

应用声学  
*Journal of Applied Acoustics*  
ISSN 1000-310X, CN 11-2121/O4

## 《应用声学》网络首发论文

题目: 基于 Polar 码的水声通信信源信道联合译码方法  
作者: 胡承昊, 台玉朋, 汪俊, 胡治国, 王海斌  
收稿日期: 2021-04-19  
网络首发日期: 2021-06-30  
引用格式: 胡承昊, 台玉朋, 汪俊, 胡治国, 王海斌. 基于 Polar 码的水声通信信源信道联合译码方法. 应用声学.  
<https://kns.cnki.net/kcms/detail/11.2121.O4.20210630.1037.002.html>



**网络首发:** 在编辑部工作流程中, 稿件从录用到出版要经历录用定稿、排版定稿、整期汇编定稿等阶段。录用定稿指内容已经确定, 且通过同行评议、主编终审同意刊用的稿件。排版定稿指录用定稿按照期刊特定版式 (包括网络呈现版式) 排版后的稿件, 可暂不确定出版年、卷、期和页码。整期汇编定稿指出版年、卷、期、页码均已确定的印刷或数字出版的整期汇编稿件。录用定稿网络首发稿件内容必须符合《出版管理条例》和《期刊出版管理规定》的有关规定; 学术研究成果具有创新性、科学性和先进性, 符合编辑部对刊文的录用要求, 不存在学术不端行为及其他侵权行为; 稿件内容应基本符合国家有关书刊编辑、出版的技术标准, 正确使用和统一规范语言文字、符号、数字、外文字母、法定计量单位及地图标注等。为确保录用定稿网络首发的严肃性, 录用定稿一经发布, 不得修改论文题目、作者、机构名称和学术内容, 只可基于编辑规范进行少量文字的修改。

**出版确认:** 纸质期刊编辑部通过与《中国学术期刊 (光盘版)》电子杂志社有限公司签约, 在《中国学术期刊 (网络版)》出版传播平台上创办与纸质期刊内容一致的网络版, 以单篇或整期出版形式, 在印刷出版之前刊发论文的录用定稿、排版定稿、整期汇编定稿。因为《中国学术期刊 (网络版)》是国家新闻出版广电总局批准的网络连续型出版物 (ISSN 2096-4188, CN 11-6037/Z), 所以签约期刊的网络版上网络首发论文视为正式出版。

# 基于 Polar 码的水声通信信源信道联合译码方法

胡承昊<sup>1,2</sup> 台玉朋<sup>1</sup> 汪俊<sup>1</sup> 胡治国<sup>1</sup> 王海斌<sup>1†</sup>

(1 中国科学院声学研究所 声场声信息国家重点实验室 北京 100190)

(2 中国科学院大学 北京 100049)

**摘要：**水声信道时延扩展较长，频域选择性衰落严重，导致水声通信提升可靠性困难。同时，水声通信实际发送的信源中通常存在残留冗余，传统方法难以利用这部分冗余，从而导致一定的带宽浪费。针对该问题，提出了一种基于 Polar 码的水声通信信源信道联合译码方法。该方法根据 Polar 码的译码结构，以信源状态转移关系为基础构建信源信道联合译码网格图，综合信源转移概率和信道转移概率计算统一的序列后验概率，实现了信源译码和信道译码的一体化联合优化。该方法能够利用信源符号间相关性导致的残留冗余抵抗信道差错，在不降低通信速率的情况下进一步提高水声通信系统可靠性。湖上实验结果表明，在相同条件下，所提方法可将系统误码率由传统分离译码的  $1.9 \times 10^{-2}$  降低为  $4.0 \times 10^{-4}$ ；当传输图像序列时，传统分离译码方法的误码率为  $3.7 \times 10^{-3}$ ，而所提方法则在实验中实现了无误码通信。

**关键词：**水声通信；Polar 码；信源信道联合译码；湖上实验

**中图分类号：**TN929.3

**文献标识码：**A

**DOI：**

## A joint source-channel decoding algorithm based on polar codes for underwater acoustic communication

HU Chenghao<sup>1,2</sup> TAI Yupeng<sup>1</sup> WANG Jun<sup>1</sup> HU Zhiguo<sup>1</sup> WANG Haibin<sup>1</sup>

(1 State Key Laboratory of Acoustics, Institute of Acoustics, Chinese Academy of Sciences, Beijing 100190, China)

(2 University of Chinese Academy of Sciences, Beijing 100049, China)

**Abstract:** It is difficult to improve the reliability of underwater acoustic communication (UAC) due to the long-time delay and severe frequency fading of underwater acoustic channels. On the other hand, there are always some source residual redundancies in practical UAC. Traditional methods cannot use these redundancies. That leads to some waste of bandwidth. To overcome these problems, a joint source-channel decoding algorithm based on polar codes for UAC is proposed. According to the decoding structure of polar codes, the joint source-channel decoding trellis is constructed based on the source transfer relationship. The posterior probabilities are computed by combining the source transfer probability and the channel transfer probability. In this way, the source decoding and channel decoding are optimized jointly. This algorithm can take advantage of the source residual redundancies for error control decoding and can improve the reliability of UAC without reducing the communication rate. The lake experimental results show that the proposed algorithm can reduce the bit error rate (BER)

from  $1.9 \times 10^{-2}$  of the traditional separate decoding algorithm to  $4.0 \times 10^{-4}$ . When transmitting photographs, the proposed algorithm can reduce the BER from  $3.7 \times 10^{-3}$  of the traditional separate decoding algorithm to 0.

**Keywords:** Underwater acoustic communication; Polar codes; Joint source-channel decoding; Lake experiment

2021-03-05 收稿; 2021-04-19 定稿

作者简介: 胡承昊(1994—), 男, 山东济南人, 博士研究生, 研究方向: 信号与信息处理。

†通信作者 E-mail: whb@mail.ioa.ac.cn

## 0 引言

随着人类海洋活动的日益增多, 水声通信技术也受到越来越广泛的关注。一般来说, 水声通信的可用带宽较窄, 通信速率受限。同时, 信道复杂、环境噪声高等特点也使水声通信提升可靠性较为困难。因此, 如何在不降低通信速率的情况下提高系统可靠性一直是水声通信研究中的重要问题。传统水声通信系统中, 信源译码和信道译码是分别独立设计的。然而, 水声通信实际发送的信源符号之间通常具有相关性, 这种相关性导致的信源冗余难以依靠传统信源编码压缩。此时, 传统分离译码的方式会造成一定程度的带宽浪费。如果能够利用这部分残留冗余抵抗信道差错, 则可进一步提高水声通信系统的可靠性。

早在 20 世纪 70 年代便有学者在无线电通信领域提出利用信源残留冗余抵抗信道差错的思想<sup>[1]</sup>。1991 年, Sayood 等<sup>[2]</sup>将信源建模为一阶马尔科夫模型, 在信源编码网格图上进行信源译码, 构建了早期的信源信道联合译码(Joint source-channel decoding, JSCD)方法。随后, Demir 等<sup>[3]</sup>和 Park 等<sup>[4]</sup>分别提出了符号约束和比特约束的信源编码网格图。在此基础上, 文献[5-7]将信源译码与卷积码译码相结合, 利用卷积码的纠错能力进一步提高通信系统的可靠性。随着 Turbo 码<sup>[8]</sup>和 LDPC 码<sup>[9]</sup>等近香农信道编码的广泛应用, 与之对应的 JSCD 方法也得到大量研究。文献[10-12]研究了基于 Turbo 码的 JSCD 方法。文献[13-15]对基于 LDPC 码的 JSCD 方法展开了研究。研究表明, JSCD 方法能够在不降低通信速率的情况下提高系统可靠性。相比于无线电通信, 水声通信提升通信速率和可靠性更为困难, 因此在水声通信中研究 JSCD 方法有重要意义。但是, 目前关于 JSCD 方法的研究主要集中在无线电通信领域, 在水声通信中的研究较少。

受通信速率的限制以及信道时变等因素的影响, 水声通信中的码块长度通常较短。目前, 水声通信中常用的 Turbo 码和 LDPC 码等信道编码的短码性能并不理想。并且这类采用迭代译码方式的信道编码在信噪比达到一定值后, 其误码率下降非常缓慢, 即会出现所谓的“差错平台”效应。2009 年, Arikan 等<sup>[16-17]</sup>提出了一种新的信道编码方法——Polar 码。该编码方法利用信道极化原理进行编译码, 在理论上达到了香农极限。目前, Polar 码已被采纳为 5G 通信协议中的编码标准之一。研究表明, 相比 Turbo 码和 LDPC 码, Polar 码能够取得更好的短码性能<sup>[18-19]</sup>, 并且在较高信噪比下仍未观察到“差错平台”效应<sup>[20]</sup>。因此, 本文考虑将 Polar 码应用于水声通信, 并研究与其对应的 JSCD 方法, 进一步提高水声通信系统可靠性。

不同于 Turbo 码和 LDPC 码, Polar 码采用了全新的编码结构, 其常用的顺序消去列表译码(Successive cancellation list, SCL)<sup>[19]</sup>方法在计算软信息时利用了前序信息序列的判决结果, 导致其软信息绝对值较大。若采用迭代的形式实现联合译码, 容易放大信道译码的差错, 降低译码性能<sup>[21]</sup>。这导致传统针对 Turbo 码和 LDPC 码提出的 JSCD 方法无法直接应用于 Polar 码。近年来, 关于 Polar 码 JSCD 方法的研究少有突破。2016 年, Wang 等<sup>[22]</sup>在无线电通信中对 Polar 码的 JSCD 方法进行了

初步尝试。该方法根据自然语言规则构建信源字典，在 Polar 码译码过程中利用信源字典对译码进行修正，在自然语言传输条件下，取得了优于传统分离译码(Separate source-channel decoding, SSCD)的性能。然而，该方法中的信源译码和信道译码在两个译码树上分别进行，译码的一体化程度有待进一步提高。另外，在传输语音和图像等信息的情况下，该方法难以利用信源符号间相关性导致的残留冗余抵抗信道差错。

本文根据 Polar 码的译码结构，提出了一种基于 Polar 码的水声通信信源信道联合译码(Polar codes based joint source-channel decoding, P-JSCD)方法。在译码过程中综合信源转移概率和信道转移概率计算统一的序列后验概率，最终选择后验概率最大的信源序列作为译码结果。所提方法以信源状态转移关系为基础构建信源信道联合译码网格图，该联合网格图能够同时描述信源状态转移关系和信道状态转移关系，从而实现信源译码和信道译码的一体化联合优化，利用信源符号间相关性导致的残留冗余抵抗信道差错，在不降低通信速率的情况下提高水声通信系统可靠性。

## 1 Polar 码基本原理

本节将简要介绍 Polar 码的基本原理。在下文的论述中，采用  $x_i^j$  表示向量  $(x_i, x_{i+1}, \dots, x_j)$ ，当  $i > j$  时表示空向量。

Polar 码的核心理论即信道极化。信道极化主要包括信道合并和信道分离两个过程，其中，信道合并对应着编码过程，信道分离对应着译码过程。假设待编码序列为  $u_1^N$ ，则 Polar 码的码字可表示为  $x_1^N = u_1^N G_N$ ，其中，码长  $N = 2^n$ ， $n = 1, 2, \dots$ 。生成矩阵  $G_N = B_N F^{\otimes n}$ ，其中， $B_N$  为比特倒序置换矩阵， $F^{\otimes n}$  表示  $F = \begin{bmatrix} 1 & 0 \\ 1 & 1 \end{bmatrix}$  的  $n$  次 Kronecker 幂。至此，将  $N$  个独立信道合并为了一个  $N$  阶合成信道

$W_N(y_1^N | u_1^N) = \prod_{i=1}^N W(y_i | x_i)$ ，其中， $W(y_i | x_i)$  对应着实际的物理信道，表示发送  $x_i$  接收到  $y_i$  的概率。通过定义式(1)所示的子信道，可以将  $N$  阶合成信道分离为  $N$  个子信道。

$$W_N^{(i)}(y_1^N, u_1^{i-1} | u_i) = \frac{1}{2^{N-i}} \sum_{u_{i+1}^N \in \chi^{N-i}} W_N(y_1^N | u_1^N), \quad i = 1, \dots, N, \quad (1)$$

其中， $W_N^{(i)}(y_1^N, u_1^{i-1} | u_i)$  对应  $N$  阶信道中的第  $i$  个子信道，表示发送  $u_i$  接收到  $y_1^N$  和  $u_1^{i-1}$  的概率， $\chi^{N-i}$  表示所有长度为  $N-i$  的二进制序列集合。在译码  $u_i$  时，假设译码器已掌握了  $u_1^{i-1}$  的真实值从而计算  $W_N^{(i)}(y_1^N, u_1^{i-1} | u_i)$ ，并对  $u_i$  进行判决。

经过信道合并和信道分离，一部分子信道的信道容量增大，另一部分子信道的信道容量减小，使信道产生极化。当  $N \rightarrow \infty$  时，各子信道的信道容量趋于 0 或 1，分别称为噪声信道和无噪信道。若利用无噪信道传输信息比特，噪声信道传输冻结比特，则可在理论上使编码码率逼近香农极限。在实际应用中，通常利用 Polar 码的构造算法<sup>[23-24]</sup>在给定的参考信噪比下估计各子信道的信道容量或错误概率。选择信道容量最大或错误概率最小的  $K$  个子信道，在待编码序列  $u_1^N$  中的对应位置填充信息比特，其余位置填充冻结比特，以此达到整体的差错概率最低。

译码方面，SCL 译码<sup>[19]</sup>是目前 Polar 码应用最广泛的译码方法之一。该方法逐信息比特地构建译码树搜索可能的信息序列，最终选择可靠性最高的作为译码结果。在译码树的扩展过程中，SCL 译码器每次仅保留最可靠的  $L$  条路径向下译码，以此达到降低算法复杂度的目的。文献[25]在假设各信息比特发送概率均为 0.5 的情况下推导了 Polar 码序列后验概率表达式，利用序列后验概率作为可靠性的度量，进一步提高了 SCL 译码的性能。

## 2 基于 Polar 码的信源信道联合译码方法

## 2.1 所提方法的通信系统模型

图1为所提方法的通信系统模型。发送端，长度为 $D$ 的信源序列 $s_1^D$ 经信源编码得到长度为 $K$ 的信息序列 $c_1^K$ ，信息序列经Polar码编码得到长度为 $N$ 的码字 $x_1^N$ ，码字经交织和调制后发送至水声信道。接收端经过解调和均衡后得到接收序列 $y_1^N$ 。信源信道联合译码器构建联合译码网格图，一方面，利用联合译码网格图中的信源状态转移关系和信源先验信息计算信源转移概率；另一方面，利用联合译码网格图中各译码路径所对应的信息序列和接收序列递归地计算各信息比特对数似然比 $L_N^{(i)} = \frac{W_N^{(i)}(y_1^N, u_1^{i-1} | u_i = 0)}{W_N^{(i)}(y_1^N, u_1^{i-1} | u_i = 1)}$ ，并在此基础上计算信道转移概率。将信源转移概率和信道转移概率按照一定规则合并可得各译码路径的序列后验概率。最终，选择后验概率最大的路径，将其对应的信源序列作为译码结果。

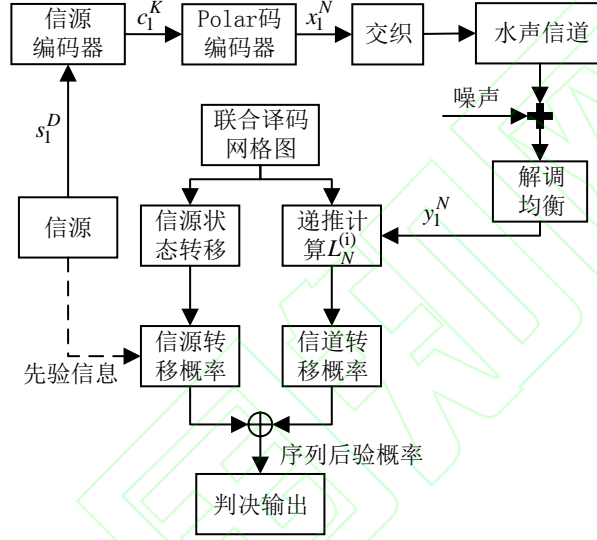


图1 所提方法的通信系统模型  
Fig.1 The transmission system

## 2.2 信源信道联合译码度量

将译码看作一个序列估计过程，采用最大后验概率准则译码，则译码结果可表示为

$$\hat{s}_1^D = \arg \max_{s_1^D} P(c_1^K(s_1^D) | y_1^N), \quad (2)$$

式(2)中： $s_1^D$ 为一种可能的发送信源序列， $c_1^K(s_1^D)$ 为对应的信息序列。由于待编码序列 $u_1^N(s_1^D)$ 和信息序列 $c_1^K(s_1^D)$ 是一一对应的，因此有 $P(c_1^K(s_1^D) | y_1^N) = P(u_1^N(s_1^D) | y_1^N)$ 。为方便表述，下文中采用 $u_1^N$ 表示 $u_1^N(s_1^D)$ ，则序列后验概率可表示为

$$P(u_1^N | y_1^N) = \frac{P(y_1^N | u_1^N) P(u_1^N)}{P(y_1^N)}. \quad (3)$$

当不考虑信源先验信息时，Polar码的序列后验概率可表示为<sup>[25]</sup>

$$P_U(u_1^i | y_1^N) = \frac{P(y_1^N | u_1^i)}{2^{K_i} P(y_1^N)} = 1 / \prod_{\tau=1}^i [1 + e^{-(1-2u_\tau)L_N^{(\tau)}}], \quad i = 1, 2, \dots, N, \quad (4)$$

式(4)中： $L_N^{(\tau)}$ 为第 $\tau$ 个子信道的对数似然比， $K_i$ 为 $u_1^i$ 中包含的信息比特数。对比式(3)、式(4)可知实际的序列后验概率与 $P_U(u_1^i | y_1^N)$ 存在如下关系：

$$P(u_1^N | y_1^N) = 2^K P_U(u_1^N | y_1^N) P(u_1^N) = 2^K P_U(u_1^N | y_1^N) P(s_1^D). \quad (5)$$



由于  $u_1^N$  与  $s_1'^D$  一一对应, 因此有  $P(u_1^N) = P(s_1'^D)$ 。为表示信源符号间的相关性, 将其建模为马尔科夫模型, 本文采用一阶马尔科夫模型进行说明, 则有  $P(s_1'^D) = p(s_1') \prod_{d=2}^D p(s_d' | s_{d-1}')$ 。忽略常数  $2^k$ , 采用式(5)的对数形式作为译码度量, 可表示为

$$\begin{aligned} M &= M_{\text{channel}} + \alpha M_{\text{source}} \\ &= -\sum_{\tau=1}^N \ln(1 + e^{-(1-2u_\tau)L_N^{(\tau)}}) + \alpha [\ln P(s_1') + \sum_{d=2}^D \ln P(s_d' | s_{d-1}')], \end{aligned} \quad (6)$$

其中,  $M_{\text{channel}} = -\sum_{\tau=1}^N \ln(1 + e^{-(1-2u_\tau)L_N^{(\tau)}})$  只与信道转移概率有关, 称为信道转移度量;

$M_{\text{source}} = \ln P(s_1') + \sum_{d=2}^D \ln P(s_d' | s_{d-1}')$  只与信源先验信息和信源状态转移关系有关, 称为信源转移度量。

一方面, 由于 Polar 码译码过程中使用了前序信息比特的判决结果, 导致对数似然比的绝对值较大。为避免产生数值问题, 同时降低算法复杂度, 在计算对数似然比的过程中通常采用式(7)所示的近似。这使得信道转移度量的计算结果与真实值之间存在一定偏差。另一方面, 由于水声信道的影响, 导致来自信道信息的可信度相比高斯白噪声信道(Additive white gaussian noise, AWGN)降低。因此, 在译码度量中加入参数  $\alpha$  调节信源转移度量和信道转移度量在译码度量中所占比重。在本文的研究中, 通过大量仿真选择使系统误码率最低的  $\alpha$  作为经验参数, 也可在实际应用中逐渐调节至最优值。一般来说,  $\alpha$  的取值在一定范围内均可使译码性能接近最优。

$$\ln \frac{1 + e^{L_1 + L_2}}{e^{L_1} + e^{L_2}} \approx \text{sign}(L_1) \text{sign}(L_2) \min\{|L_1|, |L_2|\}. \quad (7)$$

## 2.3 基于联合译码网格图的译码方法

最大后验概率译码器搜索所有可能的信源序列并计算其对应的译码度量, 最终选择译码度量最大的作为译码结果。为了更加高效地计算各信息序列的译码度量, 以尽量低的算法复杂度实现接近最优的译码性能, 构建信源信道联合译码网格图, 在联合译码网格图上进行联合译码。

本文以信源状态转移关系为基础对 Polar 码译码树进行重组, 构建信源信道联合译码网格图。图 2 为信源集合包含 3 个符号时的一种联合译码网格图示例, 其中, 3 个符号对应的信源编码分别为 0、10 和 11。

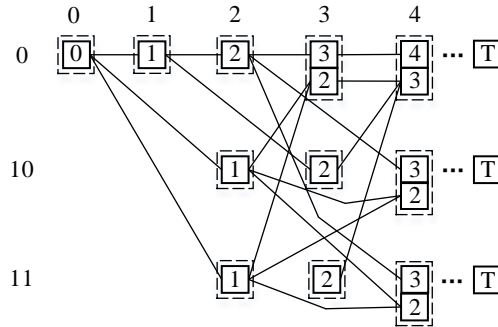


图 2 联合译码网格图示例

Fig.2 An example of joint decoding trellis

图 2 中横轴为译码比特数, 实线框表示译码节点, 其内部数字为译码符号数, 虚线框表示译码比特数相同且最后一个符号相同的译码节点集合, 称之为集合节点。由根节点出发总是存在唯一的路径与网格图中的译码节点相连, 称其为该译码节点所在的译码路径。在联合译码网格图中, 译码

节点之间的连线能够有效表示信源状态转移关系，从而为利用信源符号间相关性导致的残留冗余抵抗信道差错提供基础。同时，根据信源编码规则可以得到各路径对应的信息序列。因此，在联合译码网格图上能够同时进行信源译码和信道译码，在统一的网格图上实现信源译码和信道译码的一体化联合优化。

信源信道联合译码器从根节点出发，逐信息比特地构建联合译码网格图。对于网格图中的每个译码节点，根据其所在译码路径中的信源转移关系，可得与其对应的信源序列  $s_1^{D'}$ ，其中， $D'$  为当前译码节点对应的译码符号数。利用信源先验信息可得与之对应的信源转移度量：

$$M_{\text{source}} = \ln p(s_1) + \sum_{d=2}^{D'} \ln p(s_d | s_{d-1}) = M'_{\text{source}} + \ln p(s_{D'} | s_{D'-1}), \quad (8)$$

式(8)中： $M'_{\text{source}}$  为当前译码节点母节点对应的信源转移度量。

另一方面，根据  $s_{D'}$  所对应的信源编码  $c_i^l$ ，可得当前译码节点对应的待编码序列片段  $u_i^l$ 。结合接收符号序列  $y_1^N$ ，利用 Polar 码的编码结构可递归地计算当前译码节点对应的信道转移度量：

$$M_{\text{channel}} = - \sum_{\tau=1}^i \ln(1 + e^{-(1-2u_{\tau})L_N^{(\tau)}}) = M'_{\text{channel}} - \sum_{\tau=i-l+1}^i \ln(1 + e^{-(1-2u_{\tau})L_N^{(\tau)}}), \quad (9)$$

式(9)中： $M'_{\text{channel}}$  为当前译码节点母节点对应的信道转移度量， $i$  为当前译码的信息比特数。对数似然比  $L_N^{(\tau)}$  可采用式(10)、式(11)递归地计算<sup>[16]</sup>。

$$L_N^{(2v-1)}(y_1^N, u_1^{2v-2}) = \ln \frac{1 + \exp[L_{N/2}^{(v)}(y_1^{N/2}, u_{1,o}^{2v-2} \oplus u_{1,e}^{2v-2}) + L_{N/2}^{(v)}(y_{N/2+1}^N, u_{1,e}^{2v-2})]}{\exp[L_{N/2}^{(v)}(y_1^{N/2}, u_{1,o}^{2v-2})] + \exp[L_{N/2}^{(v)}(y_{N/2+1}^N, u_{1,e}^{2v-2})]}, \quad (10)$$

$$L_N^{(2v)}(y_1^N, u_1^{2v-1}) = (1 - 2u_{2v-1})L_{N/2}^{(v)}(y_1^{N/2}, u_{1,o}^{2v-2} \oplus u_{1,e}^{2v-2}) + L_{N/2}^{(v)}(y_{N/2+1}^N, u_{1,e}^{2v-2}), \quad (11)$$

其中： $u_{1,o}^{2v-2} = (u_1, u_3, \dots, u_{2v-3})$ ， $u_{1,e}^{2v-2} = (u_2, u_4, \dots, u_{2v-2})$ ， $\oplus$  表示逐位模 2 加， $L_1^{(1)}(y_{\tau}) = \ln \frac{W(y_{\tau} | u_{\tau} = 0)}{W(y_{\tau} | u_{\tau} = 1)}$

为第  $\tau$  个物理信道的对数似然比。根据式(6)将信源转移度量和信道转移度量合并，即可得当前译码节点对应的译码度量。

如果构建完整的联合译码网格图，搜索所有可能的信源序列，则算法复杂度为  $O(N \lg N \cdot |S|^p)$ ，其中， $|S|$  为信源符号集合中包含的符号数量。算法复杂度随信息序列长度指数增长，难以实际应用。为了降低所提方法的复杂度，在译码过程中，对每个集合节点仅保留  $B$  个译码度量最大的译码节点继续向下译码，其余译码节点则被删除。当译码网格图进入稳态后，每译码一个信息比特，网格图中均包含  $|S|$  个集合节点，分别对应当前所有可能的信源符号。每个集合节点均包含  $B \cdot |S|$  个译码节点，分别对应前序译码节点所有可能的情况。因此，所提方法的复杂度为  $O(N \lg N \cdot B \cdot |S|^2)$ 。另外，对于译码网格图中的每一层，各译码度量增量的计算互不影响。因此，所提方法可以利用并行计算进一步提高运行效率。

### 3 仿真分析

#### 3.1 仿真条件

为验证所提方法的有效性，利用数字图像处理中的标准测试图像——Lena 灰度图作为训练序列统计信源先验信息进行仿真，该灰度图如图 3 所示。首先，利用差分脉冲编码调制(Differential pulse code modulation, DPCM) 对该灰度图进行编码。统计 DPCM 编码结果中各符号的发送概率，并构建 Huffman 编码。经过 DPCM 编码后，信源中仍然存在残留冗余<sup>[2]</sup>。为此，将信源建模为一阶马尔科夫模型，并统计各符号之间的一阶马尔科夫条件概率分布。将各符号的发送概率和一阶马尔科夫条件概率作为信源先验信息用于后续仿真。表 1 给出了各符号对应的发送概率和 Huffman 编码。表 2 为条件概率分布  $P(Y | X)$  的统计结果。若利用  $R = \bar{l} - H(Y | X)$  表示信源冗余度，其中， $\bar{l}$  为 Huffman

编码的平均码长,  $H(Y|X)$  为信源的条件熵, 则仿真所用信源的冗余度为 0.494。

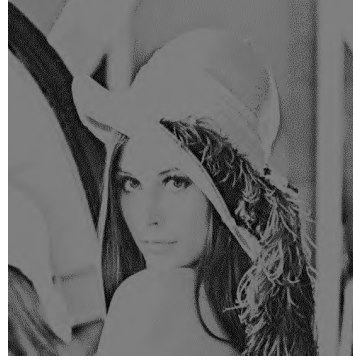


图 3 统计信源先验信息所用灰度图

Fig.3 The grayscale image used to get source prior information

表 1 各信源符号的发送概率和 Huffman 编码

Table 1 Transmission probability and Huffman codes of each source symbol

信源编码	DPCM 编码	发送概率
0	0	0.479
10	1	0.215
110	-1	0.212
1110	-2	0.046
11110	2	0.045
111110	3	0.002
1111110	4	$5.44 \times 10^{-4}$
1111111	-3	$2.80 \times 10^{-5}$

表 2 信源符号条件概率分布

Table 2 Conditional probability distribution of source symbols

$X \downarrow Y \rightarrow$	0	1	-1	-2	2	3	4	-3
0	0.684	0.151	0.152	0.007	0.006	$2.36 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$
1	0.341	0.084	0.463	0.111	$5.53 \times 10^{-4}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$7.10 \times 10^{-5}$
-1	0.330	0.482	0.084	$2.60 \times 10^{-4}$	0.104	$7.18 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$
-2	0.086	0.490	0.001	$1.53 \times 10^{-5}$	0.423	$3.64 \times 10^{-4}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$
2	0.086	0.003	0.475	0.411	0.014	0.010	$1.53 \times 10^{-5}$	$3.69 \times 10^{-4}$
3	0.002	$1.53 \times 10^{-5}$	0.012	0.005	0.270	0.672	0.039	$1.53 \times 10^{-5}$
4	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	0.125	0.875	$1.53 \times 10^{-5}$
-3	0.143	0.857	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$	$1.53 \times 10^{-5}$

仿真过程中, 按照信源先验信息随机地生成信源序列进行仿真。信息序列经码长  $N = 1024$ 、码率  $R = 4/5$  的 Polar 码编码生成码字。Polar 码采用高斯近似(Gaussian approximation, GA)法构造<sup>[24]</sup>, 构造参考比特信噪比为 2.5 dB, 冻结比特取值为 0。码字经过二进制相移键控(Binary phase shift keying, BPSK)调制后发送至信道。

为了考察所提方法对系统可靠性的提升, 接收端分别利用传统分离译码和所提方法进行译码。在所提方法中, 令参数  $B = 4$ 。对于传统分离译码方法, 发送端采用与所提方法相同的方式发送通信信号。接收端, 各比特对数似然比首先利用 SCL 译码进行信道译码, 再通过 Huffman 译码进行信源译码。仿真过程中令 SCL 译码的列表大小  $L = 32$ 。

### 3.2 仿真结果

首先在 AWGN 信道下进行仿真。通过仿真选择使译码性能最优的参数  $\alpha = 1.5$ 。图 4 为不同比特信噪比下传统分离译码方法和所提方法的误比特率(Bit error rate, BER)仿真结果。仿真结果显示, 所提方法能够将系统 BER 达到  $10^{-4}$  所需比特信噪比由传统分离译码的 4.16 dB 降低至 3.16 dB, 获得约 1 dB 信噪比增益。可见, 所提方法能够有效利用信源符号间相关性导致的残留冗余抵抗信道差错,



在不降低通信速率的情况下提高系统可靠性。

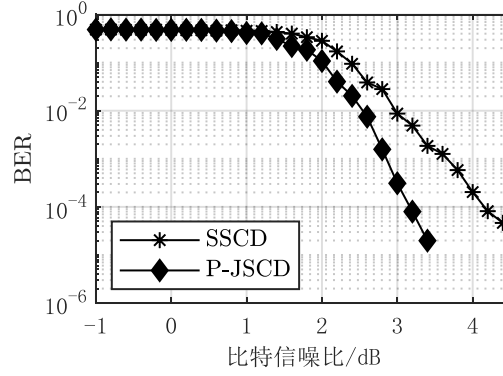


图 4 AWGN 信道下的仿真结果

Fig.4 Simulation results in AWGN channel

文献[15]提出了一种基于 LDPC 码的 JSCD 方法,取得了优于传统分离译码的性能。为了对比该方法与所提方法的译码性能,在相同条件下对两种方法进行仿真,其中,LDPC 码采用渐进边增长(Progressive edge growth, PEG)算法构造<sup>[26]</sup>,码长为 1024,码率为 4/5,仿真过程中令 BP 译码器的迭代次数为 10,联合译码器的迭代次数为 5,其内部的译码参数  $\alpha = 10$ 。系统 BER 和误帧率(Frame error rate, FER)的仿真结果分别如图 5(a)、图 5(b)所示。由仿真结果可见,当系统 BER 达到  $10^{-4}$  时,所提方法相比基于 LDPC 码的 JSCD 方法能够获得约 0.34 dB 信噪比增益,当系统 FER 达到  $10^{-3}$  时,所提方法相比基于 LDPC 码的 JSCD 方法能够获得约 0.50 dB 信噪比增益。可见,所提方法在统一的译码网格图中实现信源译码和信道译码的一体化联合译码,有利于进一步提高通信系统的可靠性。

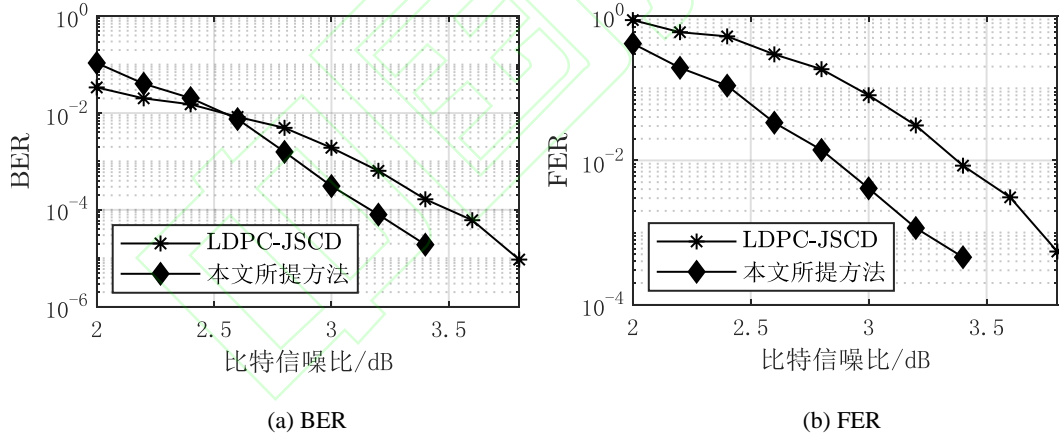


图 5 所提方法与基于 LDPC 的 JSCD 方法 BER 与 FER 仿真结果

Fig.5 The BER and FER simulation results of the proposed algorithm and the JSCD based on LDPC codes

为验证所提方法在水声信道下的有效性,进一步在图 6 所示的实测时变水声信道下进行仿真。接收端采用判决反馈均衡器(Decision feedback equalization, DFE)对水声信道多途效应导致的码间串扰(Intersymbol interference, ISI)进行补偿,其中,自适应算法采用归一化最小均方算法,令前馈滤波器阶数为 20,反馈滤波器阶数为 65。通过仿真选择使译码性能最优的参数  $\alpha = 4$ 。图 7 为不同比特信噪比下传统分离译码和所提方法的 BER 仿真结果。

仿真结果显示,在复杂水声信道下,传统分离译码所需信噪比大幅提高,而所提方法的性能则更加稳定。此时,本文所提方法能够将系统 BER 达到  $10^{-4}$  所需比特信噪比由传统分离译码的 18.5 dB 降低至 17.0 dB,获得约 1.5 dB 信噪比增益,高于 AWGN 信道下的结果。在复杂时变水声信道下,

受限于均衡器的性能, 水声信道 ISI 难以全部消除, 即使信噪比很高, 均衡器的输出结果中仍然存在一定干扰。相比之下, 来自信源的信息不会受到复杂水声信道的影响。由于本文所提方法能够有效利用来自信源的信息抵抗信道差错, 因此, 在复杂水声信道下能够获得比传统分离译码方法更加稳定的译码性能, 所取得的信噪比增益也比在 AWGN 信道下更高。可见, 在水声通信中研究信源信道联合译码对提升水声通信系统的可靠性具有重要意义。

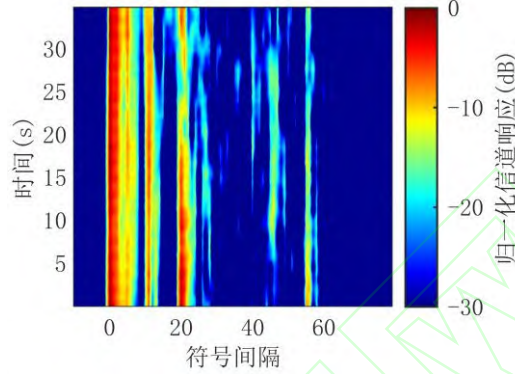


图 6 仿真时域信道冲击响应

Fig.6 Channel impulse response used in simulation

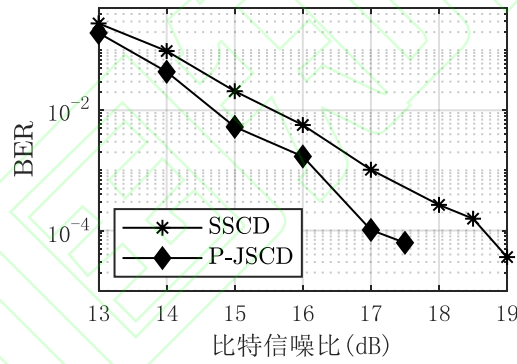


图 7 实测水声信道下的仿真结果

Fig.7 Simulation results in measured underwater acoustic channel

## 4 湖上实验

### 4.1 实验概述

为进一步验证所提方法在实际水声通信中的有效性, 中国科学院声学研究所的相关工作人员于 2020 年 12 月在千岛湖开展了一次水声通信实验。实验采用单发单收模式, 实验水域水深约为 45 m。发射端通过在实验平台上吊放水声换能器的方式发射通信信号, 吊放深度约为 10 m。接收端利用摩托艇在预设通信距离处吊放水听器进行接收, 接收深度约为 15 m。实验期间的通信距离在 200~4000 m 之间。图 8 为实验整体示意图。

实验共发送两种类型的信号。第一种信号  $T_1$  发送的信源为 DPCM 图像编码序列。从 USC-SIPI 图像数据集中选取 28 张灰度图构建图像训练集。将训练集中的每张图像均拆分为若干个  $32 \times 32$  的子图, 对每个子图分别进行 DPCM 编码并统计信源先验信息。取各子图信源先验信息的平均值用于后续的编译码。编码时, 对图 9 所示的灰度图像以同样的方式进行 DPCM 编码, 根据从训练集中获取的信源先验信息进行 Huffman 编码生成信息序列。第二种信号  $T_2$  发送的信源为随机序列, 采用与仿

真相同的方式随机产生，其信源先验信息由图 9 统计得到。随机产生的信源序列经 Huffman 编码得到信息序列。

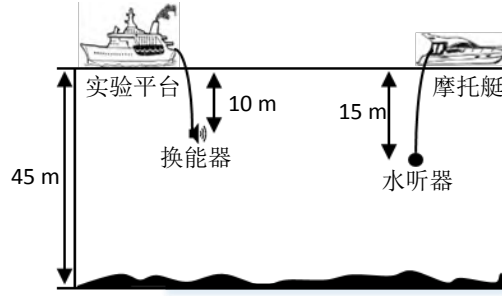


图 8 实验示意图

Fig.8 The experimental configuration



图 9 实验发送的灰度图

Fig.9 The grayscale image transmitted in the experiment

两种信息序列经过码长  $N=1024$ 、码率  $R=4/5$  的 Polar 码编码生成码字，其中，Polar 码采用高斯近似法构造，构造参考比特信噪比为 2.5 dB。码字经过交织后利用正交相移键控(Quadrature phase shift keying, QPSK)调制得到通信信号，并利用换能器发送，其中，发射中心频率为 7.5 kHz，带宽为 5 kHz，发送符号速率为 2500 符号每秒，通信速率为 4000 bit/s。在发射信号前端加入长度为 600 bit 的训练序列用于 DFE 抽头系数的训练阶段，分别占两种信号发送信息总数的 1.5%和 0.7%。

接收端，接收信号经过解调后利用 DFE 补偿水声信道 ISI，采用递归最小二乘算法作为 DFE 中的自适应算法。作为对比，对均衡后的结果分别利用传统分离译码和本文所提方法进行译码。在所提方法的译码过程中，令参数  $B=4$ 、 $\alpha=1.5$ 。在分离译码过程中，令 SCL 译码的列表大小  $L=32$ 。当传输图像序列时，译码结果再经过 DPCM 译码恢复出图像。

## 4.2 实验结果

为了更加清晰地展示发送图像序列时所提方法的性能，以通信距离 277 m 处的接收信号为例进行分析，该信号对应的信号类型为  $T_1$ 。图 10(a)、图 10(b)分别展示了该接收信号的时变信道冲击响应估计结果和瞬时信道冲击响应估计结果。可见，该信号对应的信道响应长度可达 50 个符号间隔以上，且存在时变性。在均衡过程中，令前馈滤波器阶数为 80，反馈滤波器阶数为 60，遗忘因子  $\lambda=0.998$ 。图 11(a)、图 11(b)分别为传统分离译码和所提方法译码所恢复的图像，其对应的误比特率分别为  $2.7 \times 10^{-2}$  和 0。此时，由于误码的产生，传统分离译码恢复的图像中存在大量噪点，而所提方法能够完整地恢复原始图像。

对通信距离 200~4000 m 处接收信号的误比特率进行统计，结果如表 3 所示。对于信号  $T_1$ ，所提方法在所有通信距离上实现了无误码通信，而传统分离译码方法的 BER 仍然为  $3.7 \times 10^{-3}$ 。对于信

号  $T_2$ ，所提方法可将系统 BER 由传统分离译码方法的  $1.9 \times 10^{-2}$  降低至  $4.0 \times 10^{-4}$ ，降幅可达一个数量级以上。可见，所提方法能够有效利用信源符号间相关性导致的残留冗余抵抗信道差错，在不降低通信速率的情况下提高水声通信系统可靠性。

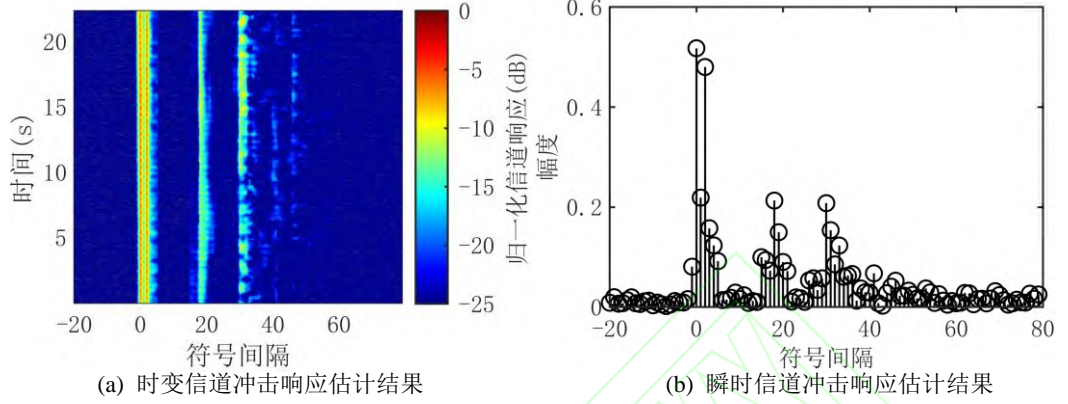


图 10 实测信道冲击响应

Fig.10 Measured channel impulse response

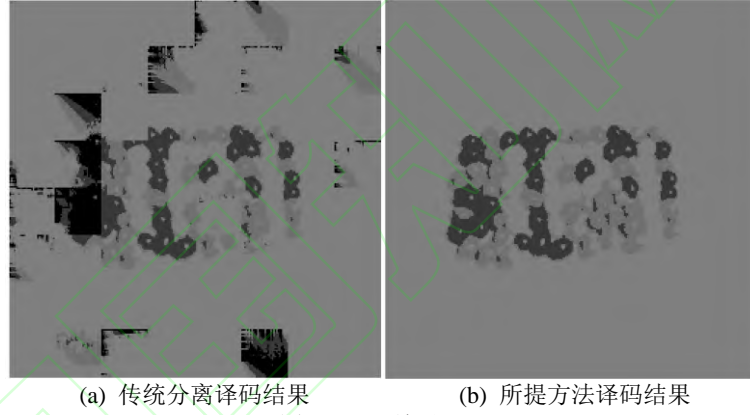


图 11 译码结果

Fig.11 Decoding results

表 3 实测误比特率

Table 3 Measured bit error rate		
信号类型	$T_1$	$T_2$
SSCD	$3.7 \times 10^{-3}$	$1.9 \times 10^{-2}$
P-JSCD	0	$4.0 \times 10^{-4}$
发送信息比特数	713120	321008

## 5 结论

本文根据 Polar 码的译码结构提出了一种基于 Polar 码的水声通信信源信道联合译码方法。该方法以信源状态转移关系为基础构建信源信道联合译码网格图，在联合译码网格图上同时进行信源译码和信道译码，综合信源转移概率和信道转移概率计算统一的后验概率，实现了信源译码和信道译码的一体化联合优化。仿真结果表明，所提方法能够利用信源残留冗余抵抗信道差错，在不降低通信速率的情况下，取得优于传统分离译码的误码率性能，并且在复杂水声信道下，所提方法能够取得比在 AWGN 信道下更高的信噪比增益。湖上实验结果显示，所提方法能够将系统误码率由传统分离译码的  $1.9 \times 10^{-2}$  降低为  $4.0 \times 10^{-4}$ 。当传输图像序列时，所提方法对全部接收信号均实现了无误码通信，而传统分离译码的误码率仍然为  $3.7 \times 10^{-3}$ 。

在后续的研究当中,一方面,考虑继续细化分析译码参数 $\alpha$ 对译码性能的影响,研究效率和精度更高的参数选取方法,进一步提高水声通信系统的可靠性;另一方面,进一步优化信源先验信息的提取方法,提高信源符号间相关性的利用效率。

## 参 考 文 献

- [1] Steele R, Goodman D J. Detection and selective smoothing of transmission errors in linear PCM[J]. Bell System Technical Journal, 1977, 56(3): 399-409.
- [2] Sayood K, Borkenhagen J C. Use of residual redundancy in the design of joint source/channel coders[J]. IEEE Transactions on Communications, 1991, 39(6): 838-846.
- [3] Demir N, Sayood K. Joint source/channel coding for variable length codes[C]//Proceedings DCC'98 Data Compression Conference. Snowbird, USA, 1998: 139-148.
- [4] Park M, Miller D J. Joint source-channel decoding for variable-length encoded data by exact and approximate MAP sequence estimation[J]. IEEE Transactions on Communications, 2000, 48(1): 1-6.
- [5] Murad A H, Fuja T E. Joint source-channel decoding of variable-length encoded sources[C]//1998 Information Theory Workshop. Killarney, Ireland, 1998: 94-95.
- [6] Lakovic K, Villasenor J, Wesel R. Robust joint Huffman and convolutional decoding[C]//Gateway to 21st Century Communications Village. VTC 1999-Fall. IEEE VTS 50th Vehicular Technology Conference. Amsterdam, The Netherlands, 1999, 5: 2551-2555.
- [7] Bauer R, Hagenauer J. Iterative source/channel-decoding using reversible variable length codes[C]//Proceedings DCC 2000. Data Compression Conference. IEEE, Snowbird, UT, USA, 2000: 93-102.
- [8] Berrou C, Glavieux A, Thitimajshima P. Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes. 1[C]//Proceedings of ICC '93 - IEEE International Conference on Communications, Geneva, Switzerland, 1993, 2: 1064-1070.
- [9] Gallager R. Low-density parity-check codes[J]. IRE Transactions on Information Theory, 1962, 8(1): 21-28.
- [10] Jeanne M, Carlach J C, Siohan P, et al. Source and joint source-channel decoding of variable length codes[C]//2002 IEEE International Conference on Communications. Conference Proceedings. ICC 2002. New York, USA, 2002, 2: 768-772.
- [11] Guivarch L, Carlach J C, Siohan P. Joint source-channel soft decoding of Huffman codes with turbo-codes[C]//Proceedings DCC 2000. Data Compression Conference, Snowbird, UT, USA, 2000: 83-92.
- [12] 陈绍宏, 张灿, 涂国防, 等. 基于变长 Turbo 码的低复杂度联合信源信道译码[J]. 中国科学院研究生院学报, 2011, 28(2): 246-252.  
Chen Shaohong, Zhang Can, Tu Guofang, et al. Low-complexity joint source-channel decoding based on variable length encoded Turbo codes[J]. Journal of the Graduate School of the Chinese Academy of Sciences, 2011, 28(2): 246-252.
- [13] Lakovic K, Tian T, Villasenor J. Iterative decoder design for joint source-channel LDPC coding[C]//EUROCON 2005 - The International Conference on "Computer as a Tool", Belgrade, Serbia, 2005: 486-489.
- [14] Mei Z, Wu L. Joint source-channel decoding of Huffman codes with LDPC codes[J]. Journal of Electronics (China), 2006, 23(6): 806-809.
- [15] 王粤, 余松煜, 张彦昕, 等. 一种新的信源信道联合迭代解码[J]. 上海交通大学学报, 2006, 40(9): 1487-1491.  
Wang Yue, Yu Songyu, Zhang Yanxin, et al. A new joint source channel iterative decoder[J]. Journal of Shanghai Jiaotong University, 2006, 40(9): 1487-1491.
- [16] Arikan E. Channel polarization: a method for constructing capacity-achieving codes for symmetric binary-input memoryless channels[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2009, 55(7): 3051-3073.
- [17] Arikan E, Telatar E. On the rate of channel polarization[C]//2009 IEEE International Symposium on Information Theory, Seoul, Korea (South), 2009: 1493-1495.
- [18] Niu K, Chen K. CRC-aided decoding of polar codes[J]. IEEE Communications Letters, 2012, 16(10): 1668-1671.
- [19] Tal I, Vardy A. List decoding of polar codes[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2015, 61(5): 2213-2226.
- [20] Eslami A, Pishro-Nik H. On finite-length performance of polar codes: stopping sets, error floor, and concatenated design[J]. IEEE Transactions on Communications, 2013, 61(3): 919-929.
- [21] Meng Y, Fang Y, Zhang C, et al. LLR processing of polar codes in concatenation systems[J]. China Communications, 2019, 16(9): 201-208.
- [22] Wang Y, Qin M, Narayanan K R, et al. Joint source-channel decoding of polar codes for language-based sources[C]//2016 IEEE Global Communications Conference, Washington, DC, 2016: 1-6.
- [23] Tal I, Vardy A. How to construct polar codes [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2013, 59(10): 6562-6582.
- [24] Trifonov P. Efficient design and decoding of polar codes[J]. IEEE Transactions on Communications, 2012, 60(11): 3221-3227.
- [25] Balatsoukas-Stimming A, Parizi M B, Burg A. LLR-based successive cancellation list decoding of polar codes[J]. IEEE Transactions on Signal Processing, 2015, 63(19): 5165-5179.
- [26] Hu X Y, Eleftheriou E, Arnold D M. Progressive edge-growth Tanner graphs[C]//GLOBECO' 01. IEEE Global Telecommunications Conference (Cat. No. 01CH37270) IEEE, 2001, 2: 955-1001.