

一种实现信源信道联合编译码的新方法

周 辉¹, 崔文惠², 邵 菲¹

1. 装备指挥技术学院信息装备系, 北京 101416

2. 西安卫星测控中心, 西安 710043

[摘要] 应用自适应的思想, 由一个自定义的代价函数构造出一种适合于实现联合编译码的变长码——代价测评对称可逆变长码。论述了代价测评对称可逆变长码的构造原理与性能分析, 并在两种常用的通信信道 (BSC 及 AWGN 信道) 中进行了仿真试验。结果表明, 这种新型编码方式的性能优于一般的分离编译码方案, 具有一定的使用价值。

[关键词] 对称可逆变长码; 信源信道联合编译码; 最大似然译码

[中图分类号] TN911.22

[文献标识码] A

[文章编号] 1000-7857(2007)10-0034-05

A Novel Joint Source Channel Coding

ZHOU Hui¹, CUI Wenhui², SHAO Fei¹

1. Department of Information Equipment Academy of Equipment Command and Technology, Beijing 101416, China

2. Xian Satellite Control Center, Xi'an 710043, China

Abstract: In this paper, based on the concept of adaption, the Cost-Evaluating Symmetrical Reversible Variable Length Codes (C-E SRVLCs), which can be used for Joint Source Channel Coding (JSCC), are constructed through a user-defined cost function. The principle of C-E SRVLCs is explained and analyzed, and simulations are carried out for two common channels (BSC and AWGN). The results show that the codes are superior to the traditional separate codes, and may found applications in some areas.

Key Words: symmetrical reversible variable length codes; Joint Source Channel Coding; maximum likelihood decoding

CLC Number: TN911.22

Document Code: A

Article ID: 1000-7857(2007)10-0034-05

信源信道联合编译码 (Joint Source Channel Coding, JSCC) 是将原来分离的信源编译码和信道编译码联合起来, 这种“联合”不是简单的物理系统上的“连接”, 而是设计思路上的整体融合和优化。定长码和变长码都可以实现 JSCC, 但从传输效率来看, 变长码的传输效率要比定长码的高出很多。采用变长码实现 JSCC 最主要的一个问题就是如何克服变长码带来的误码扩散。而可进行双向译码的对称可逆变长码 (Symmetrical Reversible Variable-Length Codes, SRVLCs) 能够很好地解决这个问题。但传统的 RVLCs 在编码效率、抗信道误码方面存在诸多问题, 为此笔者设计了一种新型的对称可逆变长码——代价测评对称可逆变长码 (Cost-Evaluating Symmetrical Reversible Variable-Length Codes,

C-E SRVLCs)。这种码比经典 Takishima RVLCs 的码字选择效率更高, 且解决了汉明距离过小的问题。本文介绍了 C-E SRVLCs 的基本原理、设计准则和性能分析, 以及实现联合编译码的方案和仿真结果分析。

1 代价测评对称可逆变长码

对称结构的 RVLCs 在进行数字传输时可以进行双向译码, 这种数据恢复能力使其具有很好的防误码扩散能力^[1]。在一些特定的情况下, 译码器可以准确地测出误码的位置, 这在一些通信质量要求较高的通信系统中显得尤为重要。Fraenkel 和 Klein 给出了构建 RVLCs 的必要条件, Takishima 等^[2]构建了第一种基于 Huffman 码的 RVLCs 码字, 完整地实现了从 Huffman

收稿日期: 2007-03-12

作者简介: 周 辉, 女, 北京怀柔 3380 信箱 73 号装备指挥技术学院信息装备系, 教授, 主要从事通信、数字信号处理等研究;

E-mail: hui_zh319@126.com

码到 RVLCs 的转换。但是,由于 RVLCs 码的码长向量是根据 Huffman 码的码长向量初始化得到,且对码字长度的规定过于严格,所以相比于每一个相应 Huffman 码字的长度都只能更长,致使平均码长增加,而且汉明距离过小。Wen 和 Villasenor^[3]设计了基于指数码长变长码(比如 Golomb-Rice 码和 exp-GR 码)的非对称 RVLCs 码字。

1.1 一般 SRVLCs 的构造原理

SRVLCs 设计中最重要规则就是必须满足实时译码的前后缀条件,所谓前缀(后缀)条件是指任一码字不能与另一个码字的前缀(后缀)相等。由于对称 RVLCs 的对称性,对单个码字进行前向读取和后向读取的实际效果是一样的,所以前缀条件和后缀条件可以转化为一个单独的前缀条件,这是对称 RVLCs 的一个重要特性。

在一个二进制码树上, L 级的对称码字数量为 $m_0(L) = 2^{\lfloor (L+1)/2 \rfloor}$ ($\lfloor \cdot \rfloor$ 表示取整,下同)。以 $u(i, L)$ 表示在 i 级($i < L$)已经被选用的对称码字数, $m(L)$ 表示 L 级的目标码字数,考虑加上前缀条件之后可用码字数量的减少,则有

$$m(L) = m_0(L) - \left(\sum_{i=1}^{\lfloor L/2 \rfloor} u(i, L) \cdot n(i) \right) - x(L) \quad (1)$$

$$x(L) = \sum_{i=\lfloor L/2 \rfloor+1}^{L-1} x(i, L) \quad (2)$$

其中, $n(i)$ 是变长码的码字长度; $x(L)$ 是违背前缀条件的对称码总数; $x(i, L)$ 表示长为 i , 且 $(2i-L)$ 位后缀为对称的码字数。式(1)中第 1 项和第 2 项仅由码长 L 和码长向量 $n(i)$ 决定; $x(L)$ 取决于每一个码字的安排。由式(1)可以用遍历法得到目标码字的初始级数 N_i , 即满足

$$\sum_{l=0}^{L-1} m(l) \leq \sum_{i=0}^{N_i} m(L) \leq \sum_{l=0}^L m(l) \quad (3)$$

的 N_i 为目标码字的初始级数。

以 $p(i)$ 表示 i 级的 RVLCs 中背离前缀条件的码字总数, 则有

$$p(i) = \sum_{k=1}^{\lfloor i/2 \rfloor} u(k, i) \cdot n_{\text{rev}}(k) + \sum_{k=\lfloor i/2 \rfloor+1}^{i-1} x(k, i) \quad (4)$$

其中, $n_{\text{rev}}(k)$ 是原始变长码的码长矢量。因此, 可获得的码字数为

$$m'(i) = m_0(i) - p(i) \quad (5)$$

由式(4), 式(5)可以看出, 为了使 $m'(i)$ 尽可能大, 必须使 $p(i)$ 尽可能小^[4]。这可以由两条途径实现: 一种方法是尽量减少前半段的码字数, 即短码字数, 使长码字尽量不受任何限制, 但这势必加大码字的平均长度, 因而在实际操作中很少使用; 另一种方法是仔细地选择

目标码字使 $p(i)$ 减少, 这也是本文构建新码的基本原则。

1.2 C-E SRVLCs 的构建原理

分析 RVLCs 码树的构造过程, 可以发现有两个核心问题制约了 $p(i)$ 的减少: ① 如何确定码树的初始级数及各层应选取的目标节点数; ② 如何确定目标节点的位置。

对于问题①, 设二进制码树的初始级数为 N_i , 各层的初始节点数为 $n_l (l=1, 2, \dots, N_i)$ 。如果本层的可用节点数 u_l 大于等于需要的节点数 n_l , 则本层的目标节点数为 n_l , 否则就逐个考察选取 $u_l, u_l-1, \dots, 1, 0$ 个目标节点时平均码长的增加量。为此, 引入一个代价函数

$$C(k) = \sum_{k=0}^{u_l} \left(\sum_{i=l+1}^{N_i} l_p^i \cdot f_p^i - l \cdot f_k^l \right) \quad (6)$$

其中 f_k^l 为在 l 层 k 节点处对应码字的信源概率; l_p^i 为由于选取了 l 层 k 节点而被后面 (N_i-l) 级删掉的节点; f_p^i 为这些被删节点所对应的信源概率。用这个代价函数定量地而非定性地评估码树图上每一个码字的选取是否付出最小代价。

对于问题②, 本文使代价函数最小的 k 为本层的目标节点数。在选取目标节点位置时, 根据每个目标节点的后代节点中可用节点的数目和所在级数确定其优先级, 可用节点数越小, 级数越大, 优先级越高。在本层的目标节点选定之后, 后代节点中可用节点数多的都成为中转节点, 使下层的可用节点数尽可能地多。

构建 C-E SRVLCs 码字的步骤如下。

1) 构建一棵二进制码树, 第 l 层对称码字节点记为 $u_l^i (i=1, 2, \dots, 2^{\lfloor (L+1)/2 \rfloor}, L$ 为码长), 每层的节点个数记为 u_l , 初始变量 $l=1$ 。

2) 如果 $l > N_i$, 算法终止; 否则, 转到步骤 3)。

3) 从第 l 层中选取 $k (k=2^{\lfloor (L+1)/2 \rfloor})$ 个初始节点为目标节点, 去除码字中前缀相同者, 得到可用节点数 u_l 。然后计算 l 层的代价函数 $C(k)$, 再从第 l 层选取 $k-1$ 个优先级最高的初始节点为目标节点, 计算 $C(k-1)$ 。如果 $C(k) \leq C(k-1)$, 就选定 k 为第 l 层的目标节点的数目, $u_l=k$, 转到步骤 4); 否则, $k=k-1$, 重复步骤 3), 直到 $C(k) \leq C(k-1)$ 或 $k=0$ 为止, 转步骤 4)。

4) 如果 $l=N_i$, 那么使 $N_i=N_i+1, n_{l+1}=n_l-k$, 补足上一层所留下的节点缺口, 使所有信源信号分配到码字; 否则 $n_{l+1}=n_{l+1}+n_l-k$, 放宽挑选码字的限制, $l=l+1$, 转到步骤 2)。

示例 对英文字母(其发生概率为国际公认)进行

编码,从最原始的二叉树开始,最小的对称码字为“00”和“11”(实际上,“0”和“1”本身也是对称的,但在编码理论中,根据唯一码理论,“0”和“1”的选取将使所有码字都遭淘汰,因而本文不予讨论),选择 $k=2$,即码树初始节点的个数 $n_l=2$,而“00”和“11”的选取将淘汰很多码字。显然,信源符号按照此顺序编码后的码字长度 l_p^i 和发生概率 f_p^i 都是已知的(对未知信源,可以采用训练方法求其信源发生概率),其代价为 $C(k)=0.200\ 6$ 。而 $C(k-1)$ 也就是选取“00”而淘汰“11”(反之也是一样)的情况, $C(k-1)=0.094\ 6$,可见 $C(k) \geq C(k-1)$ 。因此, $k=k-1=1$,编码算法转入迭代过程,再次计算。在表 1 中,实际的编码是从第 3 级开始的,即这两个码字最终都由于代价

太大而被淘汰。

从以上算法可以看出,本文的算法与 Huffman 码的码长向量已经脱离关系,完全由信源发生概率决定码树级数和初始码长向量。从步骤 4)可以看出,当上一层码字数量不足时,下一层自动增加码字个数,展宽选取码字的限制,使得码字平均长度尽可能小,从而避免了 Takishima 经典算法中同一信源符号 RVLCs 码字长度较之 Huffman 码只能更大的弊端。

2 C-E SRVLCs 性能分析

设码字集合为 $u=[u_1, u_2, \dots, u_k]$, 其中等长码集合为 ρ , 定义两个等长码字的最小汉明距离为

$$d_i = \min \{d_H(b(u_i), b(u_j)) | b(u_i), b(u_j) \in \rho; u_i \neq u_j\} \quad (7)$$

表 1 英文字母编码表
Table 1 Coding table for English alphabet

	发生概率	Huffman 码		B2 码		Takishima RVLCs		代价测评 RVLCs	
		码长	码字	码长	码字	码长	码字	码长	码字
E	0.148 785 70	3	001	2	00	3	000	3	101
T	0.093 541 49	3	110	2	01	3	111	3	010
A	0.088 337 33	4	0000	4	1000	4	0110	3	0000
O	0.072 457 69	4	0100	4	1001	4	1001	4	1111
R	0.068 721 64	4	0101	4	1100	5	00100	4	0110
N	0.064 985 32	4	0110	4	1101	5	11011	4	1001
H	0.058 313 31	4	1000	6	101000	5	01010	4	00100
I	0.056 445 15	4	1001	6	101001	5	10101	5	01110
S	0.055 377 63	4	1010	6	101100	5	01110	5	10001
D	0.043 768 34	5	00010	6	101101	5	11011	5	11011
L	0.041 232 98	5	00011	6	111000	6	001100	5	001100
U	0.027 622 09	5	10110	6	111001	6	110011	6	011110
P	0.025 753 93	5	10111	6	111100	6	010010	6	100001
F	0.024 552 97	5	11100	6	111101	6	101101	6	110011
M	0.023 618 89	5	11110	8	10101000	6	011110	6	0011100
C	0.020 816 65	5	11111	8	10101001	6	100001	7	1101011
W	0.018 681 61	6	011100	8	10101100	7	0010100	7	0111110
G	0.015 212 16	6	011101	8	10101101	7	1101011	7	1000001
Y	0.015 212 16	6	011110	8	10111000	7	0011100	7	0001000
B	0.012 676 80	6	011111	8	10111001	7	1100011	7	1110111
V	0.011 609 28	6	111011	8	10111100	7	0100010	7	11000011
K	0.008 673 60	7	1110100	8	10111101	7	1011101	8	10000001
X	0.001 467 84	8	11101011	8	11101000	8	00111100	8	00111100
J	0.000 800 64	9	111010101	8	11101001	9	011111110	8	01111110
Q	0.000 800 64	10	1110101000	8	11101100	10	0111111110	8	100000001
Z	0.000 533 76	10	1110101001	8	11101101	10	1000000001	9	011111110
平均码长		4.155 723 92		4.701 894 28		4.696 556 49		4. 625 432 91	
最小汉明距离		1		1		1		2	

在 Huffman 码中, 由于其独特的构造方法和特性, 码字序列中必存在长度相等的最长的两个码字且码字中最后一位必不相等, 即 Huffman 码在两个码字等长的情况下存在 $d_i=1$ 的情况, 因此, Huffman 码 $d_i=1$ 。Takishima RVLCs 的构造方法中由于过分注重初始码树的级数和码长矢量, 对于码字的最小汉明距离没有做出任何规定, 所以其最小汉明距离也为 1。对于给定发生概率的英文字母进行编码, 结果见表 1。

C-E SRVLCs 中的两个码字 $w^{(m)}, w^{(n)} (w^{(m)} \neq w^{(n)})$ 的最小汉明距离可分为两种情况。

1) 两个码字长度相等, 即 $l(u_1^{(m)})=l(u_1^{(n)})=L_0$ 。

在这种情况下, 从构建码字的步骤可以知道, 在构建码字的第 3 步, 初始码字中剔除了等长码字中前 $k/2$ 位相同的码字, 由于码字的对称性, 当码字前缀不相等的情况下, 码字后缀也必然不相等, 假设前缀中不相等的位数至少为 1, 由于后缀与前缀对称相等, 因此, 整体码字中不相等的位数至少为 2, 即在 $l(u_1^{(m)})=l(u_1^{(n)})=L_0$ 时, $d_H(w^{(m)}, w^{(n)}) \geq 2$ 。

2) 两个码字长度不相等, 即 $l(u_1^{(m)}) \neq l(u_1^{(n)})$ 。

在两个码字不等长的情况下, 假设 $l(u_1^{(m)})-l(u_1^{(n)}) \geq 2$, 显然, 两个码字的最小汉明距离 $d_H(w^{(m)}, w^{(n)}) \geq 2$, 因此, 只需要考虑 $l(u_1^{(m)})-l(u_1^{(n)})=1$ 的这种情况, 假设 $l(u_1^{(m)})-l(u_1^{(n)})=1$ (反之也是一样)。在这种情况下, 因为前缀条件, $u_1^{(n)}$ 与 $u_1^{(m)}$ 的前 $l(u_1^{(n)})$ 个码字不相等, 那么, 要使两个码字的最小汉明距离为 1, 只有使 $u_1^{(n)}$ 与 $u_1^{(m)}$ 的后 $l(u_1^{(n)})$ 个码字相等, 而对称码字加一个比特位仍然保持对称特性只有一种情况, 即在原码字为全 0 或全 1 序列的情况下, 但是全 0 或全 1 序列再加一位构成一个新的码字显然是违反前缀条件的, 因此, 这种可能性不存在, 故这种假设不成立, 则在 $l(u_1^{(m)}) \neq l(u_1^{(n)})$ 时, $d_H(w^{(m)}, w^{(n)}) \geq 2$ 。

由以上两种情况综合可得, C-E SRVLCs 的最小汉明距离 $d_{\min} \geq 2$ 。

由表 1 可以看出, 本文提出的 C-E SRVLCs 平均码长比 Takishima RVLCs 码和另一种常用的变长码 B2 码缩短很多, 但长于 Huffman 码。最重要的是, 新型码字的最小汉明距离为 2, 相对于最小汉明距离为 1 的 Huffman 码、Takishima RVLCs 以及 B2 码在性能上无疑提高了一个层次。在最常见的高斯信道中, 随机误码最为常见, 最小汉明距离为 1 的各种码很容易被误判为其他相近的码字, 而 C-E SRVLCs 不会。

大量实验的结果表明, 由于 RVLCs 引入反向译码机制, 译码正确率是 Huffman 码的 2 倍。对于静态和动态图像, 由于对错误码字检出之后还要进行最大似然译码, 使其数值向环境内其他像素点的平均值靠拢, 故

C-E SRVLCs 的性能将大大超越上述码字。

3 基于 C-E SRVLCs 的联合编译码方案

从表 1 可以看出 C-E SRVLCs 码的特点: 平均码长更短, 使得它的编码效率更高; 最小汉明距离更大使得它对于信道中的随机噪声具有良好的屏蔽和纠正作用; 由于在译码过程中采用了双向译码机制, 对于信道中的突发错误也可以进行有效隔离。因此 C-E SRVLCs 比其他各种信源码字更适用于联合编译码。

在本文的方案中, 由基于信道条件的数据分组、单一码字的最大似然译码准则和抗突发错误的双向译码机制三者组成联合译码准则, 在不同信道中取得了良好的译码效果。图 1 是基于 C-E SRVLCs 的联合编译码结构框图。从图 1 中可以看出, 系统中省略了信道编码和信道译码两个部分, 代之以译码部分的最大似然译码准则和双向译码机制。该方案的特点是在进行信源编码的时候充分考虑了信道性能和信道纠错的需要, 针对信道噪声的类型设计信源码字。在译码端舍弃了信道译码, 代之以信源译码部分的最大似然译码准则。

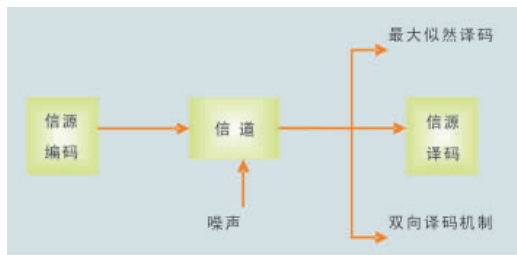
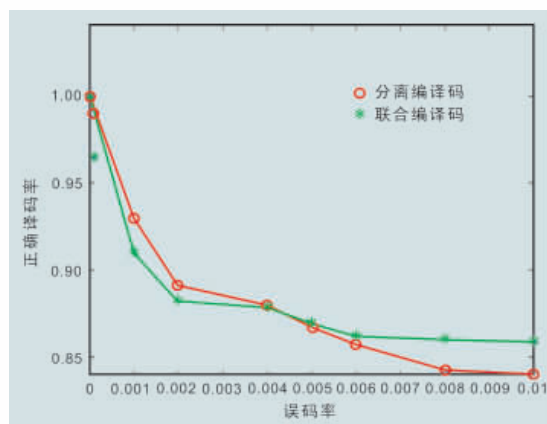


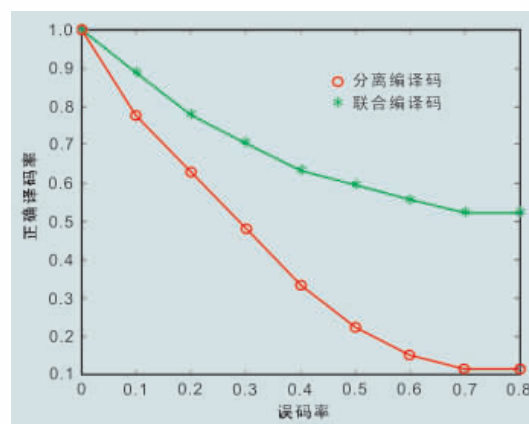
图 1 基于 C-E SRVLCs 的联合编译码结构框图
Fig. 1 Joint decoder structure of C-E SRVLCs

根据可逆变长码的前缀规则, 任何一个码字的前缀不会是另外一个码字, 这就保证了接收过程中运用对称规则截取码字的可行性。每接收一位则将接收的码字前后进行比对, 如果码字为对称结构则停止接收, 进入译码。

将接收端的接收码字 $\hat{x}$ 与码书中的码字进行比较, 当 $\hat{x}$ 与码书中的码字 x 完全相同时, 则将码字译为 x , 当 $\hat{x}$ 与码书中的任何码字都不相同时, 即发生了接收错误, 可以依据最大似然概率准则寻找与错误码字最为接近的码字。在译码过程中, 如果译码器检测出突发错误, 则立即停止正向译码, 而从数据块的末尾进行反向译码直至译码器再次检测到突发错误为止, 中间的突发错误部分由译码器指定的特殊码字进行替代, 在文字译码中由



(a) AWGN 信道下两种译码方法结果比较
(a) Comparison results from AWGN channel



(b) BSC 信道下两种译码方法结果比较
(b) Comparison results from BSC channel

图 2 不同信道下两种译码方法的结果比较
Fig. 2 Comparison between decoding results from under two channels

特殊字符输出,使用户发现错误;在图像译码中则采用平滑机制进行有损纠正。

4 仿真结果与性能分析

分离编译码系统中,信源编码采用经典 Takishima RVLCs 码;信道编码采用卷积码,编码矩阵为 $g = [0\ 0\ 1\ 0\ 1\ 0\ 0\ 1; 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1; 1\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 0\ 1]$;信源译码采用 Takishima 经典 RVLCs 码译码方法,信道译码采用 Viterbi 译码;基于 Girl 图像进行模拟仿真。

图 2 是联合编译码与分离编译码方案的比较,图中数据点为圆形的曲线是分离编译码方案的结果,数据点花形的是联合编译码结果。从图 2 中可以看出,在只存在随机噪声(高斯白噪声,期望值为 0,方差从 0 到 0.1)的情况下,在噪声较小时,联合编译码方案效果不如分离的编译码效果,随着噪声的增大,联合编译码方案的曲线逐渐平缓,在噪声较大时,联合编译码方案效果好于分离编译码。在 BSC 信道中,联合编译码的效果则始终好于分离的编译码方案,从图中可以看出,随着信道误比特率的逐渐增大,两者的性能差异更为明显。

由于分离系统采用了信道编码和 Viterbi 译码方法,viterbi 译码器的复杂度随约束长度的增加呈指数倍增加,这就大大增加了译码处理的复杂度;而联合编译码由于不采用信道编码和信道译码,自然降低了译码复杂度。从处理时间上来看,分离的编译码方案处理时间比联合编译码方案长了很多,在标准图像 Girl 的处理中,分离的编译码方案大约比联合编译码方案用时

多出 10 倍以上,如果卷积码的约束长度大于 2,则时间差还将进一步扩大。

5 结论

从以上分析可以看出,基于 C-E SRVLCs 的联合编译码方案在高噪声环境中有着分离编译码方案难以比拟的优势,结构简单,效果良好,在运行时间上更是数倍少于分离的编译码方案,因此,即使在噪声较低的噪声环境中,综合考虑运行时间和系统成本,联合编译码方案仍然有着很大的应用空间。

参考文献 (References)

- [1] LI A H, KITTITORNKUN S, HU Y H, *et al.* Data partitioning and reversible variable length codes for robust video communications [J/OL]. [2002-02-23]. <http://citeseer.nj.nec.com/li00data.html>.
- [2] TAKISHIMA Y, WADA M, MURAKAMI H. Reversible variable length codes [J]. IEEE Trans Commun, 1995, 43: 158-162.
- [3] WEN J, VILLASENOR J D. Reversible variable length codes for efficient and robust image and video coding[C] //Proc Data Compression Conf IEEE. Snowbird, Utah: IEEE 1998: 471-480.
- [4] TSAI C W, WU J L. Modified symmetrical reversible variable-length code and its theoretical bounds [J]. Transaction on Information Theory IEEE, 2001, 47(6): 2543-2548.

(责任编辑 代丽)