

## 高误码率下 Turbo 码交织器的恢复方法

任亚博<sup>\*①②</sup> 张健<sup>②</sup> 刘以农<sup>①</sup>

<sup>①</sup>(清华大学工程物理系 北京 100084)

<sup>②</sup>(中国工程物理研究院电子工程研究所 绵阳 621900)

**摘要:** 该文提出了一种针对高误码条件下 Turbo 码交织器的恢复方法, 应用于码率为 1/3 的并行级联 Turbo 码。信道编码识别是非合作信号处理领域的重要内容, Turbo 码交织器的恢复是其中的一个难点。现有的识别方法可以有效地处理无误码时的问题, 而实际通信中 Turbo 码经常应用于信道质量较差的情况, 此时误码率会较高, 且码长较长, 这些方法将失效。利用校验向量的特征, 可将交织器的每个位置分离开来, 单独求解, 使得交织器中每个位置的恢复仅依赖于几个相关的位置, 避免了误码累加效应, 从而解决了在高误码率, 长码长时的识别问题, 其复杂度较低。在仿真结果中, 对典型的长度达 10000 的随机交织器, 接收序列 10% 误码率的情况下, 实现了正确的恢复。

**关键词:** Turbo 码; 交织器; 恢复

**中图分类号:** TN911.22

**文献标识码:** A

**文章编号:** 1009-5896(2015)08-1926-05

**DOI:** 10.11999/JEIT141556

## Reconstruction of Turbo-code Interleaver at High Bit Error Rate

Ren Ya-bo<sup>\*①②</sup> Zhang Jian<sup>②</sup> Liu Yi-nong<sup>①</sup>

<sup>①</sup>(Department of Engineering Physics, Tsinghua University, Beijing 100084, China)

<sup>②</sup>(Institute of Electronic Engineering, China Academy of Engineering Physics, Mianyang 621900, China)

**Abstract:** An algorithm to recover a Turbo-code interleaver is proposed at high Bit Error Rate (BER), and it is applied to the 1/3 parallel concatenated Turbo-code. The recognition of channel coding plays an important part in the field of non-cooperative signal processing; recovering a Turbo-code interleaver is one difficulty. There are already some effective algorithms for the noiseless condition, but in actual communication system, Turbo code is often used in a high noisy level, where the BER is high and the word length is long: these algorithms would be ineffective. Using the characteristic of the parity-check vector, each position of the interleaver can be separated and solved independently. Thus, it makes the recovery of every position only rely on several correlative positions, which avoids the error accumulation effect. The algorithm solves the problem when the BER is high and the code length is long, and it also has low complexity. Simulations show that for a Turbo code with interleaver length 10000 and BER 10%, the algorithm runs successfully.

**Key words:** Turbo code; Interleaver; Reconstruction

### 1 引言

信道编码用于纠正误码, 在通信及存储中有着广泛的应用; 在非合作通信中, 由于其编码方式未知, 就有了对信道编码识别的研究, 近年来, 这已成为一个研究热点<sup>[1-4]</sup>。

Turbo 码作为一种逼近香农限的码, 近年来在 3G, 4G 及卫星通信中等得到了广泛的应用, Turbo 码的识别也随之兴起。Turbo 码完整的识别应包括

卷积码的识别和随机交织器的识别, 这两个问题可以分开处理, 卷积码的识别已有较成熟的研究成果<sup>[5-9]</sup>, 本文专注于随机交织器的识别。文献[10]中提出了一种树状分枝的方法, 该方法基于最大似然原理, 即使在相当大噪声时也可以恢复出交织器, 但这一方法对 Turbo 码还不够, 因为其假设识别的对象是交织排列后的输出序列, 而实际中接收到的是这一序列经过编码的序列。文献[11]提出了一种基于 Turbo 码译码的交织器恢复方法, 该方法通过对比第  $i$  位交织器正确恢复与不正确恢复时译码熵值的差异, 来寻找第  $i$  位的位置, 是一种有效的方法,

2014-12-08 收到, 2015-03-23 改回, 2015-06-09 网络优先出版

NSAF 基金 (11176005) 资助课题

\*通信作者: 任亚博 ren-yabo2005@126.com

然而其算法中的 Turbo 译码,使其具有较高复杂度,随着交织器长度的增长,例如达 10000 时,在 5% 的误码率下的恢复也要几个小时,在 10% 的高误码率下几乎无法恢复。文献[12]提出了一种特别的方法,需假设信息序列无误码,通过将反馈卷积编码器的生成有理式(分子与分母均为多项式)作泰勒级数展开,可恢复出下一时刻交织后的数据,进而逐步恢复出整个交织器;当信息序列有误码时,作者提出了“剔除”和“纠正”两种策略,该策略对交织长度较长时,要求误码率非常低,其仿真表明,当长度为 100 时,有效识别的误码率在 1% 至 2%。国内文献[13]提出了一种无误码条件下的盲识别方法,该法将编码后的序列除以生成有理式,从而恢复出交织后的信息序列,进行恢复出交织器,对有误码条件下的情况则没有提及。文献[14,15]中提出了对 Turbo 码码长与交织器的识别,其容忍的误码率也不到 1%,交织器的长度只有几百。

现有的识别方法不能同时满足高误码率、长交织器的情况,而实际情况中的 1/3 并行级联 Turbo 码具备纠 10% 以上的误码率的能力,且其交织器的长度很长。针对这种情况,本文提出了一种逐位恢复交织器的方法,使得交织器中单个位置的恢复仅依赖于几个相关的位置,降低了问题的复杂度,最后的仿真结果印证了算法的有效性。

文章接下来的结构如下:第 2 节简要介绍 Turbo 码的编码原理,定义文中使用的符号,识别的模型;第 3 节给出误码条件下的识别算法,并分析算法的复杂度与一些参数的取值;第 4 节是仿真的结果;第 5 节给出结论。

## 2 Turbo 码的识别模型

### 2.1 Turbo 码的编码原理

典型的并行级联 Turbo 码的结构如图 1 所示。其中信息序列为  $x$ , 经过编码器 1 后得到的序列为  $y$ ; 信息序列经过交织后得到  $\Pi(x)$ , 交织器的长度记为  $L$ , 编码后的序列为  $z$ ; 3 路序列经过二进制对称信道后接收方得到的序列为  $X, Y, Z$ 。图中  $e(\bullet)$  表示噪声, 为一个 0, 1 序列, 其中 1 的概率即为接收序列的误比特率(BER)。

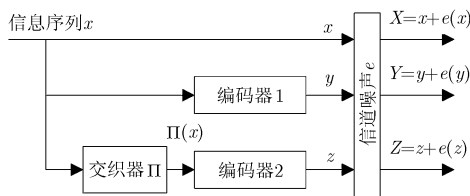


图 1 Turbo 码编码器

本文中关于 Turbo 编码的运算均是在 GF(2)或其扩域上进行的。为方便描述,本文中的  $x, y, z, X, Y, Z$  以及后文出现的  $s$  均为多项式,其形式例如  $x=x_0+x_1D+x_2D^2+x_3D^3\cdots$ 。而  $e(x), e(y), e(z)$  分别表示关于  $x, y, z$  的误码多项式。 $\Pi(x)$  表示将多项式  $x$  的系数按照交织器  $\Pi$  的规则置换后得到的新的多项式,若交织器  $\Pi$  表示的交织规则为  $[r_0, r_1, r_2, \dots]$ , 则  $\Pi(x)=x_{r_0}+x_{r_1}D+x_{r_2}D^2+\dots$ , 因此恢复交织器  $\Pi$  就是要计算出  $r_0, r_1, r_2, \dots$  的取值。

假设反馈卷积编码器 2 的生成矩阵为  $[1, g_2(D)/g_1(D)]$ , 其中  $g_1(D)$  与  $g_2(D)$  为多项式,  $g_j(D)=\sum_{k=0}^d g_{j,k}D^k$ ,  $g_{j,0}=g_{j,d}=1, j=1,2$ , 每次编码前其移位寄存器初始的状态为 0, 则有式(1)成立

$$z = \Pi(x) \times \frac{g_2(D)}{g_1(D)} \quad (1)$$

Turbo 码是一种逼近香农限的码,其交织器  $\Pi$  的长度从几千到上万。1/3 码的香农限在 0 dB 以下,在信道恶劣的情况下,接收到的序列的误比特率可达 10%,此时 1/3 Turbo 码仍能完美纠错,因此接下来讨论当高误码条件下的识别问题。

### 2.2 识别的数学模型

对识别者而言,已知的内容为接收到的序列  $X, Y, Z$ , 反馈卷积编码器 2 的生成矩阵为  $[1, g_2(D)/g_1(D)]$ 。而  $x, y, z$  及  $e(x), e(y), e(z), \Pi(x)$  为未知。它们之间有如下关系:

$$X=x+e(x) \quad (2)$$

$$Y=y+e(y) \quad (3)$$

$$Z=z+e(z) \quad (4)$$

将式(2), 式(3), 式(4)与式(1)结合有

$$\Pi(X+e(x)) \times \frac{g_2(D)}{g_1(D)} = Z+e(z) \quad (5)$$

误码条件下,如果误码率非常低(例如 0.1% 以下),交织器的长度比较短(例如只有几百),则  $Z$  序列中可能无误码,即  $e(\bullet)=0$ , 问题可转化为无误码条件下的识别问题。在一些条件下,如果误码率达 1% 甚至 10%, 或者 Turbo 码的交织器长度达几千甚至上万,这时就无法转化为无误码下的问题。

## 3 误码条件下交织器的恢复方法

### 3.1 误码条件下的交织器恢复方法

式(5)进一步转化则有

$$\begin{aligned} & \Pi(X) \times g_2(D) + Z \times g_1(D) \\ &= \Pi(e(x)) \times g_2(D) + e(z) \times g_1(D) \end{aligned} \quad (6)$$

假设通信的信道为二进制对称信道(BSC),其 BER(转移概率)为  $\tau$ , 即多项式  $e(\bullet)$  中系数为 1 的概

率为  $\tau$ 。

定义一个量  $\Omega_{i,j}$ ，称为  $i$  关于  $g_j(D)$  的相关因子集合，即

$$\Omega_{i,j} = \{i - k \mid g_{j,k} = 1, k \leq i\} \quad (7)$$

将式(6)右边的项记为  $s$ ，即

$$s = \Pi(e(x)) \times g_2(D) + e(z) \times g_1(D) \quad (8)$$

考虑到  $s = s_0 + s_1D + s_2D^2 + s_3D^3 \dots$ ，式(6)可以进一步转化为

$$g_2(D) \times \sum_{i=0}^L X_{r_i} D^i + g_1(D) \times \sum_{i=0}^L Z_i D^i = \sum_{i=0}^L s_i D^i \quad (9)$$

考虑到式(7)中的相关因子  $\Omega_{i,j}$ ，对比式(9)中左右两边  $D^i$  的系数，可得式(10)。

$$\sum_{k \in \Omega_{i,2}} X_{r_k} + \sum_{k \in \Omega_{i,1}} Z_k = s_i \quad (10)$$

关于  $s_i$  有如下结论：

**引理 1**  $s_i$  取 1 的概率仅与  $i, \tau$  和反馈卷积编码器中  $g_1(D)$  与  $g_2(D)$  有关，其关系如式(11)

$$P(s_i = 1) = \frac{1 - (1 - 2\tau)^{\sum_{j=1}^2 |\Omega_{i,j}|}}{2} \quad (11)$$

**证明** 因  $s = \Pi(e(x)) \times g_2(D) + e(z) \times g_1(D)$ ，而  $\Pi(e(x))$  与  $e(z)$  均为二进制对称信道的噪声，其系数为 1 的概率为  $\tau$ 。故  $s_i = 1$  相当于概率为  $\tau$  的试验独立重复了  $\sum_{j=1}^2 |\Omega_{i,j}|$  次，求其中发生奇数次的概率，这个概率即为式(11)，具体证明可参考文献[16]。

由于  $g_{j,0} = 1$ ，因此总有  $i \in \Omega_{i,j}$ ，从而式(10)可表示为

$$X_{r_i} + \sum_{k \in \Omega_{i,2} \setminus i} X_{r_k} + \sum_{k \in \Omega_{i,1}} Z_k = s_i \quad (12)$$

式(12)提供了一种通过归纳法求解  $r_i$  的方法。考虑到  $P(s_i = 1) < 0.5$ ，通过对足够多的码字进行统计可以得到概率  $p\left(X_{r_i} + \sum_{k \in \Omega_{i,2} \setminus i} X_{r_k} + \sum_{k \in \Omega_{i,1}} Z_k = 1\right)$ ，其也小于 0.5，显然对于任意的  $m \neq r_i$ ，应有  $p\left(X_m + \sum_{k \in \Omega_{i,2} \setminus i} X_{r_k} + \sum_{k \in \Omega_{i,1}} Z_k = 1\right) = 0.5$ 。  $\sum_{k \in \Omega_{i,1}} Z_k$  为已知量，同时，由式(7)知  $\Omega_{i,2} \setminus i \subset \{1, 2, \dots, i-1\}$ ，故如果假设已知  $r_0, r_1, r_2, \dots, r_{i-1}$ ，则  $\sum_{k \in \Omega_{i,2} \setminus i} X_{r_k}$  也为已知量，此时对未知的  $r_i$  进行搜索，当  $p\left(X_m + \sum_{k \in \Omega_{i,2} \setminus i} X_{r_k} + \sum_{k \in \Omega_{i,1}} Z_k = 1\right)$  的概率最小时，此时的  $m$  即为最大似然的  $r_i$ 。于是有如下步骤恢复交织器的最大似然算法：

(1)取  $N$  个码字，这样共得到  $N$  组  $(X, Z)$ 。  $N$  的取值应满足  $N > \log_2 L$ 。

(2)对  $i = 0$ ，求  $r_0$ 。此时  $\Omega_{i,2} \setminus i = \emptyset$ ，  $\Omega_{i,1} = \{0\}$ ，

式(12)转化为

$$X_{r_0} + Z_0 = s_0 \quad (13)$$

$r_0$  需遍历取  $r_0 = 0 : (L - 1)$ ，对每一个  $r_0$  的值(例如当  $r_0$  取  $m$  时)，分别对  $N$  组  $(X, Z)$  运用式(13)得到  $N$  个  $s_0$ ，将这  $N$  个  $s_0$  相加(实数域上的加法)得到  $s_0(m)$ 。显然，  $r_0$  的取值为

$$r_0 = \arg \min_m \{s_0(m) \mid 0 \leq m \leq L - 1\} \quad (14)$$

(3)用归纳法求  $r_i, i > 0$ 。假设  $r_0, r_1, \dots, r_{i-1}$  已知，先求出  $\Omega_{i,1}$ ，  $\Omega_{i,2}$ ，运用式(12)和步骤(2)中的方法求得  $s_i(m)$ 。则  $r_i$  的取值为

$$r_i = \arg \min_m \{s_i(m) \mid 0 \leq m \leq L - 1\} \quad (15)$$

### 3.2 算法的性能分析与参数取值

算法中的计算量主要产生于  $s_i(m)$ ，单个  $s_i(m)$  计算量约为  $\beta N$ ， ( $\beta$  为一个比较小的常量)，交织器每恢复一位需要  $L$  个  $s_i(m)$ ，故总的计算量约为  $\beta N L^2$ ，这个复杂度与无误码时的情形近似，说明是一种高效的算法。

算法中只用了一个变量  $N$ ，即识别所需要的码字数目，  $N$  的取值应满足  $N > \log_2 L$ ，算法的第(2)步与第(3)步表明随着  $N$  的增大，识别的正确率将会增加，实际中如果误码率较高，需增大  $N$  的取值。由中心极限定理知  $s_i(m)$  服从正态分布，分布函数为

$$s_i(m) \sim \begin{cases} \mathbb{N}(N/2, \sqrt{N}/2), & m \neq r_i \\ \mathbb{N}(NP(s_i = 1), \sqrt{NP(s_i = 1)P(s_i = 0)}), & m = r_i \end{cases} \quad (16)$$

其中  $\mathbb{N}(\cdot, \cdot)$  为正态分布，  $P(s_i = 1)$  由式(11)给出。识别过程中，  $N$  的取值应使得式(16)中的两个分布的重叠部分尽量少，用  $\lambda_i$  表示两者之差并归一化，由于两个不相关正态分布的差仍为正态分布，故有

$$\lambda_i = \frac{N/2 - NP(s_i = 1)}{\sqrt{(\sqrt{N}/2)^2 + NP(s_i = 1)P(s_i = 0)}} = \sqrt{N} (1/2 - P(s_i = 1)) / \sqrt{1/4 + P(s_i = 1)P(s_i = 0)} \quad (17)$$

记

$$\lambda = \min \{\lambda_i \mid i = 0, 1, \dots, L\} \quad (18)$$

并且  $\lambda = \lambda_j$ 。

用  $P(r_i \mid r_0, r_1, r_2, \dots, r_{i-1})$  表示当  $r_0, r_1, \dots, r_{i-1}$  识别正确时，  $r_i$  被正确识别的概率，则有

$$P(r_i \mid r_0, r_1, r_2, \dots, r_{i-1}) > (1 - \Phi(-\lambda))^L \quad (19)$$

式中

$$\Phi(\lambda) = \int_{-\infty}^{\lambda} \frac{1}{\sqrt{2\pi}} e^{-\frac{t^2}{2}} dt$$

于是整个交织器正确恢复的概率为

$$P(r_0, r_1, r_2, \dots, r_{L-1}) > (1 - \Phi(-\lambda))^{L \times L} \quad (20)$$

当给出一个期望的识别概率后，由式(18)可求出  $\lambda$ ，而识别所需的码字数目  $N$  可取为

$$N \approx \left\lceil \frac{\lambda \sqrt{1/4 + P(s_j = 1)P(s_j = 0)}}{1/2 - P(s_j = 1)} \right\rceil^2 \quad (21)$$

其中的  $j$  应满足  $\lambda = \lambda_j$ 。

#### 4 算法仿真结果

对算法的识别效果进行仿真，反馈卷积编码器取  $g_1(D) = 1 + D + D^2 + D^3 + D^4$ ， $g_2(D) = 1 + D^4$ ，交织的方式采用计算机生成的随机交织，对接收序列加入随机误码。

根据式(15)，在算法的第  $i$  步可以得到交织器的位置  $r_i$ ，进一步考虑式(15)中的集合  $\{s_i(m) | 0 \leq m \leq L-1\}$ ，可得到该集合的最小值为  $s_i(r_i)$ 。图 2 至图 4 给出了交织器长度为 1000, 10000，误码率为 1%, 5%, 10% 情况下识别过程中  $s_i(r_i)$  的值及  $s_i(m)$  的次小值。

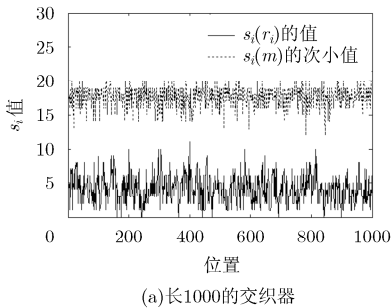
假设第  $i$  步交织器恢复错误，则集合  $\{s_i(m) | 0 \leq m \leq L-1\}$  中的  $L$  个值都将服从式(16)中的第 1 个分布(独立同分布的高斯分布)，那么当  $L$  较大时，由高斯分布的特征知，该集合中的最小值与次小值将基本一致(“ $s_i(r_i)$  的值”及“ $s_i(m)$  的次小值”将基本一致)，进一步地，根据式(12)，算法的每一步都依赖于前一步，故算法在第  $i$  步以后的每一步都会出错，则两条曲线从错误位置开始将几乎重合。而

仿真结果中，两条曲线间隔明显，最小值曲线完全在次小值曲线的下方，这说明交织器的恢复完全正确。

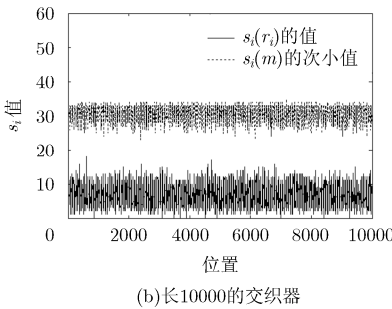
以图 4(b)为例，据式(20)如果取  $\lambda = 6.7059$ ，可得整套算法完全成功的概率大于 99.9%，此时  $N = 2000$ ，在式(11)中可求得相应的  $P(s_j = 1) = 0.3951$ ，在式(16)中可求得  $E(s_i(r_i)) = 790$ ， $\sigma(s_i(r_i)) = 21.86$ ，这个结果与图 4(b)中实线的完全一致；而图 4(b)中的虚线的均值在 910 左右，与实线的平均间隔在 100 以上，两条曲线间隔明显，且无相交，验证了恢复的正确性。

仿真中的计算量与其它参数的选择如表 1。表 1 反映出，当交织器增长，误码率增加时，识别所需要的码字数随之增长，这与理论分析一致。仿真中的计算来自于比特层次上的异或运算，在主频 2.66 GHz 的电脑上的运算时间，BER=1% 时，对长度为 1000 的交织器识别时间不到 1 s，而 BER=10%，交织器长为 10000 时，用时约 10 min。

图 5 给出了当码字数目固定时，不同误码率下的识别正确率，在 10% 的误码率下都达到了 100% 的识别正确率，其识别正确率随着误码的增加而降低，识别错误率随着误码的增加而增加。图中“ $L = 1000, N = 1200$ ”及“ $L = 10000, N = 2000$ ”两条曲线很逼近，而“ $L = 1000, N = 2000$ ”的效果明显优于两者，这说明当交织器的长度增长时，识别正确率会下降，但增大码字数目会提高识别正确率。

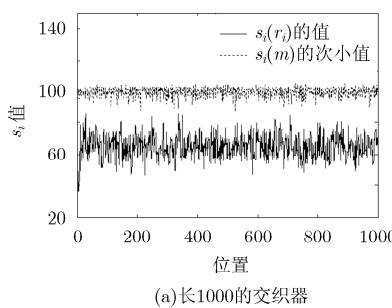


(a)长1000的交织器

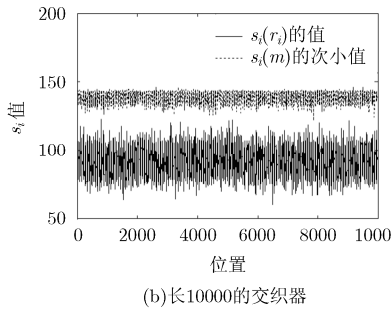


(b)长10000的交织器

图 2 1%误码下交织器恢复

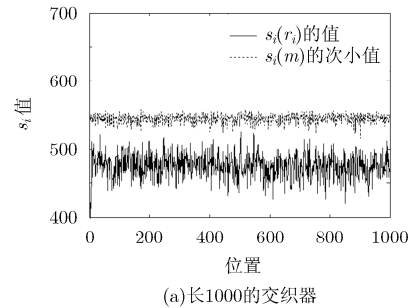


(a)长1000的交织器

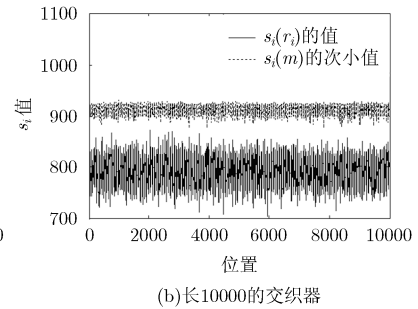


(b)长10000的交织器

图 3 5%误码下交织器恢复



(a)长1000的交织器



(b)长10000的交织器

图 4 10%误码下交织器恢复

表 1 算法的参数选择与计算量

交织器长度 $L$	误比特率 $\tau$ (%)	使用码字数 $N$	识别正确率 (%)	计算量
1000	1	60	100	6.0e7
10000	1	100	100	1.0e10
1000	5	250	100	2.5e8
10000	5	350	100	3.5e10
1000	10	1200	100	1.2e9
10000	10	2000	100	2.0e11

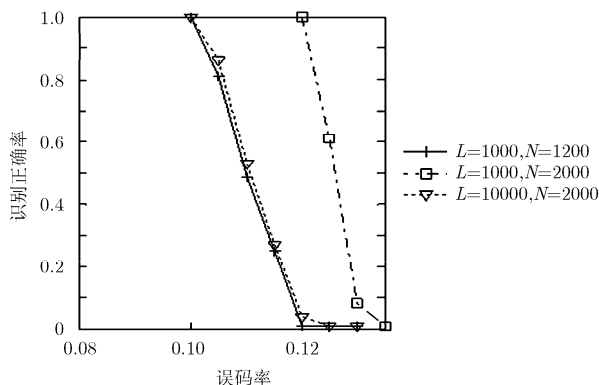


图 5 不同误码率下的识别正确率

## 5 结论

Turbo 码具有很强的纠错能力, 近年来被广泛应用于低信噪比的信道中, 对于 1/3 码率的 Turbo 码, 本文提出的算法有效地解决了在 10% 的高误码下, 随机交织器的恢复问题。从算法分析与仿真中可以看出, 算法的存储量与计算量较小, 在一般的电脑上即可运行, 其识别时间较短, 有较强的实用性。

## 参考文献

- [1] 解辉, 黄知涛, 王丰华. 信道编码盲识别技术研究进展[J]. 电子学报, 2013, 41(6): 1166-1176.  
Xie Hui, Huang Zhi-tao, and Wang Feng-hua. Research progress of blind recognition of channel coding[J]. *Acta Electronica Sinica*, 2013, 41(6): 1166-1176.
- [2] Moosavi R and Larsson E G. A fast scheme for blind identification of channel codes[C]. IEEE Global Telecommunications Conference 2011, Linkoping, Sweden, 2011: 1-5.
- [3] Bringer J and Chabanne H. Code reverse engineering problem for identification codes[J]. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2012, 58(4): 2406-2412.
- [4] 闫郁翰. 信道编码盲识别技术研究[D]. [硕士论文], 西安电子科技大学, 2012.
- [5] Marazin M, Gautier R, and Burel G. Algebraic method for blind recovery of punctured convolutional encoders from an erroneous bitstream[J]. *IET Signal Processing*, 2012, 6(2): 122-131.
- [6] 于沛东, 李静, 彭华. 一种利用软判决的信道编码识别新算法[J]. 电子学报, 2013, 41(2): 301-306.  
Yu Pei-dong, Li Jing, and Peng Hua. A new algorithm for channel coding recognition using soft decision[J]. *Acta Electronica Sinica*, 2013, 41(2): 301-306.
- [7] 刘建成, 杨晓静. 基于校验统计的 (2, 1, m) 卷积码盲识别[J]. 电子信息对抗技术, 2013, 28(1): 1-4.  
Liu Jian-cheng and Yang Xiao-jing. Blind recognition of (2,1,m) convolutional code based on parity-check Statistics[J]. *Electronic Information Warfare Technology*, 2013, 28(1): 1-4.
- [8] Karimian Y and Attari M A. Recognition of channel encoder parameters from intercepted bitstream[C]. IEEE 2013 21st Iranian Conference on Electrical Engineering (ICEE), Mashhad, 2013: 1-5.
- [9] Moosavi R and Larsson E G. Fast blind recognition of channel codes[J]. *IEEE Transactions on Communications*, 2014, 62(5): 1393-1405.
- [10] Barbier J. Reconstruction of Turbo-code encoders[J]. SPIE, 2005, 5819: 463-473.
- [11] Cluzeau M, Finiasz M, and Tillich J P. Methods for the reconstruction of parallel Turbo codes[C]. IEEE International Symposium on Information Theory, Austin, TX, USA, 2010: 2008-2012.
- [12] Cote M and Sendrier N. Reconstruction of a Turbo-code interleaver from noisy observation[C]. IEEE International Symposium on Information Theory, Austin, TX, USA, 2010: 2003-2007.
- [13] 张永光. 一种 Turbo 码编码参数的盲识别方法[J]. 西安电子科技大学学报, 2011, 38(2): 167-172.  
Zhang Yong-guang. Blind recognition method for the Turbo coding parameter[J]. *Journal of Xidian University*, 2011, 38(2): 167-172.
- [14] 李啸天, 李艳斌, 晁俊军, 等. 一种基于矩阵分析的 Turbo 码长识别算法[J]. 无线电工程, 2012, 42(4): 23-26.  
Li Xiao-tian, Li Yan-bin, Zan Jun-jun, et al. An algorithm for recognition of Turbo code length based on matrix analysis[J]. *Radio Engineering of China*, 2012, 42(4): 23-26.
- [15] 李啸天, 张润生, 李艳斌. 归零 Turbo 码识别算法[J]. 西安电子科技大学学报, 2013, 40(4): 161-166.  
Li Xiao-tian, Zhang Run-sheng, and Li Yan-bin. Research on the recognition algorithm of Turbo codes on trellis termination[J]. *Journal of Xidian University*, 2013, 40(4): 161-166.
- [16] Valembois A. Detection and recognition of a binary linear code[J]. *Discrete Applied Mathematics*, 2001, 111(1): 199-218.

任亚博: 男, 1987 年生, 博士生, 研究方向为信道编码识别。  
张健: 男, 1968 年生, 研究员, 博士生导师, 研究方向为电子工程、无线通信、太赫兹。  
刘以农: 男, 1963 年生, 教授, 博士生导师, 研究方向为核电子学。