



浙江工业大学

硕士学位论文

论文题目：UEP 喷泉码及其在多媒体通信系统中的应用研究

作者姓名 朱鹏

指导教师 徐志江副教授

学科专业 信息与通信工程

所在学院 信息工程学院

提交日期 2015 年 4 月 21 日

浙江工业大学

学位论文原创性声明

本人郑重声明：所提交的学位论文是本人在导师的指导下，独立进行研究工作所取得的研究成果。除文中已经加以标注引用的内容外，本论文不包含其他个人或集体已经发表或撰写过的研究成果，也不含为获得浙江工业大学或其它教育机构的学位证书而使用过的材料。对本文的研究做出重要贡献的个人和集体，均已在文中以明确方式标明。本人承担本声明的法律责任。

作者签名：朱鹏

日期：2015年 6 月 1 日

学位论文版权使用授权书

本学位论文作者完全了解学校有关保留、使用学位论文的规定，同意学校保留并向国家有关部门或机构送交论文的复印件和电子版，允许论文被查阅和借阅。本人授权浙江工业大学可以将本学位论文的全部或部分内容编入有关数据库进行检索，可以采用影印、缩印或扫描等复制手段保存和汇编本学位论文。

本学位论文属于

1、保密 ☐，在 _____ 年解密后适用本授权书。

2、不保密 ☒

(请在以上相应方框内打“√”)

作者签名：朱鹏

日期：2015年 6 月 1 日

导师签名：{ 志

日期：2015年 6 月 1 日

浙江工业大学硕士学位论文

UEP 喷泉码及其在多媒体通信系统中的应用研究

作者姓名：朱 鹏

指导教师：徐志江副教

浙江工业大学信息工程学院

2015 年 4 月

**Dissertation Submitted to Zhejiang University of Technology
for the Degree of Master**

**Research on UEP Fountain Codes and Its Applications in
Multimedia Communication Systems**

Candidate: Zhu Peng

Advisor: Xu Zhijiang Associate Professor

**College of Information Engineering
Zhejiang University of Technology
April 2015**

UEP 喷泉码及其在多媒体通信系统中的应用研究

摘 要

近年来,随着 IP 网络的高速发展,多媒体应用变得越来越广泛。在实际的多媒体通信系统中,信道中存在各种噪声干扰,因此信道编码对于多媒体通信系统中的数据传输来说具有非常重要的意义。数字喷泉码凭借其无码率、无需反馈等方面的优势,成为未来多媒体通信中最有效的信道编码技术之一。然而在某些特定情况下,传输数据中的一些数据相对其他数据来说更重要,因此有学者在数字喷泉码的基础上加入不等差错保护机制。

本文首先说明了课题的研究背景,数字喷泉码的发展与应用。简单介绍了删除信道,以及两种实用的数字喷泉码 LT 码和 Raptor 码的编译码原理。进而对现有基于 LT 码和 Raptor 码不等差错保护方案的原理进行简单介绍。

其次,介绍了现有几种度分布函数的原理,并分析了他们的性能;进而介绍了置信传播算法译码算法和高斯消元算法原理,并针对它们的弊端,提出一种译码算法的改进方案,与高斯消元法相比算法复杂度更低。通过仿真实验表明,改进的译码算法比置信传播译码算法有更高的译码成功率。

再次,通过仿真对比 LT 码和 Raptor 码的性能。对现有不等差错 LT 码进行仿真分析,比较他们的优缺点。然后提出一种具有不等差错保护特性的改进的扩展窗口喷泉码。仿真结果表明,相比现有不等差错保护 LT 码方案,本文所提出的 iEWF 码不等差错保护性能优异,同时能改善低重要等级数据的抗误码特性。最后,在 iEWF 基础上提出了一种具有不等差错保护特性的 Raptor 码。通过仿真得到,所提算法具有明显的不等差错保护性能,整体性能也相当优异。

最后,以多媒体视频传输系统作为应用背景,给出了基于不等差错保护 Raptor 码的多媒体视频传输系统编译码器设计方案和数据封包发包策略。给出了编码信息传递策略和系统流程。测试结果表明,整个多媒体视频传输系统性能良好,通过不等差错保护 Raptor 码的编译码能有效降低视频数据的丢包率,同时也给视频数据提供了不等差错保护。

关键词: 不等差错保护, 数字喷泉码, LT 码, Raptor 码, 多媒体通信

RESEARCH ON UEP FOUNTAIN CODES AND ITS APPLICATIONS IN MULTIMEDIA COMMUNICATION SYSTEMS

ABSTRACT

In recent years, with the rapid development of IP networks, multimedia applications become more and more widespread. In the actual multimedia communication system, there is a variety of channel noise, therefore channel coding is very important for multimedia communication. Digital fountain codes, with their advantages of free code rate, no feedback, etc., will be one of the most effective channel coding techniques for the multimedia communication. However, under certain circumstances, a portion of the transmission data is more important than the others. Therefore, some scholars add unequal error protection mechanisms to the digital fountain codes which can make the data relatively higher important more redundancy.

Firstly, this thesis describes the research background including the development and application of digital fountain codes. Then it introduces the error channel, encoding-decoding principles of two practical digital fountain codes, which are LT codes and Raptor codes. Then, this thesis introduces the existing LT codes and Raptor codes with the property of Unequal Error Protection (UEP).

Secondly, this thesis introduces the principle of several existing distribution functions, and analyzes their performance. Then it introduces the existing belief propagation (BP) decoding algorithm and gaussian elimination (GE) algorithm. After analyzing their demerit, the thesis proposes a novel decoding algorithm. The simulation results show that the proposed decoding algorithm obtains better decoding correct rate and lower algorithm complexity than BP decoding algorithm with the same overhead.

Thirdly, this thesis analyzes and compares the performance of LT codes and Raptor codes. Then, it analyzes the merit and demerit of the existing UEP fountain schemes, and proposes a

new UEP-LT scheme named improved expanding window fountain (iEWF) codes, which is based on the existing expanding window fountain (EWF). The simulation results show that the proposed UEP-LT codes scheme can provide a superior UEP performance, and improve the performance of data less important relatively. Furthermore, the thesis proposes a novel UEP-Raptor codes based on the iEWF. The simulation results show that the proposed UEP-Raptor has obvious UEP performance, which can make the whole performance well.

Finally, the thesis researches the encoder and decoder scheme based on the proposed UEP-Raptor codes, which can be used in video communication systems. Then it designs the application of video data packaging and transmission. Apart from them, it designs information delivery strategy and work processes of the system. The test results show the well performance of the video transmission system. The UEP-Raptor decoding can reduce the packet loss rate effectively, and provides the video data unequal error protection.

Key Words: UEP, Digital Fountain codes, LT codes, Raptor codes, Multimedia Applications

英文名词缩写对照表

ARQ	Automatic Repeat reQuest
FEC	Forward
QoS	Quality of Service
DF	Digitail Foutain code
BP	Belief Propagation
GE	Gaussian elimination
UEP	Unequal Error Protection
EEP	Unequal Error Protection
MIB	More Important Bits
LIB	Less Important Bits
LDPC	Low Density Parity Check
BEC	Binary Erasure Channel
SIP	Session Initiation Protocol
RTP	Real-time Transport Protocol
IP	Internet Protocol
TCP	Transmission Control Protocol
UDP	User Datagram Protocol
EWF	Expading Windows Fountain
iEWF	improved Expading Windows Fountain
PB	Parity Bits

插图

图 1-1 数字喷泉码的编码模型图.....	3
图 2-1 二进制删除信道模型图.....	7
图 2-2 LT 码的编码示意图.....	8
图 2-3 BP 码译码流程图.....	9
图 2-4 规则 LDPC 码校验矩阵图.....	10
图 2-5 $(10, 2, 4)$ 规则 LDPC 码的二分图.....	10
图 2-6 Raptor 码编码原理图.....	11
图 2-7 系统 Raptor 码生成矩阵图.....	13
图 2-8 系统 Raptor 码译码矩阵图.....	14
图 2-9 部分规则 LDPC 码的二分图.....	18
图 2-10 级联部分规则 LDPC 码原理图.....	18
图 3-1 鲁棒弧波分布函数的度分布概率.....	22
图 3-2 不同译码算法译码成功率与译码开销关系图.....	27
图 4-1 LT 码和 Raptor 码的性能比较.....	30
图 4-2 系统 Raptor 码误码率与译码开销关系图.....	31
图 4-3 三种现有 UEP-LT 方案的性能对比.....	32
图 4-4 窗口划分技术.....	34
图 4-5 有两个重要等级的 iEWF 喷泉码.....	35
图 4-6 两种重要等级的 iEWF 码编码流程图.....	36
图 4-7 iEWF 码的误码率与窗选取概率 Γ_1 的关系图.....	37
图 4-8 α 和误码率的关系图, 译码开销为 1.15.....	39
图 4-9 译码开销和误码率的关系图, $\alpha = 0.5$	40
图 4-10 UEP-Raptor 码编码框图.....	42

图 4-11	$d_m = 13$, $d_l = 3$, $d_p = 2$ 情况下, MIB 和 LIB 的误码率分别随 Γ_1 的变化情况.....	43
图 4-12	UEP-Raptor 码的 MIB 和 LIB 的误码率与译码开销的关系图.....	44
图 5-1	多媒体视频通信系统框图.....	45
图 5-2	部分规则 LDPC-iEWF 级联 Raptor 码编码流程图.....	48
图 5-3	编码包格式示意图.....	50
图 5-4	部分规则 LDPC-iEWF 级联 Raptor 码译码流程.....	51
图 5-5	高斯消元法示意图.....	52

表 格

表 3-1	不同译码算法运算量对比.....	28
表 4-1	最优的部分规则 LDPC 码的度分布.....	42
表 5-1	术语表.....	47
表 5-2	不同丢包率的 UEP-Raptor 译码恢复丢包数量.....	55

目 录

摘要	i
英文名词缩写对照表	v
插图	vi
表格	viii
第 1 章 绪论	1
1.1 引言	1
1.2 数字喷泉码的发展与应用	2
1.2.1 数字喷泉码的发展	2
1.2.2 数字喷泉码的应用	4
1.3 具有不等差错性能的喷泉码的发展	4
1.4 本文的主要工作与内容安排	5
第 2 章 不等差错保护的数字喷泉码方案	7
2.1 删除信道	7
2.2 数字喷泉码的方案介绍	7
2.2.1 LT 码的基本原理	7
2.2.2 Raptor 码的基本原理	9
2.2.3 系统 Raptor 码的基本原理	12
2.3 不等差错保护数字喷泉码的方案介绍	15
2.3.1 现有不等差错保护 LT 码方案介绍	15
2.3.2 现有不等差错保护 Raptor 码方案介绍	17
2.4 本章小结	19
第 3 章 数字喷泉码的度分布和译码算法研究	20
3.1 度分布函数性能分析	20
3.1.1 理想弧波分布	20
3.1.2 鲁棒弧波分布	21
3.1.3 固定度分布	22
3.2 数字喷泉码的译码算法研究	23
3.2.1 BP 和高斯消元算法	23
3.2.2 现有译码算法的不足	24

3.3	改进的数字喷泉码译码方案.....	25
3.3.1	改进的译码算法原理.....	25
3.3.2	改进的译码算法的仿真与分析.....	27
3.4	本章小结.....	28
第 4 章	基于 Raptor 码的不等差错保护方案.....	29
4.1	现有喷泉码的性能与分析.....	29
4.1.1	LT 码和 Raptor 码的性能仿真.....	29
4.1.2	系统 Raptor 码的性能仿真.....	30
4.1.3	现有三类 UEP-LT 码的性能仿真.....	31
4.2	改进的扩展窗口喷泉码.....	32
4.2.1	iEWF 的设计方案.....	33
4.2.2	编码分析.....	35
4.2.3	iEWF 码的性能分析.....	37
4.3	基于 iEWF 的 Raptor 码的不等差错保护方案.....	40
4.3.1	基于 iEWF 的 Raptor 码的设计.....	41
4.3.2	基于 iEWF 的 Raptor 码方案的性能分析.....	42
4.4	本章小结.....	44
第 5 章	不等差错保护 Raptor 码在多媒体通信系统中的应用.....	46
5.1	视频传输系统的总体框架.....	46
5.2	系统设计.....	47
5.2.1	控制信息的交互.....	47
5.2.2	编码器设计.....	47
5.2.3	数据包封装与发送.....	50
5.2.4	译码器设计.....	51
5.3	编码信息的传递.....	53
5.4	工作流程.....	55
5.5	测试结果.....	56
5.6	本章小结.....	57
第 6 章	总结与展望.....	58
6.1	全文总结.....	58
6.2	工作展望.....	59
	参考文献.....	60
	致谢.....	63
	攻读学位期间参加的科研项目 and 成果.....	64

第 1 章 绪 论

1.1 引言

随着科技的进步，互联网（Internet）和通信技术得到了快速的发展和广泛的应用，逐渐成为人们生活和工作中不可或缺的一部分。多媒体技术和通信技术的组合构成了多媒体通信，伴随着多媒体通信技术的发展，人们对通信内容的需求也从语音扩展到数据量更大的图片和视频，并且对图片和视频的清晰度的要求越来越高。然而，在多媒体通信系统中，恶劣的信道环境会使数据信息在传输的过程中出现很多的错误^{[1]-[3]}，导致用户接收到图片或视频的质量不高。

目前，解决上述问题的方法往往是采用自动重传请求（ARQ）技术^[4]和前向纠错编码（FEC）技术^[5]以提高数据传输的可靠性。ARQ 技术和 FEC 技术是用于保障数据可靠性传输的两大差错控制技术。ARQ 技术是通过对数据的重传来保障数据被正确接收。当用户数很大时，极有可能会出现大多数网络资源被用户的 ARQ 信息所占，导致正常的通信数据却不能够通畅传输，在这种情况下自动请求重传的方法无法解决问题。而且，在实时的多媒体应用中，其对延时和抖动有较严格的要求，因此通常都是采用没有拥塞控制机制^[6]的协议进行数据传输，所以网络上的多媒体数据往往会在很大程度上恶化网络的拥塞情况，从而产生大量的丢包问题，严重影响多媒体应用的 QoS（Quality of Service）^{[7][8]}。FEC 技术则通过对传输的数据进行纠错编码来降低传输差错，但是效率低而且其码率固定的特点它无法适应多变的信道。

综上所述，在噪声信道中进行多媒体数据传输时，传统前向纠错编码和传输方法对于数据的可靠传输具有很大的局限性。因此，如何能够让多媒体数据在不可靠信道上实现可靠的传输一直以来都是多媒体通信领域一个重要的研究课题，在实际应用中也具有十分重要的意义。在 1998 年，J. Byers 及 M. Luby 等人于提出了数字喷泉码(Digital Fountain)^{[9]-[11]}，是解决上述问题的一种理想解决方案。

1.2 数字喷泉码的发展与应用

1.2.1 数字喷泉码的发展

研究数字喷泉码的最初目的是为了解决多播网络中的重传问题，在多播网络传输过程中，会有多个用户随机接入到服务器，并同时或先后开始从服务器下载资源，直到所有的用户都下载完成，服务器才会停止传输数据。文件下载过程中一个文件的任何一点数据在传输过程中出现差错都会导致下载失败，而且接入服务器的用户数量可能会非常大，如果每个用户都需要通过重传丢失的数据，会导致信道的严重拥堵，即便服务器能够解决这个问题，造成的信道带宽浪费也是很严重的。数字喷泉码能够有效的解决网络拥塞和数据丢失等问题。

理想的数字喷泉码应具备以下特点^[12]：服务器的数据发送量始终保持稳定，即不随用户数增加而增加；每个用户在接收到一定量的编码符号后可以恢复出所有源数据；恢复源数据所需的编码符号数量要尽量小，理想情况下和源数据符号的数目相同；编译码的算法复杂度要尽量低，尽量与数据符号的数量呈线性关系；服务器只需连续发送数据，不同的用户可以在任意时间对服务器发起下载，并不会影响服务器发送数据；一个用户可以同时从不同的服务器下载不同的文件而不需要这些服务器之间有所协调；要能适应各用户所在网络的异质性，即它们具有不同的丢包率和传输速率。

数字喷泉码^[9]的名称源于 M. Luby 等人所设想的喷泉码工作场景，它类似于现实喷泉喷涌的物理现象：把数据符号的发送端比作是一个喷泉，喷泉向周围不断地喷洒水滴就好比发送端发送出的编码符号，每个接收者都用水杯（译码器）接水。人们并不需要关心自己接到的是哪几个水滴（哪几个编码符号），只要水杯接满了水（接收到的编码符号数目稍微数量的源符号数目），即可饮用（以较高的概率成功恢复出所有源符号）。整个过程与喷泉的过程很相似，顾取名为数字喷泉码。数字喷泉码的编码模型如图 1-1 所示。

1998 年，M. Luby 等人在文献中^[9]首次提出了的数字喷泉码技术。当时只给出了一个理论模型，并没有给出数字喷泉码在实际应用中的设计方案。在 2002 年，M. Luby 给出了一种实际的数字喷泉码—LT 码^[13]。随后，A. Shokrollahi 在 LT 码的基础上提出了一种性能更好的数字喷泉码—Raptor 码^[14]，Raptor 码的编译码性能几近理想。随后，A. Shokrollahi 在普通 Raptor 码的基础上，又提出了系统 Raptor 码^[15]。

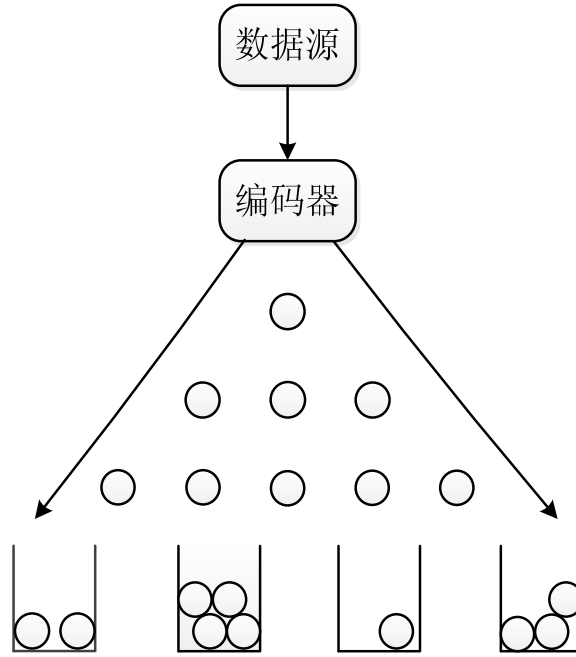


图 1-1 数字喷泉码的编码模型

数字喷泉码是一种无码率的纠删码，即可以通过从有限的信源数据产生无限数目的编码符号。而接收方在接收到足够数量的任意编码符号后，就能通过译码获得所有源符号。假设，信源数据有 K 个源符号，记为 (i_1, i_2, \dots, i_K) ，数字喷泉码编码器输出无限长的编码符号 (e_1, e_2, e_3, \dots) ，编码器输出的每个编码符号都是从输入的源符号中随机选取若干个进行异或得到。而接收端只要能够收到编码符号 (e_1, e_2, e_3, \dots) 中的任意 $K(1+\varepsilon)$ 个就能够以很高的概率恢复出信源数据中的 K 个源符号，其中 ε 表示译码开销。为描述方便，需要说明，在本文中符号（Symbol）是指参与编译码过程中的一个基本单元。理想情况下，数字喷泉码应具有以下特性^{[16]-[18]}：

- （1）发送方可利用源数据符号生成无限长的编码符号序列。
- （2）若源数据被分为 K 个符号，那么一旦收到无限长编码序列中的任意 K 个，接收方就能恢复出所有源符号。
- （3）发送方编码以及接收方解码应该尽可能快。

由此可见，数字喷泉码有着与水喷泉相似的特性：当你在喷泉下接水解渴时，你只需要用杯子接到足够的水，而并不需要关心到底是哪一滴水进去了你的杯子，因为每一滴水对你的作用是一样的。

当然数字喷泉码是作为一种理想方案提出的，其要求比较高，目前在实际中很难完美实现，因此根据实际应用的需要可以降低一些标准来近似实现：

- (1) 发送方编码器产生的编码符号数量可以是有限的。
- (2) 接收端译出全部源符号需要编码符号的数目可以略大于源符号数 K 。
- (3) 喷泉码的编译码算法可以慢一些。

1.2.2 数字喷泉码的应用

数字喷泉码在实际领域中的应用：

(1) IPTV^[6]；对于不同的媒体类型，编码格式、压缩、加密和其他的数据速率和处理，数字喷泉码可以很容易地兼容操作，并提供高品质，低开销的视频效果；

(2) 移动广播；数字喷泉码可以忽略丢包率、以及间歇性连接状况的影响，而只是需要低成本的网络基站部署中，便可实现点到点、点到多点的数据传输；此外，在系统架构设计中，只需在传输层以上跨度一个虚拟的子层，以完成差错控制环节；与传统的解决方案相比，它更快，更广泛，更丰富，不容易受到网络条件的限制；

(3) 广播多播^[19]；在 4G 及后续演进的数字电视广播网、无线宽带网络、卫星广播系统电信组播网络提供无需反馈信道的可靠性数据广播。由于不需反馈，当用户数量增加时，对于发送端来说并没有太大影响，发送端可以服务任意数量的用户传统的信道编码技术已经不能适应庞大的移动终端群体，而由于喷泉码的对广播应用的良好性质，用它来作为高层前向纠错编码将是非常合适的，它会在以后的通信生活中发挥巨大作用。

数字喷泉码还可应用到视频点播^{[20][21]}、无线传感网络^[22]、无线协作通信^{[23][24]}、数据压缩^[25]及深空通信^{[26]-[28]}等网络通信系统中。另外，Digital Fountain 公司设计的系统 Raptor 码已经被 3GPP 组织的 MBMS 标准^[29]和 DVB-H^[30]标准采用，该公司的 Digital Fountain Raptor FEC 技术已成为 3GPP 流式文件下载服务的 MBMS 标准的一部分。

1.3 具有不等差错性能的喷泉码的发展

基于数字喷泉码的不等差错保护 (Unequal Error Protection, UEP) 编码^{[31][32]}方案是其比较新的应用分支，有效地解决了某些实际应用中等差错保护(Equal Error Protection, EEP) 喷泉码无法满足的情况。例如，在图像和视频文件传输中，部分数据相对于其它数据而言需要更高的可靠性。目前针对喷泉码的研究中，LT 码和 Raptor 码都是对所有数据进行同等差错保护。而 EEP 喷泉码应用于上述场合，存在一定的不足。为此，需设计具有不等差错保护能力的喷泉码。具有 UEP 特性的数字喷泉码可以为高优先级数据 (More Important

Bits, MIB) 提供额外的保护。

目前关于实现数字喷泉码的 UEP 性能研究中, 基本原理有两种: 第一, 在编码过程中, 以较高的概率选取 MIB 中的源符号, 以较低的概率选中低重要等级数据 (Less Important Bits, LIB) 中的符号; 第二, MIB 数据中的源符号相对较多的参与到度值较小编码符号的编码中, LIB 数据中的源符号相对较少的参与到度值较大的编码符号的编码中。因此, 接收端收到的 MIB 数据的冗余度相对较大, 在译码过程中则更容易恢复。

近几年来, 随着喷泉码 UEP 方案的研究不断深入, 多种 UEP-LT 方案不断被提出, 较为典型的有如下几种: N. Rahnavard 和 F. Fekri 提出的权重不等差错保护喷泉码^[33], D.Sejdinovic 和 D. Vukobratovic 等人提出的扩展窗喷泉码 (Expanding Window Fountain, EWF)^[34], M. C.O.Bogino 和 P. Cataldi 等人提出一种滑动喷泉码 (Sliding Fountain, SF)^[35], S. Ahmad 和 R. HamZaoui 等人提出复制扩展喷泉码^{[36][37]}。

1.4 本文的主要工作与内容安排

本文的主要工作如下:

(1) 在保留置信传播算法^[38] (Belief-Propagation, BP) 译码算法和高斯消元法^[39] (Gaussian elimination, GE) 优点的基础上, 针对 BP 译码算法低译码成功率的缺点和 GE 译码算法高复杂度的缺点, 提出了一种改进的数字喷泉码译码算法。

(2) 深入研究现有 UEP-LT 码设计方案, 在 EWF 码的基础上, 针对 EWF 码 LIB 数据性能较差的缺点以及复制窗喷泉码和权重喷泉码 UEP 特性不明显等缺点, 提出一种新型的具有 UEP 特性的 iEWF (improved EWF) 码。

(3) 采用部分规则 LDPC 码^{[40][41]}作为预编码, iEWF 码作为 LT 编码部分。提出了一种新型的 UEP-Raptor 码。

(4) 对上述提出的改进译码算法、iEWF 码和 UEP-Raptor 码进行仿真实验, 仿真结果表明, 各改进方案都到达了预期的效果。

(5) 以多媒体视频通信为应用背景, 设计了一种基于不等差错保护数字喷泉码的视频通信系统, 并给出了详细的系统设计方案。测试结果表明, 不等差错保护数字喷泉码能够改善多媒体视频通信系统的丢包问题, 并且具有良好的 UEP 性能。

本文具体内容安排如下:

第一章为绪论, 阐述了喷泉码和不等差错喷泉码的研究背景与意义。引出本文的研究内容, 最后描述了论文的工作内容和结构安排。

第二章简单介绍了 LT 码、LDPC 码和 Raptor 码的基本概念和编译码原理，阐述了系统 Raptor 码的原理，着重研究了现有的不等差错保护 LT 码和 Raptor 码方案，为后续章节的工作奠定基础。

第三章研究了影响喷泉码性能的度分布函数，并分析不同度分布的性能，进而对数字喷泉码译码算法的性能进行研究，介绍了 BP 译码算法译码算法和 GE 译码算法，并针对现有译码算法的弊端，提出一种数字喷泉码译码算法的改进方案。仿真结果表明，在相同的译码开销的情况下，改进的译码算法比 BP 译码算法有更高的译码成功率。

第四章首先对 LT 码、Raptor 码和系统 Raptor 码进行仿真，并对常用的三种 UEP-LT 码方案进行详细的性能仿真，比较了它们的构造方法，分析各自的优缺点。针对现有不等差错 LT 码的不足，提出了一种新型的 UEP-LT 码 (iEWF)。通过理论分析以及性能仿真对提出的算法进行了验证，结果表明：相对于现有的 UEP-LT 方案，本文所提出的 iEWF 码具有更好的 UEP 性能以及抗误码性能。最后在 iEWF 码的基础上加入部分规则 LDPC 码作为预编码，设计了一种具有 UEP 特性的 Raptor 码编码方案。通过仿真表明，本文所提出的 UEP-Raptor 算法，比目前已有的 UEP-Raptor 方案具有更高译码成功率，能够有效地增强了多媒体通信系统中数据传输的可靠性。

第五章，以多媒体视频通信系统为应用背景，针对多媒体通信系统中数据传输面临的难题，将 UEP-Raptor 码作为应用层前向纠错码，为多媒体视频通信系统提供了一种有效的差错控制策略，给出了传输系统的编码器和译码器的设计方案。测试结果表明，所提出的 UEP-Raptor 码能够改善多媒体视频通信系统的丢包现象，且 UEP 性能明显。

第六章对论文工作进行了总结，并对下一步的研究方向进行了展望。

第 2 章 不等差错保护的数字喷泉码方案

2.1 删除信道

目前，关于数字喷泉码的研究都基于删除信道^[42]。通过删除信道传输的数据，在接收端要么认为正确接收到一个数据包，要么认为是丢失了数据包。然而删除信道一直仅用于理论研究，实际并不存在，直到基于 TCP/IP 协议的 Internet 网络的出现，才赋予了删除信道现实意义，删除信道模型准确的反应了 IP 网络的特性。

二进制删除信道 (Binary Erasure Channel, BEC)^[43] 是一种典型的删除信道，假设输入集为 $\{1, 0\}$ ，输出集为 $\{1, e, 0\}$ ，删除概率为 p ， p 表示传输数据过程中出现错误的概率，也就是说二进制删除信道有 $1-p$ 的概率来正确传输信息比特 $\{1, 0\}$ ， e 用来表示被删除掉的信息比特二进制删除信道的条件概率可以表示为：

$$p(Y|X) = \begin{cases} 1-p, & Y = X \\ p, & Y = e \\ 0, & \text{otherwise} \end{cases} \quad (2-1)$$

二进制删除信道模型如图 2-1 所示。

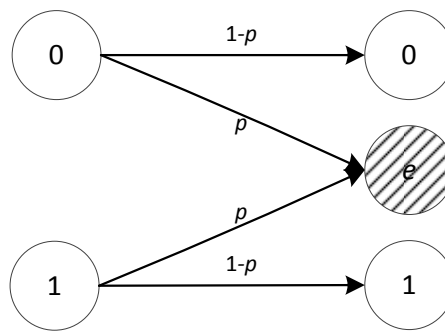


图 2-1 二进制删除信道模型图

2.2 数字喷泉码的方案介绍

2.2.1 LT 码的基本原理

LT 码是数字喷泉码第一类有效的具体实现，之后提出的 Raptor 码是在 LT 码的基础上

增加预编码等设计而成。LT 码可以由 K 个源符号 $(i_1, i_2, i_3, \dots, i_K)$ 经过编码可以产生无限多个编码符号，每个编码符号的生成过程都是独立不相关的。LT 码的编码步骤如下^[44]：

- 步骤 1：根据度分布函数 $\Omega^{(i)}$ 为第 i 个编码符号生成度值 d_i ，选取源符号的个数；
- 步骤 2：从 K 个源符号中随机选出 d_i 个不同的符号进行异或运算得到编码符号；
- 步骤 3：重复以上两个步骤，直到生产足够的编码符号为止；

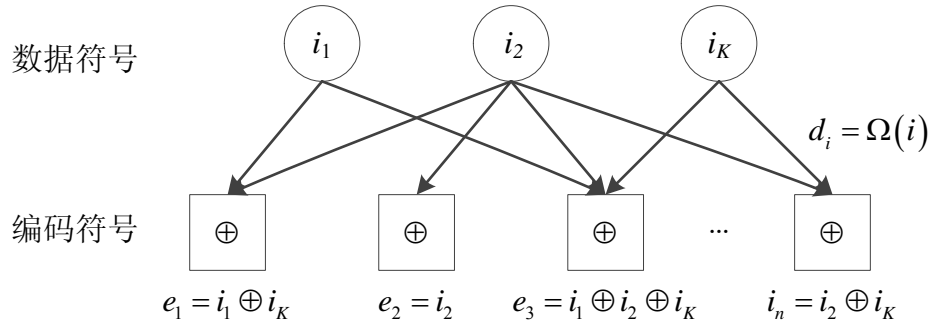


图 2-2 LT 码的编码示意图

图 2-2 为 LT 码的编码示意图，每一条边都表示参与编码符号编码的源符号关联信息，由图 2-2 可知编码符号 e_1 有两条边分别连接源符号 i_1 和 i_K ，即表示编码符号 e_1 是有第 1 个和第 K 个源符号异或生成的。

LT 码在生成编码符号的过程中，相应会生成一个 K 阶随机二进制矩阵，称为生成矩阵 \mathbf{G} ，参与编码符号 e_N 编码的源符号 i_K 在生成矩阵 \mathbf{G} 的第 N 行第 K 列位置上值为 1。生成矩阵会作为开销随编码符号一起传输。

当接收端接收了足够多（略多于源符号数目）的编码符号后，可以提取出度值和编码符号的关联信息后即可开始译码。目前常用的喷泉码译码算法有：和积(Sum-Product)算法、置信传播算法、高斯消元法以及 MP 算法等。需要说明的是，LT 码通常采用的译码算法是一种简化的 BP 迭代译码算法，具体步骤如下^[38]：

步骤 1：在接收到的编码符号集中，译码器选取一个度数为 1 的编码符号，此编码符号仅是某一个源符号的复制，即它只与其中一个源符号相关联。找到度为 1 的编码符号即可恢复出与其关联的源符号。如果不存在度为 1 的编码符号，则译码失败；

步骤 2：译码器将译出的源符号的值与其相关联的所有编码符号的值进行逻辑异或运

算，计算结果用于更新对应编码符号的原有值，将这些编码符号的度值减 1，并删除关联信息，此过程可以把原度值为 2 的编码符号，变为度值为 1 的编码符号；

步骤 3：重复步骤 1 和步骤 2 直至不存在度数为 1 的编码符号，或译出所有源符号。

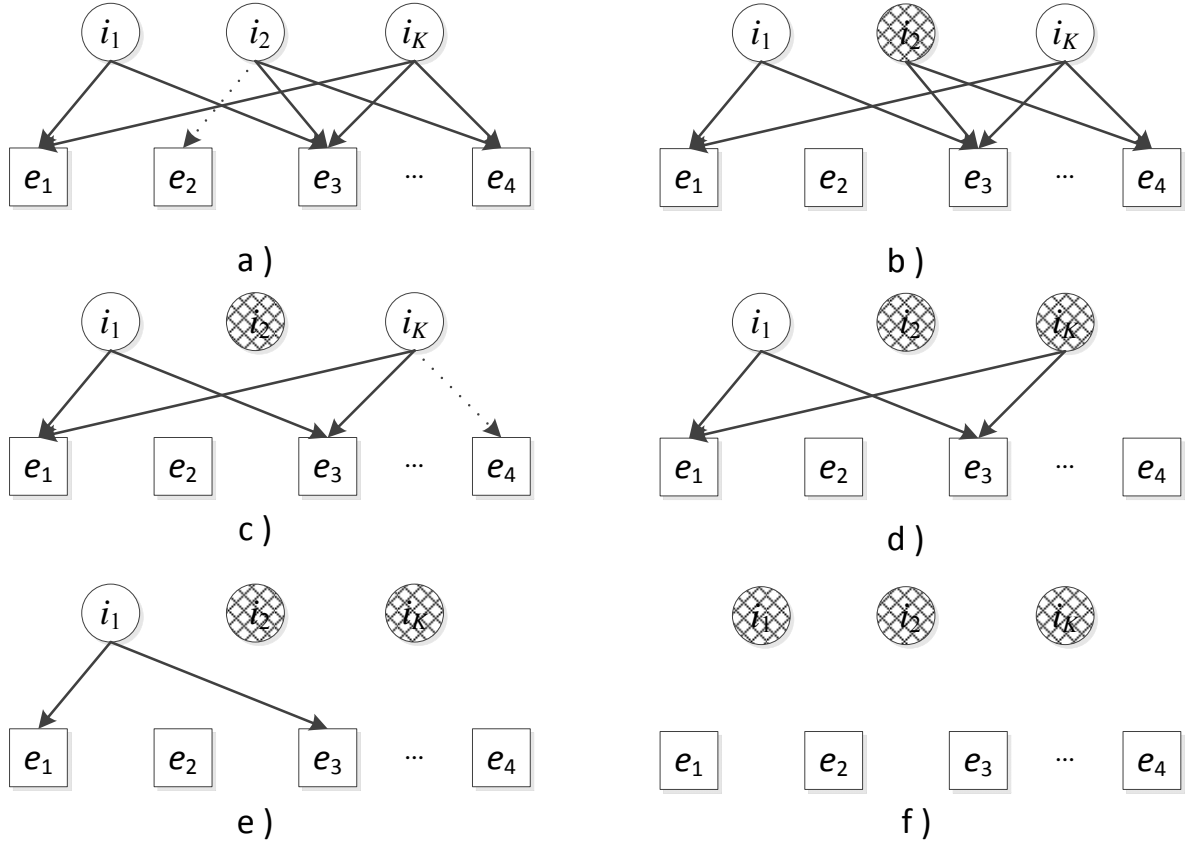


图 2-3 BP 码译码流程图

图 2-3 就是简单的 BP 译码流程图，BP 译码算法依赖于迭代过程的延续，如果出现中断（无法找到度为 1 的编码符号）就无法继续译码，所以接收端接收略大于 K 个编码符号才能以较高的概率成功译码，这个额外接收的编码符号数目与源数据符号数目 K 的比称为译码开销(overhead)^[42]，用符号 ε 表示。

2.2.2 Raptor 码的基本原理

Raptor 码是基于 LT 码性能更优越的数字喷泉码。Raptor 码是一种级联码，在 LT 编码过程之前加入了预编码过程。预编码是采用固定码率的纠删码通过预编码把源符号转换成中间校验符号，在把中间校验符号通过 LT 编码，得到最后的编码符号，实现了码率的可变性。其中 LDPC 码比较常用预编码。

2.2.2.1 LDPC 码的基本原理

LDPC 既低密度奇偶校验码 (Low Density Parity Check) 码是基于稀疏校验矩阵的线性分组码, 即校验矩阵 H 中非零个数很少, 远远低于零的个数。R. G. Gallager 于 1962 年提出的 LDPC 码, 并且证明了 LDPC 码优良的性能。LDPC 码是基于稀疏校验矩阵的线性分组码, 即校验矩阵 H 中非零个数很少, 远远低于零的个数。

R. G. Gallager 最早提出的正则 LDPC 码的定义中, 它的校验矩阵 H 需满足三个条件:

- (1) 校验矩阵 H 每行非零个数为 λ ;
- (2) 校验矩阵 H 每列非零个数为 ρ ;
- (3) 相对于校验矩阵的行数和码长, λ 、 ρ 的值都很小;

正则 LDPC 码的码长为 N , 则可记为 (N, λ, ρ) , 码率为 $R = 1 - \frac{\lambda}{\rho}$ 。图 2-4 是码长 $N = 10$,

列重 $\rho = 2$, 行重 $\lambda = 4$, 校验矩阵 $(10, 2, 4)$ 的示例

$$H = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

图 2-4 规则 LDPC 码校验矩阵图

LDPC 码也可以通过二分图来表示, 根据 $(10, 2, 4)$ 校验矩阵可以画出上述 LDPC 码的二分图, 如图 2-5:

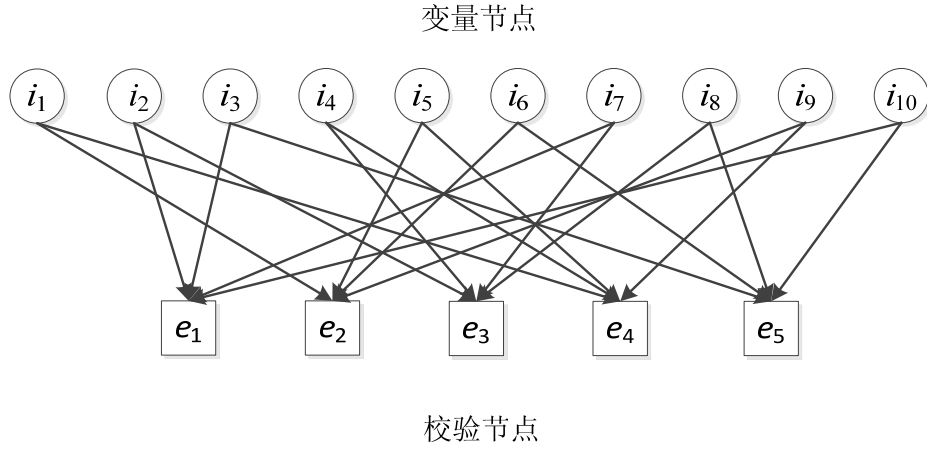


图 2-5 (10,2,4) 规则 LDPC 码的二分图

LDPC 码与普通线性分组码一样，先把校验矩阵 H 做高斯消去，转化成 $[P|I]$ ， I 为单位矩阵形式，可以得到生产矩阵 $G = [I|P^T]$ ，最后用信息序列与生成矩阵相乘来得到码字。

2.2.2.2 Raptor 码的基本原理

Raptor 码的基本原理如图 2-6 所示，在 LT 编码过程之前加入了 LDPC 预编码过程。在 Raptor 码译码时，可以采用 LT 码的译码方案，只需恢复固定比例的中间编码校验符号，结合传统删删码的译码特点，就可译出全部源数据符号，这种设计方案极大的提高了译码效率。Raptor 码的编译码的算法复杂度为 $O(K \ln(1/\varepsilon))$ ， ε 是译码开销。Raptor 码的编译码复杂度是一个关于 K 的线性函数。

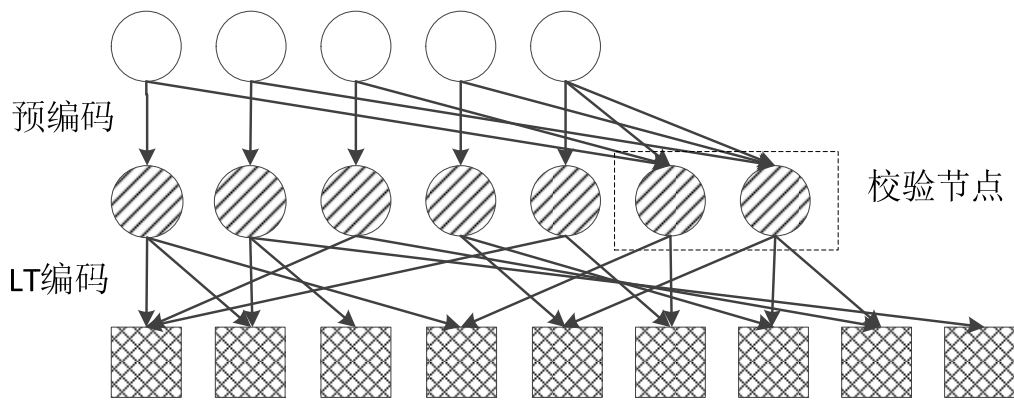


图 2-6 Raptor 码编码原理图

Raptor 码的编码原理如图 2-6 所示。从 Raptor 码的编码过程来看，Raptor 码的译码开销 ε 是由两部分构成的，预编码的开销 ε_p 和 LT 编码的开销 ε_{LT} ，三者之间满足关系

$1 + \varepsilon = (1 + \varepsilon_p)(1 + \varepsilon_{LT})$ 。因此在给定译码开销 ε 的值时，如何设计最优的 ε_p 和 ε_{LT} 值是很重要的，A. Shokrollahi 建议 $\varepsilon_{LT} = \varepsilon / 2$ ，此时存在如下等式：

$$\varepsilon = \frac{2\varepsilon_p}{1 - \varepsilon_p} \quad (2-2)$$

Raptor 码的译码同样分为两步，译出中间符号和译出源数据符号，首先采用 LT 码的译码方案，译出中间符号，然后利用传统的纠删码的译码方案，利用中间符号恢复出源数据符号。

2.2.3 系统 Raptor 码的基本原理

在 LT 码和 Raptor 码中，仅在码长较长时有比较好的性能，当码长较短时，其他的编译码性能并不理想，因此 A. Shokrollahi 在 Raptor 码的基础上提出了系统 Raptor 码^[15]，克服了喷泉码在短码长情况下性能不好的缺点。

2.2.3.1 系统 Raptor 码编码

系统 Raptor 码编码与非系统 Raptor 码编码类似，也是先通过预编码得到中间符号。然后再对中间符号作 LT 编码，生成 LT 编码符号。但是，系统 Raptor 码的预编码生成的校验符号是由 LDPC 符号和 Half 符号^[15]组成，预编码的编码过程是，先由 K 个源输入符号生成 S 个 LDPC 编码符号，然后由前面的 $K + S$ 个符号生成 H 个 Half 符号。其中， S 和 H 值的计算方法如下：

假设输入长度为 K 源符号 $C'[0], \dots, C'[K-1]$ ，通过预编码可以生成 L 个中间符号 $C[0], C[1], \dots, C[L-1]$ ，同时可以根据 K 计算出 LDPC 编码符号长度 S 和 Half 编码符号长度 H ，即可得预编码后的中间符号长度为 $L = K + S + H$ 。

X 为一个正整数，并且 X 满足 $X * (X - 1) \geq 2 * K$ 的最小整数。

S 是一个质数，并且 S 满足 $S \geq \text{ceil}(0.01 * K) + X$ 的最小质数，其中， $\text{ceil}(x)$ 代表满足大于等于 x 的最小整数。

H 是一个整数，并且 H 满足 $\text{choose}(H, \text{ceil}(H/2)) \geq K + S$ 的最小整数，其中 $\text{choose}(x, y)$ 表示从 x 个符号中不重复选取 y 个符号的选择方法的种数。

$C[0], \dots, C[K-1]$ 代表前面 K 个中间符号, $C[K], \dots, C[K+S-1]$ 代表 S 个 LDPC 符号, 初始化为零, $C[K+S], \dots, C[L-1]$ H 个 Half 符号, 初始化为零。

S 个 LDPC 中间符号 $C[K], \dots, C[K+S-1]$ 由 K 个源符号生成, 并可得到 LDPC 码的生成矩阵 $\mathbf{G_LDPC}$ 。 H 个 Half 中间符号可由前 $K+S$ 个中间符号生成, 并可得到 Half 码的生成矩阵 $\mathbf{G_Half}$ 。根据已知的 K 个源符号和 L 个中间符号, LT 编码过程可以计算出矩阵 $\mathbf{G_LT}$ 。

至此, 已得到三个矩阵 $\mathbf{G_LDPC}$, $\mathbf{G_Half}$, $\mathbf{G_LT}$, 可以得到生成矩阵 \mathbf{A} 。可以表示为如图 2-7:

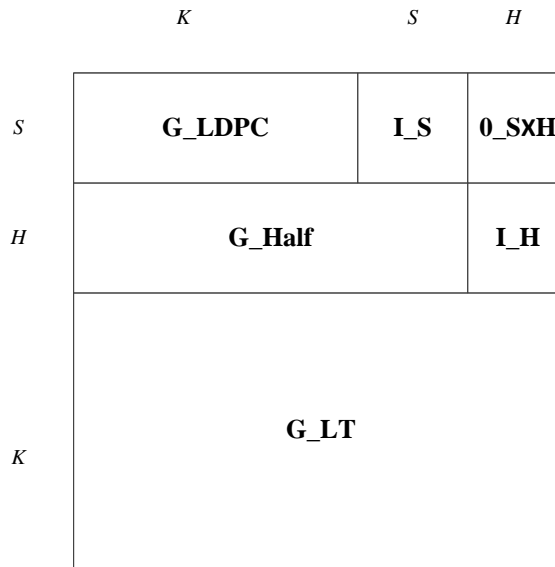


图 2-7 系统 Raptor 码生成矩阵图

生成矩阵 \mathbf{A} 是一个 $L \times L$ 阶方阵, 由若干个子矩阵构成。其中, 矩阵 $\mathbf{G_LDPC}$ 是一个 $S \times K$ 阶矩阵, 表示 LDPC 中间符号的生成矩阵, 矩阵 $\mathbf{I_S}$ 是 $S \times S$ 阶单位矩阵, 矩阵 $\mathbf{0_S \times H}$ 是 $S \times S$ 阶的零矩阵; 矩阵 $\mathbf{G_Half}$ 是一个 $H \times (S+K)$ 阶矩阵, 表示 Half 中间符号的生成矩阵, 矩阵 $\mathbf{I_H}$ 是 $H \times H$ 阶单位矩阵; 矩阵 $\mathbf{G_LT}$ 是一个 $K \times L$ 阶矩阵, 即 LT 编码的生成矩阵。

经过预编码, 得到了中间符号, 把中间符号作为输入数据进行 LT 编码可完成系统

Raptor 码的编码。进行前面 $\mathbf{G_LT}$ 矩阵的逆编码后，再进行 LT 编码，原符号与校验符号会被分割开，前 K 个编码符号即为源符号，得到系统的 Raptor 码。

2.2.3.2 系统 Raptor 码译码

由于系统 Raptor 码构造过程不同于 LT 码和 Raptor 码，在译码端无法采用 BP 译码算法，而是采用高斯消元法的方式进行译码，这样做既保证了译码算法复杂度低的特性，同时又可以在较小译码开销的情况下就能成功译码。

在接收端通过类似于发送端的运算就能够计算出生成矩阵 \mathbf{A}' ，为了保证译码算法的低复杂度，并不是直接采用高斯消元译码算法，而是先对稀疏矩阵 \mathbf{A}' 做一系列变换后，使其简化，然后再对简化后的稀疏矩阵 \mathbf{A}' 作高斯消元操作，这样很大程度地降低了译码的复杂度。

假设接收端接收到 N 个编码符号，设参数 $M = N + S + H$ 。可以按照编码时构造的矩阵的方法，构造出一个 $M \times L$ 阶译码矩阵 \mathbf{A}' 。与编码时构造的矩阵 \mathbf{A} 不同之处是， \mathbf{A}' 中矩阵 $\mathbf{G_LT}$ 是 N 行的，其余都与 \mathbf{A} 矩阵相同。

	K	S	H
S	$\mathbf{G_LDPC}$	$\mathbf{I_S}$	$\mathbf{0_SXH}$
H	$\mathbf{G_Half}$		$\mathbf{I_H}$
N	$\mathbf{G_LT}$		

图 2-8 系统 Raptor 码译码矩阵图

假设长度为 M 的列向量 \mathbf{D}' 是由前 $S + H$ 个零元素和 N 个编码符号构成。前 $S + H$ 个元

素对应于 S 个 LDPC 符号和 H 个 Half 符号。设 C' 是长度为 L 的中间符号，存在有关系式：

$$\mathbf{A}' \times \mathbf{C}' = \mathbf{D}' \quad (2-3)$$

与编码过程相似，计算出中间符号 C' 。矩阵 \mathbf{A}' 是一个 $M \times L$ 阶矩阵，可以将译码矩阵看成一个含有 L 个未知数的联立方程组，通过求解方程组，即可成功译码。

在干扰少的信道中，信道的丢包率很小，接收端可以几乎无差错的接收到发送端发送的编码符号，此时则无需译码操作即可恢复出所有源符号，这就是系统码所拥有的优势。

2.3 不等差错保护数字喷泉码的方案介绍

2.3.1 现有不等差错保护 LT 码方案介绍

近几年来，针对数字喷泉码 UEP 方案的研究不断深入，多种 UEP-LT 方案相继被提出，较典型的几种方案如下：N. Rahnavard 和 F. Fekri 提出的权重 UEP 喷泉码^[33]，通过选择权重，使喷泉码具有 UEP 特性；D. Sejdinovic 和 D. Vukobratovic 等人提出了扩展窗喷泉码^[34]，扩展窗喷泉码采用窗口技术代替权重设置，具有更优异的 UEP 特性；M. C. O. Bogino 和 P. Cataldi 等人提出滑动窗口喷泉码^[35]，S. Ahmad 和 R. HamZaoui 等人等人提出复制窗口喷泉码^[36]，滑动窗口喷泉码和复制窗口喷泉码算法相似，通过虚拟增大编码块大小，在提供 UEP 特性的同时，也保证 LIB 数据的抗误码性能。本节对现有的 UEP-LT 方案进行详细介绍。

2.3.1.1 权重不等差错保护喷泉码

N. Rahnavard 和 B. Vellambi 等人最先提出权重 UEP 喷泉码。并给出了具体的设计方法。

假设输入数据有符号数共 K 个，有个两个重要等级，即 MIB 和 LIB。MIB 符号的数目为 $K_1 = \alpha \cdot K$ ，需要高的保护等级， α 为 MIB 符号占总数据符号数的比例。LIB 数据符号的数目为 $K_2 = K - K_1$ 。并且存在一个权重系数 $k_M > 1$ ，用于衡量 MIB 数据的度分布的度值，当 $k_M = 1$ 时，权重 UEP-LT 退化为普通的 LT 码。 αk_M 表示在编码过程中 MIB 中的符号被选取的概率，则选取 LIB 中的符号被选取的概率为 $1 - \alpha k_M$ 。

具体的编码过程如下^[33]：

步骤 1：由度分布函数生成一个编码符号的度值 d ；

步骤 2: 从 MIB 数据中选取 $d_1 = \min([\alpha dk_M], K_1)$ 个符号, 从 LIB 数据中选取 $d_2 = d - d_1$ 个符号, $[x]$ 表示取接近于 x 的整数;

步骤 3: 把选取出来的 d 个符号进行异或操作生成一个编码符号;

该 UEP-LT 算法存在不足之处, 一般情况下, α 很小对于较低度数的编码符号, 当 k_M 较小时, αdk_M 的值也会偏小, 若 $\alpha dk_M < 0.5$, 会导致 $d_1 = \min([\alpha dk_M], K_1) = 0$, 即没有 MIB 数据符号参与编码, 也就无法实现有效的 UEP 性能。

2.3.1.2 扩展窗口喷泉码

D. Sejdinovic 等人提出的 EWF, EWF 码采用分窗技术代替权重系数, 具有比权重 UEP-LT 更加灵活的算法及更有效的 UPE 性能。

假设输入的数据符号数共 K 个, 分为 MIB 和 LIB。MIB 符号的数目为 $K_1 = \alpha \cdot K$, 需要高的保护等级, α 为 MIB 符号占总数据符号数的比例。定义两个窗口 W_1 和 W_2 , 两个窗口的度分布函数分别为 $\Omega^1(x)$ 和 $\Omega^2(x)$, 两个窗口的选取概率分别为 Γ_1 和 $\Gamma_2 = 1 - \Gamma_1$ 。其中第一个窗口 W_1 包含了 MIB 数据, 第二个窗口 W_2 包含了所有数据。EWF 的具体编码过程如下^[34]:

步骤 1: 根据窗口选取概率选取窗口, 若选择 W_1 , 则根据度分布函数 $\Omega^1(x)$ 生成一个度值 d ; 若选择 W_2 , 则根据度分布函数 $\Omega^2(x)$ 生成一个度值 d ;

步骤 2: 将选取出的 d 个符号进行异或操作, 得到一个编码符号。

EWF 避免了权重 UEP-LT 的不足之处, 并且具有更优异的 UEP 性能。

2.3.1.3 复制窗口喷泉码

S. Ahmad 和 R. Hamzaoui 等人提出了一种采用虚拟复制的方法, 实现的 UEP-LT 码具有优异的 UEP 特性。复制窗喷泉码虚拟增大编码数据块的大小, 从而增大度分布函数中的 K 值; 然后引入扩展系数 EF 和不同重要等级信源数据的复制系数 RF_i , 其中下标 i ($1 \leq i \leq n$) 表示第 i 个重要等级, 总共分为 n 个重要等级, i 值越小重要等级越低, 该重要等级的复制系数 RF_i 越小。

同样假设输入的数据符号数共 K 个，分为 MIB 和 LIB。MIB 符号的数目为 $K_1 = \alpha \cdot K$ ，需要高的保护等级， α 为 MIB 符号占总数据符号数的比例，LIB 符号的数目为 $K_2 = K - K_1$ 。MIB 和 LIB 数据的复制系数分别为 RF_1 和 RF_2 ，扩展系数为 EF 。通过复制系数复制后的虚拟数据个数为 $K' = (RF_1 \cdot K_1 + RF_2 \cdot K_2)$ ，然后通过扩展系数进行第二级扩展，最后可得 $K' \cdot EF$ 个虚拟数据。同时，鲁棒弧波度分布函数 $\Omega(K, c, \delta)$ 变为 $\Omega(K' \cdot EF, c, \delta)$ 。

复制窗喷泉码的编码过程其他的 UEP-LT 类似，不同点在于如何选取源符号来参与编码。复制窗喷泉码的选取源符号过程的重点在于索引替换过程。由度分布函数 $\Omega(K' \cdot EF, c, \delta)$ 生成一个度 d_i ，即第 i 个编码符号的度值，从 $K' \cdot EF$ 个虚拟数据中选取 d_i 个数据。假设在 $K' \cdot EF$ 个数据中选中了第 j 个符号， $1 \leq j \leq K' \cdot EF$ 。那么有 j 可以得到原来 K 个数据中符号的索引。索引替换公式如下：

$$m = \begin{cases} j \bmod K_1 & , 0 \leq j \leq RF_1 \cdot K_1 - 1 \\ [(j - RF_1 \cdot K_1) \bmod K_2] + K_1 & , RF_1 \cdot K_1 \leq j \leq K' \cdot EF - 1 \end{cases} \quad (2-4)$$

其中 m 表示真实索引，相对于其他 UEP-LT 方案，复制窗喷泉码有不仅引入了不等差错特性，而且兼顾了 LIB 数据的性能。同时可以通过更改复制系数的大小，来改变不同重要等级数据在不同场合中的保护等级。

2.3.2 现有不等差错保护 Raptor 码方案介绍

从近几年的 Raptor 码的 UEP 方案研究成果可知，UEP-Raptor 码方案主要分为三个方面：

- (1) 在预编码进行 UEP 设计，在 LT 码编码为 EEP；
- (2) 在预编码时采用 EEP，在 LT 码编码中采用 UEP-LT 方案；
- (3) 在预编码和 LT 码编码阶段都采用 UEP 设计。

那么在介绍 UEP-Raptor 码之前简单了解下 UEP-LDPC 码，UEP-LDPC 一直是研究的重点，其中较为典型的有如下几种：J. Ha 和 J. Kim 提出了一种码率兼容的 LDPC 码^[36]，对 MIB 数据提供低码率编码，对 LIB 数据提供高码率。N. Rahnavard 和 F. Fekri 提出了部分规则 LDPC 码^[33]，通过设置校验矩阵中 MIB, LIB, PB(Parity Bits)的编码度值，实现不等差错保护的性。N. Rahnavard 和 F. Fekri 提出了 LDPC 级联码^[45]，对 MIB 数据进行两级 LDPC 编码，LIB 数据只进行一级 LDPC 编码，加强对 MIB 数据的保护，从而实现 UEP

性能。本文简单介绍部分规则 LDPC 的算法和级联 LDPC 码。

2.3.2.1 部分规则 LDPC 码^[33]

假设输入的数据符号数共 K 个，有个两个重要等级，即 MIB 和 LIB。MIB 数据符号的数目为 K_m ，需要高的保护等级，LIB 数据的符号数目为 K_l 。设部分规则的 LDPC 码码长为 n ，可得检验符号的数目为 $m = n - K$ 。校验矩阵由矩阵 H_m ， H_l 和 H_p 构成，得 $H = [H_m | H_l | H_p]$ ，编码二分图如图 2-9 所示，图中， d_m ， d_l 和 d_p 分别为 MIB，LIB 和 PB 的度值。

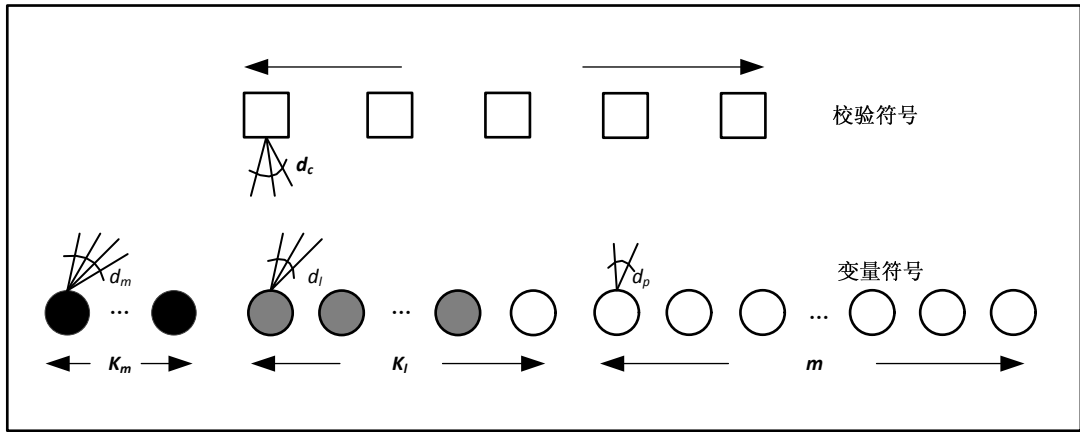
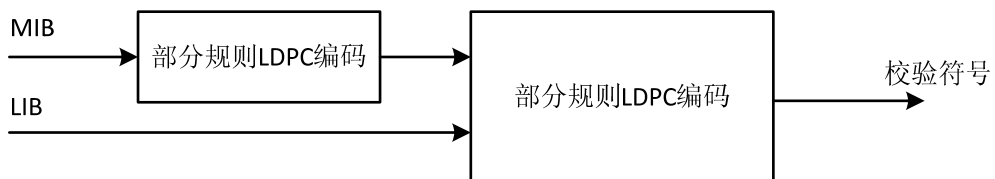


图 2-9 部分规则 LDPC 码的二分图

2.3.2.2 级联部分规则 LDPC 码^[45]

N. Rahnavard 和 F. Fekri 提出了 LDPC 级联码。把输入数据分为两个重要等级，MIB 和 LIB。首先对 MIB 数据进行第一级部分规则 LDPC 编码，把第一级编码输出的数据作为第二级部分规则 LDPC 编码的输入，并且作为第二级编码的重要数据部分。然后与原数据的 LIB 部分一起参与到部分规则 LDPC 编码。编码原理如图 2-10 所示。



2.3.2.3 不等差错保护的 Raptor 码

近年基于 Raptor 码的不等差错保护方案的研究不断的深入,有多种 UEP-Raptor 码被不断提出。较为典型的方案有, N. Rahnavard 提出一种 UEP-Raptor 码,首先采用高码率的 LDPC 码^[45]。进行预编码,再进行 LT 码编码,该方案通过增加 MIB 数据的选中概率来实现 Raptor 码的 UEP 性能。D. Sejdinovi 和 D. Vukobratovi 采用一种联合高码率的 LDPC 码作为预编码方案,然后在 LT 编码过程采用 EWF 方案,实现 UEP-Raptor 码方案^[46]。Ulas C. Kozat 和 S. A. Ramprashad 提出一种基于 Raptor 码的 UEP 方案,在预编码过程中也采用 UEP 方案,对不同重要等级的数据分别采用不同码率,重要等级越高,码率就越低,然后用 LT 码编码。文献^{[47][48]}中采用部分规则 LDPC 码作为预编码方案,然后采用 UEP-LT 码进行编码,实现一种 UEP-Raptor 码。P. Cataldi 和 M. Grangetto 提出一种 UEP-Raptor 码,采用 LDPC 预编码,并与 SF 码进行级联构造出能够提供 UEP 特性的喷泉码。文献^[49]提出一种部分规则的 LDPC 码与 EWF 码级联的 UEP-Raptor 码。

2.4 本章小结

本章首先简单介绍了二进制删除信道、LT 码和 Raptor 码的概念。然后,详细介绍了 LT 码、Raptor 码和系统 Raptor 码的编译码原理,并着重介绍了基于 LT 码和 Raptor 码的不等差错保护方案,为后续章节的研究奠定基础。

第 3 章 数字喷泉码的度分布和译码算法研究

在本章中，首先介绍了几种度分布函数，并分析它们的优缺点。然后介绍了现有数字喷泉码译码算法的原理，并分析它们的不足。为了克服现有译码算法的缺点，提出一种改进的译码算法，最后通过仿真表明，改进的译码算法能够有效的克服现有译码算法的不足。

3.1 度分布函数性能分析

根据数字喷泉码的编码规则，可以知道在进行喷泉码编码时，需要先选择一个编码符号度的概率分布函数，然后根据这个度分布函数，产生编码符号的度值。选定的度分布函数会影响到喷泉码的编译码，所以度分布是非常重要的。在译码过程中，为了保证译码过程能连续进行而不终止，需要每次迭代译码后都有一个编码符号的度为 1，同时为了保证低的编译码复杂度，需要使编码符号的平均度值尽可能小。现有的度分布函数主要有：理想弧波分布^[50]和鲁棒弧波分布^[51]等。

3.1.1 理想弧波分布

理想弧波分布是喷泉码的译码过程中最优的度分布函数，既在迭代译码过程中没一次译码后，通过消除关联的检验节点的度数，最后都只剩下一个度为 1 的校验节点，也就实现了译码过程中译码次数的最小化。

理想弧波分布的表达式如下^[50]：

$$\rho(d) = \begin{cases} 1/K & , d = 1 \\ 1/d(d-1) & , d = 2, 3, \dots, K \end{cases} \quad (3-1)$$

在理想度分布情况下喷泉码的编码符号度的平均值近似为 $\ln K$ 。

但是，理想弧波分布仅限于在理想情况下，在实际情况中，喷泉码编码过程中生成的度分布几乎不可能符合理想弧波分布，会存在一定的误差，译码性能很不理想。由公式可知，第一次参与迭代译码的度为 1 的校验节点只有一个，那么如果该点在删除信道中不幸被删除，那么译码就无法开始。即使开始，后续的迭代译码中度为 1 的校验节点也可能会

丢失，同样会导致译码中断。显然，理想弧波分布在实际应用中性能的无法达到理想信道状态下的性能。

3.1.2 鲁棒弧波分布

为了弥补理想弧波分布的不足，提高译码成功率，M. Luby 提出了一种修正的鲁棒弧波分布（Robust Soliton Distribution, RSD）他首先引入了两个参数 c 和 δ ，鲁棒弧波分布被广泛应用于实际应用当中的喷泉码编码中。

鲁棒弧波分布的表达式如下所示^[51]：

$$\mu(d) = \frac{\rho(d) + \tau(d)}{Z} \quad (3-2)$$

其中：

$$\rho(d) = \begin{cases} 1/K, & d=1 \\ 1/d(d+1), & d=2,3,\dots,K \end{cases} \quad (3-3)$$

和

$$\tau(d) = \begin{cases} S/K \times d, & d=1,2,\dots,(K/S-1) \\ S/K \times \ln(S/\delta), & d=K/S \\ 0, & d > K/S \end{cases} \quad (3-4)$$

$$Z = \sum_{d=1}^K (\rho(d) + \tau(d)) \quad (3-5)$$

S 表示度为 1 的编码节点数的期望值，度为 1 意味着该编码节点只是某一位信息节点的复制。

$$S = c \times \ln(K/\delta) \sqrt{K} \quad (3-6)$$

c 值的大小会影响 LT 喷泉码编码的度数值以及度为 1 的编码节点的个数，它是一个小于 1 的常数。

$$K' = K + 2S \times \ln(S/\delta) \quad (3-7)$$

在文献^[51]指出，当译码器接收到 K' 个编码节点，那么所有信息节点能够被完全译出的概率接近于 1。

δ 表示在译码器接收到 K' 个编码节点，仍然无法恢复出全部信息节点的概率，它是一

个预设值。

鲁棒弧波分布结合了理想弧波分布的优点，并加入了两个参数 c 和 δ ，这样的设计有利于保证在译码过程中 $d=1$ 编码符号的期望值近似于 $S = c \log_e(K/\delta)\sqrt{K}$ ， δ 是概率约束参数，和译码失败概率有关； c 是可调整的，目的是在实际应用中通过调整 c 来达到较优的性能。

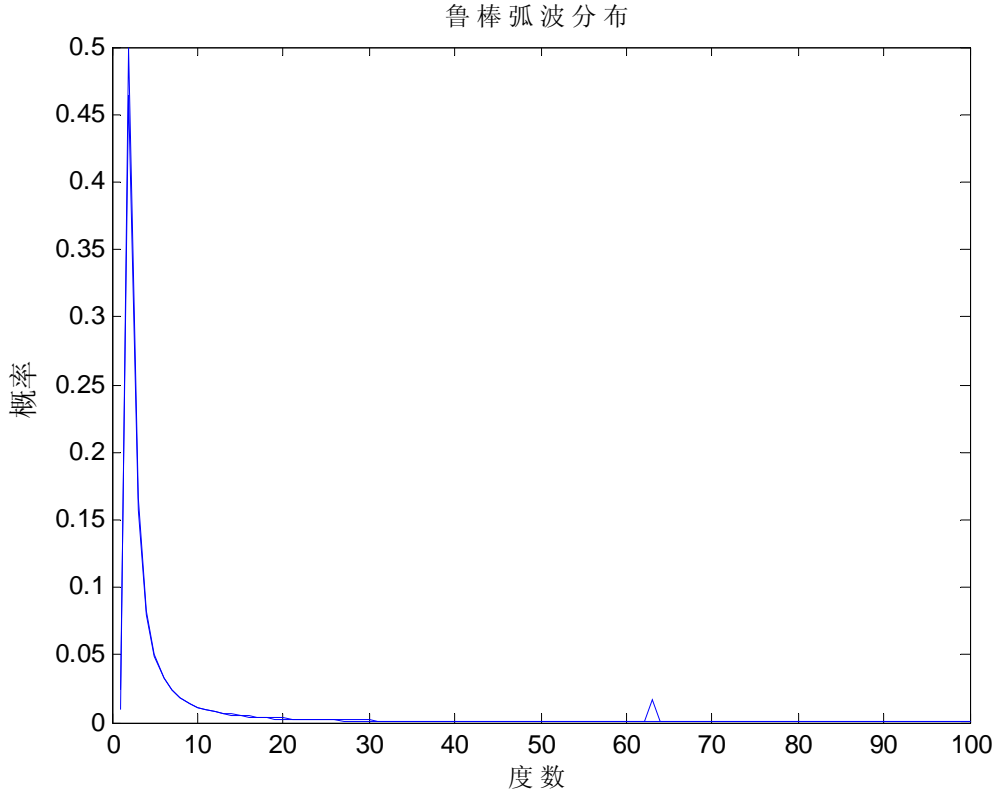


图 3-1 鲁棒弧波分布函数的度分布概率

3.1.3 固定度分布

除了理想弧波分布和鲁棒弧波分布外，关于数字喷泉码度分布的研究也有很多，其中固定度分布^[54]也是被广泛应用的一种度分布，由 A. Shokrollahi 提出，很多人也称之为 Shokrollahi 度分布，主要应用于有限码长的 Raptor 码中。该度分布从累计删除概率密度入手分析，目的是为了保持输入的波动幅度，然后得到了与码长 K 相关的一系列度值。表达公式如下：

$$\begin{aligned}
\Omega(x) = & 0.007969x + 0.49357x^2 + 0.16622x^3 \\
& + 0.072646x^4 + 0.082558x^5 + 0.056058x^8 \\
& + 0.037229x^9 + 0.05558x^{19} + 0.025023x^{65} \\
& + 0.003135x^{66}
\end{aligned} \tag{3-8}$$

3.2 数字喷泉码的译码算法研究

3.2.1 BP 和高斯消元算法

假设信道传输条件为二进制删除信道，源符号序列记为 $\mathbf{I} = [i_1, i_2, \dots, i_K]^T$ 和接收端接收到的编码符号序列记为 $\mathbf{E} = [e_1, e_2, \dots, e_N]^T$ ，通过接收到的编码符号序列可以重构出生成矩阵为 $\mathbf{G} = [g_1, g_2, \dots, g_K]$ ，则可得：

$$\mathbf{E} = \mathbf{G} \cdot \mathbf{I} = \sum_{m=1}^K g_m \cdot i_m \tag{3-9}$$

其中 g_m 表示生成矩阵 \mathbf{G} 第 m 列， i_m 表示源符号的第 m 个。公式 (3-9) 中的加法为二进制异或运算（本文中的加法运算如不特别说明指，默认都为二进制异或运算）。数字喷泉码译码过程即为对式 (3-9) 求解得到源符号序列 \mathbf{I} 。

对于式 (3-9) 采用 BP 译码算法是一种常用的解法。可根据模 2 加的特性，将式 (3-9) 化简为：

$$\mathbf{E} + \sum_{m=1}^K g_m \cdot i_m = 0 \tag{3-10}$$

接收端根据生成矩阵首先选中任意一个行重为 1 的行（即该行仅有 1 个非“0”元素），假设为第 j 行，非“0”元素所在的列为第 h 列，通过数字喷泉码编码原理即知，第 j 个编码符号是由第 h 个源符号简单复制得到的，可得 $e_j = i_h$ ，源符号 i_h 被译出。公式 (3-10) 可变换为：

$$\mathbf{E} + g_h \cdot i_h + \sum_{m=1, m \neq h}^K g_m \cdot i_m = 0 \tag{3-11}$$

假设令

$$\mathbf{E}' = \mathbf{E} + g_h \cdot i_h \tag{3-12}$$

及

$$g_m' = \begin{cases} 0, & m = j \\ g_m, & m \neq j \end{cases} \quad (3-13)$$

则公式 (3-11) 可以写作

$$\mathbf{E}' + \sum_{m=1}^K g_m' \cdot \mathbf{i}_m = 0 \quad (3-14)$$

公式更新的同时，生成矩阵也更新为 \mathbf{G}' 。生成矩阵 \mathbf{G}' 仍然存在行重为 1 的行。通过循环进行上述过程，便可译出源符号的值。

BP 译码算法的二进制异或运算次数，即为生成矩阵 \mathbf{G} 中非“0”元素的个数。在 LT 码中，生成矩阵 \mathbf{G} 中共有 $O(K \ln(K/\delta))$ 个非“0”元素，因此译码过程需要进行 $O(K \ln(K/\delta))$ 次二进制异或运算。

对于公式 (3-9) 采用高斯消元法进行译码是数字喷泉码译码的另一种常用解法。根据编码符号序列和生成矩阵可以构成一个新矩阵：

$$[\mathbf{G} \ \mathbf{E}] \quad (3-15)$$

通过矩阵变换可得：

$$\begin{bmatrix} \mathbf{I}_{K \times K} & \mathbf{P}_{K \times 1}' \\ \mathbf{0}_{(N-K) \times K} & \mathbf{0}_{(N-K) \times 1} \end{bmatrix} \quad (3-16)$$

式 (3-16) 中， $\mathbf{P}_{K \times 1}'$ 即为译出的源符号序列。

3.2.2 现有译码算法的不足

BP 译码算法是以译码开销为代价来降低译码失败率。在带宽不足或者信道条件很差的情况下，接收端接收的编码符号数目有限，当编码符号数目不足时，会影响译码成功率。

BP 译码算法需要在每一次迭代译码之后，更新的生成矩阵仍然具有行重为 1 的行才能继续译码。然而有可能在某一次迭代之后更新的生成矩阵中不再存在行重为 1 的行，此时 BP 译码无法继续进行。事实上，此时的生成矩阵仍然可能是列满秩的，也可能存在列满秩的子矩阵，这些列满秩子矩阵的列所对应的源符号在理论上是可译的，但是 BP 译码算法无法继续译码。但 BP 译码算法的复杂度低，运算量与接收到的编码符号数成线性关系。

高斯消元译码算法所需的译码开销相对于 BP 译码算法的译码开销要小，高斯消除法译码的复杂度较高，运算量与接收到的编码符号数的平方成线性关系。在数学理论中，只要生成矩阵的满秩，即秩为 K ，便可采用高斯消元法，能够成功译码。但是，因为数字喷泉码在编码和译码过程中，数学运算采用的是按位异或运算，所以在数字喷泉码译码中的高斯消元法又有所不同。

3.3 改进的数字喷泉码译码方案

通过对 BP 译码算法和高斯消元算法的分析，发现现有的两种译码算法都存在不同程度上的缺陷。为了解决现有数字喷泉码译码算法存在的问题，本文在 BP 译码算法具有较小的译码复杂度和高斯消元算法具有高译码成功率的基础上，对数字喷泉码的译码算法进行了改进，改进思路分为以下两种：

(1) 设计一种译码算法，当 BP 译码被迫停止译码时（生成矩阵中不存在行重为 1 的行），该算法在生成矩阵中找到两个仅有一个元素之别的行，通过联立方程继续进行译码，直到无法继续为止。这样可以尽可能多的译出源符号。

(2) 设计一种译码算法，综合 BP 译码算法和高斯消元法各自的优点。BP 译码算法的算法复杂度低，计算资源占用少，而高斯消元算法不受度为 1 的编码符号影响，能够充分利用编码符号进行译码。当 BP 译码算法被迫停止时，继续采用高斯消元法进行译码。

3.3.1 改进的译码算法原理

根据上述两种设计思路，提出了一种改进数字喷泉码译码算法，在 BP 译码算法被迫停止译码的情况下，采用改进的译码算法能够继续译码。所提出的改进译码算法主要分为三个步骤。

步骤 1：首先采用 BP 译码算法，同时更新生成矩阵与编码符号的关联信息和度值。循环上述方法进行解码，直到译出所有源符号的值。或者当无法找到度为 1 的编码符号后，BP 译码算法停止，跳至步骤 2 进行译码。

步骤 2：对剩余的编码符号进行简化高斯译码，在通过步骤 1 更新后的生成矩阵 \mathbf{G}' 中寻找两个行，设为第 i 行和 j 行，这两行需要满足条件 A：所有元素仅有一个元素是不同的，即第 i 个编码符号 e_i 和第 j 个编码符号 e_j 的度值相差 1，并且参与符号 e_i 编码和参与符

号 e_j 编码的源符号序列仅有一个元素是不同的，其余的都选自相同的源符号。

假设生成矩阵 \mathbf{G}' 的第 i 行第 h 列的元素为非“0”，第 j 行第 h 列的元素为“0”，第 i 行和第 j 行除了第 h 列外其余列的元素都相同，假设共同参与了第 i 个和第 j 编码符号的源符号序列为 $[i_a, \dots, i_b]$ ，可以根据生成矩阵的第 i 行和第 j 行联立方程：

$$\begin{cases} i_a \oplus \dots \oplus i_b \oplus i_h = e_i \\ i_a \oplus \dots \oplus i_b = e_j \end{cases} \quad (3-17)$$

把公式中 (3-17) 的方程一和方程二进行模 2 加可得， $e_i \oplus e_j = i_h$ ，对编码符号 e_i 和 e_j 进行模 2 加，便可解得第 h 个源符号的值。根据解得的源符号值对编码符号的值进行更新，并对编码符号的度值进行更新，同时更新生成矩阵执行完一次步骤 2 之后，判断是否存在度为 1 的编码符号，若存在则执行 BP 译码算法。循环上述方法进行解码，直到译出所有源符号的值。或者在无法找到度为 1 的编码符号并且生成矩阵也无法满足执行步骤 2 的条件后，执行步骤 3。

步骤 3：若步骤 1 和步骤 2 仍不能够译出所有的源符号，则采用高斯消元译码算法，将尚未被译出的源符号与及其与编码符号的关联信息重新构成一个生成矩阵，通过生成矩阵高斯消元译码，同时更新编码符号的值、度数和关联信息。

根据步骤 1 和步骤 2 的译码过程后，更新出的二分图中的源符号和编码符号的关联信息和度值信息等。为了不失一般性，假设仍有 K' 个源符号未被译出，还有 N' 个可用的编码符号 $\mathbf{E}' = [e'_1, e'_2, \dots, e'_{N'}]$ ，可得到 $K' \times N'$ 维的生成矩阵 \mathbf{G}' ， N' 个编码符号序列和生成矩阵 \mathbf{G}' 可构成一个新的矩阵：

$$[\mathbf{G}' \quad \mathbf{E}'] \quad (3-18)$$

对公式 (3-18) 进行矩阵变换可得：

$$\begin{bmatrix} \mathbf{I}_{u \times v} & \mathbf{0}_{u \times (K'-v)} & \mathbf{S}_{u \times 1} \\ \mathbf{0}_{(N'-u) \times v} & \mathbf{G}'_{(N'-u) \times (K'-v)} & \mathbf{E}''_{(N'-u) \times 1} \end{bmatrix} \quad (3-19)$$

由公式 (3-19) 可知，也可通过矩阵变换得到源符号序列的值。 $\mathbf{S}_{u \times 1}$ 表示通过高斯消元法成功译出的源符号组成的序列。 $\mathbf{E}''_{(N'-u) \times 1}$ 表示仍未被译出的源符号组成的序列。 $\mathbf{G}'_{(N'-u) \times (K'-v)}$ 表示未被译出的源符号及其相关联的编码符号对于的生成矩阵。

改进的译码算法首先采用了 BP 译码算法, 延续 BP 译码算法低复杂度和高斯消元法算法高效性的思想, 加入了简化的高斯消元法译码和高斯消元法译码。在 BP 译码算法无法继续的时候, 进行简化的高斯消元法译码, 在此过程中找到符合特定条件的两个编码符号, 成功译出一个源符号的值。最后采用高斯消元法。经过前两个步骤的译码过程很大程度减小了生成矩阵的规模, 能够有效的减小了高斯消元译码需要的运算量, 从而减少了译码复杂度。改进的译码方案避免了 BP 译码算法对度 1 的编码符号, 提高了译码效率。

3.3.2 改进的译码算法的仿真与分析

本小节对改进的译码算法进行仿真, 通过分析译码开销和译码效率之间的关系, 研究该算法对译码效率的影响。假设源数据符号 $K = 1000$, 实验中采用鲁棒弧波分布的 LT 码, 鲁棒弧波分布的参数为 $c = 0.03$, $\delta = 0.5$ 。仿真次数 1000 次。

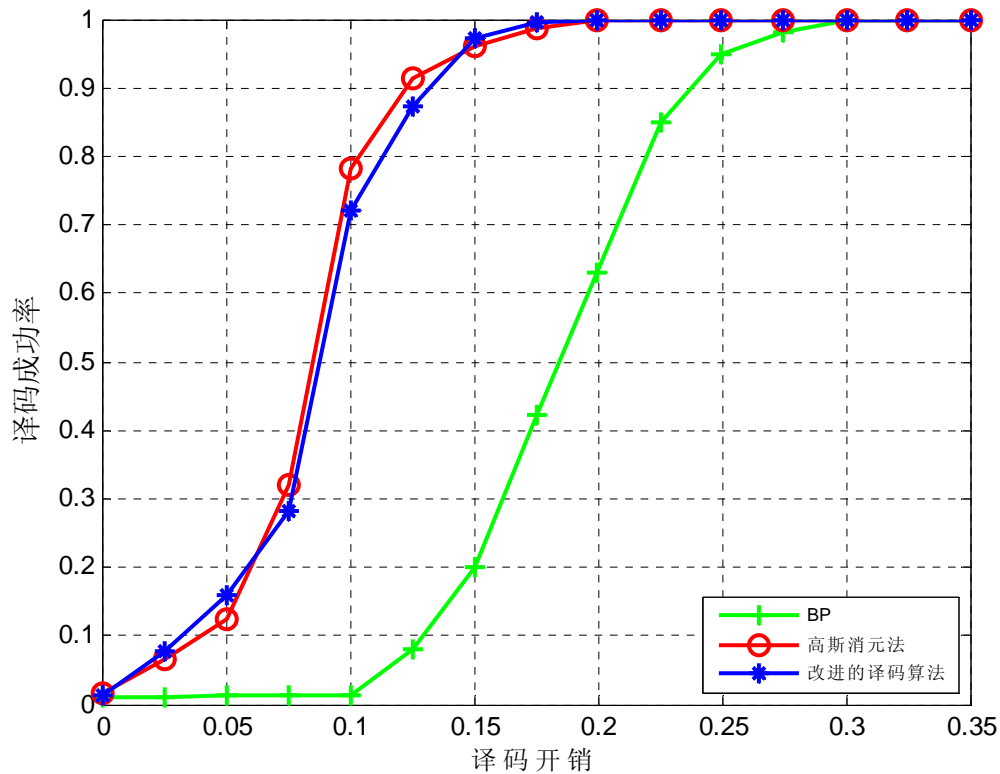


图 3-2 不同译码算法译码成功率与译码开销关系图

从图 3-2 中可以看出在同等译码开销条件下, 改进的译码算法译码成功率与高斯消元译码算法的译码成功率十分接近, 译码成功率明显要高于 BP 译码算法的译码成功率。由 3.2.2 小节中的说明可知, BP 译码算法的译码运算量与编码符号的个数成线性关系, 而高

斯消元法的译码运算量与编码符号个数的平方成线性关系，高斯消元法的复杂度明显要大于 BP 译码算法的复杂度。改进的译码算法首先采用 BP 译码算法和 3.3.1 小节中的步骤 2，减小了译码算法的运算量，与高斯消元法相比降低了算法复杂度。

表 3-1 不同译码算法运算量对比

译码开销	0.05	0.1	0.15	0.2	0.25	0.3	0.35
BP 译码算法	1639	3113	6469	8961	11762	12321	12728
高斯消元法	130120	142321	162132	177213	182311	201256	221251
改进译码算法	109674	98133	28761	12312	12527	12872	12821

表 3-1 为 BP 译码算法、高斯消元法和改进译码算法三种译码算法的异或运算次数，通过对三种译码算法的异或运算量对比，可知 BP 译码算法的译码运算量要远远小于高斯消元法。在译码开销比较小时，BP 译码算法很译码成功率很低，很多时候都需要采用高斯消元法进行译码，因此改进译码算法的运算量仍然较大。当译码开销达到 0.15 时，改进译码算法的运算量仅为高斯消元法的 17.7%，是 BP 译码算法的 4.4 倍。当译码开销达到 0.35 时，改进译码算法的运算量只有高斯消元法的 5.8%，与 BP 译码算法译码运算量几乎相同。

3.4 本章小结

本章首先分析了影响喷泉码译码性能的几种度分布函数的原理和性能，然后研究了现有数字喷泉码的译码算法原理。针对现有译码算法的优缺点，本章提出了一种改进的数字喷泉码译码方案，该译码方案在 BP 译码被迫中止时，首先进行简化的高斯消元法译码，而当 BP 译码和简化的高斯消元法译码均无法继续时采用高斯消元算法，因此该方案具有比高斯消元算法更低的复杂度。最后在仿真实验中对比了改进译码算法与现有译码算法的性能，仿真结果表明，改进译码算法的译码成功率几乎与高斯消元法的高译码成功率保持一致。

第 4 章 基于 Raptor 码的不等差错保护方案

本章对现有的 LT 码、Raptor 码和系统 Raptor 进行详细的仿真和性能分析。然后对现有 UEP-LT 方案进行性能仿真，分析它们各自的优缺点，以便于提出新型的不等差错保护方案。

由于权重不等差错保护喷泉码，当权重系数过大时，MIB 中的源符号会被重复选取，导致 LIB 数据的性能较差，权重系数过小时，MIB 数据得不到保护，而折中对权重系数取值后不能够很有效的实现 UEP 特性。EWF 喷泉码有较明显的 UEP 特性但却牺牲了低优先级数据的性能；复制窗码虽然提高了 LIB 抗误码性能，但是减弱了算法的 UEP 特性。为了克服现有 UEP-LT 方案的缺点，本章提出一种改进的 EWF 编码方式(improved Expanding Fountain Codes, iEWF)，iEWF 算法基于 EWF 码以确保优异的 UEP 性能，同时调整了度为 1 和度为 2 编码符号的输入源符号集，合理分配 MIB 数据和 LIB 数据的选取概率。仿真结果表明，所提的 iEWF 码改善了 EWF 码 LIB 数据的抗误码性能，同时也具有明显的 UEP 性能。

最后，在 iEWF 的基础上加入了部分规则 LDPC 预编码，提出一种新型的 UEP-Raptor 码，给出了 UEP-Raptor 码的设计方案。通过仿真表明，该 UEP-Raptor 方案具有良好的 UEP 性能。

4.1 现有喷泉码的性能与分析

4.1.1 LT 码和 Raptor 码的性能仿真

在仿真实验中，对 LT 码和 Raptor 码做了在不同译码开销下，误码率的变化曲线，如图 4-1 所示。

LT 码参数设置：该仿真实验中采用鲁棒孤波分布作为度分布，鲁棒孤波分布参数 $c = 0.03$ ， $\delta = 0.5$ 。仿真 1000 次，源数据符号 $K = 1000$ ，图 4-1 反映了在鲁棒孤波分布条件下 LT 码误码率与译码开销的关系。

Raptor 码参数设置：假设源数据符号 $K = 980$ ，LDPC 预编码是码率为 0.98 的，即可

得中间符号的个数为 1000 个，LT 编码采用固定度分布。

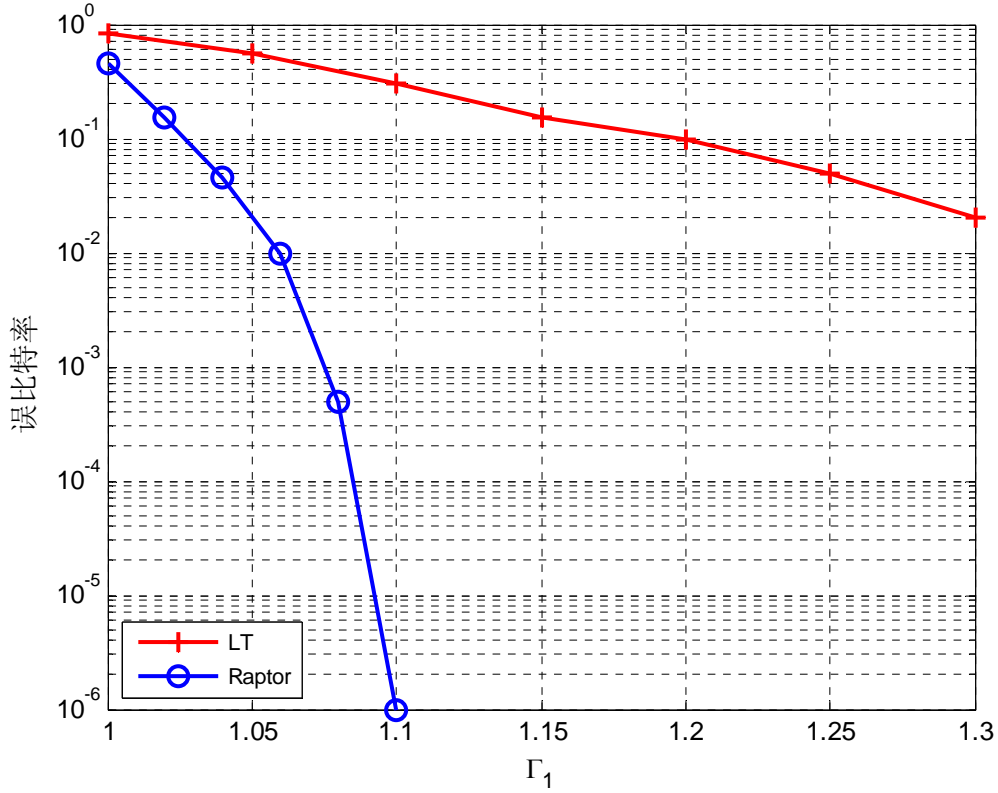


图 4-1 LT 码和 Raptor 码的性能比较

图 4-1 中反映了，LT 码和 Raptor 码随着译码开销的改变误码率变化情况。明显 Raptor 码的误码性能要优于 LT 码误码性能，Raptor 码能够在很小译码开销的情况下得到很好的误码率性能。

4.1.2 系统 Raptor 码的性能仿真

在仿真实验中，对系统 Raptor 码做了在不同译码开销下，误码率的变化曲线，如图 4-2 所示。

假设源符号长度为 $K = 1000$ 。进行 1000 次仿真实验。

通过图 4-2 可知，系统 Raptor 码的性能非常优秀，由于系统码的优势，系统 Raptor 码在译码开销为 0 的时候就可以达到 10^{-2} 数量级，当译码开销每增加 0.02，对于源符号长度为 1000 的系统 Raptor 码来说，也就是多接收到 20 个编码符号。误码率就将近降低一个数量级。

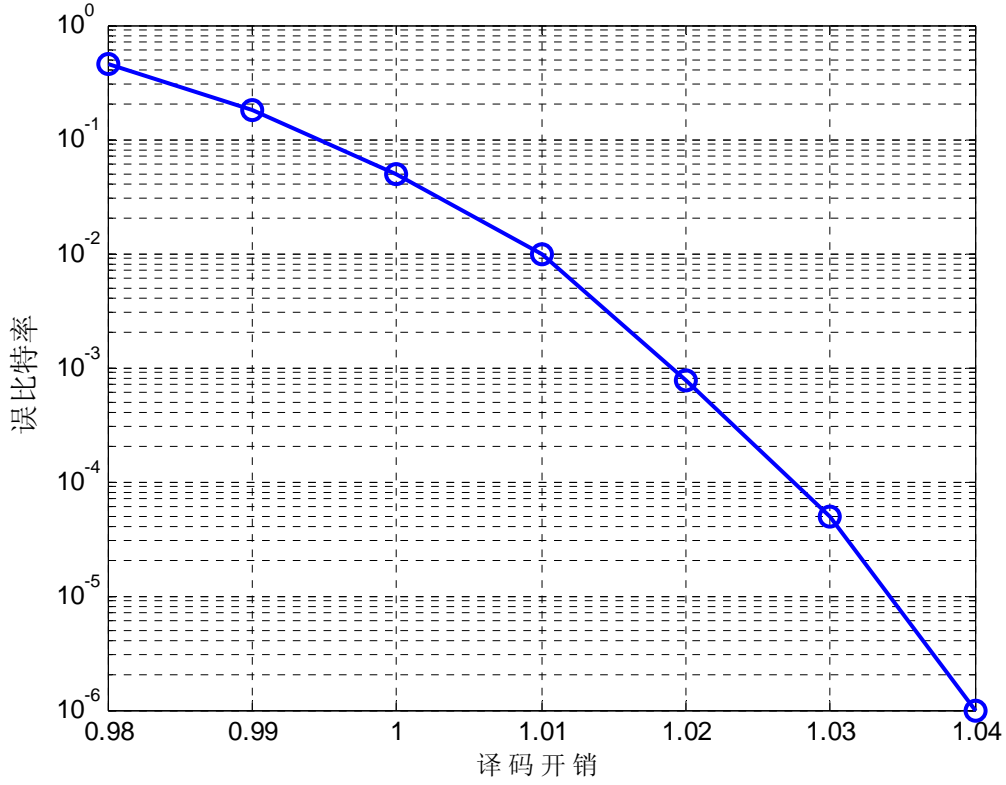


图 4-2 系统 Raptor 码误码率与译码开销关系图

4.1.3 现有三类 UEP-LT 码的性能仿真

本小节通过仿真实验，分析了权重 UEP 码、扩展窗喷泉码和复制窗喷泉码的性能及优缺点。

假设原数据符号 $K = 1000$ ，MIB 的符号有 100，LIB 的符号有 900，MIB 符号占有所有符号的比例为 0.1。实验中采用鲁棒弧波分布，两个参数为 $c = 0.03$ ， $\delta = 0.5$ 。仿真次数 1000 次。

权重不等差错保护喷泉码：权重系数设置为 $[4, 2]$ 。

扩展窗喷泉码： Γ_1 值选用文献^[34]中的值为 0.084。

复制窗喷泉码：MIB 的复制系数 $RF_1 = 2$ ，LIB 的复制系数 $RF_2 = 1$ ，二级扩展系数 $EF = 4$ 。

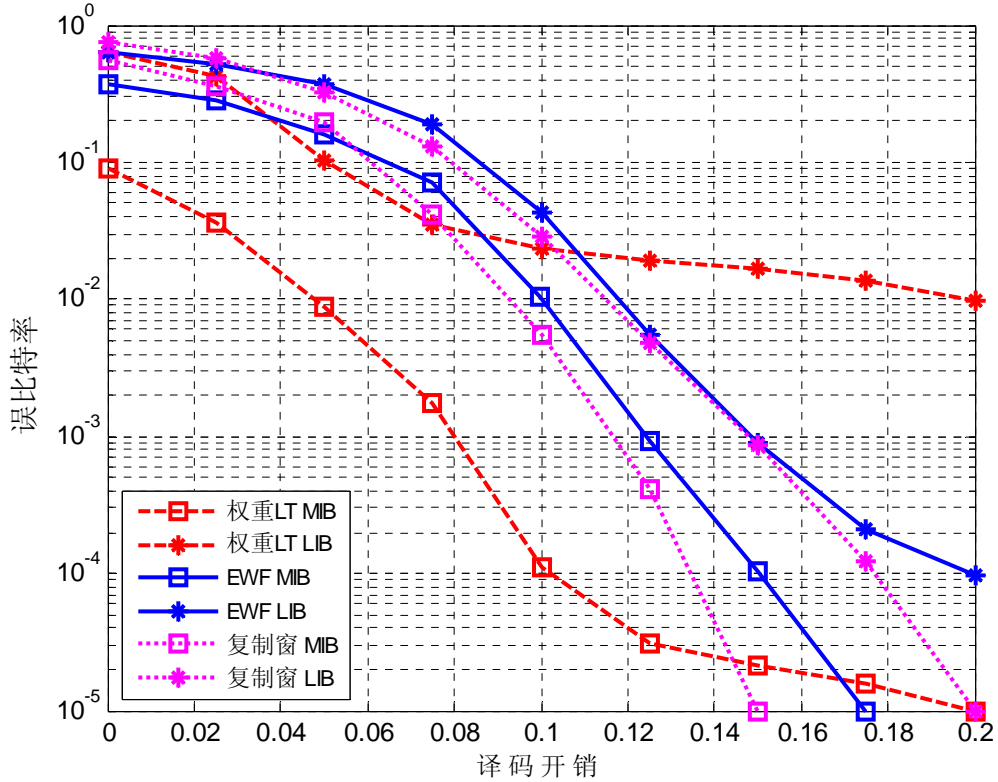


图 4-3 三种现有 UEP-LT 方案的性能对比

图 4-3 所示, 随着译码开销的增大, 三种 UEP-LT 码 MIB 和 LIB 的抗误码性能都随之提升。权重不等差错喷泉码相比于 EWF 码, 在相同译码开销的情况下, 该算法 UEP 性能相对较弱。复制窗喷泉码算法能够提升整体的性能, 特别是 LIB 的误码率性能, 这点是其他算法无法做到的, 但是, 该算法的 UEP 特性不明显, 并没用特别加强对 MIB 的保护。

4.2 改进的扩展窗口喷泉码

4.1.3 小节介绍了几种常用的 UEP-LT 的喷泉码, 权重喷泉码都是通过对不同重要性数据设置不同的权重系数实现 UEP 特性, 但是权重系数过大时, 高优先级数据重复选取, 会牺牲低优先级数据的性能, 权重系数过小时, 高优先级数据得不到保护, 在折中对权重系数取值后不能够很有效的实现 UEP 特性; EWF 喷泉码有较明显的 UEP 特性但却牺牲了低优先级数据的性能; 而滑动窗口喷泉码和复制窗口喷泉码通过虚拟增加源符号的长度实现不等差错保护, 提高对 LIB 数据的抗误码特性, 却没有优异的 UEP 性能。

不等差错保护喷泉码的设计主要通过改变编码符号的输入符号集大小来实现。为了能够让 MIB 数据中的符号尽可能以高概率地被译出来, MIB 数据中的源符号应该以更高的

概率被度值较小的编码符号选取作为关联符号参与编码。因为喷泉码的译码是从度为 1 的编码符号开始的，那么度值越小的编码符号，与其相关联的信息符号就可能有更高的概率被恢复出来，而低度值（度为 1 和度为 2）的编码符号在所有编码符号中占了较大的比例。从 LT 码编码过程可以发现改变的主要是度为 1 和度为 2 这两种编码符号，在 A. Shokrollahi 所提出的鲁棒孤波函数中，通过度值的概率分布图也可以看出产生度值为 1 和 2 的概率接近于 50%，也就是说喷泉码在编码过程中生成度为 1 和 2 的编码符号几乎占有所有编码符号的一半。可以看出低度值的编码符号对喷泉码的译码性能有很大的影响。

扩展窗喷泉码有较为明显 UEP 特性，MIB 数据抗误码性能很优秀，却牺牲了 LIB 数据的误码性能。为了克服扩展窗喷泉码的缺点本文提出一种改进的扩展窗喷泉码，在对 MIB 数据保护的同时，也保证 LIB 数据的误码性能。

4.2.1 iEWF 的设计方案

假设待输入数据符号为 K 个。按照数据有 r 重要等级将输入数据分成 r 个不同保护等级，分别用 s_1, s_2, \dots, s_r 表示，每个集合包含的数据符号长度分别为 K_1, K_2, \dots, K_r 。该不等差错保护方案首先对输入符号进行分窗，根据 r 个重要等级数据，设置 r 个窗口。具体编码过程原理如下：度大于 2 的编码符号，采用 EWF 编码算法，以继承 EWF 优秀的 UEP 特性。但不同的是，所有度为 1 的编码符号都从高优先级的数据符号中随机等概选取。另外定义一个参数 M_i ， M_i 代表度为 2 的编码符号的个数，而且这 M_i 个编码符号都是窗口 W_i 中随机等概地选取数据符号。窗口划分如图 4-4 所示：

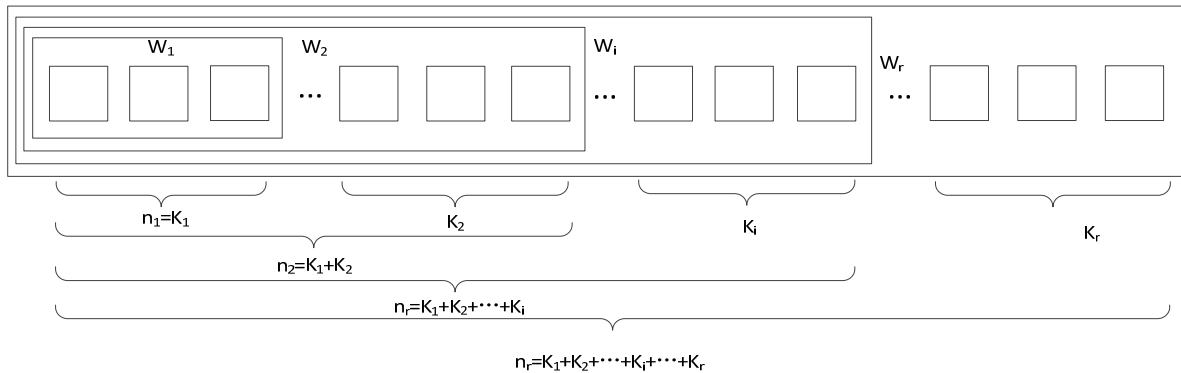


图 4-4 窗口划分技术

改进的方案从高优先级数据中随机选取符号参与度为 1 的编码符号的编码，所以在译码过程中，这参与度为 1 编码符号编码的高优先级符号优先被译码出来，不需要等其他的

数符号先译码出来。度为 2 的编码符号优先从高优先级数据符号中选取，这样能够使参与度为 2 编码符号的高优先级符号利用度为 1 的编码符号在译码过程中更快的被译出，也就保证了高优先级数据的误码性能。同时也有一部分度为 2 的编码符号从其它窗口中选取，使低度数的编码符号也在低优先级数据符号中选取，这保证了低优先级数据的误码性能。

iEWF 编码算法流程如下：

步骤 1：定义一个变量 c ，初始化为 1。令 $j=1$ 。

步骤 2：如果 $j \leq N$ （ N 表示编码符号个数），则按以下步骤执行：

（1）根据度分布函数产生一个度 d ，如果 $d=1$ ，则从高优先级的数据符号中随机等概的选取 d 个符号进行异或。

（2）如果 $d=2$ ，且在区间 $[1, r]$ 内存在一个整数 i 值，使 $\sum_{j=1}^{i-1} M_j < c \leq \sum_{j=1}^i M_j$ 成立，其中 $\sum_{j=1}^0 M_j = 0$ 。那么在窗口 W_i 中随机等概的选取 d 个符号进行异或操作，然后执行 $c = c + 1$ 。

（3）如果 $d \geq 3$ 时，采用 EWF 编码方案选取窗口，如果选择了窗口 W_i ，从 W_i 中随机等概率选取 $\min(d, \sum_{j=1}^i K_j)$ 个数据符号，从 s_{i+1} 中随机等概选取 $d - \min(d, \sum_{j=1}^i K_j)$ 个数据符号，然后将选取的 d 个数据符号进行异或操作。

步骤 3：当 $j = N$ 时，得到 N 个编码符号，编码结束；当 $j \neq N$ 时，转步骤 2。

M_i 参数的引入主要是考虑各个优先级数据的性能， M_i 主要作用是控制度为 2 编码符号的输入集的分布。因为该方案中度为 1 的编码符号全部从最高重要等级的数据符号即窗口 W_1 中选取源符号参加编码，那么如果 M_1 过大，即有过多数目的度为 2 编码符号从窗口 W_1 中选取源符号参加编码，会导致最高重要等级的数据符号可能被重复选取。虽然这种情况是无法避免的，但是由于整个编码过程中，总度数（在整个编码过程中所有源符号参加编码的次数）是一个定值，如果有过多的高重要等级的数据符号参与编码，那么会导致低重要等级数据符号被选取参与到度为 2 的编码符号的编码中的机会减少，而是只能参与到度值较大的编码符号中，从而会影响到低重要等级数据的性能。由此可知，不合理的 M_i 值会降低低重要等级数据符号被成功译出的概率，也会影响整个喷泉码的性能。

4.2.1.1 具有两个重要等级的 iEWF 码

本小节以信源数据有两个重要等级的 iEWF 码作为示例，如图 4-5 所示，设信源数据有 $K=7$ 个节点，按照两个重要等级 K 个源符号划分两部分，设为 s_1 , s_2 ，其中 s_1 为 MIB 包含 2 个符号， s_2 为 LIB 包含 5 个符号。同时划分 2 个窗口，即 W_1 和 W_2 ，其中 W_1 只包含数据 s_1 ， W_2 包含了所有数据。

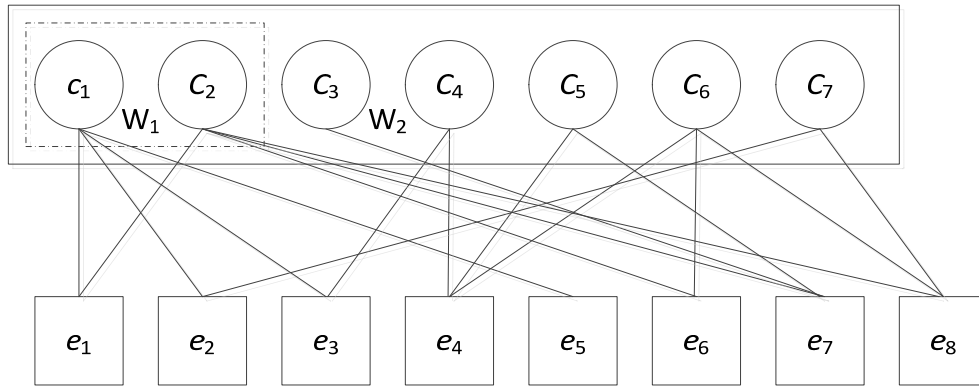


图 4-5 有两个重要等级的 iEWF 喷泉码

设编码冗余度为 1，则编码符号为 $K+1$ 个，由鲁棒弧波分布函数生成的度分布为 2, 2, 2, 3, 1, 2, 3, 3。编码符号的关联信息如图 4-5 所示，由图可知，度为 1 的编码符号只是窗口 W_1 中的第 1 个数据符号，参与第一个度为 2 编码符号编码的是第 1 和第 2 个原数据符号，都来自于窗口 W_1 ，参与其余度为 2 编码符号和所有度大于 2 编码符号的数据符号是来自于窗口 W_2 。两个重要等级的 iEWF 编码流程如图 4-6 所示。

4.2.2 编码分析

该 UEP-LT 编码方案，主要是通过改变编码符号的输入符号集来实现不等差错保护，首先为了保证较快，较小的误码率恢复出最高优先等级数据。度为 1 的编码符号都以选取最高优先等级的数据作为输入符号集，有 M_1 个度为 2 的编码符号也以只包含最高优先等级数据符号的窗口 W_1 作为输入符号集，有 M_2 个度为 2 的编码符号以窗口 W_2 作为输入符号集，以此类推，有 M_i 个度为 2 的编码符号以包含低优先级数据的窗口 W_i 作为输入符号

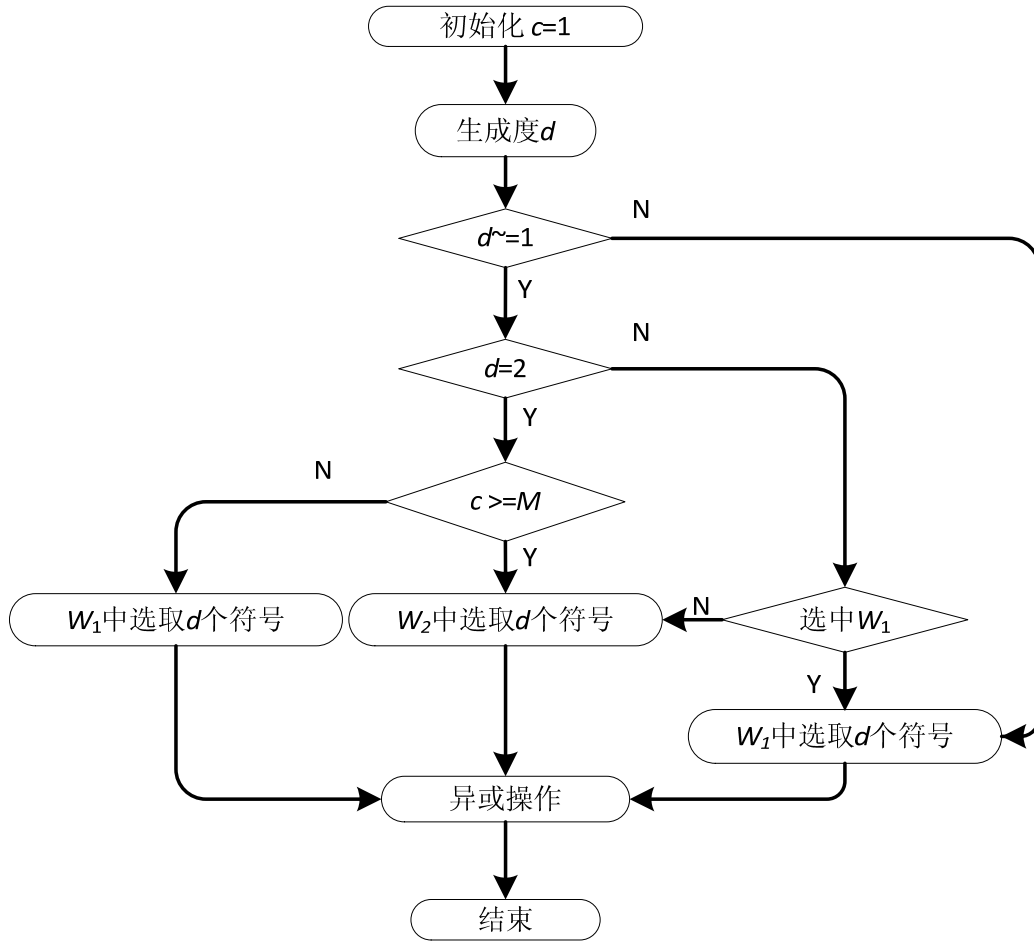


图 4-6 两种重要等级的 iEWF 码编码流程图

集，使各个优先等级的数据也能参与到低度数编码符号的编码中，能够很大程度的改善了低优先级数据的抗误码性能。在该编码方案中， M_i 的取值很重要，对高优先级数据和低优先级数据的恢复都产生很大的影响，如果 M_i 太小，高优先级数据得不到明显的保护，如果 M_i 大，会导致对高优先数据的重复选取，使得部分低优先级数据根本没有机会被选择参与编码，则低优先级数据的性能会很差。

本方案的改进之处在与引入 M_i 参数，使得较小度数编码符号的输入集有优先级但又较均匀的分布于各个不同保护等级的符号集中，从而保证 UEP 性能和喷泉码的整体性能。

本节假设第 $j(1 \leq j \leq K)$ 个数据符号，属于第 $t(1 \leq t \leq r)$ 个优先级，当度数为 d 时，第 j 个数据被选中的概率记为 $P_{j,t}$ ：

$$P_{j,t} = \begin{cases} \frac{d}{K_1}, & d=1 \\ \sum_{y=t}^r \frac{M_y \times d}{\sum_{i=1}^r M_i \times \sum_{l=1}^y K_l}, & d=2 \\ \sum_{y=t}^r \frac{\Gamma_y \times d}{\sum_{l=1}^y K_l}, & d>2 \end{cases} \quad (4-1)$$

而 EWF 中，相似情况下：

$$P_{j,t} = \sum_{y=t}^r \frac{\Gamma_y \times d}{\sum_{l=1}^y K_l} \quad (4-2)$$

对比上述公式，当 $d=1$ 或 $d=2$ 时，相比于 EWF，iEWF 高优先级中数据符号的选取概率较大； $d \geq 3$ 时，两者情况相同。iEWF 可获得较好的 UEP 性能。

4.2.3 iEWF 码的性能分析

为了验证本文提出的不等差错保护的喷泉码编码方案的性能，在删除信道下对 iEWF 码进行仿真，确定在有限长情况下喷泉码的误码率。仿真实验中，以 2 个重要等级数为例，设信源符号个数 $K=5000$ ，高优先级数据 MIB 符号个数 $K_1=500$ ，低优先级数据 LIB 符号个数 $K_2=4500$ 。度分布函数采用鲁棒孤波度分布，其中鲁棒孤波度分布函数的参数为 $c=0.03$ ， $\delta=0.5$ ^[54]，进行 1000 次仿真。仿真实验分别取得以下两种数据的平均译码成功率：1) MIB；2) LIB。

图 4-7 中，对 iEWF 码的窗口 W_1 选取概率参数 Γ_1 进行了优化，通过分析不同 Γ_1 值的情况下的 MIB 和 LIB 的误码率选取最优的窗口选取概率。

由图 4-7 可知，当 $\Gamma_1 = 0.08$ 的时候，MIB 和 LIB 的误码率性能最优。图中星号标记的线表示的是 MIB 数据的误码率变化情况，空心方块标记线表示 LIB 数据的误码率变化情况。 Γ_1 值从零开始，随着 Γ_1 的逐渐增大，MIB 符号的误码率明显减小，反之 LIB 数据的误码率逐渐增大，在 $\Gamma_1 \leq 0.08$ 前，MIB 和 LIB 数据的误码率变化情况呈线性趋势。当 $\Gamma_1 = 0.085$ 的时候，MIB 和 LIB 数据的误码率突然升高，它们的误码率提高了将近 2 个数

量级。之后 MIB 数据的误码率又开始随着 Γ_1 的增大而下降，LIB 数据的误码率随着 Γ_1 的增大，导致这种现象有两个原因：第一，随着参数 Γ_1 的增大，LIB 数据被选取的概率减小；第二，数字喷泉码译码是根据编码符号的度值和关联信息来判断是否能够译码，若不能获取到译码需要的信息，就判定译码失败。由此可见， Γ_1 值的选取对于 iEWF 码的误码性能起着重要作用。

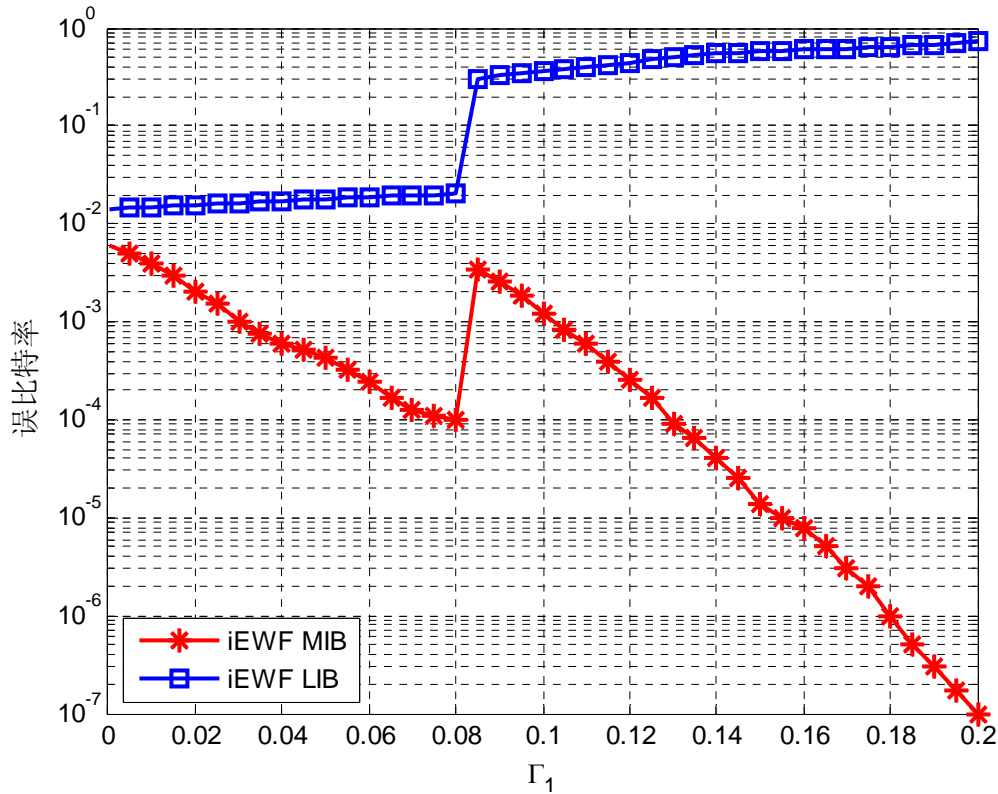
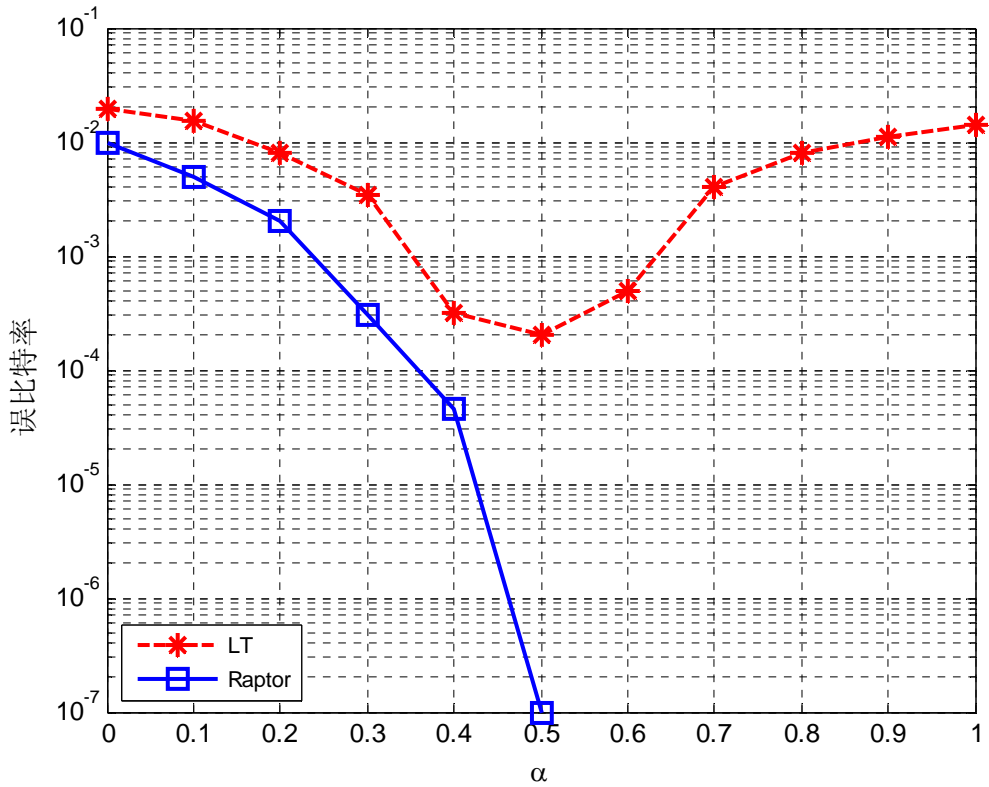


图 4-7 iEWF 码的误码率与窗选取概率 Γ_1 的关系图

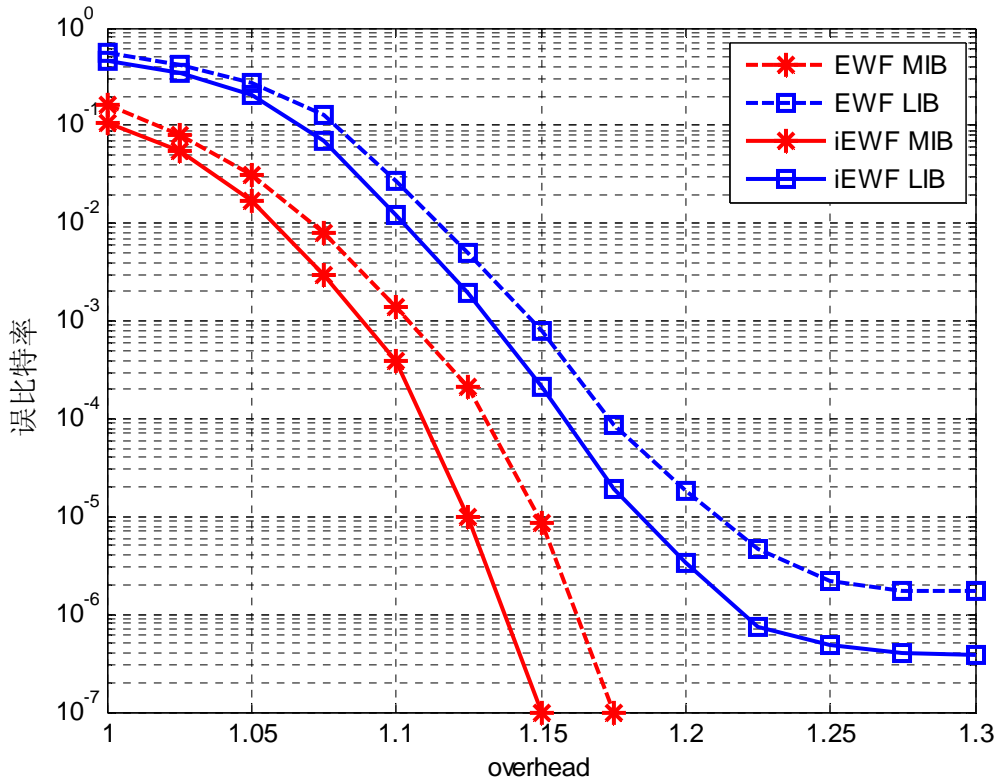
从上述 iEWF 码的误码率随着窗选取概率 Γ_1 变化情况的实验中，可得到 $\Gamma_1 = 0.08$ 时，该喷泉码方案的性能最优。

接下来，对 α 的值进行优化，进行 1000 次仿真，分析 iEWF 的误码率情况，其中 $\alpha = M_1 / K_1$ ，即从 MIB 数据中选取源符号的度为 2 编码符号与高重要等级符号个数的比值。假设译码开销为 1.15 情况下，实验中通过改变 α 的值，来控制从不同输入符号集中选取符号的概率。

图 4-8 α 和误码率的关系图，译码开销为 1.15

观察图 4-8，在 $\alpha=0$ 的特殊情况下，情况很接近于 EWF 码，反之，当 α 值逐渐增大，iEWF 码的 UEP 性能逐渐明显， α 值增大也说明的逐渐增加了对 MIB 符号集中的符号的选取概率，也就增加了对 MIB 符号集的保护，与此同时 MIB 数据的译码失败概率更低，抗误码性能更优秀。在 $\alpha=0.5$ 的点，iEWF 的 LIB 数据集的误码率是最低点，当 $\alpha>0.5$ ，MIB 数据集的误码率趋向于一个特定值，但是随着 α 值的继续增大，LIB 数据集的误码率性能却越来越差。造成 LIB 符号集性能变差的主要原因是，度分布函数生产的总度数是一个定值的，说明被选取的参与编码的数据符号的数目也是一个定值，但是当随着 α 值的增大，MIB 符号集的符号会重复选取，必然导致了 LIB 符号集中的符号会有一部分符号没有机会被选中，自然无法参加编码，这样严重影响了 LIB 甚至是整个喷泉码的性能。对于 iEWF 码来说，选取一个合适的 α 值，能够使 MIB 和 LIB 有一个较好的误码性能。

下面对 iEWF 码在不同的译码开销情况下进行 1000 次仿真，得到 MIB 和 LIB 的误码率情况。

图 4-9 译码开销和误码率的关系图, $\alpha=0.5$

由图 4-9 可知, 当 $\alpha=0.5$ 时, 相比于 EWF 码, iEWF 具有最优的 UEP 性能, 并且也保证 LIB 数据集的抗误码性能。图 4-9 反映了, 当 $\alpha=0.5$ 时, 误码性能与译码开销之间的关系, 图中虚线表示 Sejdinovic^[34]提出的 EWF 的误码率的变化情况, 实线表示本文提出的 iEWF 码的误码率变化情况, 由图可知, 本文提出的 iEWF 码的 MIB 和 LIB 数据的误码率都要低于 EWF 算法的。当 iEWF 码的 MIB 数据在译码开销大于 1.125 后就急剧下降至 10^{-7} , 优于 EWF 码的 MIB 数据的抗误码性能。相比于 EWF 码, iEWF 码的 LIB 数据抗误码的性能优势随着译码开销的增大而趋于明显, 在译码开销达到 1.2 之后, iEWF 码的 LIB 数据的误码率降至 10^{-6} , 而 EWF 的误码率为 10^{-5} 。与此同时, iEWF 算法是基于 EWF 算法调整度值较小的编码符号的输入符号集, 因此相比于 EWF 算法复杂度会有所增大。虽然 iEWF 算法复杂度增大却改善了 LIB 数据和 MIB 数据的抗误码性能, 并且继承了 EWF 优异的 UEP 特性。

4.3 基于 iEWF 的 Raptor 码的不等差错保护方案

本小节把上一节的研究成果 iEWF 码与部分规则 LDPC 码级联, 提出了一种新型的具

有 UEP 性能的 UEP-Raptor 码设计方案。该方案在预编码阶段与 LT 编码阶段都加入了不等差错保护机制，更有效的实现了数字喷泉码的 UEP 性能。通过仿真表明，该 UEP-Raptor 设计方案具有较好的整体性能和明显的 UEP 性能。

4.3.1 基于 iEWF 的 Raptor 码的设计

由第二章介绍的 Raptor 码编码原理可知，Raptor 码编码主要分为两个阶段：预编码和 LT 编码。本方案采用了部分规则 LDPC 编码，在预编码阶段也加入了不等差错保护机制，在 LT 编码阶段采用 4.1 节中提出的 iEWF 编码。下文详细地介绍两个编码过程。

本文主要介绍有两种重要等级源符号的 UEP-Raptor 码。假设输入的源符号个数为 K ，其中 MIB 数据包含 K_1 个符号， $K_1 = \Pi_1 K$ ，其中 Π_1 为 MIB 占整个数据的比重。LIB 数据包含 $K_2 = K - K_1$ 个符号， $K_2 = \Pi_2 K$ ，其中 Π_2 为 LIB 占整个数据的比重。

(1) 预编码过程

在预编码阶段，采用具有 UEP 性能的部分规则的 LDPC 码作为本方案的预编码，令 LDPC 码校验符号的个数为 M 个，则 LDPC 码的码字长度为 L ，其中 $L = M + K$ ，LDPC 码的码率为 $R = K / L$ 。设 MIB 数据源符号的度为 d_m ，LIB 数据源符号的度为 d_l ，校验符号的度为 d_p ，其中 $d_m > d_l > d_p$ 。在部分规则 LDPC 码编码的校验矩阵为 $H = [H_m | H_l | H_p]$ ，其中 H_m 表示 MIB 数据的校验子矩阵， H_m 子矩阵中列重为 d_m ， H_l 表示 LIB 数据的校验子矩阵， H_l 子矩阵中列重为 d_l ， H_p 表示 MIB 数据的校验子矩阵， H_p 子矩阵的列重为 d_p 。

(2) LT 编码过程

在完成预编码之后，在进行 LT 编码，本文中采用的是 iEWF 编码。预编码阶段得到了长度为 L 的 LDPC 码字，即为中间符号。由于 LDPC 码是系统码，则 LDPC 编码生成的中间符号的前 K_1 个仍为源符号的前 K_1 个，即为 MIB 数据符号。中间符号的最后 M 个为校验比特，那么剩余部分的中间符号仍为源符号的 K_2 个 LIB 数据符号。在进行 iEWF 编码之前，首先需要将得到的中间编码符号按重要等级的不同重新划分为不同保护等级。其中中间符号的前 K_1 个符号为 MIB 数据，在 iEWF 编码阶段给予高保护等级，划入窗口 W_1 ，LIB

数据和校验符号给予低保护等级，所有 L 个中间符号都划入窗口 W_2 。在编码过程中选取窗口 W_1 的概率为 Γ_1 ，选取窗口 W_2 的概率为 $\Gamma_2 = 1 - \Gamma_1$ 。

UEP-Raptor 码的编码框图如图 4-10 所示。

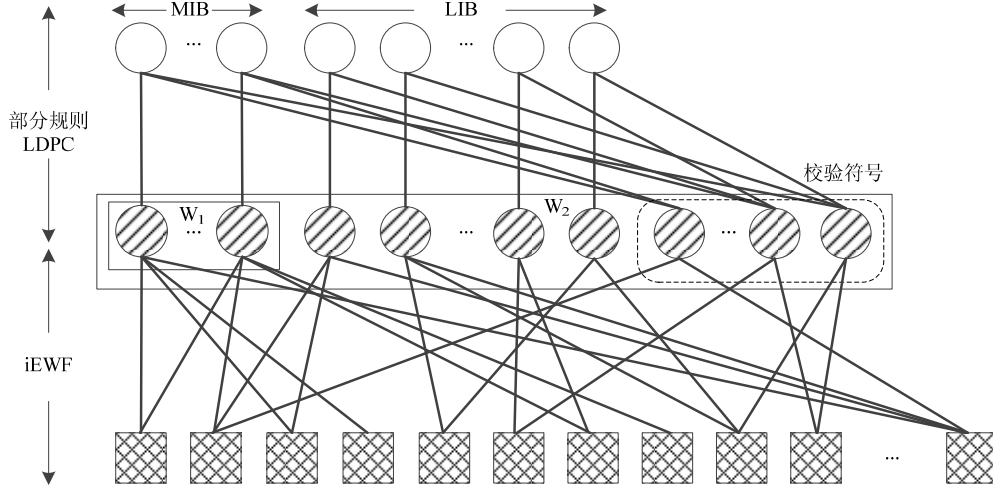


图 4-10 UEP-Raptor 码编码框图

4.3.2 基于 iEWF 的 Raptor 码方案的性能分析

本节对所提 UEP-Raptor 算法进行仿真实验和性能分析。

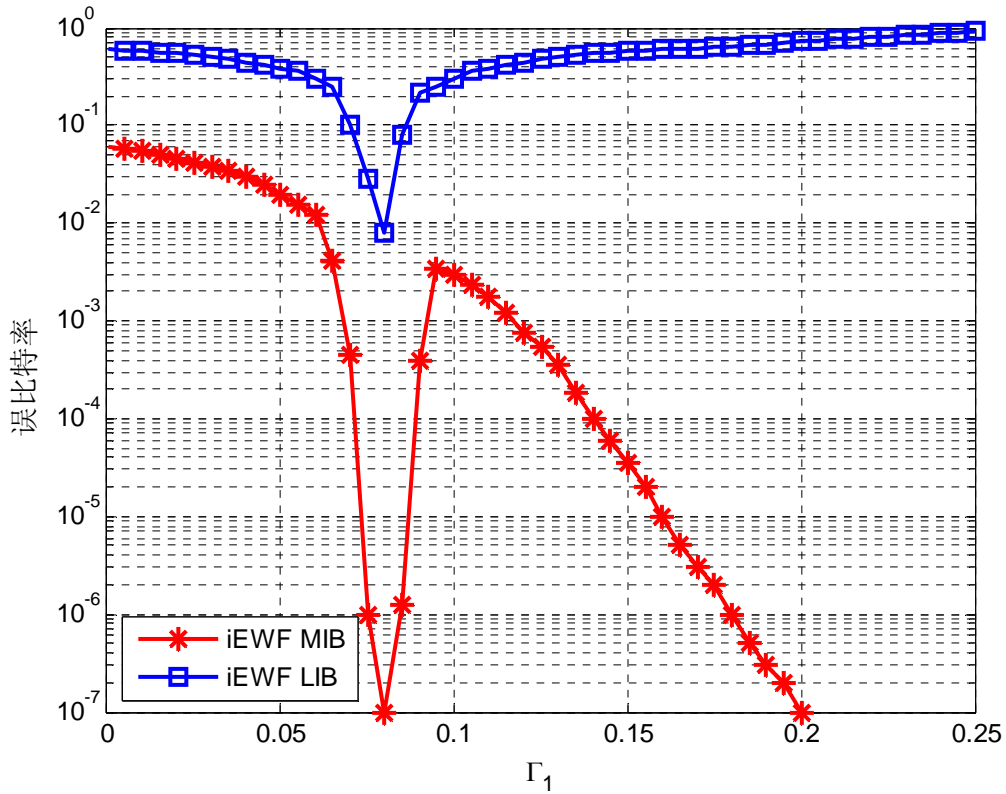
已知部分规则 LDPC 码的码率。MIB 所占比例 Π_1 。窗口 W_1 的选择概率 Γ_1 ，度分布函数固定度分布及译码开销：这 6 个参数的值，确定部分 LDPC 码的校验矩阵 H 中的三个参数 d_m ， d_l 和 d_p ，三个参数分别为 MIB 的度值，LIB 的度值和校验符号的度值，其中三个参数满足约束条件 $d_m > d_l > d_p$ 。设数据符号个数 $K = 5000$ ，MIB 所占比重为 $\Pi_1 = 0.1$ ，MIB 的个数为 $K_1 = 500$ ，窗口 W_1 的选择概率为 $\Gamma_1 = 0.084$ ，设译码开销 $\varepsilon = 0.1$ ，LDPC 的码率为 $R = 0.95$ 。代价函数为 $P_{MIB}(J)$ ，其中 J 是一个较大的译码迭代次数。表 4-1 列举了文献^[47]中给出的 2 种经过搜索后性能最优的 LDPC 码的度分布，设迭代次数为 65 次。

为了降低预编码的运算量，本文选取表格中的一种 LDPC 的度分布 $d_m = 13$ ， $d_l = 3$ ， $d_p = 2$ 的情况，优化窗口选择概率参数 Γ_1 ，然后分析 UEP-Raptor 码随着译码开销增大，误码性能的变化情况。

表 4-1 最优的部分规则 LDPC 码的度分布

Codes	d_p	d_l	d_p	$P_{MIB}(65)$	$P_{LIB}(63)$
1	23	3	2	8.95e-15	6.7e-4
2	13	3	2	2.56e-11	4.7e-4

对 UEP-Raptor 码进行了 1000 次仿真，对窗口选择参数 Γ_1 进行了优化。图 4-11 描述了部分规则 LDPC 预编码在度分布 $d_m = 13$ ， $d_l = 3$ ， $d_p = 2$ 的情况下，该算法的 MIB 和 LIB 的误码率分别随窗口选择参数 Γ_1 的变化情况。

图 4-11 $d_m = 13$ ， $d_l = 3$ ， $d_p = 2$ 情况下，MIB 和 LIB 的误码率分别随 Γ_1 的变化情况

由图 4-11 可知，当窗口选取概率参数 Γ_1 为 0.075 时，MIB 和 LIB 的误码率急速下降，在 $0.075 \leq \Gamma_1 \leq 0.1$ 之间，MIB 和 LIB 的误码率随着 Γ_1 增大而增大， $\Gamma_1 > 0.1$ 之后，LIB 的

误码率慢慢变大, 甚至达到了 100%, 导致这种现象有两个原因: 第一, 随着参数 Γ_1 的增大, LIB 数据被选取的概率就减小; 第二, 数字喷泉码译码是根据编码符号的度值和关联信息来判断是否能够译码, 若不能获取到译码需要的信息, 就判定译码失败。随着选取概率参数 Γ_1 的增大, MIB 的误码率越来越低。显而易见, 当 $\Gamma_1 > 0.1$ 之后, 随着 Γ_1 的继续增大, MIB 的误码率性能是以牺牲 LIB 的性能来实现的。

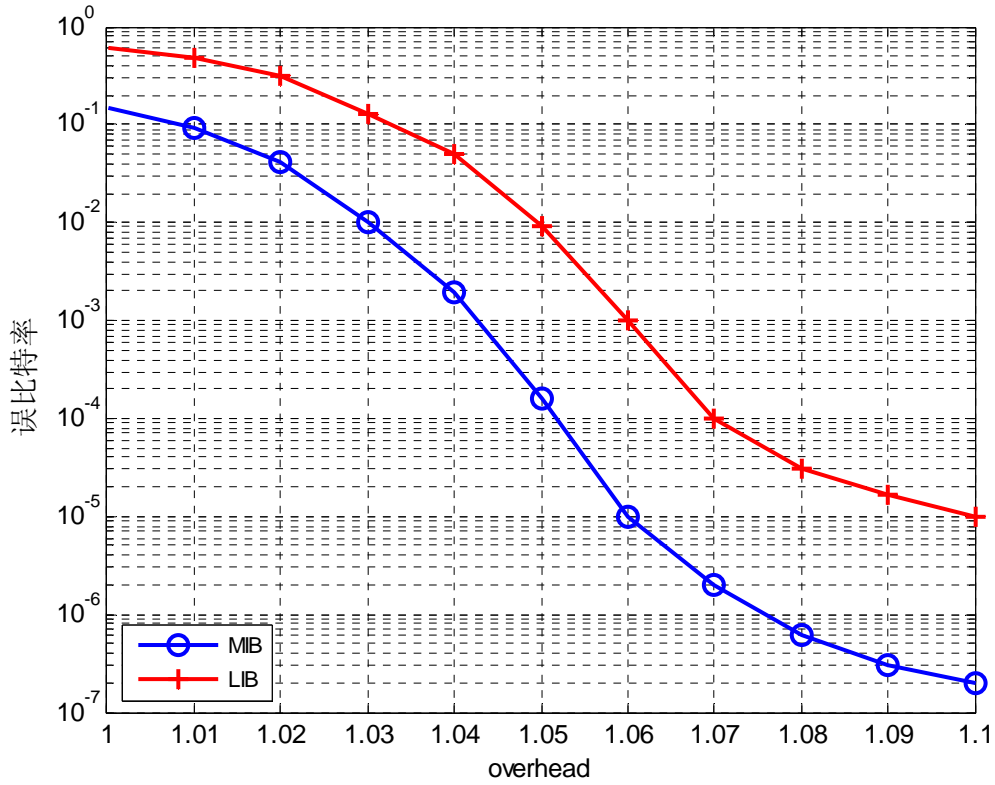


图 4-12 UEP-Raptor 码的 MIB 和 LIB 的误码率与译码开销的关系图

图 4-12 反映了 UEP-Raptor 码中 MIB 和 LIB 的误码率随译码开销 ε 的变化情况。窗口 1 的选取概率参数 $\Gamma_1 = 0.075$ 。由图可知, 本文采用的不等差错保护机制使该 UEP-Raptor 码方案具有优秀的 UEP 特性。而且基于 Raptor 码的优势, 在较小译码开销的情况下, 便可得到优异的整体抗误码性能。

4.4 本章小结

通过研究三种 UEP-LT 喷泉码, 并且分析他们的优缺点。提出了一种新型的不等差错保护喷泉码方案, 该方案基于 EWF 喷泉码中优异的 UEP 性能, 把 iEWF 喷泉码的度分布

分割为三个部分。通过具体的性能仿真实验和理论分析，可以发现其相对于 EWF 喷泉码的优势。仿真结果表明，与扩展窗不等差错保护方案对比，本文提出的方案获得了较低的误码率，为不同重要等级数据提供了良好的不等差错保护能力，既改善了 MIB 数据的抗误码性能，也提高了 LIB 数据的抗误码性能。同时在 iEWF 码的基础上，采用部分规则 LDPC 预编码，设计了一种新型的 UEP-Raptor 方案，通过仿真表明该方案具有很好的 UEP 特性，同时提高了喷泉码整体的性能。

第5章 不等差错保护 Raptor 码在多媒体通信系统中的应用

本章以多媒体视频通信系统^[55]为应用背景,针对在多媒体视频通信系统中因视频压缩编码^[56]自身原因而导致的码流中不同部分数据的丢失概率存在差异的问题,以及不同位置视频数据的丢失对视频序列造成影响也存在差异的问题,提出了一种有效的差错控制策略,将 Raptor 码的不等差错保护方案作为信道编码方案,对码流中不同部分的数据进行不同级别的保护处理。首先给出了多媒体视频通信系统中客户端和服务端之间的信令交互过程,接着分别对发送端的喷泉码编码器和接收端的喷泉码解码器进行了设计,并给出了实际应用中数据包的封装和发送方案。然后详细设计了编码信息传递的具体过程和多媒体视频通信系统的整体工作流程。最后对系统的性能进行测试,并给出了测试结果分析

5.1 视频传输系统的总体框架

本章以多媒体视频通信为应用背景,设计的系统总体框架如图 5-1 所示。

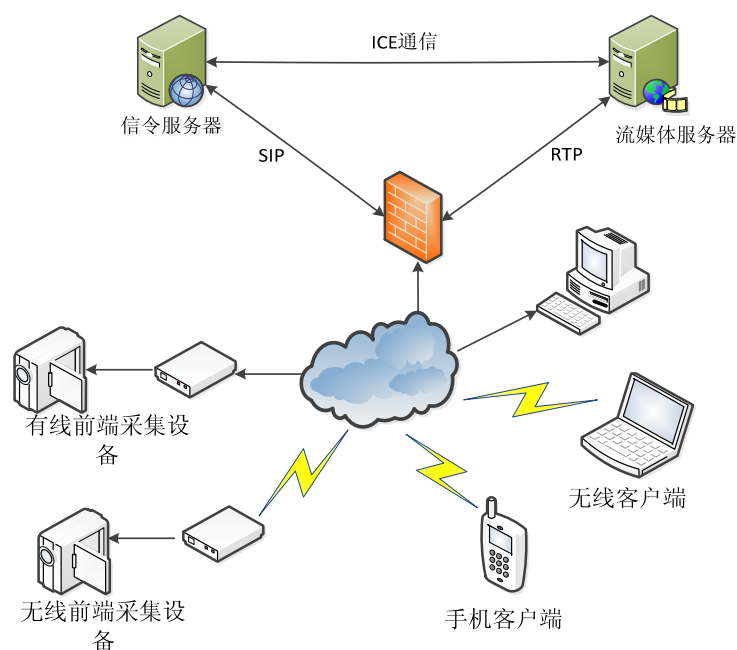


图 5-1 多媒体视频通信系统框图

多媒体通信系统主要分为设备端、服务器端和客户端三个部分。设备端主要负责视频

数据的采集、编码、发送等功能；服务器端分为信令服务器和流媒体服务器分别负责信令的转发和多媒体数据的转发。客户端负责对数据进行喷泉码译码，视频解码等功能。

5.2 系统设计

5.2.1 控制信息的交互

SIP 协议^[57]是一个应用层的信令控制协议，它能很灵活地实现对多媒体会话建立或结束的控制，并能在会话过程中通过一些信令消息调整和修改会话属性，比如传输媒体的类型、多媒体数据的编解码格式等。SIP 协议具有的可扩展性、灵活性、简单和易于实现等特点，使 SIP 非常适合用来实现基于因特网的多媒体通信系统。

关于 SIP 协议的呼叫请求流程具体表现如下：

- (1) 首先服务器一直保持侦听状态，知道用户向服务器发送 INVITE 请求。
- (2) 而服务器收到用户的请求后向设备转发请求，并回复用户 100 Trying，表示收到请求。
- (3) 设备收到 INVITE 请求后先回应 100 Trying，表示收到请求。
- (4) 设备收到请求信息后，回复 200 OK 给服务器。
- (5) 服务器回复 200 OK 给用户表示准备发送视频数据给用户。
- (6) 用户收到 200 OK 请求后回复 ACK 给服务器。
- (7) 服务器向设备回应 ACK，设备收到 ACK 后开始发送视频。
- (8) 服务器转发数据给用户，在接收完所有的编码符号后，向服务器报告数据传输已经完成。
- (9) 用户向服务器发送 BYE 请求表示用户结束接收视频数据。
- (10) 服务器转发 BYE 请求给设备。
- (11) 设备收到 BYE 后，停止视频发送，并响应 200 OK 给服务器。
- (12) 服务器回复 200 OK 给用户表示 BYE 请求完成。

5.2.2 编码器设计

本系统选择 H.264 视频压缩编码，首先对视频采集器采集而来的数据进行压缩编码，然后进行喷泉码编码器进行喷泉码编码，生成足够多的编码符号，使视频数据能够在存在干扰的信道进行可靠的传输。本文给出了喷泉码编码器的具体设计。

下面给出 UEP-Raptor 类主要的函数和变量的介绍：

```

class UEP_Raptor{
public:
    UEP_Raptor ();          //构造函数
    ~UEP_Raptor ();         //析构函数
    unsigned int K, K1;      //输入符号数，高重要等级符号数
    unsigned int dm, dl, dp; //部分规则LDPC码的三个重要参数
    unsigned int R;          //预编码码率
    unsigned int e;          //译码开销
    int **GG;               //编码矩阵
    int Processor();         //预编码过程
    void Distribution(int len_uu,double c,double delta); //度分布函数，生成度值
    void Malloc(int len_uu, int len_cc,double c,double delta);
    void Matrix_G();        //得到生成矩阵
    void Encoder();         //LT编码
};

```

为了方便描述 UEP-Raptor 编译码过程，本节先通过表 5-1 说明一下下文中常用的一些术语。

表 5-1 术语表

名称	含义
符号	一定字节数的数据，如 1Mbit 或者一个数据包 1Mbit 或者一个数据包。
源符号	参与编码过程的最小数据单位
源符号块	由 K 个源符号组成的数据块，一个源符号块中的所有源符号都是等长的，一个编码过程以整个源符号块为输入数据。
中间符号	由 K 个源符号经过预编码生成中间符号。Raptor 编码过程，由源符号产生中间符号，再把中间符号作为 LT 编码器的输入编码生成编码符号。
编码符号	最终输出的 Raptor 符号
中间符号块	包含特定数量的中间符号的数据块。
编码符号块	包含特定数量的编码符号的数据块。
编码包	包含编码符号的数据包。

Raptor 编码的实现过程可分为三个部分：参数配置与计算、编码实现和发包。Raptor 码具有线性的编码时间，且每个编码符号的生成是相互独立的。

1、参数配置和计算

在参数配置过程中，将为源符号块、中间符号块和编码符号块分配足够的空间并清零，供编码时使用，减少编码时的空间开销。

需要为以下参数配置初始值： K ， R ， ε ， K_m ， K_l ， d_m ， d_l ， d_p ，其中 K 为一个源符号块中源符号的数目； R 表示预编码的码率， R 越小冗余度越大，根据 K 和 R 的值可以计算出中间符号的个数 L ； ε 代表 LT 编码阶段的开销，然后根据中间符号个数 L 和译码开销 ε 可以计算出编码符号的个数 N 。 K_m 和 K_l 分别表示 MIB 和 LIB 中符号个数。另 d_m ， d_l ， d_p 表示 MIB，LIB 和 PB 的度数。这些操作都是在编码开始之前操作的，并不占用编码时间。

2、编码实现过程

根据第 2 章介绍的关于 Raptor 码编译码原理可知，Raptor 码编码主要分为两个部分：预编码和 LT 编码。本文采用上一章介绍的部分规则 LDPC 码进行预编码操作，然后在 LT 编码部分采用 iEWF 码。编码过程如提 5-2 所示：

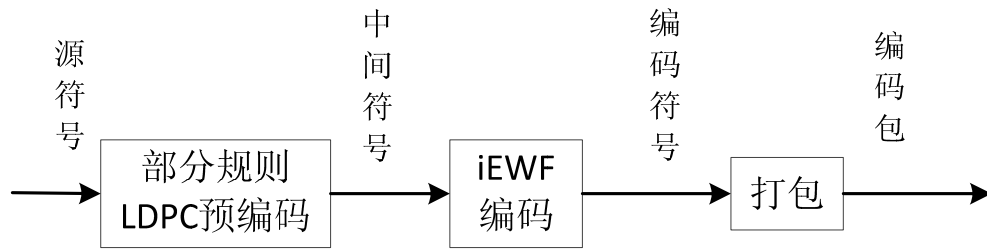


图 5-2 部分规则 LDPC-iEWF 级联 Raptor 码编码流程图

(1) 预编码过程

由于部分 LDPC 码为系统码，所以中间符号分为源符号和校验符号。LDPC 编码过程主要是通过 K 个源符号生成 $L-K$ 个校验符号。从缓存中取出 K 个源符号组建成一个输入源符号块，然后执行 LDPC 编码。每个校验符号都是从源符号选取一个或多个进行异或操作得到。由此得到 $L-K$ 个校验符号，与原符号组成一个中间符号块。

(2) iEWF 编码过程

K 个源符号经过部分规则 LDPC 预编码得到 $L-K$ 个校验符号, 校验符号与源符号一起构成 L 个中间符号作为预编码的输出数据。iEWF 编码器得到 L 个中间符号后, 紧接着将中间符号作为输入数据, 进行编码, 得到 UEP-Raptor 码。在进行 iEWF 编码之前, 需要对数据进行窗口划分, 由于 LDPC 码是系统码, 因此在 L 个中间符号中 K 个符号仍然是按照源的顺序, 那么在中间符号前 K_m 个是 MIB 数据, 需对其进行高优先级保护, 划入窗口 W_1 。MIB 数据后的 K_l 个符号是 LIB, 对其实施低优先级保护, 划入窗口 W_2 。另外还有预编码生成了 $L-K$ 个校验符号, 它在中间符号中是排在源符号的后面, 它们不是高重要等级的数据, 并不需要对它们才去高优先级保护策略。因此把 $L-K$ 个校验符号也划入窗口 W_2 。窗口 W_1 中仍然只含有 MIB 数据, 窗口 W_2 中包含了 L 个中间符号。

与 4.2.1 中介绍的 iEWF 编码方案不同的是, 部分规则 LDPC-iEWF 级联 Raptor 码采用固定度分布为编码符号随机生成度值 d , 然后根据 iEWF 编码规则随机选取 d 个不同的中间符号进行异或操作, 即生成一个编码符号。一次 iEWF 编码仅生成一个编码符号, 循环执行 iEWF 编码, 直到生成我们预设值的 N 个编码符号, 编码结束。

5.2.3 数据包封装与发送

将 K 个源符号组成一个源符号块, 作为一个编码的基本单元。由于喷泉码编码的基本操作是异或操作, 而异或操作的要求是每个符号等长 (本文采用每个符号 8 个比特), 若源符号不满 8 个比特, 则在该源符号末尾补 0。

在编码符号生成之后, 本文为每一个编码符号加上一个编码包包头。

编码包包头给译码器提供非常重要的信息, 其中包含 2 项内容: 源符号的标识和编码包标识。源符号的序号存放这个编码符号是由哪个源符号编码参与的信息; 编码包标识为该编码包中编码符号的序号。

最后编码包的格式如图 5-3 所示:

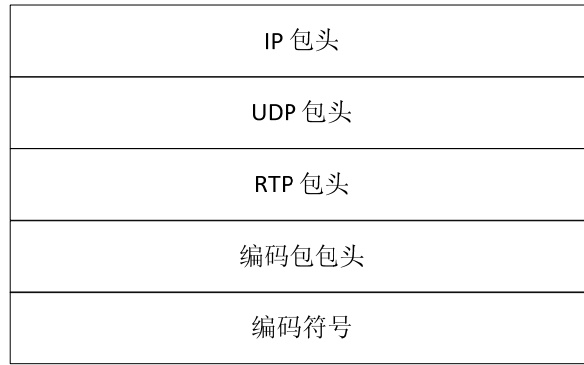


图 5-3 编码包格式示意图

本文采用 RTP (Real Time Transport Protocol) 实时传输协议^{[58][59]}对视频数据进行传输, RTP 的传输可以通过移植 jrtplib 开源库来实现。利用 jrtplib 实现 RTP 数据的发送与接收分为以下几个步骤:

步骤 1: 初始化。

步骤 2: RTPSession 对象设置: 包括指定发送和接收端口端口, 设置负载类型为 H.264 视频流, 通过 setSsrc(ssrc)函数设置同步源, 设置时间戳单元。

步骤 3: 数据发送: 需指定接收方的 IP 地址和端口号, 在 jrtplib 中我们可以通过成员函数 AddDestination()、DeleteDestination()和 ClearDestinations()实现。目标指定后, 即可调用 SendPacket()函数实现数据的发送。

步骤 4: 数据接收: 在 RTP 接收线程中, 首先通过函数 PollData()接收所有的 RTP 或 RTCP 数据包。接收端可能会指定多个数据源, 且只有部分源携带数据, 通过调用函数 GotoFirstSourceWithData()和 GotoNextSourceWithData()实现仅对载有数据的源进行遍历。最后, 利用函数 GetNextPacket()获取数据源中的有效数据, 注意及时释放。

5.2.4 译码器设计

在接收端首先对服务发送的数据, 根据 RTP 数据包的序号对其进行排序。对数据包包头进行解析, 将属于同一编码符号块的数据包进行归类。接着对编码符号块进行喷泉码译码, 对译码所得的数据进行解码并显示。

接收端对 UEP-Raptor 码的译码设计是编码过程的逆过程, 也分为 LT 译码和 LDPC 译码两个过程, 如图 5-4 所示, 首先对接收到的 UEP-Raptor 编码符号进行 LT 译码 (本文采用 BP 译码算法), 生成中间符号, 然后把中间符号作为部分规则 LDPC 译码器的输入, 即可得到源符号。下文对两个过程进行详细介绍:

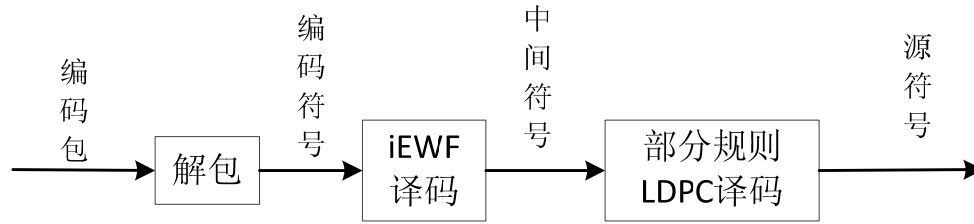


图 5-4 部分规则 LDPC-iEWF 级联 Raptor 码译码流程图

(1) LT 译码过程：

步骤 1：接收到 UEP-Raptor 编码符号，根据 4.2 节所述的方法获取度值和关联信息，即这个编码符号的度数及与其关联的所有中间符号的序号。

步骤 2：在接收到的编码符号集中，译码器选取一个度数为 1 的编码符号，此编码符号仅是一个中间符号的复制，即它只与一个源符号相关联。找到度为 1 的编码符号即可恢复出与它关联的中间符号。如果不存在度为 1 的编码符号，则译码失败；

步骤 3：译码器将译出的中间符号与它相关联的所有编码符号进行异或运算，计算结果用于更新对应编码符号的原有值，将这些编码符号的度值减 1，并删除关联信息，此过程可以把原度值为 2 的编码符号，变为度值为 1 的编码符号；

将此刚刚恢复出的中间符号的值与所有与其相关联的编码符号的值进行异或，并更新这些编码符号的度和邻接关系。

步骤 4：重复步骤 2、3，直到译码过程中止。

(2) 部分 LDPC 译码过程

由于部分 LDPC 是系统码，中间符号分为源符号和校验符号，LDPC 译码阶段主要是将 LT 译码得到的中间符号作为译码输入，来译出源符号。LDPC 译码开始之前首先判断当前中间符号是否包含了所有源符号，若是，则无需进行译码过程，直接从中间符号中分离出源符号，反之，则进行 BP 译码算法。由于部分规则 LDPC 码是一种系统喷泉码，其在有大量度为 1 的中间符号可供 BP 译码算法使用。此时使用 BP 译码算法很高效，但是也会出现 BP 译码无能为力的情况，即某一次迭代译码之后无法更新出度为 1 的中间符号，BP 译码无法继续。若仍有部分中间符号剩余可供译码时，可以采用高斯消元法继续译码，直到译码出所有源符号或无剩余中间符号可供译码为止。该译码方案使得很多中间符号不需要进行迭代译码，大大节省了 Raptor 译码的时间，减小了多媒体数据传输过程中的时延。

其中 BP 译码算法即为 LT 译码阶段采用的译码算法。以下简单介绍高斯消元算法。

高斯消元法的主要流程为：

(1) 接收端根据发送过来的编码信息，得到度以及邻接关系，从而生成一个生成矩阵 \mathbf{G} 。

(2) 在将生成矩阵 \mathbf{G} 通过高斯消元法求逆的时候，发生的行列变换，相应的符号做相应的位置变换。

(3) 当求的生成矩阵 \mathbf{G} 的逆矩阵 \mathbf{G}^{-1} 时，所有的源符号也由接收到的编码符号也已经译出了。

高斯消元法可用矩阵表示如图 5-5 所示下：

$$\begin{array}{cc}
 \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & \mathbf{1} \\ 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} \\
 \text{(a)} & \text{(b)} \\
 \begin{bmatrix} 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \mathbf{1} \\ 1 & 1 & 0 & \mathbf{1} & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \end{bmatrix} & \begin{bmatrix} 0 & \mathbf{1} & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & \mathbf{1} \\ 0 & 0 & 0 & \mathbf{1} & 0 \\ \mathbf{1} & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \\
 \text{(c)} & \text{(d)}
 \end{array}$$

图 5-5 高斯消元法示意图

图 5-5 (a) 表示生成矩阵，生成矩阵的每一列对应一个编码符号，每一行对应一个源符号。生成矩阵都是“0”，“1”构成的，其中每一列“1”的个数即为有该编码符号由多少个源符号参与编码，如第一列的第三和第四个元素为“1”，即表示第一个编码符号是通过第三个和第四个源符号异或得到的，度为 2。

由图 5-5 (a) 可以看出，该编码符号集，并不存在度为 1 的编码符号，即无法采用 BP 译码算法。图 5-5 (a) ~ (d) 给出了高斯译码算法的流程，说明在 BP 译码算法无效的时候，高斯译码算法仍然是有效的。红色的“1”表示已被译出源符号，图 5-5 (d) 中可以看出所有源符号都被译出。

5.3 编码信息的传递

数字喷泉码接收端要接收到足够数量的编码符号才能进行译码操作，必须知道每个编码符号的度值及与参与该编码符号编码的源符号的序号（分别称之为度和关联信息）等信

息。数字喷泉码具有在线编码的特性，即其编码过程与传输并发产生，因此，需要将编码信息与编码符号一起传输给接收端。在基于包的传输网络中，给每个数据包加入用来描述该编码符号的关联信息和度值的包头信息；于是，确定源符号和编码符号之间关系的信息在接收端就可以通过编码包头来获得。数字喷泉码输入数据的长度可以任意选择，包长度越长，编译码效率越高；同时，用于记录符号的关联信息占包有效长度的比例较小，编码的冗余度也相应较小。

对于度和邻接关系的传递，一般有两种实现方式：

(1) 将度和关联信息作为头信息放入编码包中，与编码符号一起传输。这种方法的优点是发送与接收双方无需其它协议的支持，编码信息与编码数据完全包含在编码包中，可以适应各种灵活的通信环境。但是，由于该方法的包头信息中需要包括全部编码信息，显著加大了编码开销，引入不必要的冗余度。

(2) 选择密钥，通过相同的随机数生成函数来生成度值和关联信息。然后将密钥加入编码包进行传递。编码和译码方均采用同样的随机符号集，密钥用于作为种子通过伪随机发生器随机选择符号集中的符号来生成度和关联信息。这种方法用相对较小的开销，减小了编码冗余，可以有效的提高编码效率。

本文的喷泉码实现中，编码信息的传递过程描述如下（在传输数据之前，发送端和接收端使用随机数生成函数是事先约定相同的。）

发送端对编码信息的处理过程如下：

(1) 获取 K 个源符号，确定生成种子，该种子作为随机数生产种子，随机数生成函数根据这个种子产生一个随机数序列。

(2) 从随机数序列中取得第一个随机数，通过度分布函数生成当前处于编码的编码符号的度值为整数 d 。

(3) 从随机数序列中提取第二个至第 $d+1$ 个随机数，确定 d 个源符号的序号；若上述 d 个源符号存在相同的序号，则附加提取随机序列中的后 1 个随机数，得到新的源符号的序号，并将其代替其相同的序号的其中一个，重复上述操作。直至得到互不相同的 d 个源符号的序号为止。

(4) 将得到的 d 个不同的源符号进行异或操作，即可得到一个编码符号。

(5) 上述过程中已被提取过的所有随机数就从随机数序列中删除，重复步骤(2)~(4)，直至编码完成。

接收端对编码信息的处理过程如下：

(1) 接收端首先根据接收到的编码信息，得到发送端的随机数生成种子，与发送端使用同一个随机数生成函数生成一个随机数序列，此随机数序列与发送端相同。

(2) 从随机数序列中取得第一个随机数，根据度分布函数，确定当前编码符号的度数为整数 d 。

(3) 从随机数序列中提取第二个至第 $d+1$ 个随机数，得到 d 个源符号的序号。

(4) 从随机数序列中删除前 d 个随机数，重复步骤(2)~(4)，直至得到所有编码符号的度值及与其相关联的源符号的序号。

(5) 得到了所有编码符号的度值及所有编码符号的关联信息后，即开始进行译码操作。理论上，对于 LT 码每个编码符号，其关联序号的生成是完全均匀随机的。在实际实现中，LT 码的随机编码一般采用伪随机数生成器实现的。

5.4 UEP-Raptor 码在视频通信系统中的工作过程

(1) 用户向服务器请求传输视频数据。

(2) 服务器监听网络，收到来自用户的数据传输请求后，并将请求转发给设备。

(3) 服务器得到设备的同意建立连接的信息后，给用户发送同意建立连接的信息

(4) 用户接收到连接建立信息，建立各类缓冲区，等待接收编码数据。

(5) 设备采集到数据，进行压缩编码后送入喷泉码编码器中，编码器对 K 个源符号进行 LDPC 预编码，得到 L 个中间符号；然后对 L 个中间符号进行 LT 编码，即得到 N 个编码符号；然后给每个编码符号添加一个包头形成一个编码包，然后将 N 个编码包使用 RTP 包通过网络发送到服务器，由服务器进行转发到用户。

(6) 用户接收到编码包，去除掉编码包的包头后得到编码符号，根据包头中解析出的信息，将编码符号按序排列。作为 LT 译码过程的输入符号，当接收到一定数量的编码符号后，LT 译码器开始 BP 迭代，直到得到所有中间符号。但 LT 译码过程得到的数据只是中间符号；然后将这些中间符号作为 LDPC 译码的输入符号，进行 LT 译码，LDPC 译码前首先判断这个中间符号是否为源符号，决定是否进行 BP 迭代过程（若这个中间符号是源符号，则可以直接恢复出此源符号）。

(7) 如果经过译码恢复出了所有源符号，则用户向发送端发送 SIP 消息，通知已成功译出所有源符号，请求停止发送当前编码符号块，并请求发送下一个编码符号块；如果用户了收到当前编码符号块的全部编码符号后，译码器仍不能够通过译码恢复出所有源符号，则通知当前编码符号块的数据已接收完毕并请求发送下一个编码符号块。

(8) 发送端在收到接收端发送过来的发送下一编码符号快的信息后, 开始发送下一个编码符号块。

(9) 用户在接收到所有的编码符号块后, 向服务器报告数据传输已经完成, 并请求关闭连接, 并释放本次连接所使用的资源。

(10) 服务器接收到关闭连接请求后, 转发给设备, 释放本次连接所使用的资源。

5.5 测试结果

本章前三节给出了一种系统设计方案, 在本节对该方案进行测试, 测试软件运行的硬件和软件环境如下:

(1) 两台有线连接网络并安装有 Windows XP 或 Windows 7 操作系统的电脑, 一台作为发送端, 一台作为接收端。一台连接网络的 Linux 服务器;

(2) 使用 Microsoft Visual Studio 2010 软件;

(3) 使用 C++编程语言。

主要流程为, 发送端将源文件分割成 5000 个数据包, 设置编码开销为 0.1, 通过编码生成 5500 个编码数据包, 删除网络的特性模拟二进制删除信道, 并设定一定的丢包率, 进行主动的丢包处理。统计实际丢包数统计传输丢包数量, 用改进的译码算法进行译码, 并统计恢复出来的丢包数量, 每种丢包率情况下进行 1000 次统计, 取平均值, 然后取整, 计算通过数字喷泉码编译码后的实际丢包率, 得到的数据如表 5-1 所示。

表 5-2 不同丢包率的 UEP-Raptor 译码恢复丢包数量

丢包率	传输丢包数	译码恢复包数	实际丢包率	
			MIB	LIB
15%	771	771	0%	0%
16%	812	812	0%	0%
17%	864	864	0%	0%
18%	907	907	0%	0%
19%	953	953	0%	0%
20%	1011	1006	0%	0.11%
21%	1056	1043	0%	0.29%
22%	1124	1105	0%	0.44%
23%	1148	1098	0%	1.09%
24%	1204	1133	0%	1.42%
25%	1280	1178	0%	2.27%

表 5-2 给出了 UEP-Raptor 码中不同保护等级的数据的差错保护能力，从表 5-2 中可以明显看出本方案中采用的 UEP 策略，对 MIB 数据起到了很好的保护作用。在小于 25% 的信道丢失率的情况下，MIB 数据的实际丢包率几乎都为 0。LIB 数据在小于 20% 的信道丢失率的情况下，丢包率也几乎为 0，随着信道丢失率的升高，LIB 数据的丢包率也变高。但总体性能仍然很优异。本文给出的 UEP-Raptor 码能够大大降低实际通信系统的丢包率，能够显著改善视频的质量，并且能够提供不等差错保护特性。

5.6 本章小结

本章将 UEP-Raptor 码作为差错控制码，设计了一种基于不等差错保护数字喷泉码的多媒体视频通信系统，并给出了详细的系统设计方案。测试表明，整个多媒体视频通信系统性能良好，且 UEP-Raptor 码能够改善多媒体通信系统丢包现象。

第 6 章 总结与展望

6.1 全文总结

在多媒体通信系统中，现有的技术无法完善解决丢包等问题，数字喷泉码技术作为一种差错控制技术可以很好的解决在不可靠信道上的实现可靠数据传输。本文将数字喷泉码与不等差错保护相结合，提出了一种具有不等差错保护特性的 LT 码和一种具有不等差错保护特性的 Raptor 码，并尝试将其应用于多媒体通信系统中。主要工作如下：

(1) 简单描述了数字喷泉码及其不等差错保护方案的发展与应用。简单介绍了删除信道，研究了 LT 码、Raptor 码和系统 Raptor 码的编译码原理，并进行性能仿真。进而对现有的基于 LT 码和 Raptor 码的 UEP 方案进行简单的介绍，并进行仿真实验分析比较他们的优缺点。并通过分析现有数字喷泉码译码算法的弊端，提出一种数字喷泉码译码算法的改进方案。通过仿真实验可知，在相同的译码开销的情况下，改进的译码算法比 BP 译码算法有更高的译码成功率，比高斯消元译码算法的算法复杂度更低。

(2) 提出了一种具有不等差错保护特性的改进的扩展窗口喷泉码。本方案基于现有扩展窗口喷泉码，通过改变度为 1 和度为 2 的编码符号的输入集，加强对重要性数据的保护。通过实际仿真表明，相比现有 UEP-LT 码方案，本文所提出的 iEWF 码具有较好的 UEP 性能，同时能改善低重要等级数据的抗误码特性，有利于提升系统的整体性能。同时提出了一种基于 iEWF 的 UEP-Raptor 码。经过部分规则 LDPC 码进行预编码，得到中间符号，并对中间符号进行分窗，通过 iEWF 码进行编码。通过仿真得到，所提算法具有明显的 UEP 性能，整体性能也相当优异。

(3) 本文以多媒体视频通信系统为应用背景，将 UEP-Raptor 码作为应用层的纠错码，为多媒体视频通信系统提供了一种有效的差错控制策略，给出了传输系统的编码器和译码器的设计方案。测试结果表明，提出的 UEP-Raptor 码能够在多媒体视频通信的应用中，具有明显的丢包恢复能力，并且具有良好的 UEP 性能。

6.2 工作展望

本论文虽然研究了不等差错保护喷泉码的改进思路，在性能方面以有明显的提高。由于时间仓促，并且本人的能力有限，仍然有很多方面都还需要改善，对于数字喷泉码及其不等差错保护方案的改进依然有很大的挖掘空间，包括以下几点：

(1) 本文是在二进制删除信道的条件下，对喷泉码的性能进行研究，对于其他信道条件下不等差错保护喷泉码的算法设计与性能仍需要继续研究改进。

(2) 度分布函数对于数字喷泉码的算法复杂度及误码率性有着很大影响，本文只研究了现有的度分布函数，并未对度分布函数进行改进，因此，针对数字喷泉码的度分布函数研究也是一个非常有意义的课题。

(3) 本文提出的不等差错保护喷泉虽然提高了误码性能，但是却牺牲了一些算法复杂度。降低该方案的算法复杂度也是一个值得研究的方面。

(4) 本论文针对 UEP-Raptor 码的研究只是在 LT 编码阶段，对于预编码阶段只是采用现有的部分规则 LDPC 码，并且码率也是根据文献中手动设置，有一定局限性。对于预编码阶段的不等差错保护方案及预编码码率也是一个有实际意义的课题。

(5) 本论文研究的不等差错保护喷泉码是在传统喷泉码的基础上进行的，属于非系统码，只有在码长较大时才具备较好的译码性能，但码长较大导致的译码时延和接收端缓存较大的问题，限制了其应用。系统 Raptor 码能够很好的克服了传统喷泉码的缺陷，因此针对短码长，并且，系统码能够给译码器提供很大的便利性。因此，设计一种具有不等差错保护的系统喷泉码也是一个重要的课题。

随着喷泉编码技术向通信与储存等领域的渗透，随着喷泉编码技术被越来越多的国际标准所采纳，随着喷泉编码技术研究与应用的日益成熟、深入，喷泉编码技术必将在未来的通信系统中发挥自己的独特价值。

最后，希望本论文对于数字喷泉码的研究工作，能够为以后数字喷泉码的发展作出一点贡献。由于个人能力有限，本论文难免存在纰漏，恳请指正。

参 考 文 献

- [1] Wu D, Hou Y T, Zhang Y Q. Transporting Real-time Video over the Internet: Challenges and Approaches [J]. Proceedings of the IEEE, 2000, 88(12): 1855-1877.
- [2] Conklin G J, Greenbaum G S, Lillevold K O, et al. Video Coding for Streaming Media Delivery on the Internet [J]. Circuits and Systems for Video Technology, IEEE Transactions on, 2001, 11(3): 269-281.
- [3] Reed E C, Dufaux F. Constrained Bit-Rate Control for Very Low Bit-Rate Streaming-Video Applications [J]. Circuits and Systems for Video Technology, IEEE Transactions on, 2001, 11(7): 882-889.
- [4] Lin S, Costello D J, Miller M J. Automatic-Repeat-reQuest Error Control Schemes [J]. IEEE Communications Magazine, 1985: 5-17.
- [5] Rizzo L. Effective Erasure Codes for Reliable Computer Communication Protocols [J]. ACM SIGCOMM computer communication review, 1997, 27(2): 24-36.
- [6] 张一. IPTV 传输流的不等差错保护 [D]. 上海交通大学, 2007.
- [7] Rizzo L, Vicisano L. A Reliable Multicast data Distribution Protocol based on software FEC techniques [A]. Proc. of The Fourth IEEE Workshop on High Performance Computing Systems [C]. Winnipeg: IEEE, 1997, 116-125.
- [8] Wu D, Hou Y T, Zhu W, et al. Streaming Video over the Internet: Approaches and Directions [J]. Circuits and Systems for Video Technology, IEEE Transactions on, 2001, 11(3): 282-300.
- [9] Byers J W, Luby M, Mitzenmacher M. A Digital Fountain Approach to Asynchronous Reliable Multicast [J]. Selected Areas in Communications, IEEE Journal on, 2002, 20(8): 1528-1540.
- [10] Byers J W, Luby M, Mitzenmacher M, et al. A Digital Fountain Approach to Reliable Distribution of Bulk Data [A]. Proc. of ACM SIGCOMM Computer Communication Review [C]. New York: ACM, 1998, 28(4): 56-67.
- [11] MacKay D J C. Fountain codes [J]. IEEE Proceedings-Communications, 2005, 152(6): 1062-1068.
- [12] 朱宏杰. 喷泉码编译码技术与应用研究 [D]. 清华大学, 2009.
- [13] Luby M. LT codes [A]. Proc. of IEEE Annual Symposium on Foundations of Computer Science [C]. Berkeley: IEEE, 2002: 271-280.
- [14] Shokrollahi A. Raptor codes [J]. Information Theory, IEEE Transactions on, 2006, 52(6): 2551-2567.
- [15] Luby M, Shokrollahi A, Watson M, et al. RaptorQ Forward Error Correction Scheme for Object Delivery [R]. RFC 6330, 8, 2011.
- [16] Mitzenmacher M. Digital Fountains: A Survey and Look Forward [A]. Proc. of 2004 IEEE Information Theory Workshop [C]. San Antonio: IEEE, 2004: 271-276.
- [17] Luby M G, Mitzenmacher M, Shokrollahi M A, et al. Efficient Erasure Correcting Codes [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2001, 47(2): 569-584.
- [18] Molisch A F, Mehta N B, Yedidia J S, et al. WLC41-6: Cooperative Relay Networks Using Fountain codes [A]. Proc. of Global Telecommunications Conference 2006 [C]. San Francisco: IEEE, 2006: 1-6.
- [19] Jun M J, Hui S S, Mei W X. Study on Linear Time Loss-Resilient Codes [J]. Electronica Sinica, 2002.

- [20] Wagner J P, Chakareski J, Frossard P. Streaming of Scalable Video from Multiple Servers Using Rateless Codes [A]. Proc. of 2006 IEEE International Conference on Multimedia and Expo [C]. Toronto: IEEE, 2006: 1501-1504.
- [21] Argyropoulos S, Tan A S. Robust Transmission of Multi-View Video Streams using Flexible Macroblock Ordering and Systematic LT Codes [A]. Proc. of 3DTV Conference [C], 2007: IEEE, 2007: 61-64.
- [22] Rahnavard N, Fekri F. CRBcast: A Collaborative Rateless Scheme for Reliable and Energy-efficient Broadcasting in Wireless Sensor Networks [A]. Proc. of the 5th international conference on Information Processing in Sensor Networks [C]. Nashville: IEEE, 2006: 276-283.
- [23] Thomos N, Frossard P. Collaborative Video Streaming with Raptor Network Coding [A]. Proc. of 2008 IEEE International Conference on Multimedia and Expo [C]. Hannover: IEEE, 2008: 497-500.
- [24] Molisch A F, Mehta N B, Yedidia J S, et al. Performance of Fountain Codes in Collaborative Relay Networks [J]. Wireless Communications, IEEE Transactions on, 2007, 6(11): 4108-4119.
- [25] Maharaj B T, Luus F P S. Decremental Redundancy Compression with Fountain Codes [A]. Proc. of 2008 IEEE International Conference on Wireless and Mobile Computing [C]. Avignon: IEEE, 2008, 328-332.
- [26] Akan O B, Fang J, Akyildiz I F. Performance of TCP protocols in Deep Space Communication Networks [J]. Communications Letters, IEEE, 2002, 6(11): 478-480.
- [27] 王斌. 面向深空通信的图像差错编码算法 [D]. 哈尔滨工业大学, 2012.
- [28] 刘国超. 分布式喷泉码在深空通信中的应用 [D]. 电子科技大学, 2010.
- [29] Iwacz G, Jajszczyk A, Zajaczkowski M. Multimedia Broadcast/Multicast Service (MBMS) [J]. Multimedia Broadcasting and Multicasting in Mobile Networks, 2008(4), 55-70.
- [30] Faria G, Henriksson J A, Stare E, et al. DVB-H: Digital Broadcast Services to Handheld Devices [J]. Proceedings of the IEEE, 2006, 94(1): 194-209.
- [31] Rahnavard N, Vellambi B N, Fekri F. Rateless Codes With Unequal Error Protection Property [J]. Information Theory, IEEE Transactions on, 2007, 53(4): 1521-1532.
- [32] Rahnavard N, Fekri F. Generalization of Rateless Codes for Unequal Error Protection and Recovery Time: Asymptotic analysis [A]. Proc. of 2006 IEEE International Symposium on Information Theory [C] Seattle: IEEE, 2006, 523-527.
- [33] Woo S S, Cheng M K.. Prioritized LT codes [A]. Proc. of 42nd Annual Conference on Information Sciences and Systems, CISS 2008 [C]. Princeton: IEEE, 2008: 568-573.
- [34] Sejdinovic D, Vukobratovic D, Doufexi A, et al. Expanding Window Fountain Codes for Unequal Error Protection [J]. IEEE Transactions on Communications, 2009, 57(9): 2510-2516.
- [35] Bogino M C O, Cataldi P, Grangetto M, et al. Sliding Window Digital Fountain Codes for Streaming of Multimedia Contents [A] Proc. of 2007 IEEE International Symposium on Circuits and Systems[C], Louisiana: IEEE, 2007: 3467-3470.
- [36] Ahmad S, Hamzaoui R, Al-Akaidi M. Unequal Error Protection Using LT Codes and Block Duplication [A]. Proc. of 9th Middle Eastern Simulation Multiconference [C]. Amman: Eurosis, 2008:301-306.
- [37] Ahmad S, Hamzaoui R, Al-Akaidi M M. Unequal Error Protection Using Fountain Codes With Applications to Video Communication [J]. Multimedia, IEEE Transactions on, 2011, 13(1): 92-101.
- [38] 王新泽. LT 码的度分布设计及译码算法研究 [D]. 西安电子科技大学, 2014.
- [39] Kim S, Ko K, Chung S Y. Incremental Gaussian elimination decoding of raptor codes over BEC [J].

- IEEE communications letters, 2008, 12(4): 307-309.
- [40] Ha J, Kim J, McLaughlin S W. Rate-compatible puncturing of Low-density Parity-check codes [J]. Information Theory, IEEE Transactions on, 2004, 50(11): 2824-2836.
- [41] Badri N, Vellambi R, Fekri F. Rate-compatible Puncturing of Finite Length Low-Density Parity-Check codes [A]. Proc. of 2006 IEEE International Symposium on Information Theory [C]. Seattle: IEEE, 2006: 1129-1133.
- [42] 王军选. 信道编码的发展 [J]. 现代电子技术, 2003, 26(21):16-18.
- [43] 孙蓉. 删除信道与流星突发信道中的信道编码研究 [D]. 西安电子科技大学, 2008.
- [44] 刘鑫. 喷泉码的性能分析与设计 [D]. 北京邮电大学, 2010.
- [45] Rahnavard N, Fekri F. Unequal Error Protection Using Low-Density Parity-Check Codes [A]. Proc. of 2004 International Symposium on Information Theory [C]. Chicago: IEEE, 2004. 441.
- [46] Kozat U C, Ramprasad S A. Unequal Error Protection Rateless Codes for Scalable Information Delivery in Mobile Networks. [A]. Proc. of 2007 IEEE International Conference on Computer Communications [C], Anchorage: IEEE, 2007: 2316 - 2320.
- [47] Yuan L, An J. Design of UEP-Raptor codes over BEC [J]. European Transactions on Telecommunications, 2010, 21(1): 30-34.
- [48] 袁磊, 安建平. 具有不等差错保护特性的 Raptor 码研究 [J]. 北京理工大学学报, 2010, 30(8): 966-968.
- [49] Cataldi P, Grangetto M, Tillo T, et al. Sliding-Window Raptor Codes for Efficient Scalable Wireless Video Broadcasting With Unequal Loss Protection [J]. Image Processing, IEEE Transactions on, 2010, 19(6): 1491-1503.
- [50] 于佳祺. 数字喷泉码及其在广域分集网中的应用研究 [D]. 浙江大学, 2013.
- [51] Vukobratovic D, Stankovic V, Sejdinovic D, et al. Scalable Data Multicast Using Expanding Window Fountain Codes [A]. Proc. of IEEE International Conference on Multimedia and Expo [C]. Monticello: IEEE. 2007. 321-326.
- [52] 刘小勇. 数字喷泉码及其在绿色通信中的应用研究 [D]. 电子科技大学, 2013.
- [53] Jenkac H, Mayer T, Stockhammer T, et al. Soft decoding of LT-codes for wireless broadcast [J]. Proc. IST Mobile Summit 2005, 2005.
- [54] 倪春亚. 基于喷泉码的不等差错保护方案研究 [D]. 天津大学, 2012.
- [55] Gefei F, Hui Y. The Design of P2P Streaming Media Transmission System Based on Neighborhood Optimum Selection [A]. Proc. of 2009 International Forum on Computer Science-Technology and Applications, Chongqing: IEEE, 2009(1): 319-322.
- [56] Postol M S. Some New Lattice Quantization Algorithms for Video Compression Coding [J]. IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology, 2002, 12(1): 53-60.
- [57] Rosenberg J, Schulzrinne H, Camarillo G, et al. SIP: Session Initiation Protocol [R]. RFC3261. 2002.
- [58] Kim J, Choi H J, Lee S H, et al. Implementation of quality of service control and security based on real-time transport protocol [A]. Proc. of 2013 5th IEEE International Conference on Broadband Network & Multimedia Technology [C], Guilin: IEEE, 2013(5): 10-13.
- [59] Shi X, Tian G. A Reliable Real-time Transport Protocol for Control Systems over Wireless Networks [A]. Proc. of Telecommunication Networks and Applications Conference [C], Australasian: IEEE, 2012, 1-6.

致 谢

转眼间三年研究生生涯即将结束，自从 12 年 9 月进入到实验室，两年多过去了，在导师和师兄们的引导及影响下，我从一个普通青年逐渐成为了一个对技术对科研产生浓厚兴趣，并能为之努力的好青年。经过长期的探索及努力，我也已基本完成了本课题的研究，达到了预期的目的。在此，我想对在整个研究生阶段帮助过我的人表示衷心的感谢。

感谢我的导师徐志江老师，从研究生入学以来的近三年时间里，徐老师在科研当中给予了我很大的指导，他认真的工作态度及严谨的作风也一直感染着我，让我端正了做学术的态度。徐老师给我指明了科研方向，在科研工作和论文都提出了许多的宝贵意见，在此向徐老师表示衷心的感谢。

感谢我的爸爸、妈妈，他们已过知命之年，但仍不辞辛苦的工作来供我上大学和研究生。从小到大，父母亲对我的教育一直十分重视，他们是我人身中第一个老师，教会我如何做人，如何处世。同时我要感谢我的姐姐，对我人生影响最大的人，她是我人生的导师，当别人家的孩子还在父母的怀中撒娇时，她已经替父母照顾襁褓中的我。长大以后，不管在学习还是生活中，姐姐总是能够给我提出各自意见。尽管家人不能时时相见，但嘘寒问暖不曾间断，他们的关心和理解使我能够在学校专心完成我的学业。

感谢我的女朋友严逍然，从 2007 年到 2015 年，她一直默默的支持着我，当我伤心沮丧的时候，她总是在陪在我身边，给我鼓励，给我信心。

感谢我学习上的伙伴：寿森锋、潘力策、吴海巍等人，正是在科研上和他们的不断交流及合作，才有了我今天科研上的成就。其次我要感谢潘进学，何娣，感谢在帮我检查论文格式。我还要感谢许学师兄和章丽师姐在科研上给予的帮助，感谢庄俊杰，黄成君师兄在我刚进入校时给予我生活和学习上的帮助，感谢实验室的所有人。

最后感谢感谢各位专家在百忙之中抽出时间审阅我的硕士毕业论文。

攻读学位期间参加的科研项目和成果

参加的科研项目

- [1] 国家自然科学基金：物联实时多媒体网络信息流传输关键技术研究(61372087)

录用和发表的论文

- [1] Peng Zhu, Zhijiang Xu, Limin Meng, Jingyu Hua, Kang Wang. A Novel Unequal Error Protection Algorithm Using Improved Expanding Window Fountain Codes[A]. 2014 IEEE 7th Joint International Information Technology and Artificial Intelligence Conference[C], 2014.