

网格编码 CPM 系统中基于联合网格的多调制指数样式设计研究

刘 贤 刘爱军 潘小飞 郭道省 王永刚 潘克刚
(解放军理工大学通信工程学院, 江苏 南京 210007)

摘 要: 当前网格编码多调制指数连续相位调制方案呈现出较好的功率和带宽性能, 其代价是接收机复杂度较高。在该方案中, 如果将多个调制指数设计成特定的样式进行循环, 而不是普通的周期使用, 如此导致编码的有效长度增加从而能够得到更好的性能。本文在网格码与连续相位编码构建联合网格状态的基础上, 对连续相位调制的多个调制指数样式进行了设计。通过进一步分析可以发现: 联合编码器的有效长度和最小错误事件的欧氏距离得到大幅度提高。仿真结果表明: 码率为 1/2 和 2/3 的四进制与八进制两指数 CPM 方案, 要比单指数 CPM 方案分别能够获得 1.4dB 和 1.7dB 的性能增益。

关键词: 网格编码; 多调制指数连续相位调制; 联合编码器; 联合网格

中图分类号: TN911.7 **文献标识码:** A **文章编号:** 1003-0530(2013)05-0557-13

Pattern Design of Multiple Indices in Trellis-Coded CPM System Based on Super Trellis

LIU Xian LIU Ai-jun PAN Xiao-fei GUO Dao-xing WANG Yong-gang PAN Ke-gang
(Institute of Communications Engineering, PLA University of Science and Technology, JiangSu Nanjing, 210007, China)

Abstract: Schemes of trellis coded multi-h continuous phase modulation (CPM) have been shown in the literature to have attractive power-bandwidth performance at the expense of increased receiver complexity. In these schemes, the format of multiple indices is made to be associated with the specific pattern and repeated rather than cyclically changed in time for successive symbol intervals, resulting in a longer effective length of the error event with better performance. In this paper, the pattern of multiple indices has been designed based on super trellis which is constructed by trellis encoder and continuous phase encoder. The effective length of the merged encoder and the Euclidean distance of the minimal error event have been increased greatly based on further analysis. Simulation results show that a scheme combining rate 1/2 and 2/3 trellis codes with 4- and 8-level dual-h CPM is shown to achieve 1.4 dB and 1.7 dB performance gain respectively than the scheme with single-h.

Key words: Trellis code; multi-h continuous phase modulation; merged encoder; super trellis

1 引言

1999年 MIL-STD-188-181B 方案^[1]的提出,使得多调制指数(Multi-h)的连续相位调制(CPM; Continu-

ous Phase Modulation)方案成为军事 UHF(Ultra-High Frequency)卫星终端的标准。随后在 2004 年,一个两调制指数的 CPM 方案,由于其相比较于脉冲编码调制/频率调制(PCM/FM, Pulse Code Modulation/Fre-

quency Modulation)更加优越的频谱特性和误比特性能,被选定作为 Tier-II IRIG 106 航空遥测标准^[2]。以上方案中,如果对多个调制指数进行适当的选择,那么在解调译码过程中相邻路径的汇合就会向后延迟,因而相比较于单调制指数(Single-h)的 CPM 方案,可以产生更大的欧氏距离和更好的性能。文献[3]-[5]研究了多指数的 CPM 方案在 AWGN 信道和平衰落信道下的误比特性能。然而目前大多数 CPM 方案的研究,其多个指数一般都是周期循环的,较少有文献对多个指数的样式进行深入的研究。Dave 和 Smieeee 在文献[6]中描述了一种根据前一符号、当前符号和当前相位状态实时改变调制指数的非对称 CPM 方案,其相对于普通的 Multi-h 方案,可以使最小欧氏距离得到进一步提高。文献[7]-[9]研究了在多指数 CPM 方案中采用 Viterbi 译码器,可以获得额外的编码增益。如果将 CPM 与信道编码相结合构成级联码,并对多个调制指数进行有针对性的选择,那么会提供更加优越的性能^{[10]-[13]}。文献[14]分析了一类非线性 CPM 技术。与其他 CPM 技术相比,在给定状态数的情况下,可以获得更好的性能,但是该方案中约束长度的增加并不能保证对应最小欧氏距离的增加,且需要数目较多的调制指数。

本文基于 CPM 分解为连续相位编码(CPE: Continuous Phase Encoder)和无记忆调制器(MM: Memoryless Modulator)的思想,将 CPE 与网格编码相结合,将 CPE 的相位状态与网格码的状态相结合,构建了具有联合网格状态的编码器。基于该联合编码器,分析了最小错误事件和码字的最小欧氏距离,进而对网格编码和多个调制指数的样式进行了设计。然后通过联合编码器的状态转移图对网格编码多指数 CPM 方案在 AWGN 信道下的性能进行了分析,并通过仿真进行了验证。

论文的第二部分分析了由网格码和 CPE 构建的联合编码器,该编码器的联合网格结构在第三部分进行了描述,第四部分给出了网格编码结合 CPM 多指数样式的设计过程,第五部分给出了性能分析,并进行了仿真验证与性能比较,最后在第六部分进行了总结。

2 系统模型

2.1 网格编码多指数 CPM 系统描述

图 1 给出了网格编码多指数 CPM 系统的结构框图,在时刻 n ,信息源比特 b_n 作为输入送给网格编码器,编码器输出为 M 进制的符号序列 U_n ,码字符号 U_n 作为输入送给连续相位编码器 CPE,其输出序列为 $\chi_n^{(y)}$,该序列作为输入送给无记忆调制器,输出即为 CPM 信号。网格码和 CPE 两个子编码器构建联合编码器,错误事件的分析正是基于该联合编码器。

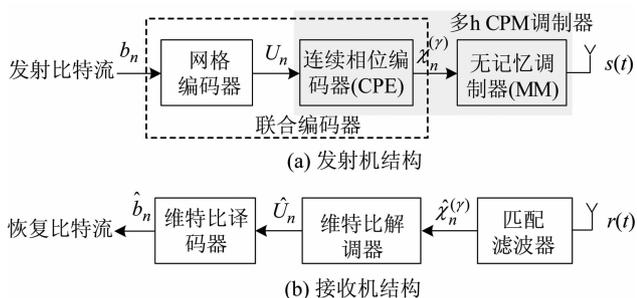


图 1 网格编码多指数 CPM 系统发射机/接收机结构框图
Fig. 1 Transmitter/Receiver structure of trellis coded multi-h CPM system

在 AWGN 信道下,接收信号定义为

$$r(t) = s(t) + n(t) \quad (1)$$

其中 $n(t)$ 为功率谱为 N_0 (W/Hz) 的高斯随机变量,接收信号输入至匹配滤波器,滤波器输出为 $\hat{\chi}_n^{(y)}$,其作为输入送给 Viterbi 解调器,解调输出的序列 \hat{U}_n 作为输入送给 Viterbi 译码器,译码输出即为恢复的比特序列 \hat{b}_n 。

2.2 多指数 CPM 的分解模型

Rimoldi 在文献[15]中给出了单指数 CPM 的倾斜相位表达式,通过将载波频率 f_0 搬移至 $f_1 = f_0 - \pi h(M-1)/2T$,其中 h 为调制指数,修改后的相位表达式具有时不变特性。单指数 CPM 可以分解为连续相位编码器(CPE)和无记忆调制器的级联,Saleem 和 Stüber 在文献[16]中分析了多指数 CPM 的倾斜相位周期网格的表达式,那么多指数 CPM 就可以分解为周期递归 CPE 和无记忆调制器的级联。

首先,具有 H 个调制指数的 CPM 信号定义为

$$s(t, \mathbf{U}) = \sqrt{\frac{E}{T}} \exp \{ j(\phi(t, \mathbf{U}) + \phi_0) \}, t \geq 0 \quad (2)$$

其中 E 为符号能量, T 为符号延时, ϕ_0 为载波初始相位, 具有时变特性的相位 $\phi(t, \mathbf{U})$ 定义如下

$$\phi(t, \mathbf{U}) = 2\pi \sum_{n=0}^{\infty} h_{(n)_H} (2U_n - (M-1)) q(t - nT), t \geq 0 \quad (3)$$

其中 $(\cdot)_H$ 表示取模 H 运算, 也就对应着调制指数从集合 $\{h_0, h_1, \dots, h_{H-1}\}$ 中进行周期的选取。为了保证在多个调制指数下使得状态数有限, 那么可以将多个调制指数的分母都设定为 P , 也就是 $h_i = K_i/P$ (其中 $i \in \mathbb{N}_H$)。分母 P 的选择通常依据一个原则 $\gcd(K_0, K_1, \dots, K_{H-1}, P) = 1$, 其中 $\gcd(\cdot)$ 定义为取最大公约数运算。

将公式(3)进行分解, 可以写为

$$\begin{aligned} \phi(t, \mathbf{U}) = & \pi \sum_{i=0}^{n-L} h_{(i)_H} (2U_i - (M-1)) + 2\pi \sum_{i=0}^{L-1} \\ & [h_{(n-i)_H} (2U_{n-i} - (M-1)) q(t - (n-i)T)] \end{aligned} \quad (4)$$

定义 $\tau = t - nT$, 那么时刻区间 $t \in [nT, (n+1)T]$ 也就对应 $\tau \in [0, T]$, 公式(4)变为

$$\begin{aligned} \phi(\tau + nT, \mathbf{U}) = & 2\pi \sum_{i=0}^{n-L} h_{(i)_H} U_i + 4\pi \sum_{i=0}^{L-1} h_{(n-i)_H} \\ & U_{n-i} q(\tau + iT) - 2\pi(M-1) \sum_{i=0}^{L-1} h_{(n-i)_H} \\ & U_{n-i} q(\tau + iT) - \pi(M-1) \sum_{i=0}^{n-L} h_{(i)_H} \end{aligned} \quad (5)$$

其次, 多调制指数 CPM 的倾斜相位表达式定义为

$$\begin{aligned} \varphi(t, \mathbf{U}) = & \phi(t, \mathbf{U}) + \pi(M-1) \sum_{i=0}^{n-1} h_{(i)_H} \\ & + \frac{\pi(M-1)h_{(n)_H}(t - nT)}{T} \end{aligned} \quad (6)$$

将公式(5)的 $\phi(\tau + nT, \mathbf{U})$ 与 $\tau = t - nT$ 同时代入公式(6), 得到

$$\begin{aligned} \varphi(\tau + nT, \mathbf{U}) = & 2\pi \sum_{i=0}^{n-L} h_{(i)_H} U_i + 4\pi \sum_{i=0}^{L-1} h_{(n-i)_H} \\ & U_{n-i} q(\tau + iT) - 2\pi(M-1) \sum_{i=0}^{L-1} h_{(n-i)_H} \\ & q(\tau + iT) + \pi(M-1) \sum_{i=1}^{L-1} h_{(n-i)_H} \\ & + \frac{\pi(M-1)h_{(n)_H}\tau}{T} \end{aligned} \quad (7)$$

可以发现, 公式 $\varphi(\tau + nT, \mathbf{U})$ 中所有的项都是关于变量 n 为周期的(周期为 H), 并且只依赖于时间变量 τ 。

在时刻 $t \in [nT, (n+1)T]$ 上, 公式(7)还可以写为

$$\begin{aligned} \varphi(t, \mathbf{U}) = & 2\pi \sum_{i=0}^{n-L} h_{(i)_H} U_i + R(t - nT) \\ & + 4\pi \sum_{i=0}^{L-1} h_{(n-i)_H} U_{n-i} q(t - (n-i)T) \end{aligned} \quad (8)$$

其中 $R(t)$ 是与数据 \mathbf{U} 相独立的项, 定义为

$$\begin{aligned} R(t) = & \pi(M-1) \sum_{i=1}^{L-1} h_{(n-i)_H} + \frac{\pi(M-1)h_{(n)_H}t}{T} \\ & - 2\pi(M-1) \sum_{i=0}^{L-1} h_{(n-i)_H} q(\tau + iT) \end{aligned} \quad (9)$$

根据公式(6)定义的相位之间的关系, 以及公式(8)和公式(2)分别定义的 CPE 和无记忆调制器, 可以将多指数 CPM 调制器分解为具有周期特性的 CPE 和无记忆调制器的级联, 如图 2 所示。其中 $Q_i(t, n) = 4\pi/P \cdot q(t - (n-i)T)$, 符号“TT”表示公式(6)的转换关系, 双圆圈加符号表示模 P 加法运算。

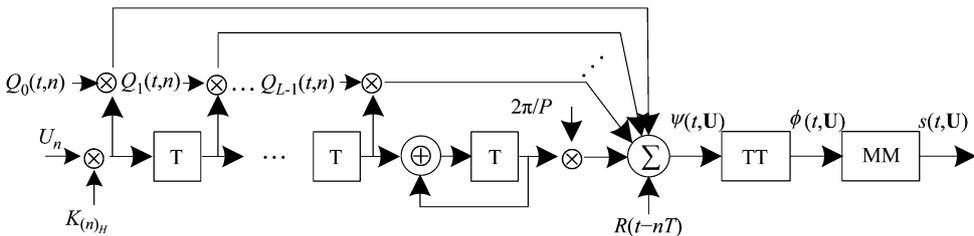


图 2 多指数 CPM 分解示意图

Fig. 2 Decomposition of multi-h CPM

在单指数 CPM 方式中,其状态向量定义为当前时刻之前的 $L-1$ 个输入符号的累加,多指数 CPM 方式与单指数不同,必须同时考虑有限状态机的周期特性,其状态向量定义为

$$\beta_n^{(\gamma)} = \{\gamma_{n-L}, \mathbf{U}_{n-L+1}^{n-1}, (n)_H\} \quad (10)$$

其中 $\mathbf{U}_{n-L+1}^{n-1} = \{U_{n-L+1}, U_{n-L+2}, \dots, U_{n-1}\}$, $\gamma_n = \theta_n P/2\pi$ ($\gamma_n \in \mathbb{N}_P$), θ_n 定义为累加相位状态, $(n)_H$ 即表示有限状态机的周期特性,其周期为调制指数的数目 H 。

3 联合编码器的网络结构

根据前面的分析,由于状态机中存在周期特性,多指数 CPM 分解之后的连续相位编码器,其网络结构比较复杂,尤其是在调制指数较多的情况下就更加难以分析。为简单起见,首先研究单指数 CPM 结合网格编码的系统结构,在此基础上分析联合编码器的错误事件和最小欧氏距离,之后将分析结果扩展到多指数 CPM 方式。

3.1 联合网格结构

网格编码连续相位调制 (TCCPM: Trellis Coded CPM) 系统框图如图 3 所示,其编码器为码率 $1/2$ 的两状态传统网格码。单指数 CPM 信号参数定义如下:进制数 $M=4$,调制指数 $h=1/4$,矩形 (REC: rectangle) 脉冲成形记忆长度 $L=1$ 。具有 1REC 脉冲成形的全响应 CPM 方式同时也定义为 CPFSK (Continuous Phase Frequency Shift Keying) 调制。

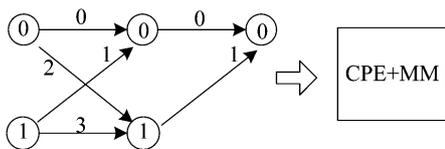


图 3 TCCPM 系统框图

Fig. 3 Block diagram of trellis coded CPM system

联合网格定义为 $S_1 S_2$, 其中 S_1 代表了网格编码器的状态, S_2 代表了 CPE 的网格状态。如图 3 所示,网格编码器的状态 S_1 定义为 0 和 1, CPE 的网格状态 S_2 定义为 $0, \pi/2, \pi$ 和 $3\pi/2$ 。由网格码和 CPE 构建的联合网格结构如图 4 所示,可以发现,该联合网格的状态数为网格码和 CPE 状态数的乘积:网格

码和 CPE 状态数分别为 2 和 4,联合网格的状态数为 $2 \times 4 = 8$ 。

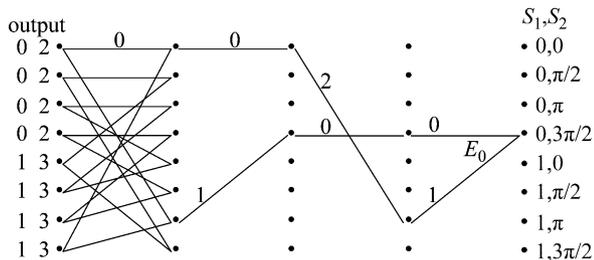


图 4 联合编码器的网络结构

Fig. 4 Trellis structure of merged encoder

3.2 TCCPM 的错误事件分析

根据上面分析的联合网格结构,联合编码器一个错误事件的发生也就对应着网格码和 CPE 错误事件的同时发生。举例来说,当两条网格路径从同一状态 $S_1 S_2 = 0, 0$ 首次散开,经过四次分支转移,又首次汇聚至同一状态 $S_1 S_2 = 0, 3\pi/2$,也就对应着一个错误事件 E_0 的发生,如图 4 所示。这两条路径经过四次转移对应的输出序列分别为“0021”和“2100”。这里定义成对错误序列为 ξ ,对于错误事件 E_0 ,其成对错误序列为 $\xi: 0021-2100$ 。

具有最少转移数目的错误事件定义为编码器的最小错误事件,最小错误事件中输出符号的数目也就是编码器的有效长度。显而易见,联合编码器的有效长度为网格码有效长度和 CPE 有效长度的乘积。举例来说,对于如图 4 所示的联合编码器,其网格码和 CPE 的有效长度均为 2,那么联合编码器的有效长度就为 $2 \times 2 = 4$ 。

对于单指数 CPFSK 方式,由于在 CPE 中模 P 加法运算的存在,其有效长度均等于 2。也就意味着,如果 $A_1 \dots A_j - B_1 \dots B_j$ 为网格码的成对错误序列,那么对应的序列 $A_1 \dots A_j B_1 \dots B_j - B_1 \dots B_j A_1 \dots A_j$ 必然是联合网格编码 CPFSK 的成对错误序列,将该成对错误序列定义为“back-loop”错误事件,其在由多指数 CPM 构建的联合编码器的分析中起着非常重要的作用。

4 设计流程

4.1 最大化有效长度

一个编码的有效长度 L_e 定义为最小错误事件中不同输出符号的数量^[17]。分析一个码率 $r = m/(m+1)$ 具有 ν 个记忆单元的线性网格码, 根据文献[18]中的证明, 其能够获得的最大有效长度为

$$L_e^{\max} = \lceil \nu/m \rceil + 1 \quad (11)$$

其中 $\lceil x \rceil$ 表示取不大于 x 的最大整数运算。为了获取最大有效长度, 其必要条件(非充分条件)是将 ν 个记忆单元在 m 个输入端口上以最大可能的等概均分^[19]。因为如果不将其均分, 那么就会存在至少两个分块拥有长度为 $\lceil \nu/m \rceil + 1$ 的错误事件, 这样其有效长度必然会小于 $\lceil \nu/m \rceil + 1$ 。因此, 最大化编码有效长度的过程可以分为以下两个步骤, 首先就是将 ν 个记忆单元在 m 个输入端口上最大可能的进行均分, 第二步就是利用计算机搜索, 寻找满足有效长度为 $\lceil \nu/m \rceil + 1$ 的码字。

基于上一节联合网格结构的分析, 联合编码器的有效长度为网格码和 CPE 有效长度的乘积。因此最大化其有效长度可以分解为分别最大化网格码和 CPE 的有效长度。对于单指数 CPM 方式, 其 CPE 的有效长度一直等于 2, 那么该联合编码器的有效长度就等于 $2 \cdot (\lceil \nu/m \rceil + 1)$ 。对于多指数 CPM 方式, 其 CPE 的有效长度可以通过多个指数的使用进一步得到提高。但是, 增加调制指数的数目并不能保证其 CPE 有效长度一定增加。举例来说, 前面定义的“back-loop”错误事件 0021-2100, 根据分析是 single-h 方式的最小错误事件, 但同时也是 dual-h(循环使用)方式的最小错误事件。换句话说, 调制指数由 1 增加为 2, 其联合编码器的有效长度仍然等于 4, 并没有得到增加。如果对调制指数的样式(Pattern)进行合适的设计, 其联合编码器的有效长度是能够得到较大幅度的提高。

4.2 最大化最小欧氏距离

首先定义 $D^2(\xi)$ 为成对错误序列 ξ 的平方欧氏距离, D_{\min} 为所有成对错误序列中的最小欧氏距离。

对于一个好的编码器, 其 D_{\min} 一般是由最小错误事件产生的, 换句话说, 如果 D_{\min} 不是由最小错误事件产生, 那么该编码器肯定不是最优的。所以最大化最小欧氏距离一般与最大化有效长度(有效长度对应最小错误事件)联合进行考虑。对于采用多指数 CPM 方式, D_{\min} 的最大化过程可以分为以下四个步骤。

(1) 首先最大化单指数 CPM 方式下的有效长度, 根据前面的分析, 等于 $2L_e^{\max}$;

(2) 对于有效长度为 $2L_e^{\max}$ 的单指数 CPM 方式, 通过计算机搜索寻找拥有最大欧氏距离的成对错误序列 $0_1 0_2 \cdots 0_{L_e^{\max}} B_1 B_2 \cdots B_{L_e^{\max}} - B_1 B_2 \cdots B_{L_e^{\max}} 0_1 0_2 \cdots 0_{L_e^{\max}}$, 其中 $B_1 B_2 \cdots B_{L_e^{\max}}$ 可以取任意值, 这将在 4.3 节进行描述;

(3) 对于多指数 CPM 方式, 联合编码器的有效长度可以通过对多个指数样式的设计来进一步提高, 这将在 4.4 节进行分析;

(4) 在有效长度提高之后, 多指数 CPM 方式的最小欧氏距离 D_{\min} 可以进一步得到提高, 并且进行一些验证以确保该码字设计的优越性, 这将在 4.5 节进行讨论。

由于平方欧氏距离 $D^2(\xi)$ 与调制指数 h 之间没有确切的表达式关系, 即使是在给定调制类型和判决深度的情况下, 那么也就没有一种集分割原则能够适用于所有的调制指数。因此对于多个调制指数的 CPM 方式, D_{\min} 的最大化过程将变得非常复杂。为便于研究, 首先分析单指数 CPM 方式然后扩展至多指数 CPM 方式, 首先最大化编码的有效长度然后最大化最小欧氏距离, 正如上述四个步骤所描述。

4.3 根据 Ungerboeck 集分割原则进行网络编码设计

Ungerboeck 在 TCM 设计时提出两个集分割原则^[20], 表述如下

(1) 所有由同一状态发散出去的分支输出是等概均分的;

(2) 所有汇聚至同一状态的分支输出也必须是等概均分的。

下面对结合两个调制指数的网格编码进行设计,参数定义如下:码率为 $1/2$, 网格编码状态数为 4, 调制进制数为 $M=4$, 调制指数为 $[h_0, h_1] = [3, 4]/16$, 脉冲长度为 $L=1$ 。

根据上一节的描述,首先分析 single-h ($h=1/4$) 的情况。网格编码的最大有效长度 $L_e^{\max}=3$, CPE 的有效长度为 2, 那么联合编码器的有效长度为 6。因此最小欧氏距离可以在成对错误序列 $0_1 0_2 0_3 B_1 B_2 B_3$ 与 $B_1 B_2 B_3 0_1 0_2 0_3$ 之间进行最大化(计算机搜索 $B_1 B_2 B_3$ 取任意值)。但是在搜索过程中能够得到的最大欧氏距离并不一定能给出合适的码字设计,因为在某些情况下,针对该欧氏距离的编码设计并不能满足 Ungerboeck 的集分割原则。例如在给定上述参数的网格编码设计中,其搜索得到的最大欧氏距离为 4, 对应的成对错误序列为 000202-202000, 但是针对此错误序列的码字设计不能遵循 Ungerboeck 的集分割原则。在这种情况下,只能考虑其他较大的欧氏距离来进行码字设计。经过搜索之后,第二大的欧氏距离为 3.91, 对应的成对错误序列为 000201-201000, 针对该错误序列所设计的网格码如图 5 所示, 根据分析该网格码确实满足 Ungerboeck 的集分割原则。

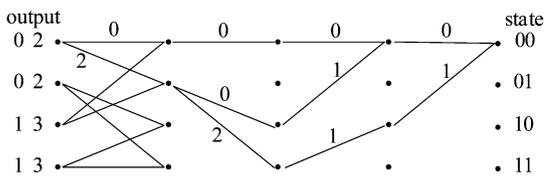


图 5 Single-h ($h=1/4$) 下的网格码设计

Fig. 5 Superior code design for single index with $h=1/4$

在码字设计之后,需要进一步的验证以确定所有错误事件的欧氏距离均大于最小欧氏距离(3.91)。一般来说,有效长度 $L_e \geq 4$ 的错误事件的欧氏距离要大于有效长度 $L_e=3$ 的欧氏距离。例如 $L_e=4$ 的错误事件,其成对错误序列 00002211-22110000 的欧氏距离为 4(大于 3.91), 尽管如此,验证的过程不能省略。

在网格码设计过程中,还需要注意满足 $(A_1 + A_2 + A_3) \bmod P = (B_1 + B_2 + B_3) \bmod P$ 的成对错误序列 $A_1 A_2 A_3 - B_1 B_2 B_3$ 应该要避免。因为如果满足上述条

件,将会导致网格码与 CPE 错误事件的同时发生,从而使得联合编码器的有效长度急剧下降(等于 3)。同样,满足 $(A_1 + \dots + A_j) \bmod P = (B_1 + \dots + B_j) \bmod P$ 的成对错误序列 $A_1 \dots A_j - B_1 \dots B_j (j < 2 \cdot L_e^{\max})$ 也应该在设计过程中避免出现。

另外针对单指数 $h=1/4$ 设计得到的最大欧氏距离的码字,在两个指数 $[h_0, h_1] = [3, 4]/16$ 设计中也同样能够获得最大的欧氏距离。也就是说,在 $h=1/4$ 得到的最优设计,同样也是 $[h_0, h_1] = [3, 4]/16$ 得到的最优码字设计,这时因为 $h \approx \text{average}[h_0, h_1]$ 。

4.4 多调制指数样式设计

基于单指数的网格码设计前面已分析,下面主要研究如何设计多调制指数的样式,以进一步提高联合编码器的有效长度和最小欧氏距离。首先画出网格码的状态转移图(如图 6 所示),其中 J 和 D 的指数分别表示状态之间分支转移的数目和对应的符号重量。举例来说, JD^2 表示在状态“ A ”与状态“ B ”之间发生一次跳转,并且该跳转对应的输出符号重量为 2。注意到在状态转移分析中,关于 D 的指数定义与传统卷积码的定义不同,后者一般定义为汉明距离。根据状态转移图,列出状态转移方程如下:

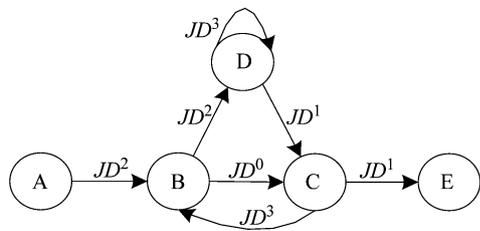


图 6 网格码的状态转移框图

Fig. 6 State transfer diagram of the designed trellis encoder

$$\begin{cases} X_B = JD^2 X_A + JD^3 X_C \\ X_C = JD^0 X_B + JD^1 X_D \\ X_D = JD^2 X_B + JD^3 X_D \\ X_E = JD^1 X_C \end{cases} \quad (12)$$

对公式(12)的方程组求解,得到状态转移函数 $T(D, J)$ 如下

$$T(D, J) = \frac{J^3 D^3}{1 - JD^3(1+J)} = J^3 D^3 + J^4 D^6 + J^5 D^9 + J^6 D^{12} + J^7 D^{15} + J^8 D^{18} + J^9 D^{21} + \dots \quad (13)$$

显然, $J^3 D^3$ 是状态转移函数 $T(D, J)$ 中的最小多项式, 其同时也对应网格码的最小错误事件, 成对错误序列为 000-201, 多指数样式的设计正是基于该状态转移函数。定义 ε 为在一个成对错误序列中对应符号的重量差, $D(\varepsilon)$ 为该成对错误序列的符号重量差别之和。

对于单指数 CPM 方式, 设计准则为最大化满足下列公式的最小跳转数目

$$D(\varepsilon) \bmod P = 0 \quad (14)$$

其中 P 为调制指数的分母, 对于调制指数 $h = 1/4$, 那么 $P = 4$ 。前面定义的对应 $J^3 D^3$ 的“back-loop”错误事件, 其成对错误序列为 000201-201000 (或者 333132-132333), 符号差别之和 $D(\varepsilon) = 0$, 那么无论 P 取何值, 必然满足公式(14)。因此该错误事件必然是联合编码器的最小错误事件, 那么可以最大化满足公式(14)的最小跳转数目为 $2L_e^{\max} = 6$ 。

对于多指数 CPM 方式, 调制指数为 $[h_0, h_1, \dots, h_{H-1}] = [K_0, K_1, \dots, K_{H-1}]/P$, 设计准则为最大化满足下列公式的最小跳转数目

$$\begin{cases} K_0 \varepsilon_0 + K_1 \varepsilon_1 + \dots + K_{|\xi|-1} \varepsilon_{|\xi|-1} \bmod P = 0 \\ \varepsilon_0 + \varepsilon_1 + \dots + \varepsilon_{|\xi|-1} = D(\varepsilon) \end{cases} \quad (15)$$

其中 $D(\varepsilon)$ 的值对应公式(13)中变量 D 的指数, 下标 $|\xi|$ 表示成对错误序列 ξ 的长度。以 dual-h 方式 $[h_0, h_1] = [3, 4]/16$ 为例, 如果两个指数循环使用, 公式(13)的每一个多项式及其对应的“back-loop”错误事件都验证是否满足公式(15), 验证结果如表 1 所示。

从表 1 可以看出, 含有 J, J^2, \dots, J^7 的多项式均不满足公式(15), 成对错误序列 00002211-22110000 经过验证首次满足公式(15), 那么可以最大化满足公式(15)的最小跳转数目为 8, 因此网络编码 dual-h(循环使用)CPM 方式, 其联合编码器的有效长度为 8。

表 1 验证结果

Tab. 1 Validation results

多项式	成对错误序列	是否满足公式(15)
$J^3 D^3$	000-201	No
$J^4 D^6$	0000-2211	No
$J^5 D^9$	00000-20301	No
$J^6 D^{12}$	000000-223311	No
$2J^6 D^9$	000000-221301 000000-203211	No
$J^6 D^{12}$	000000-223311	No
$J^6 D^9$	000201-201000 (“back-loop”)	No
$J^7 D^9$	0000000-2030301	No
$3J^7 D^{12}$	0000000-2032311 0000000-2231301 0000000-2213211	No
$J^7 D^{15}$	0000000-2233311	No
$J^8 D^9$	00002211-22110000 (“back-loop”)	Yes
...

如果对多个调制指数的样式进行合适的设计, 联合编码器的有效长度还可以进一步提高。一般情况下多个调制指数的样式 (Pattern) 包括两个方面: 一个是调制指数的数目, 另一个是调制指数的周期。与调制指数周期相比, 调制指数数目的增加必然会大大增加多指数 CPM 方式设计的复杂度, 因此适当增加调制指数的周期就变得相对简单而且有效。

对于两个指数 CPM 方式, 其周期可以提高为 $Q (Q \geq 3)$, 采用的指数样式为 $[h_0, \dots, h_{i-1}, h_1, \dots, h_{j-1}]$, 其中 $i+j=Q$, 表示在该样式中, h_0 和 h_1 的数目分别为 i 和 j 。如果设计的周期 Q 越大, 那么对应的联合编码器其有效长度也就越大。可以发现, $J^3 D^3$ 对应的错误事件是周期 Q 最大化过程中的瓶颈, 因此 Q 的最大化过程就是验证该样式在 $J^3 D^3$ 对应的错误事件是否满足公式(15), 具体结果如表 2 所示。

表2 周期 Q 的最大化过程Tab.2 Details of the maixmization of Q

周期(Q)	样式(Pattern)	是否满足公式(15)
3	$[h_0, h_0, h_1]$	No
4	$[h_0, h_0, h_0, h_1]$	No
5	$[h_0, h_0, h_0, h_1, h_1]$	No
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_1]$	No
6	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1]$	No
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1]$	No
7	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1]$	No
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1]$	Yes
8	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1]$	No
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1]$	Yes
9	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1, h_1]$	No
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1]$	Yes
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1]$	Yes
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1]$	Yes
10	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1, h_1, h_1]$	No
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1, h_1]$	Yes
	$[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1]$	Yes
...	...	Yes

根据表2可以得出,最大化的周期 Q 值为10,因为一旦 $Q > 10$,所有可能的调制指数样式,在 $J^3 D^3$ 对应的错误事件都会满足公式(15)。如果进一步增加调制指数数目 H ,那么 Q 的最大值对应为 $Q = 5H$,因为一旦 $Q > 5H$,必然在调制指数样式中会出现连续6个相同的调制指数,对于 $J^3 D^3$ 对应的错误事件来说就等价于 single-h 的 CPM 方式,其必然满足公式(15)。

一旦两个调制指数的周期 Q 最大值确定下来,下一步就是计算在该样式 $[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1, h_1, h_1]$ 下,联合编码器可以得到的有效长度。因为 $Q = 10$,对应 J^0 的“back-loop”事件即为该样式下对应的最小错误事件,其成对错误序列为 00000223112231100000-

2231100000000022311 (对应 $J^0 D^0$ 的“back-loop”错误事件)和 0000000002030303211-20303032110000000000 (对应 $J^0 D^{15}$ 的“back-loop”错误事件),那么该样式下联合编码器的有效长度为20。在有效长度提高之后,对应的最小错误事件的欧氏距离也会进一步得到提高。

4.5 进一步验证

基于上一节关于联合编码器有效长度和最小欧氏距离的最大化过程,需要进一步的验证以确保所设计码字的优越性。首先验证该码字是否具有灾难传播特性,一个码字不具有灾难传播特性的充分条件(而非必要条件)是^[21]

$$\text{GCD}[g^{(0)}(D), g^{(1)}(D), \dots, g^{(n-1)}(D)] = D^l, l \geq 0 \quad (16)$$

这里提出另一个验证码字是否具有灾难传播特性的直观方法是分析其状态转移图。举例说明,一个具有灾难传播特性的码字,其生成矩阵为 $G(D) = [1 + D, 1 + D^2]$,那么其 $\text{GCD}(1 + D, 1 + D^2) = 1 + D \neq D^l$,不满足公式(16),同时其状态转移图如图7所示。

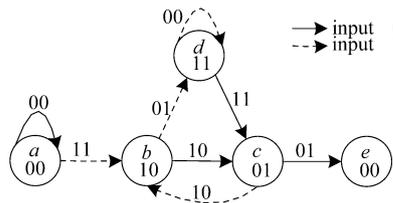


图7 一个具有灾难传播特性码字的状态转移图
Fig.7 State transfer diagram of a catastrophic code

假设全零路径为正确路径,那么存在一条错误路径 $abdd \cdots dce$,在该路径上,无论在节点 d 上发生多少次自环,都总是只有6个比特错误。如果在二进制对称信道(BSC: Binary Symmetric Channel)中,发生了三个及以上的比特错误,在接收端 Viterbi 译码器就会选择这条错误路径,那么节点 d 上无穷多次自环即带来无穷多个判决错误(0 误判为1)。基于此,一个码字具有灾难传播特性,必须有两个条件同时需要满足:

- (1)在节点 d 上的自环输出与全零路径的输出是相同的(均为“00”);
- (2)在节点 d 上的自环输入与全零路径的输入是不同的(前者是“1”,后者是“0”)。

现在来分析如图5所设计的网格码,其状态转移图如图8所示。根据分析,节点 d 上的自环输出

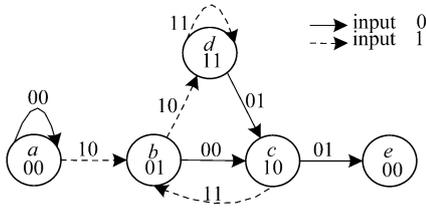


图 8 如图 5 所设计码字的状态转移图

Fig. 8 State transfer diagram of trellis code designed in Fig. 5

为“11”,不同于全零路径的输出“00”,不满足上述第一个条件,那么该码字不具有灾难传播特性。其他设计的码字也可以采取这种基于状态转移图的方式来验证是否具有灾难传播特性。

其次,对公式(13)的每一个多项式 $J^T (T < 20)$ 都要验证是否满足公式(15),如果某一个多项式 $J^{T_0} (T_0 < 20)$ 在样式 $[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1, h_1, h_1]$ 下验证满足公式(15),那么其联合编码器的有效长度就会缩短为 T_0 ,进而其最小错误事件的欧氏距离也会跟着降低。显然这一验证过程相对复杂,尤其是在调制指数数目和周期均较大的情况下,尽管如此,该验证过程不能被省略,通过计算机辅助的方式可以使得验证过程变得更加严谨和有效。

5 性能分析

5.1 比特错误概率的截短性能界

基于上述分析,联合编码器的最小错误事件对应着有效长度等于 20 的成对错误序列,也就是对应着公式(13)中包含有 J^5 和 J^{10} 的多项式产生的“back-loop”错误事件。公式(13)状态转移函数中各多项式进一步列出如下

$$T(D, J) = \frac{J^3 D^3}{1 - J D^3 (1 + J)} = J^3 D^3 + J^4 D^6 + J^5 D^9 + J^5 D^9 + 2J^6 D^9 + J^7 D^9 + J^6 D^{12} + 3J^7 D^{12} + 3J^8 D^{12} + J^9 D^{12} + J^7 D^{15} + 4J^8 D^{15} + 6J^9 D^{15} + 4J^{10} D^{15} + J^{11} D^{15} + J^8 D^{18} + 5J^9 D^{18} + 10J^{10} D^{18} + 10J^{11} D^{18} + 5J^{12} D^{18} + J^{13} D^{18} + J^9 D^{21} + 6J^{10} D^{21} + 15J^{11} D^{21} + 20J^{12} D^{21} + 15J^{13} D^{21} + 6J^{14} D^{21} + J^{15} D^{21} + J^{10} D^{24} + 7J^{11} D^{24} + 21J^{12} D^{24} + 35J^{13} D^{24} + 35J^{14} D^{24} + 21J^{15} D^{24} + \dots \quad (17)$$

根据公式(17),对应多项式 $J^{10} D^0 (J^5 D^9)$ 的“back-loop”多项式, $4J^{10} D^{15}$, $10J^{10} D^{18}$, $6J^{10} D^{21}$ 和 $J^{10} D^{24}$ 的“back-loop”错误事件为所设计联合编码器的最小错误事件,这些最小错误事件也对应着联合编码器的最小平方欧氏距离。

文献[22]给出了编码 CPM 误比特率的性能上界

$$P_b \leq \sum_d C_d Q(\sqrt{d^2 E_b / N_0}) = C_{d_{\min}} Q(\sqrt{d_{\min}^2 E_b / N_0}) + \text{other terms} \quad (18)$$

其中误比特率是对所有欧氏距离求和得到的, d_{\min}^2 是这些欧氏距离中最小的归一化平方欧氏距离,定义为 $D_{\min}^2 / 2E_b$, 函数 $Q(x)$ 定义为

$$Q(x) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}} \int_x^\infty e^{-y^2/2} dy \quad (19)$$

根据公式(17)的状态转移函数 $T(D, J)$, 对应多项式 $J^{10} D^0, 4J^{10} D^{15}, 10J^{10} D^{18}, 6J^{10} D^{21}$ 和 $J^{10} D^{24}$ 的 d_{\min}^2 和 $C_{d_{\min}}$ 计算结果如表 3 所示。

表 3 最小错误事件对应多项式的 d_{\min}^2 和 $C_{d_{\min}}$ 计算结果

Tab. 3 d_{\min}^2 and $C_{d_{\min}}$ of several polynomials corresponding to the minimal error event

No. i	多项式	成对错误序列	$d_{\min}^2(i)$	$C_{d_{\min}}^i$
1	$J^{10} D^0$	0000022311-2231100000	8.92	24
		0000000000-2030303211	8.61	
2 ~ 5	$4J^{10} D^{15}$	0000000000-2213030301	8.34	20
		0000000000-2032130301	7.93	
		0000000000-2030321301	7.93	
		0000000000-2231303211	9.16	
6 ~ 15	$10J^{10} D^{18}$	0000000000-2231321301	9.40	24
		0000000000-2213213211	8.67	
		0000000000-2213231301	8.77	
		0000000000-2233130301	8.64	
		0000000000-2213032311	9.29	
		0000000000-2030323311	8.71	
		0000000000-2032331301	9.24	
		0000000000-2032132311	9.35	
16 ~ 21	$6J^{10} D^{21}$	0000000000-2032313211	9.14	28
		0000000000-2032333311	9.25	
		0000000000-2233331301	8.62	
		0000000000-2233313211	8.77	
		0000000000-2233132311	8.96	
22	$J^{10} D^{24}$	0000000000-2231323311	9.03	32
		0000000000-2213233311	8.95	
		0000000000-2233333311	8.57	

表格3中所给出的22项多项式基本决定了公式(18)的性能界,那么可以得到误比特率性能的截短界如下

$$P_b \leq \sum_d C_d Q(\sqrt{d^2 E_b/N_0}) \approx \sum_{i=1}^{22} C_{d_{\min}}^i Q(\sqrt{d_{\min}^2(i) E_b/N_0}) \quad (20)$$

从表格3中可以看出, $C_{d_{\min}}$ 的值相对都较大,在公式(20)对截短性能界的计算中不可或缺。

5.2 仿真结果

(1) 码率 1/2 网格编码四进制 CPFSK:

本文首先对 1/2 码率的编码四进制 CPFSK 方案进行计算机仿真,图9给出了五种方式的编码结合四进制 CPFSK 的截短性能界和仿真结果,其中单调制指数时 $h=1/4$,两调制指数时 $[h_0, h_1]=[3, 4]/16$ 。第一种编码方式为传统的 1/2 卷积码,生成多项式为 (7,5);第二种编码方式为 2 状态简单网格码,其构造如图3所示;第三和第四种编码方式为 4 状态网格码,其构造如图5所示,其中前者与单指数 CPM 方式结合,后者与特定设计样式 $[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1, h_1, h_1]$ 的两指数 CPM 方式结合;第五种编码方式为类 Turbo 码,是一类由多进制卷积码、交织器与 CPM 构成的 SCCPM 串行级联系统^[23],外码为 2/3 码率的四进制卷积码,其生成多项式为 $[3D+3 \ 1]$,内码为简单的 CPFSK 调制(码率为 1, $h=1/4$),交织器长度等于 1000,接收时迭代次数为 50 次。

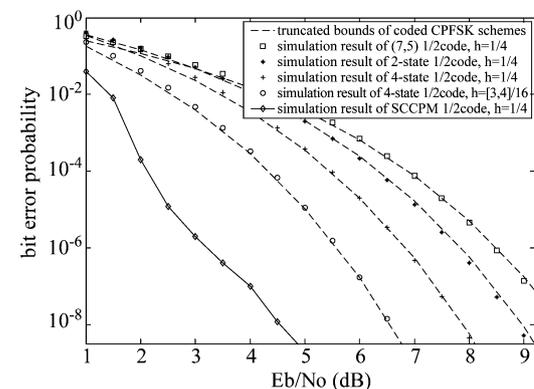


图9 1/2 码率编码 CPFSK 的性能比较

Fig. 9 Performance comparison with several rate 1/2 codes

从图9可以得出以下三个方面的结论:首先网格编码的性能均优于传统二进制卷积码的性能,并且随着网格码状态数由2增加为4,可以额外获得1dB的性能增益(误比特率等于 10^{-6})。这是因为网

格码与 CPFSK 结合之后,在接收端可以采用基于联合网格状态的最大似然准则联合解调译码方式(Viterbi 算法),因此相比较于传统的二进制卷积码结合 CPFSK 方式,在获得性能提高的同时,复杂度也相应提高;其次相对于单指数方式,特定样式设计的两指数方式,可以再额外获得 1.4dB 的性能增益;最后在所有方案中,串行级联的 SCCPM 方式性能最优,尤其是在低到中信噪比条件下。在中到高信噪比条件下,该方案较本文提出的特定样式两指数网格码 CPM 方式仍大约有 2dB 的性能提高,但是同时该串行级联方式的复杂度要大大高于其他所有编码 CPFSK 方式。在图9所示的性能仿真与比较中,两指数 CPFSK 方式的复杂度主要体现为判决深度等于 300 个符号延时,而串行级联方式的复杂度主要体现为其交织长度等于 1000,迭代次数等于 50 次。

图10给出了不同判决深度条件下的4状态 1/2 码率网格编码两指数 CPM 方式的性能仿真结果。当判决深度等于 10 时,解调译码的性能非常有限,甚至比单指数的方式还要差。当判决深度足够大时,一般情况下等于 5~7 倍的编码有效长度,此时仿真得到的性能与所分析的截短性能界非常接近,验证了前面的分析结果。

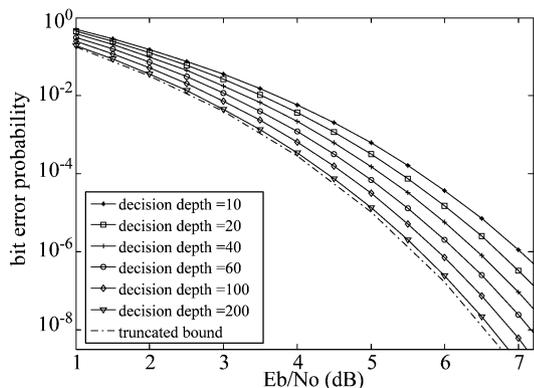


图10 不同判决深度下的4状态 1/2 码率网格编码两指数 CPM 方式性能仿真

Fig. 10 Performance simulation with different decision depth in 4-state rate-1/2 trellis coded dual-h CPM system

(2) 码率 2/3 网格编码八进制 CPFSK:

图11同样给出了码率为 2/3 的五种方式编码结合八进制 CPFSK 方案的截短性能界与仿真结果,其中单调制指数时 $h=1/8$,两调制指数时 $[h_0, h_1]=[3, 4]/32$ 。第一种编码方式为传统的 2/3 卷积码,

生成多项式为 (17,06,15); 第二种编码方式为 8 状态网格码, 其构造如图 12 所示; 第三和第四种编码方式为 16 状态网格码, 其构造如图 13 所示, 前者与单指数 CPM 方式结合, 后者还是与 $[h_0, h_0, h_0, h_0, h_0, h_1, h_1, h_1, h_1, h_1]$ 的两指数 CPM 方式相结合; 第五种编码方式仍然为串行级联方式的 SCCPM 系统, 外码为 2/3 码率的八进制卷积码, 其生成多项式为 $[1 \ 0 \ 6+4D; \ 0 \ 1 \ 2]^{[24]}$, 内码为简单的 CPF-SK 调制 (码率为 1, $h=1/8$), 交织器长度等于 2000, 迭代次数为 50 次。图 14 同样给出了不同判决深度下的 16 状态 2/3 码率网格编码两指数 CPM 方式性能仿真结果。

250, 显然前者的复杂度要远远大于后者。图 12 和图 13 分别是根据成对错误序列“00-42”和“000-404”进行设计得到的。从图 14 可以看出, 在接收端联合解调译码过程中, 随着判决深度的不断增加, 仿真得到的性能越来越逼近所分析得到的截短性能界。

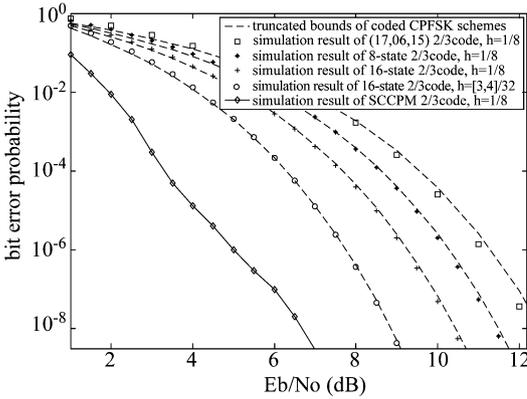


图 11 2/3 码率编码 CPFSK 的性能比较

Fig. 11 Performance comparison with several rate 2/3 codes

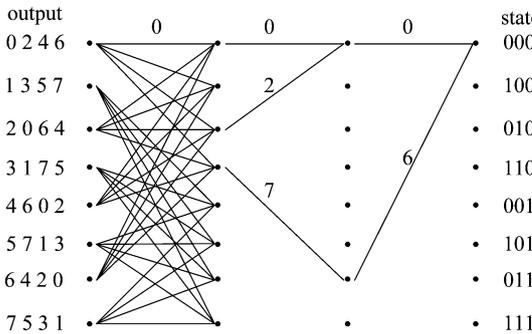


图 12 8 状态 2/3 码率网格码设计

Fig. 12 Superior 8-state rate 2/3 code design

从图 11 可以看出, 对于码率 2/3 的编码结合 CPFSK 的性能, 串行级联 SCCPM 方案在所有方式中依然是最好的, 其次是本文提出的网格码结合两指数 CPFSK 方式, 但是前者是在交织长度 2000, 迭代次数 50 次下仿真得到的, 后者的解调译码判决深度为

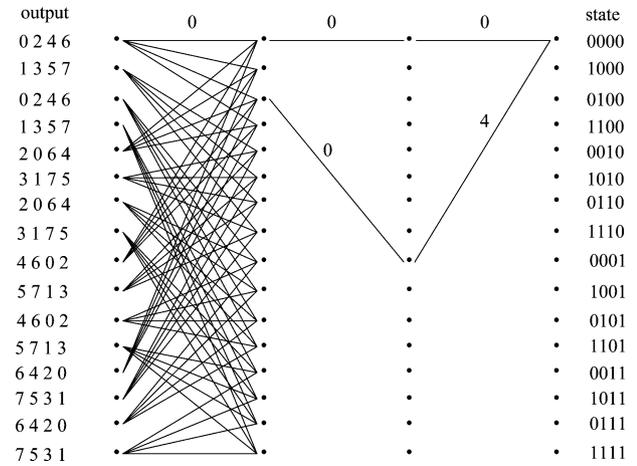


图 13 16 状态 2/3 码率网格码设计

Fig. 13 Superior 16-state rate 2/3 code design

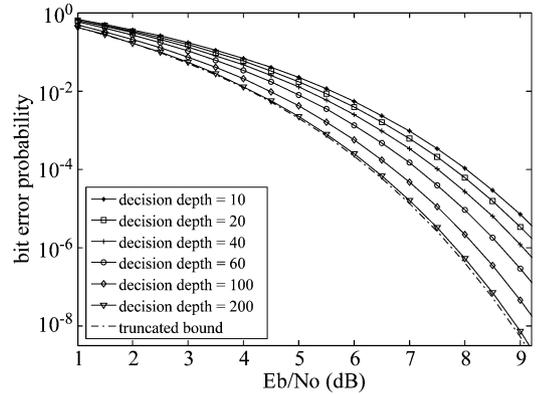


图 14 不同判决深度下的 16 状态 2/3 码率网格编码两指数 CPM 方式性能仿真

Fig. 14 Performance simulation with different decision depth in 16-state rate 2/3 trellis coded dual-h CPM system

6 总结

本文提出了网格编码与 CPE 构建联合网格结构的想法, 在此基础上研究了网格编码结合多指数 CPM 方式下的系统方案, 着重对 CPM 多指数的样式进行了设计。随着调制指数数目 H 和网格编码状态数的增加, 该设计相对较为复杂, 即使是在计算机辅助的情况下。但是本文提出的几个原则对

于网格编码结合多指数 CPM 的设计是非常有效的。同时基于状态转移函数分析了系统性能,给出了截短性能界,并进行了仿真验证。从性能比较结果可以看出,所提出的方案较传统的方案可以获得较高的性能增益,随着状态数的增加,系统性能会进一步提高,但是与串行级联 SCCPM 方式相比,仍然还有一定的性能差距。

在设计过程中随着有效长度和最小欧氏距离的增加,联合编码器的性能不断得到提升,代价就是在接收端联合解调译码过程中高达数百个符号延时的判决深度。如此大的判决深度给接收机带来了较大的数据处理延时和巨大的存储处理需求,也就意味着接收机比较大的接收复杂度。另外,对于多指数 CPM 方式,相对于单指数方式,在接收端额外需要群同步(Superbaud Timing),并且随着调制指数周期的增加,其同步复杂度会越来越大。

参考文献

- [1] Department of Defense Interface Standard. Interoperability Standard for Single-Access 5-kHz and 25-kHz UHF Satellite Communications Channels [S]. MIL-STD188-181B, Mar. 1999.
- [2] Geoghegan M. Description and performance results for a Multi-h CPM telemetry waveform [C]. in Proceedings of 21st Century MILCOM Conference, 2000: 353-357.
- [3] Wilson S., Highfill J. and Hsu C.-D. Error bounds for multi-h phase codes [J]. IEEE Transactions on Communications, 1982, 30(7): 660-665.
- [4] Xiong E. and Bhatmuley S. Performance of MHPM in Rician and Rayleigh flat fading mobile channels [J]. IEEE Transactions on Communications, 1997, 45(3): 279-283.
- [5] 胡均秀, 雷霞, 李强. 基于连续相位调制的协同分集系统在平坦衰落信道下的容量分析 [J]. 信号处理, 2011, 27(7): 1076-1081.
Hu Dixiu, Lei Xia, Li Qiang, Capacity for Cooperative Diversity System Based on Continuous Phase Modulation in Flat Fading Channel [J]. Signal Processing, 2011, 27(7): 1076-1081. (in Chinese)
- [6] Dave B. A. and Smiee R. K. R. Generalized asymmetric multi-h phase coded modulation for M-ary data transmission [C]. IEEE CCECE, Niagara Falls, May 2004: 559-562.
- [7] Sasase I. and Mori S. Multi-h phase-coded modulation [J]. IEEE Communications Magazine, 1991, 10(3): 46-56.
- [8] Fooseka J. P. and Davis G. R. Combined coded multi-h CPFSK signaling [J]. IEEE Transactions on Communications, 1990, 38(10): 1708-1715.
- [9] 王宁, 彭华, 崔伟亮. 一种非数据辅助的连续相位调制信号符号速率估计算法 [J]. 信号处理, 2010, 26(12): 1864-1869.
Wang Ning, Peng Hua, Cui Weiliang, A Non-data Aided Algorithm for the Symbol Rate Estimation of CPM Signals [J]. Signal Processing, 2010, 26(12): 1864-1869. (in Chinese)
- [10] Ertas T. and Poon F. S. F. Trellis coded multi-h CPM for power and bandwidth efficiency [J]. Electronic Letters, 1993, 299(2): 229-230.
- [11] Kim H. and Stüber G. L. Turbo-like coded multi-h continuous phase modulation [C]. IEEE Military Communications Conference, 2004: 352-358.
- [12] 周家喜, 徐佩霞, 戴旭初. 一种基于循环平稳性的 CPM 信号调制阶数盲识别算法 [J]. 信号处理, 2010, 26(4): 577-582.
Zhou Jiayi, Xu Peixia, Dai Xuchu, Blind Identification Algorithm of Modulation Order of CPM-signal Based on Cyclostationarity [J]. Signal Processing, 2010, 26(4): 577-582. (in Chinese)
- [13] Moqvist P. and Aulin T. M. Serially concatenated continuous phase modulation with iterative decoding [J]. IEEE Transactions on Communications, 2001, 49(11): 1901-1915.
- [14] Fonseka J. P. Nonlinear continuous phase frequency shift keying [J]. IEEE Transactions on Communications, 1991, 39(10): 1473-1481.
- [15] Rimoldi B. E. A decomposition approach to CPM [J]. IEEE Transactions Information Theory [J]. 1988, 34(2): 260-270.
- [16] Saleem S. and Stüber G. L. Trellis termination of multi-h CPM and the diophantine Frobenius problem [J]. IEEE Transactions on Communications, Accepted for publication, 2011.
- [17] Borna B. and Jamali S. H. Efficient design of trellis-co-

- ded CPM on Rician and Rayleigh fading channels [C]. IEE Proceedings, 2000.
- [18] Jamali S. H. and Le-ngoc T. Coded modulation techniques for fading channels [M]. Kluwer Academic Publishers, Boston, 1994.
- [19] Borna B. Design of trellis coded CPM on fading channels [D]. MSc thesis, Department of Electrical & Computer Engineering, Tehran University, Iran, 1998.
- [20] Ungerboeck G. Channel coding with multilevel phase signals [J]. IEEE Transactions Information Theory, 1982, 28(1): 56-67.
- [21] Sklar B. Digital communications: fundamentals and applications (second edition) [M]. Pearson Education Inc. Publishers, 2001.
- [22] Lindell G. and Sundberg C. -E. W. An upper bound on the bit error probability of combined convolutional coding and continuous phase modulation [J]. IEEE Transactions Information Theory, 1988, 34(5): 1263-1269.
- [23] Xiao M. and Aulin T. M. Serially concatenated continuous phase modulation with convolutional codes over rings [J]. IEEE Transactions on Communications, 2006, 54(8): 1387-1396.
- [24] Yang R. H. -H. and Taylor D. P. Trellis-coded continuous-phase frequency-shift keying with ring convolutional

codes [J]. IEEE Transactions Information Theory, 1994, 40(4): 1057-1067.

作者简介



刘 贤 男, 1981 年生, 江苏江宁人, 现为解放军理工大学通信工程学院博士研究生, 从事卫星通信中调制与编码方面的研究工作。

E-mail: liuxianliuxian1981@163.com

刘爱军 男, 1970 年生, 河北磁县人, 现为解放军理工大学通信工程学院教授, 博士生导师, 从事卫星通信总体设计方面的研究工作。E-mail: Ajliu1970@163.com

潘小飞 男, 1979 年生, 河北邯郸人, 现为解放军理工大学通信工程学院讲师, 从事卫星通信中低信噪比接收和同步方面的研究工作。E-mail: kkwoof@163.com

郭道省 男, 1973 年生, 河南南阳人, 现为解放军理工大学通信工程学院教授, 研究生导师, 从事卫星通信中抗干扰方面的研究工作。E-mail: daoxingguo@yahoo.cn

王永刚 男, 1985 年生, 安徽芜湖人, 现为解放军理工大学通信工程学院博士生, 从事卫星通信中连续相位调制同步方面的研究工作。E-mail: wangyg1984@163.com

潘克刚 男, 1979 年生, 湖北黄冈人, 现为解放军理工大学通信工程学院讲师, 从事卫星通信中差分跳频抗干扰方面的研究工作。E-mail: 13701581949@163.com