


图1 系统方框图

1.1 BPSK调制

设码字长度为 L , 采用二进制LDPC编码。经过BPSK调制后第一个码字的符号为 $\{X_0, X_1, \dots, X_{L-1}\}$, 第二个码字的符号为 $\{Y_0, Y_1, \dots, Y_{L-1}\}$, $X_m, Y_n \in \{-A, +A\}$; $m, n = 0, 1, \dots, L-1$ 。其中, $-A$ 对应调制前的“0”, $+A$ 对应调制前的“1”, 符号先验等概。在发送前先进进行变换, 有两种方式: (1) 直接相加减(方式1); (2) 移相相加减(方式2)。

1.1.1 直接相加相减

将两个码字的对应符号直接进行加法和减法运算, 得到:

$$\begin{aligned} Z_{pn} &= X_n + Y_n \\ n &= 0, 1, \dots, L-1, Z_{pn} \in \{-2A, 0, +2A\} \end{aligned} \quad (1)$$

$$\begin{aligned} Z_{sn} &= X_n - Y_n \\ n &= 0, 1, \dots, L-1, Z_{sn} \in \{-2A, 0, +2A\} \end{aligned} \quad (2)$$

将 Z_{pn} 和 Z_{sn} 分别作为发送的符号在原 X_n 和 Y_n 的位置上进行发送。变换前后的符号对应关系如表1所示。

表1 BPSK中直接加减方式变换前后符号值对应关系

X	Y	Z_p	Z_s
$-A$	$-A$	$-2A$	0
$-A$	$+A$	0	$-2A$
$+A$	$-A$	0	$+2A$
$+A$	$+A$	$+2A$	0

由表1可以算出发送符号的三个取值的先验概率分别为 $P\{Z=0\}=0.5$, $P\{Z=-2A\}=P\{Z=+2A\}=0.25$, 这里用 Z 来表示 Z_p 和 Z_s 。

变换前发送的平均功率为 $P_X = P_Y = A^2$, 变换后的平均功率为 $P_Z = 2A^2$ 。为使变换前后的功率相等, 将发送符号改为 $Z_{pn}/\sqrt{2}$ 和 $Z_{sn}/\sqrt{2}$, 这样实际发送功率为 A^2 , 与变换前相同。

1.1.2 移相相加相减

这种变换方式同样是在两个码字的对应符号间做相加和相减运算, 其结果分别作为原符号对应位置上的发送符号。但与前述方法不同的是, 在做加减运算之前, 先将第二个码字的符号作 90° 移相, 即:

$$\begin{aligned} Z_{pn} &= X_n + jY_n \\ n &= 0, 1, \dots, L-1, \\ Z_{pn} &\in \{-(1+j)A, -(1-j)A, (1-j)A, (1+j)A\} \end{aligned} \quad (3)$$

$$\begin{aligned} Z_{sn} &= X_n - jY_n \\ n &= 0, 1, \dots, L-1, \end{aligned}$$

$$Z_{sn} \in \{-(1+j)A, -(1-j)A, (1-j)A, (1+j)A\} \quad (4)$$

类似于表1, 可以得到变换前后符号的对应关系。容易得到发送符号的四种取值等概, 均为0.25。同样, 为了使变换前后的平均发送功率相等, 将发送符号改为 $Z_{pn}/\sqrt{2}$ 和 $Z_{sn}/\sqrt{2}$ 。

1.1.3 接收端的处理

在接收端, 采用软判决的方式从接收符号 R_{pn} 和 R_{sn} 中恢复出 \hat{X}_n 和 \hat{Y}_n , 并求出其后验概率。其中, $R_{pn} = \alpha_{pk}Z_{pn} + n_{pn}$; $R_{sn} = \alpha_{sk}Z_{sn} + n_{sn}$; α_{pk} 和 α_{sk} 是瑞利衰落系数; n_{pn} 和 n_{sn} 是加性高斯白噪声。计算 \hat{X}_n 和 \hat{Y}_n 的后验概率的步骤如下:

(1) 利用已知的信道特性(可通过信道估计等手段得到, 本文假设信道特性已知)和发送符号的先验概率计算出当接收符号为 R_{pn} 、 R_{sn} 时, 原发送符号 Z_{pn} 、 Z_{sn} 分别为 $-2A$ 、 0 、 $+2A$ (方式1)或 $-(1+j)A$ 、 $-(1-j)A$ 、 $(1-j)A$ 、 $(1+j)A$ (方式2)的后验概率。

(2) 利用变换前后符号的对应关系, 计算出变换前的符号 X_n 和 Y_n 分别为 $-A$ 和 $+A$ 的后验概率。对于方式1, 计算公式为:

$$\begin{aligned} P\{X_n = -A\} &= P\{Z_{pn} = -2A\}P\{Z_{sn} = 0\} + \\ &P\{Z_{pn} = 0\}P\{Z_{sn} = -2A\} \end{aligned} \quad (5)$$

$$\begin{aligned} P\{X_n = +A\} &= P\{Z_{pn} = 0\}P\{Z_{sn} = +2A\} + \\ &P\{Z_{pn} = +2A\}P\{Z_{sn} = 0\} \end{aligned} \quad (6)$$

$$\begin{aligned} P\{Y_n = -A\} &= P\{Z_{pn} = -2A\}P\{Z_{sn} = 0\} + \\ &P\{Z_{pn} = 0\}P\{Z_{sn} = +2A\} \end{aligned} \quad (7)$$

$$P\{Y_n = +A\} = P\{Z_{pn} = 0\}P\{Z_{sn} = -2A\} +$$

$$P\{Z_{pn} = +2A\}P\{Z_{sn} = 0\} \quad (8)$$

对于方式2, 也有类似的计算公式。

由于概率之和为1, 在计算出 X_n 和 Y_n 分别为 $-A$ 和 $+A$ 的概率后需要进行归一化处理。在求出两个码字各符号的后验概率之后就可以利用LDPC编码的和积译码算法^[2-3]进行概率译码。

1.2 QPSK调制

设码字长度为 L , 采用二进制LDPC编码。经过QPSK调制后第一个码字的符号为 $(X_0, X_1, \dots, X_{L/2-1})$, 第二个码字的符号为 $(Y_0, Y_1, \dots, Y_{L/2-1})$, $X_m, Y_n \in \{-(1+j)A, -(1-j)A, (1+j)A, (1-j)A\}$, $m, n=0, 1, \dots, L/2-1$, 分别对应调制前的00、01、11和10。符号先验等概。在发送前先进行变换, 将两个码字的对应符号进行加法和减法运算:

$$Z_{pn} = X_n + Y_n \quad n=0, 1, \dots, L/2-1 \quad (9)$$

$$Z_{sn} = X_n - Y_n \quad n=0, 1, \dots, L/2-1 \quad (10)$$

式中 $Z_{pn}, Z_{sn} \in \{-2(1+j)A, -2(1-j)A, 2(1-j)A, 2(1+j)A, +2A, -2A, +2jA, -2jA, 0\}$ 。与采用BPSK调制时类似, 可以列出调制后符号 X_n, Y_n 与发送符号 Z_{pn}, Z_{sn} 之间的关系表, 计算出发送符号九种取值的先验概率。同样, 为了使变换前后的平均发送功率相等, 将发送符号改为 $Z_{pn}/\sqrt{2}$ 和 $Z_{sn}/\sqrt{2}$ 。

在接收端, 与BPSK类似, 先计算出在接收符号为 R_{pn}, R_{sn} 时, 原发送符号 Z_{pn}, Z_{sn} 分别为九种取值的后验概率; 然后利用 X_n, Y_n 与 Z_{pn}, Z_{sn} 之间的关系表求出 X_n, Y_n 分别为 $-(1+j)A, -(1-j)A, (1+j)A, (1-j)A$ 的后验概率; 再将调制前二进制比特符号的概率求出(即进行QPSK解调); 最后进行LDPC编码的译码。

当采用更高阶的调制方式时, 仍然可以采用将两个码字对应符号相加减的办法进行变换, 获得分集增益。但由于变换后的符号取值数接近变换前的符号取值数的平方, 在接收端采用穷举变换前后的符号取值关系的方法来计算 X_n, Y_n 的后验概率的计算量太大, 因此需要采用其他的快速算法, 如格型译码算法^[3]。

2 仿真结果

针对BPSK调制时的两种分集方式以及QPSK调制, 本文采用码长504、码率0.5的LDPC编码(规则码)^[2]进行了仿真。仿真假设信道为瑞利衰落信道, 衰落系数变化的间隔采用BPSK调制时为1个符号(快衰落)、504个符号(即一个码字长度, 慢衰落); 采用QPSK调制时为1个符号(快衰落)、252个符号(即一个码字长度, 慢衰落)。在接收端已知信道特性,

采用和积译码算法。

图2、图3分别是采用BPSK调制时, 瑞利快衰落信道和慢衰落信道下分集的性能。图中, 标记为 Δ 的曲线是未分集的系统误码率; 标记为“ \square ”的曲线是采用直接相加减方式时的系统误码率; 标记为“ \circ ”的曲线是采用移相相加减时的系统误码率。从图中可以看出:(1) 慢衰落信道下分集对系统性能的改善较快衰落信道下大, 采用直接相加相减方式时尤为明显。如在 $BER=10^{-5}$ 时, 在快衰落信道下, 采用直接相加减方式对系统性能的改善约为0.17 dB, 在慢衰落信道下约为10 dB。采用移相相加减方式时, 在快衰落信道下约为1.4 dB, 慢衰落信道下约为21 dB。其原因在于由于衰落的变化是随机的, 快衰落时深度衰落的影响分散在码字中不连续的符号上, LDPC编码纠正由其带来的错误的概率较高; 而慢衰落时深度衰落影响的是连续的一串符号(在本文的仿真条件下影响的是一个码字), LDPC编码纠正由其带来的错误的的能力较差。在采取分集措施后, 由于深度衰落的影响被分散到两个码字的符号中, 并且LDPC编码采用概率译码算法, 相比快衰落信道, 慢衰落信道下LDPC编码纠正差错的概率的提升更大, 因而对系统性能的改善也较大。(2) 采用移相相加减方式的性能要明显优于采用直接相加减方式。如在 $BER=10^{-5}$ 时, 在快衰落信道下, 采用移相相加减方式的性能较直接相加减方式好1.3 dB; 在慢衰落信道下则为11 dB。尽管在平均发送功率上两种分集方式是相同的, 但由于移相相加减方式在进行加减运算前将其中一个信号进行了 90° 移相, 这实际上等于多使用了一个信道, 增加了信道带宽。因而系统不仅能从两个符号间的分集中获益, 而且还从更宽的信道带宽中获得了性能的提升。(3) 分集对系统性能的绝对改善随着信道信噪比的增加而增加, 但逐渐趋缓。

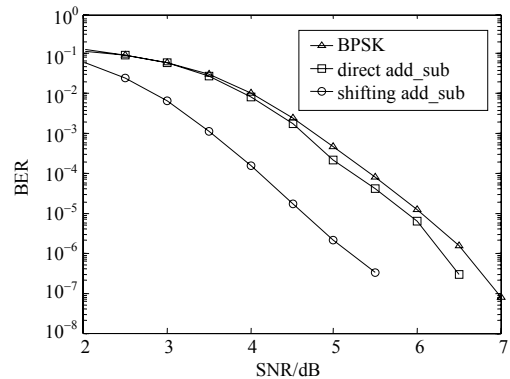


图2 瑞利快衰落信道下BPSK调制时的分集性能

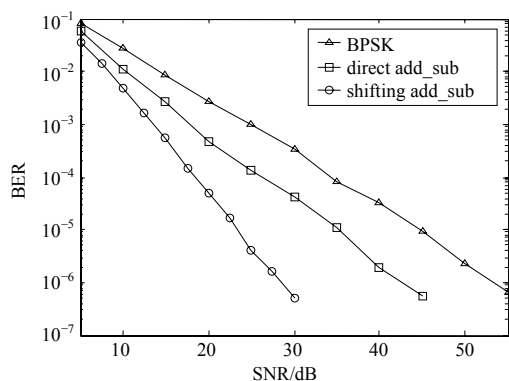


图3 瑞利慢衰落信道下BPSK调制时的分集性能

图4、图5分别为采用QPSK调制时,在瑞利快衰落信道和慢衰落信道下分集的性能。图中的曲线分别是未分集的性能曲线和直接相加减分集方式的性能曲线。从图中可以得到与采用BPSK调制时类似的结论,但在QPSK调制中分集对系统性能的改善要稍好于BPSK调制中的直接相加减方式。

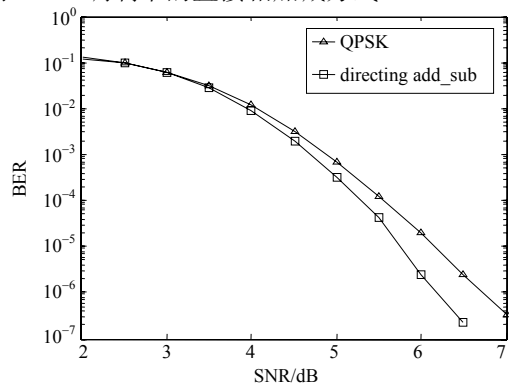


图4 瑞利快衰落信道下QPSK调制时的分集性能

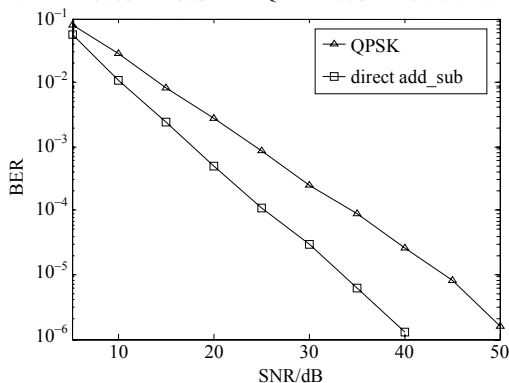


图5 瑞利慢衰落信道下QPSK调制时的分集性能

3 结论

从仿真的结果可以看到,通过简单的变换处理后,特别是在慢衰落信道下,系统的性能得到明显的提升,而系统的发送功率和占用的信道带宽并未增加,复杂度的增加也不大。本文分集技术的基本思想在于将码字的每个符号的信息分散到多个码字中,也就是将衰落信道中深度衰落的影响分散到了多个码字中。采用概率译码算法的编码(如LDPC编码),其纠随机错误能力强的特点就能更好地发挥出来,进而带来系统性能的提升。本文提出的算法适合于采用低阶调制的情况,对于高阶调制,在发送端可以采用类似的算法,但在接收端需要采用其他的快速算法,如格型译码算法。另外,在使用高阶调制时,还可以使用多进制的LDPC编码^[2-3,5],以及性能更优的LDPC编码和译码算法^[6-10]。

参考文献

- [1] PROAKIS J G. Digital communications[M]. 4th ed. New York: McGraw-Hill Higher Education, 2001: 821-839.
- [2] GALLAGER R G. Low-density parity-check codes[M]. Cambridge, Mass: MIT Press, 1963.
- [3] DAVEY M C. Error-correction using low-density parity-check codes[D/OL]. [2002-01-18]. http://www.inference.phy.cam.ac.uk/mcdavey/papers/davey_phd.html.
- [4] VITERBO E, BOUTROS J. A universal lattice code decoder for fading channel[J]. IEEE Transaction on Information Theory, 1999, 45(5): 1639-1642.
- [5] DAVEY M C, MACKAY D J C. Low density parity check codes over GF(q)[J]. IEEE Communications Letters, 1998, 2(6): 165-167.
- [6] HONARY B, MOINIAN A, AMMAR B. Construction of well-structured quasi-cyclic low-density parity check codes[J]. IEE Communications Proceedings, 2005, 152(6): 1081-1085.
- [7] MYUNG S, YANG K, KIM J. Quasi-cyclic LDPC codes for fast encoding[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2005, 51(8): 2894-2901.
- [8] 雷维嘉, 李祥明, 李广军. 带宽有效传输的GF(q)上LDPC编码设计[J]. 电子与信息学报, 2007, 29(4): 884-887.
- [9] 袁燕, 王宗欣. 一种新的LDPC译码算法[J]. 信号处理, 2007, 23(4): 536-538.
- [10] 林雪红, 吴伟陵. LDPC码的改进译码算法[J]. 电路与系统学报, 2007, 12(3): 128-130.

编辑 张俊