

水声网络不等差错保护的避环 ROFC-LF 码算法与分析

柳秀秀^{1,2}, 杜秀娟^{1,2,3*}, 韩多亮^{1,2}

(1. 青海师范大学计算机学院, 青海西宁 810008; 2. 青海省物联网重点实验室, 青海西宁 810008;
3. 藏语智能信息处理及应用国家重点实验室, 青海西宁 810008)

摘 要: 随着智慧海洋的发展, 水声网络多媒体数据的传输受到学者关注. 水声网络高度动态的拓扑导致相邻节点数据传输不完整, 压缩的水下图像或视频等数据对重建数据的质量有不同影响, 因此水声网络需要具有不等差错保护 (Unequal Error Protection, UEP) 的编码机制来编解码重要性不等的多媒体数据. 递归与限制反馈的在线喷泉码 (Recursive Online Fountain Code with Limited Feedback, ROFC-LF) 具有开销低、反馈少及编译码简单等特点, 因此适用于水声网络. 本文针对水声信道带宽窄、延时长及能量受限等特点, 系统地分析了 ROFC-LF 编码机制建立阶段存在的环问题. 针对 ROFC-LF 编码存在的环和无法提供 UEP 功能这两个问题, 本文提出了两个优化目标. 此外, 还提出了具有不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制. 该编码机制减少了由于建立阶段最大组件存在环引起的无用编码包的数量, 进而降低了网络能耗. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在建立阶段和完成阶段分别采用权重策略和数据优先级策略来实现 UEP 特性, 并利用随机图理论对该编码机制进行理论分析, 理论结果和仿真实验结果一致. 结果表明: 该编码机制能够快速恢复重要数据的同时, 降低了编码包的数量, 适用于网络拓扑结构动态变化的水声网络传输重要性不等的多媒体数据.

关键词: 水声网络; ROFC-LF; 不等差错保护; 避环; 权重; 数据优先级

基金项目: 青海省自然科学基金 (No.2024-ZJ-929); 国家自然科学基金 (No.61962052)

中图分类号: TN911.22; TN929.3

文献标识码: A

文章编号: 0372-2112(2024)08-2591-16

电子学报 URL: <http://www.ejournal.org.cn>

DOI: 10.12263/DZXB.20230660

Algorithms and Analysis of Circle-Avoidance ROFC-LF with Unequal Error Protection for Underwater Acoustic Networks

LIU Xiu-xiu^{1,2}, DU Xiu-juan^{1,2,3*}, HAN Duo-liang^{1,2}

(1. College of Computer, Qinghai Normal University, Xining, Qinghai 810008, China;

2. Qinghai Provincial Key Laboratory of IoT, Xining, Qinghai 810008, China;

3. The State Key Laboratory of Tibetan Intelligent Information Processing and Application, Xining, Qinghai 810008, China)

Abstract: With the development of smart ocean, the transmission of multimedia data in underwater acoustic networks (UANs) has received much attention from scholars. The highly dynamic topology of UANs leads to incomplete data transmission between neighboring nodes, and the different portions of compressed data such as underwater images or videos have different effects on their reconstruction quality. Hence, UANs require coding mechanisms with unequal error protection (UEP) to encode and decode multimedia data. The recursive online fountain code with limited feedback (ROFC-LF) has the advantages of low overhead, less feedback and simple compiled codes, which is suitable for UANs. Combined with the characteristics of underwater acoustic channels, such as narrow bandwidth, long delay and energy limitation, this paper systematically analyzes the problem of the cycles existing in the build-up phase of ROFC-LF and proposes two optimization objectives to address the cycle problem as well as the UEP problem. In addition, a circle-avoidance ROFC-LF with UEP is presented for UANs. This coding mechanism reduces the number of useless encoded packets due to the presence of cycles in the largest component during the the build-up phase, which in turn decreases the energy consumption. To achieve the

UEP property, a weighted-selection strategy is used in the build-up phase, whereas a priority strategy is employed in the completion phase. The proposed coding mechanism is analyzed based on the random graph theory, and the theoretical results are consistent with the simulation experimental results. The results show that the proposed coding mechanism can quickly recover important data while reducing the number of coded packets, and is suitable for transmitting multimedia data of varying importance in UANs with dynamically changing network topology.

Key words: underwater acoustic networks; recursive online fountain code with limited feedback; unequal error protection; circle-avoidance; weighted-selection; data priority

Foundation Item(s): Qinghai Provincial Natural Science Foundation (No.2024-ZJ-929); National Natural Science Foundation of China (No.61962052)

1 引言

水声网络(Underwater Acoustic Networks, UANs)是智慧海洋的重要组成部分,是实现海洋数字化、生态化、安全化与和谐化的关键技术。UANs采用声波通信,声波在UANs中的传播速度仅1500m/s,比光波和电磁波低5个数量级,导致UANs传播时延长;UANs传输数据率低造成传输时延长;水声Modem采用半双工通信,收发状态转换时延长;这些情况导致UANs节点之间通信时延长。UANs一般多采用电池供电,由于水下环境恶劣,导致电池更换难度大;传感器节点长期浸泡在海水中,由于海水腐蚀和环境影响,节点容易损坏,更换困难;水下传感器节点随水流移动,尤其随着自主水下航行器(Autonomous Undersea Vehicles, AUV)的发展,节点移动速度更快,导致短时间内两个原本相邻的节点移出传输范围;例如,如果传输范围为1500m,两个节点之间的初始距离为750m,如果这两个节点向相反方向移动,移动速度是3m/s,它们大约125s内超出彼此的传输范围。以上这些情况导致UANs网络拓扑结构高度动态变化^[1-3]。

长时延和动态网络拓扑特性导致水下传感器节点单跳内传输的数据量受限;传输MPEG或H.264压缩后的水下图像或视频时,由于不同类的数据对图像或视频重建质量影响不同,对视频或图像重建起着至关重要的作用的数据需要更快、更好、更准确地恢复^[4-6];特殊应用中控制信息比用户数据更重要^[6],也需要更快、更准确地完成译码恢复,比如水下机器人作业。水声信道带宽窄,需要合理分配有限的带宽资源,使得恢复的图像或视频满足人眼视觉要求,需要尽快恢复出重要数据^[7]。因此,UANs具有带宽窄、延时长、能源受限、网络拓扑结构动态变化等特点,这些特点导致UANs需要对数据进行不等差错保护(Unequal Error Protection, UEP),实现重要数据的快速恢复。

UANs数据的不等差错保护有基于调制技术的UEP,基于编码的UEP,调制和编码结合实现UEP特性等。Esmaili等人^[8]提出了基于空间调制(Spatial Modulation, SM)的水下物联网图像传输的不等差错保护方

案,该方案利用不同的调制方式来实现数据的不等差错保护,重要的数据信息通过低误码率SM传输携带信息单元进行传输。该方案仅仅利用底层调制技术来实现UEP特性,无法保证数据的可靠传输。Rahmati等人^[9]为了将水下自适应视频传输失真保持在可接受的阈值之内,提出利用发散空间多路复用和不等差错保护的跨层技术来保证视频效果。该技术仅通过增加重要数据的冗余实现不等重要性数据的UEP,数据冗余只是复制数据,是最简单的实现UEP的方式,同样也无法实现数据的可靠传输。因此,将编码和UEP结合能很好地实现不等差错保护和可靠传输。Cai等人^[7]提出了利用低密度奇偶校验(Low-Density Parity-Check, LDPC)编码对水下图像传输进行非对等保护,LDPC码是采用固定码率的纠错码,不适用于具有可变纠错概率的水声信道。Esmaili等人^[10]提出了水声信道中利用里德-所罗门码(Reed-Solomon codes, RS codes)与分层正交幅度调制相结合的不等差错保护技术,保护传输敏感的编码信息,然而,RS codes编译码过程要求域运算,计算开销较大,不适用于计算资源受限的水下传感器节点。Zhao等人^[5]为了满足水下图像或视频的传输,提出了加权扩展窗喷泉码,通过不均匀选择每个窗口内的原始包来实现UEP。喷泉码是一类无码率编码,更适合于高动态变化的水声信道^[11],且能保证数据的可靠传输。因此,研究具有UEP特性的喷泉码引起了国内外学者的关注。

目前,具有UEP特性的喷泉码分为三种类型:加权UEP喷泉码^[12,13]、加窗类UEP喷泉码^[14-19]和复制过程类UEP喷泉码^[20]。宋鑫等人^[12]提出了系统UEP-LT(Luby Transform)编码方案,无速率段的节点采用加权方式选取邻居消息节点,实现了重要数据优先译码的功能;但LT码依据度分布函数生成度值,发送方无法了解解码状态。田远等人^[13]通过分析多信源的中继通信系统中各信源的原始数据长度差异,对传输可靠性的需求不同,提出了分布式不等差错保护喷泉码;但该研究是面向无线体域网的,不能直接用于UANs。Sejdinovic等人^[16]提出了扩展窗口喷泉码来实现UEP特性,相比LT码,该文献提出的扩展窗口喷泉码需要附加参数,增加了设计复杂性。黄太奇等人^[17]提出了一种可适

用于加性高斯白噪声信道的融合扩展窗喷泉码和规则变量节点度 LT 码的 UEP 算法,能对重要等级数据提供较强保护;除了要依据度分布函数外,还需要依据变量节点度分布函数,发送方仍无法了解解码状态,还增加了编码复杂度.石东新等人^[18]提出一种删除信道下具有 UEP 特性的系统 Raptor 码,该码采用简化的扩展窗喷泉码技术对 RFC 5053 标准系统 Raptor 码的中间符号进行编码,使得编码符号在具有 UEP 性能的同时仍能维持系统性;但需要舍去部分次要数据.王慧等人^[19]提出了一种自适应 UEP 喷泉编码策略,其能根据信道丢包率不同自适应选择编码参数及编码方案,提高了信息传输效率;但重要信息解码完成后仍存在占用编码冗余的问题.邓在辉等人^[20]对基于块复制的 UEP 喷泉码进行了理论分析,提出了改进的信息符号选取策略,让度 1 编码符号全部在重要数据中选取,一定数量度 2 编码符号分别在重要数据和次要数据中选取,从局部上提升对重要数据的保护;同样存在发送方无法了解解码状态的问题.综上所述,喷泉码要依靠度分布函数生成度值,无法进行在线控制.

由于喷泉码的解码过程不能被接收者控制和监督,因此,近几年,学者们提出了具有在线控制能力的在线喷泉码(Online Fountain Code, OFC)^[21].与喷泉码相比, OFC 具有良好的实时性能及编译码开销低的特点;因此,越来越多的学者开始研究具有 UEP 特性的 OFC 来实现数据的不等差错保护. Huang 等人^[22]提出了一种采用加权选择策略和扩展窗口策略来实现具有 UEP 特性的 OFC,重要数据完全恢复后,次要数据仍然采用扩展窗策略,在所有原始包中选择原始包进行编码,增加了无用编码包的数量. Cai 等人^[23]采用扩展窗口策略实现两种具有 UEP 特性的 OFC,保证了优先级越高的数据需要更少的恢复时间,和文献[22]相同,完成阶段恢复次要数据时,降低了有用编码包的概率. Duan 等人^[24]提出了一种新的具有顺序窗口策略的 UEP 特性的 OFC,能在完成阶段先完成重要数据解码,并给次要数据提供最佳的保护;但在建立阶段增加最大组件占比将影响数据的恢复速度. Shi 等人^[25]提出了一种高效的 UEP 保护 OFC;在构建阶段,提出了遍历选择策略来选择最重要数据;然后,在完成阶段,应用加权选择策略以提供低开销;但在完成阶段采用权重策略,不能以最快速度恢复重要数据信息.

文献[22~25]均是 UEP 和 OFC 结合来实现数据的不等差错保护.但是 OFC 在完成阶段传输了部分对解码无用的编码包以及较多的反馈包^[26].考虑 UANs 低带宽、长传播延时、高误码率、长状态切换延时等特点,传输无用的编码包和过多的反馈包将降低水声信道利用率,消耗能源,缩短网络生命周期.因此,文献

[22~25]基于 OFC 实现数据的 UEP 特性不适用于 UANs.因此,本文基于文献[26]的 UANs 中递归与限制反馈的 OFC (Recursive OFC with Limited Feedback, ROFC-LF),结合 UEP 特性和对文献[22~25]的分析,提出不等差错保护的避环 ROFC-LF 码用于 UANs.

ROFC-LF 编码机制是适合 UANs 的无速率编码,比 OFC 的开销低,反馈包数量少,其为数据的传输提供等差错误保护(Equal Error Protection, EEP)^[26].然而,对于网络拓扑动态变化的 UANs 而言,需要使用具有 UEP 功能的编码机制来处理原始数据包.因此,本文改进 ROFC-LF 的编解码算法,提出了不等差错保护的避环 ROFC-LF 码用于 UANs 传输具有 UEP 特性的多媒体数据.本文的主要贡献概括如下.

(1)针对 UANs 的带宽窄、延时长和能量受限等特点,分析了 ROFC-LF 机制在建立阶段的连通组件中环节的形成带来的弊端,提出数据不等差错保护和避环的优化目标.根据优化目标,对 ROFC-LF 码算法进行改进,提出了不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制,利用算法 1 避免了 ROFC-LF 码最大组件形成环的问题,避免了无效编码包,在提高信道利用率、减少能耗的同时,能更快地恢复重要性数据.

(2)采用了权重策略和优先级策略实现不等差错保护;改变建立阶段权重占比,可以调节数据的恢复速度;提高重要数据占比,在编码包总数量不变的前提下加快了重要数据的恢复;完成阶段采用集合优先级策略,在不影响次要数据的恢复前提下能快速恢复重要数据信息,实现了对数据的不等差错保护.

(3)基于随机图理论分析了不等差错保护的避环 ROFC-LF 码解码所有原始包需要的编码包数量和解码不同重要性数据需要的编码包数量问题.理论分析和仿真实验表明,该编码机制在恢复重要性数据、次要数据和恢复所有数据三方面均具有较好的性能,适用于网络拓扑结构高度动态变化的 UANs 传输重要性不等的多媒体数据.

2 相关工作

相比有线网络和陆上无线传感器网络, UANs 多媒体数据的可靠传输面临着更多挑战.一方面,水下环境复杂多变以及网络拓扑结构高度动态变化,这就需要尽可能地传输重要的多媒体数据信息;另一方面,除了保证重要数据更快传输,还需考虑节能、有效的利用带宽资源等问题.因此, UANs 需要开销低、反馈少、能对多媒体数据实现不等差错保护的高效编码机制.近几年,学者们将喷泉码用于 UANs 来实现 UEP 特性和可靠传输^[2,3,5].喷泉码是基于二部图的高性能稀疏无码率编码,编码冗余少,对于恢复 k 个原始包,需要 n ($n \geq$

k 个编码包^[7]. 喷泉码具有简单的编译码算法、较小的编译码开销和较低的编译码复杂度, 适用于删除信道. 为了更好地控制喷泉码的编解码过程, Cassuto 等人^[21]提出的 OFC 备受关注, 其具有在线编解码能力, 能根据任何给定的解码状态计算出最优的编码策略, 无速率编码, 相比 LT 码和 Growth 码, OFC 在译码开销方面也具有较好的性能.

在完成阶段, 虽然 OFC 已是寻找最优策略进行编码, 但接收方仍然丢弃了很多已经成功接收的编码包. OFC 通过反馈实现在线性能, 接收者能够控制和监督编解码过程, 但是对于半双工通信的 UANs 而言, OFC 的反馈包数量过多. 传输无用的编码包和过多的反馈包将降低了信道利用率, 缩短了网络生命周期. 因此, 适用于 UANs 的 OFC 应该不传输无用的编码包且具有较少的反馈. 综上所述, OFC 不能直接用于 UANs. 文献^[26, 27]根据 UANs 的特点, 提出了适用于 UANs 的 OFC 编码机制, 其中文献^[26]给出了解码相同数量的原始包, ROFC-LF 码开销更低, 比如成功解码 1 000 个原始包, Growth 码的开销约为 0.5, LT 码的开销约为 0.4, OFC 码的开销约为 0.2, 而 ROFC-LF 码的开销约为 0.05; 可见, ROFC-LF 码更适合 UANs. ROFC-LF 编码机制对数据进行等差错误保护, 无法优先恢复重要数据, 本文根据 UANs 的特点, 结合 UEP 特性, 对 ROFC-LF 编码机制的编解码算法进行改进, 提出了具有不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制. 因此, 本文相关的研究工作主要包括不等差错保护和 ROFC-LF 编码机制.

2.1 不等差错保护

具有不等重要性的数据需要在信道编码时对重要等级的数据进行保护, 这就是不等差错保护 (Unequal Error Protection, UEP), 也就是为重要数据 (Most Important Data, MID) 和次重要数据 (Least Important Data, LID) 提供不同程度的保护, 从而使 MID 能够被优先恢复出来^[5, 6, 12-20, 22-25]. UANs 网络拓扑动态变化及水声信道带宽窄, 导致了需要尽快恢复重要的多媒体数据; 因此, UANs 多媒体数据的传输需要采用 UEP 保护, 让 MID 尽快恢复.

喷泉码是无码率码, 无须考虑水声信道删除概率, 且编译码简单, 因此, 很多学者研究喷泉码的不等差错保护. 近几年, 随着具有在线控制能力的 OFC^[21]提出, 很多学者着手研究 OFC 的性能, 与喷泉码相比, OFC 具有良好的实时性能及编译码开销低等优点, 因此, 具有 UEP 特性的 OFC 引起学者关注^[22-25]. 目前, OFC 实现 UEP 特性主要有四种方法, 权重、扩展窗、按序窗口和优先级. 权重是通过给 MID 和 LID 添加不同权重比例来实现 MID 恢复的比 LID 更快. 扩展窗策略主要通过以不同概率选择扩展窗的方式来提高 MID 参与编码的概率. 按序窗口和优先级主要根据数据的重要等级顺

序来依次编解码.

(1) 权重策略

假设有 k 个原始包, 原始包序号越小优先级越高, 根据数据优先级划分为 r 个等级集合, 即 $s_1, s_2, s_3, \dots, s_r$; 这些等级集合分别包含 $\alpha_1 k, \alpha_2 k, \alpha_3 k, \dots, \alpha_r k$ 个原始包, 其中, $\sum_{i=1}^r \alpha_i = 1$, 如图 1 所示. r 个等级集合的数据重要性随着 r 的增大而降低. 权重策略就是给 r 个等级集合分配被选择的权重, 通过权重不同达到 MID 的优先恢复的目的.

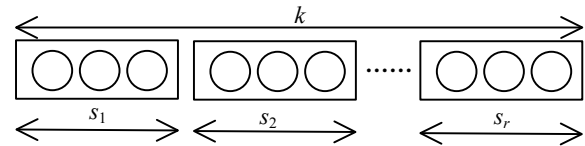


图1 等级集合

(2) 扩展窗策略

和权重策略相同, 首先将数据根据重要性划分为 r 个等级集合. 设置第 1 个窗口 $W_1 = s_1$, 第 2 个窗口 $W_2 = s_1 + s_2$, 以此类推, 第 n 个窗口 $W_n = \sum_{i=1}^n s_i (1 \leq n \leq r)$. 根据窗口选择分布函数 $P(x) = \sum_{n=1}^r P_n x^n$, 预先给第 n 个窗口设置选择概率 P_n , r 个窗口的选择概率和为 1. 首先通过窗口选择概率 P_n 选定窗口 W_n , 然后再从窗口 W_n 中随机选择原始包编码.

(3) 按序窗口策略和优先级策略

根据图 1 设置的数据等级集合, 按照等级顺序完成数据的编解码. 也就是先完成集合 s_1 所有原始包的编解码, 再去编解码集合 s_2 , 以此类推, 直到集合 s_r 完成数据的编解码.

2.2 ROFC-LF 编解码机制

ROFC-LF 编解码过程由建立阶段和完成阶段组成, 两个阶段的解码图用一部图表示, 如图 2 所示. 图 2 中的一个节点表示一个原始包, 一条边表示由两个原始包异或产生的一个编码包. 已被成功解码的原始包表示为黑色节点, 未被成功解码的原始包表示为白色节点. 图 2 中标记了部分节点 (k_1, k_2, k_3, k_4, k_5 和 k_6) 和边 (E_1, E_2 和 E_3). 连接到一起白色节点及其连边称为一个连通组件 (the Connected Component), 没有任何一个白色节点连接到其所在的连通组件之外. 一个单独的白色节点也称为一个连通组件. 连通组件中白色节点的数量称为连通组件大小 (the Size of Connected Component). 解码图中组件大小最大的连通组件称为最大连通组件 (the Largest Connected Component). ROFC-LF 详细的编解码过程如下.

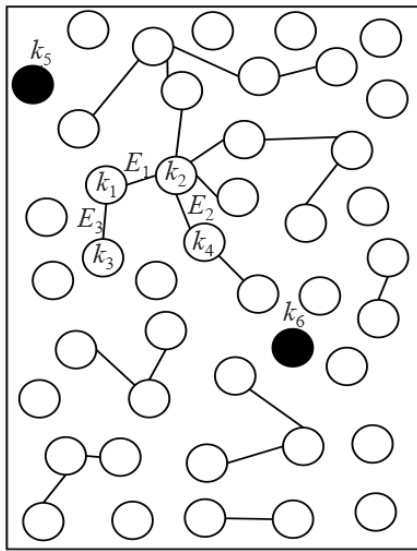


图2 解码图

(1)编码过程

在建立阶段,发送方在所有原始包中随机选取 2 个原始包进行编码,形成和发送度 2 的编码包,直到接收到含“解码图中最大连通组件已达到 $k\beta_0$ ”的反馈包(β_0 是一个预设的小数,指最大组件的大小与所有原始包数量的比值)。根据反馈信息,发送者从所有原始包中随机选择一个原始包,形成和发送度 1 的编码包,直到收到含“最大组件解码成功”的反馈包。

在完成阶段,发送方根据反馈信息,将所有原始包分为成功解码的原始包集合 $Y_i(|A|, SNs)$ 和未成功解码的原始包集合 $W_i(k - |A|, SNs)$, i 表示反馈的次数。发送方接收到反馈包后,根据反馈包中原始包解码状态信息更新集合 $W_i(k - |A|, SNs)$ 和 $Y_i(|A|, SNs)$ 。发送方根据类型 1 与类型 2 编码包的优化比从集合 $W_i(k - |A|, SNs)$ 中随机选择原始包进行递归编码,发送类型 1 和类型 2 编码包,直到接收到含“所有原始包解码成功”信息的反馈包。类型 1 和类型 2 编码包定义如下。

类型 1: 随机从集合 $W_i(k - |A|, SNs)$ 选择一个原始包形成度 1 的编码包;

类型 2: 随机从集合 $W_i(k - |A|, SNs)$ 选择两个原始包形成度 2 的编码包。

(2)解码过程

在建立阶段的初始,接收方接收度 2 的编码包,更新解码图并计算最大组件大小;当最大组件达到 $k\beta_0$ 时,接收方反馈“解码图中最大连通组件已达到 $k\beta_0$ ”的反馈包。之后开始接收度 1 的编码包,直到最大组件解码成功,然后发送“最大组件解码成功”的反馈包。

在完成阶段,接收方接收类型 1 和类型 2 的编码包,更新解码图并解码,根据前后两次的解码比例差值

$\Delta\beta$ 是否大于阈值 δ 来确定是否发送反馈包。也就是:如果连续两次的解码比例差大于 δ 就发送反馈包,发送带原始包解码状态的反馈包给发送方;否则,不发送反馈包。持续该过程,直到所有原始包解码成功。

ROFC-LF 编码机制根据反馈包中原始包的解码状态字段来获得最优编码方式,解码状态表示为

$$F'(A) = \left\{ \underbrace{0, 0, 0, 0, \dots, 1, 0, 0, \dots, 0, 1, 0}_{k \text{ bits, the number of 1 is } |A|} \right\} \quad (1)$$

其中,上式中共有 k 个比特,按照原始包序号排列,每个比特代表着一个原始包的解码状态,0 表示没有解码成功,1 表示解码成功。

3 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制

3.1 编码机制

根据文献[26]知,ROFC-LF 编码机制在开销、计算复杂度、编码效率和能耗等方面优于现有的 OFC 编码机制,适合 UANs。随着 AUV 的快速发展,导致 UANs 网络拓扑结构高度动态变化,需要快速的恢复重要性数据。但 ROFC-LF 编码机制无法完成 MID 的快速编解码,因此,需要改进 ROFC-LF 编码机制的编解码算法来实现数据的不等差错保护。根据文献[21]的推论和文献[28]随机图理论有引理 1。根据引理 1 推断出 OFC 编码机制在建立阶段形成最大组件过程中产生了环。ROFC-LF 和 OFC 两种编码机制的建立阶段编解码方式相同,因此,ROFC-LF 编码机制在建立阶段也存在环的问题。环是对解码无用的编码包,传输无用的编码包将占用信道带宽资源,增大传输延时,消耗能量。综上所述,ROFC-LF 编码机制存在两个优化目标,一是避免建立阶段最大组件环的产生;二是改进编解码算法,实现数据的不等差错保护。因此,ROFC-LF 编码机制完成以上两个目标的优化,才能更好地适用于网络拓扑动态变化的 UANs 具有不等重要性的多媒体数据传输。

引理 1 OFC 编码机制在 $c > 1$ 的随机图 $G(k, c/k)$ 中,除大组件外,几乎所有组件的大小都是 $O(\log k)$,带环小组件的数量是非常少的。其中, c 是每个原始包平均被选择的次数, k 是原始包数量, O 表示渐进上界^[21,28]。

(1)环的问题

根据引理 1,ROFC-LF 编码机制在建立阶段最大组件形成过程中会产生环,如图 3 所示。图 3 中,圆圈表示原始包,圈与圈之间的边表示编码包;蓝色圈构成了解码图的最大组件,继续发送 4 个度 2 编码包,会产生有用的编码包(蓝线)和无用编码包(带×标志的蓝线)。图 3 中有编码包 $E_1 = k_1 \oplus k_2$, $E_2 = k_2 \oplus k_4$, $E_3 = k_1 \oplus k_3$ 和 $E_4 = k_3 \oplus k_4$, 如果原始包 k_1 解码成功,则通过编码包 E_1 、

E_2 和 E_3 , 能解码成功原始包 k_2 、 k_3 和 k_4 . 因此, 编码包 E_4 是冗余的、无用的编码包, 同时使得图 3 中形成了含 k_1 、 k_2 、 k_3 和 k_4 的环, 可见, 环是对解码无用的.

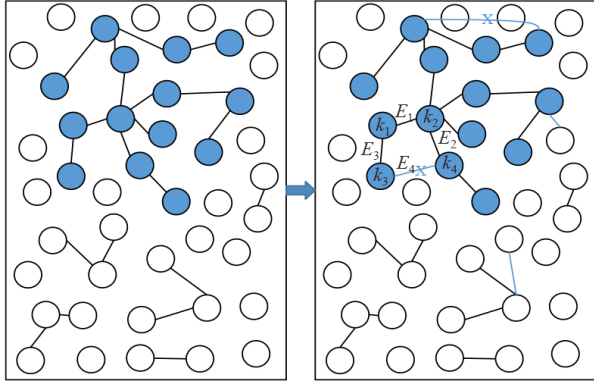


图3 存在环的最大组件

假设当解码图中的最大组件达到 $k\beta$ ($k\beta < k\beta_0$) 时, 继续发送一个度 2 编码包, 只要选择的两个原始包在目前最大组件 $k\beta$ 中, 就会产生环. 从最大组件 $k\beta$ 中选择两个原始包的种类有 $C_{k\beta}^2$ 种类型, 从所有原始包 k 中选择两个原始包的种类有 C_k^2 种类型, 则该编码包使得最大组件产生环的概率为 $P_{\text{cycles}} = C_{k\beta}^2 / C_k^2 = \beta(k\beta - 1) / (k - 1)$, 如图 4 所示. 从图 4 看出, 随着当前最大组件占比的增大, 发送的下一个编码包使得最大组件产生环的概率逐渐增大. 例如原始包数量 $k = 1000$, $\beta_0 = 0.65$, $\beta = 0.6$ 时, 发送的下一个编码包使得最大组件产生环的概率 $P_{\text{cycles}} \approx 0.3$. 建立阶段最大组件是随着发送编码包数量的增加而不断增大的过程. 根据当前最大组件的大小, 能计算出下一个编码包使得最大组件产生环的概率. 从图 4 可知, 当前最大组件越大, 发送的下一个编码包使得最大组件产生环的概率越大. 由此推断, 最大组件形成过程中会产生一定数量的环. 对于延时大、带宽窄的 UANs 而言, 应该减少无用编码包的数量, 环是对解码无用的编码包, 因此, 在 UANs 中, 采取措施避免最大组件形成环是非常重要的.

根据香农定理知, 信道容量 $C = B \log_2(1 + S/N)$ (bit/s), 其中, B 是信道带宽 (Hz), S 是信道内所传信号的平均功率 (W), N 是信道内部的高斯噪声功率 (W). 对于噪声干扰严重的水声信道而言, 信道容量可理解为信道能够达到的最大数据传输速率 (bit/s). 由于水声信道带宽窄, 一般是在几千赫兹到几万赫兹之间, 导致信道最大数据传输速率较低; 如果在数据传输速率较低的信道上, 再传输无用的编码包, 将降低带宽的利用率; UANs 能量受限, 传输无用编码包将增大网络能量消耗, 缩短网络生命周期. 则应用于 UANs 中的编码机制

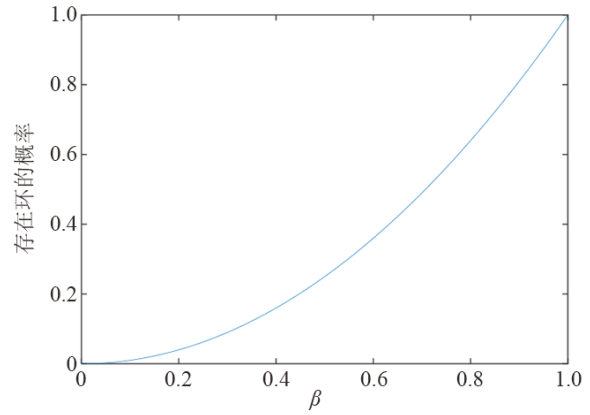


图4 下一个编码包使得最大组件产生环的概率

应避免最大组件形成环; 对于误码率高的 UANs, 需要增加有效反馈来避免最大组件形成环; 因此, 本文提出算法 1 避环算法来改进 ROFC-LF 的建立阶段, 避免解码图中最大组件产生环, 提出避环 ROFC-LF 编码机制.

算法 1 避环算法

输入: 存储最大组件原始包序号数组为 D , 存储被选择的原始包序号数组为 pos ; 常数 $h = 0$

输出: 最后选中的 2 个原始包的序号 m 和 n

1. 首先, pos 置空, 然后, 发送方随机从 k 个原始包中选择 2 个原始包 k_m 和 k_n ; 存储 2 个原始包序号 m 和 n 到数组 pos
2. FOR $i = 1:1:|\text{pos}|$ DO
3. FOR $j = 1:1:|D|$ DO
4. IF $\text{pos}(i) = D(j)$ THEN
5. $h = h + 1$
6. END IF
7. END FOR
8. END FOR
9. IF $h = 2$ THEN
10. goto line (1)
11. END IF

表 1 给出了最大组件占比 β_0 对 ROFC-LF 和避环 ROFC-LF 两种编码需要的编码包和反馈包数量的影响. $N_{\text{ROFC-LF}}^e$ 和 $N_{\text{CAROFC-LF}}^e$ 分别表示 ROFC-LF 和避环 ROFC-LF 需要的编码包数量, $N_{\text{ROFC-LF}}^f$ 和 $N_{\text{CAROFC-LF}}^f$ 分别表示 ROFC-LF 和避环 ROFC-LF 需要的反馈包数量. 根据文献 [26] 的 ROFC-LF 编码机制设置仿真参数, 原始包数量 $k = 1000$, 反馈限制 $\delta = 0.01$, 情况 1 类型编码包占比为 0.1. 仿真实验结果表明: 避环 ROFC-LF 编码机制比 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量平均减少了 2.4%, 验证了避环的有效性.

(2) 不等差错保护

根据表 1 知, 最大组件占比 β_0 越大, 避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量和反馈包数量均越少. 考

表 1 β_0 对两种编码机制的编码包和反馈包数量的影响

β_0	$N_{\text{ROFC-LF}}^e$	$N_{\text{ROFC-LF}}^f$	$N_{\text{CAROFC-LF}}^e$	$N_{\text{CAROFC-LF}}^f$
0.3	1 036	16	1 038	16
0.4	1 040	15	1 031	15
0.5	1 054	14	1 030	14
0.55	1 062	13	1 028	13
0.65	1 087	11	1 026	11

考虑到 UANs 资源的局限性,最大组件占比 β_0 越大,避环 ROFC-LF 编码机制越适用于 UANs. 根据文献 [22~25] 知,目前建立阶段采用权重策略,最大组件占比相对较大;因此,本文在建立阶段采用权重策略. 当建立阶段确定了权重比例后,选择 MID 集合和 LID 集合的概率也就确定了. 为了让 MID 更快地完成编解码,完成阶段选择基于优先级的策略来保证最重要的数据能很快完成编解码. 综上,为了实现避环 ROFC-LF 编码机制对数据的不等差错保护功能,建立阶段引入权重策略,完成阶段按数据优先级划分的等级集合序号顺序,从小到大逐个等级完成编解码,达到 MID 快速恢复的目的.

ROFC-LF 编码机制建立阶段通过不同权重实现 MID 优先编码,也就是让权重高的原始包多参与编码,通过权重来控制不同重要性数据参与编码的频繁程度;完成阶段直接按等级集合序号顺序完成编解码. 通过权重和数据优先级两项策略来实现 ROFC-LF 编码机制对数据的不等差错保护. 结合算法 1 避环算法,对 ROFC-LF 编码机制的编解码算法进行改进,提出了不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制.

3.2 编解码算法

不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制建立阶段采用权重策略,和 2.1 节的权重策略相同,同样假设有 k 个原始包,原始包序号越小优先级越高,划分 r 个等级集合, $s_1, s_2, s_3, \dots, s_r$, 分别包含 $\alpha_1 k, \alpha_2 k, \alpha_3 k, \dots, \alpha_r k$ 个原始包,其中, $\sum_{i=1}^r \alpha_i = 1$,如图 1 所示. 建立阶段在形成最大组件之前,均是发送度 2 的编码包. r 个等级集合,一共有 $r+1$ 种类型的原始包选择方法,同时产生 $r+1$ 种类型的编码包集合,编码包集合记为 $C_1, C_2, C_3, \dots, C_r, C_{r+1}$,如图 5 所示. 编码包集合 C_1 是从原始包等级集合 s_1 中随机选择 2 个原始包,形成和发送的度 2 的编码包;编码包集合 C_2 是从原始包等级集合 s_2 中随机选择 2 个原始包,形成和发送度 2 的编码包;编码包集合 C_r 是从原始包等级集合 s_r 中随机选择 2 个原始包,形成和发送度 2 的编码包;编码包集合 C_{r+1} 是从 k 个原始包中随机选择 2 个原始包,形成和发送度 2 的编码包. 产生 C_{r+1} 编码包集合的原因是为了让各个独立的编码包集合连通起来形成最大组件. $r+1$ 个原始包集合被选择的概率分别为 $q_1, q_2, q_3, \dots, q_r, q_{r+1}$,且 $q_1 + q_2 + q_3 + \dots + q_r +$

$q_{r+1} = 1$. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制达到最大组件后,在 k 个原始包中随机选择一个原始包,发送度 1 的编码包直到最大组件解码成功. 完成阶段采用数据优先级策略编解码,即按着等级集合序号从小到大依次完成编解码. 结合算法 1,详细的编解码过程见算法 2.

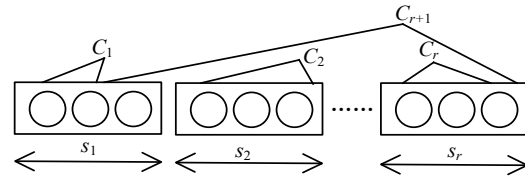


图 5 编码包集合

4 编解码分析

不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在建立阶段避免了最大组件形成环,减少了无用编码包的数量,导致建立阶段的编码过程不是完全随机选择;该编码机制在完成阶段限制了反馈包数量,导致完成阶段未解码原始包集合更新不及时,在编码过程中可能出现重复的编码包;因此,基于这两个原因无法直接分析不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制. 当不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在建立阶段不进行避环设置,在完成阶段不限制反馈时,为不等差错保护的 ROFC 编码机制,标记为 UEPROFC 编码机制;UEPROFC 编码机制在建立阶段是随机选择原始包进行编码,完成阶段不限制反馈,每个等级集合在完成阶段的编解码方式和 ROFC 编码机制完成阶段的编解码方式一致(详情见文献[26]),保证了完成阶段产生的编码包基本上都是有用的. 因此,当信道丢包率 $\epsilon = 0$ 时,本文优先分析 UEPROFC 编码机制,然后根据 UEPROFC 和不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制的区别来分析不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制.

UEPROFC 编码机制在建立阶段采用权重策略,给 r 个等级集合 $(s_1, s_2, s_3, \dots, s_r)$, 设置 r 个权重占比 $q_1, q_2, q_3, \dots, q_r$, 根据权重占比,不均匀地选择等级集合 s_i , 然后在选中的集合中随机选择原始包编码;再通过在所有 k 个原始包中随机选择原始包编码,最终解码图达到最大组件 $k\beta_0$. 根据文献 [21, 26] 知,当 ROFC 编码机制建立阶段最大组件达到 $k\beta_0$ 时,解码图记为 $g(k, c/k)$. 根据文献 [29] 第 10 章随机图理论知,解码图中的节点代表着原始包, c 表示每个原始包被平均选择的次数. 根据文献 [29] 第 10 章随机图理论和 [21, 26] 有引理 2, 引理 2 给出了 c 和 β_0 之间的关系.

引理 2 最大连通组件占比 β_0 和每个原始包平均被选择的次数 c 之间满足以下关系:

算法 2 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编解码过程

输入: k 个原始包; 存储最大组件原始包序号 D ; 集合 $s_1, s_2, s_3, \dots, s_{r+1}$;

权重 $q_1, q_2, q_3, \dots, q_r, q_{r+1}$

输出: 编码包数量, 反馈包数量

1. WHILE 未成功解码 DO
2. 建立阶段
3. WHILE 发送方未收到含“达到最大组件”反馈 DO
4. 根据 r 个集合的权重选择集合 $s_j (1 \leq j \leq r+1)$, 在集合 s_j 随机选择 2 个原始包 k_m 和 k_n
5. 执行算法 1
6. 2 个原始包编码, 发送该编码包, 记录编码包数量; 重构最大连通组件; 判断 2 个原始包序号是否属于最大组件, 然后决定 2 个原始包的序号是否存储到 D
7. IF 最大组件大小 $|D| \geq k\beta_0$ THEN
8. 接收方发送含“已达到最大组件”反馈包, 反馈包数量加 1
9. END IF
10. END WHILE
11. WHILE 解码的原始包数量 $k\beta < k\beta_0$ DO
12. 在所有原始包中随机选择 1 个原始包, 发送度 1 的编码包, 记录编码包数量; 接收方解码并更新已解码的原始包数量
13. END WHILE
14. 接收方向发送方发送含“原始包解码状态”和“最大组件已解码”的反馈包, 反馈包数量加 1
15. 完成阶段
16. 发送方根据最大组件解码成功的反馈包信息, 更新未成功解码的原始包集合 $W_j (k - |A|, \text{SNs})$
17. 根据原始包划分的等级集合, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制将集合 s_j 中未解码原始包集合表示为 $W_j^i (\alpha_j k - |A^i|, \text{SNs})$, 已解码集合为 $A_j^i (|A^i|, \text{SNs})$
18. FOR $j = 1:1:r$ DO
19. IF 集合 s_j 没有解码成功 THEN
20. 根据度 1 和度 2 编码包各自所占概率, 从集合 $W_j^i (\alpha_j k - |A^i|, \text{SNs})$ 选择原始包递归编码, 记录编码包数量, 并解码; 若收到含“所有原始包的解码状态”信息的反馈包, 则更新集合 $W_j^i (\alpha_j k - |A^i|, \text{SNs})_j$ 随着反馈次数更新
21. IF 连续两次的解码比例差 $\Delta\beta \geq \delta$ THEN
22. 接收方发送包含“原始包解码状态”的反馈包, 反馈包数量加 1
23. END IF
24. END IF
25. END FOR
26. END WHILE

$$\beta_0 + e^{-c\beta_0} = 1 \quad (2)$$

根据随机图理论和文献[22]知, 当概率 q_{r+1} 趋近于 0 时, UEPROFC 编码机制建立阶段能被当作 r 个独立的建立阶段, r 个等级集合互不影响. 否则, 次要等级集合中的小组件将和重要等级集合形成的大组件相连, 影响 MID 的恢复速度. 划分 r 个等级集合, 只有在概率

q_{r+1} 范围内选择原始包时, 才能形成最大组件. 当最大组件达到 $k\beta_0$ 时, 标记 r 个等级集合中最大组件占比分别为 $\beta_{01}, \beta_{02}, \beta_{03}, \dots, \beta_{0r}$. 每个等级集合中每个原始包被平均选择的次数记为 $c_1, c_2, c_3, \dots, c_r$. 因此, 根据引理 2, UEPROFC 达到最大组件 $k\beta_0$ 时, 根据归一化可认为每个等级集合中的原始包也达到了每个等级集合中的最大组件, 因此, 每个等级集合的最大组件占比和原始包平均被选择的次数之间满足以下关系:

$$\begin{cases} \beta_{01} + e^{-c_1\beta_{01}} = 1 \\ \beta_{02} + e^{-c_2\beta_{02}} = 1 \\ \beta_{03} + e^{-c_3\beta_{03}} = 1 \\ \vdots \\ \beta_{0r} + e^{-c_r\beta_{0r}} = 1 \end{cases} \quad (3)$$

其中, 相对应等级集合中每个原始包被平均选择的次数跟相对应等级集合被选择的概率成正比, 跟相对应等级集合中原始包的数量成反比; 因此, $c_1, c_2, c_3, \dots, c_r$ 之间比值设置为

$$c_1 : c_2 : c_3 : \dots : c_r = \frac{q_1}{\alpha_1 k} : \frac{q_2}{\alpha_2 k} : \frac{q_3}{\alpha_3 k} : \dots : \frac{q_r}{\alpha_r k} \quad (4)$$

建立阶段, UEPROFC 编码机制的 r 个等级集合中原始包, 通过概率 q_{r+1} 在所有原始包中随机选择原始包, 最后达到最大组件 $k\beta_0$, 因此, 有

$$\alpha_1 k\beta_{01} + \alpha_2 k\beta_{02} + \alpha_3 k\beta_{03} + \dots + \alpha_r k\beta_{0r} = k\beta_0 \quad (5)$$

化简式(5)得:

$$\alpha_1 \beta_{01} + \alpha_2 \beta_{02} + \alpha_3 \beta_{03} + \dots + \alpha_r \beta_{0r} = \beta_0 \quad (6)$$

结合式(3)~(6), 能得到引理 3.

引理 3 给定 $q_1, q_2, q_3, \dots, q_r$ 和 $\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \dots, \alpha_r$, 可以计算得出 $c_1, c_2, c_3, \dots, c_r$ 和 $\beta_{01}, \beta_{02}, \beta_{03}, \dots, \beta_{0r}$.

$$\begin{cases} \beta_{01} + e^{-c_1\beta_{01}} = 1 \\ \beta_{02} + e^{-c_2\beta_{02}} = 1 \\ \beta_{03} + e^{-c_3\beta_{03}} = 1 \\ \vdots \\ \beta_{0r} + e^{-c_r\beta_{0r}} = 1 \\ c_1 : c_2 : c_3 : \dots : c_r = \frac{q_1}{\alpha_1 k} : \frac{q_2}{\alpha_2 k} : \frac{q_3}{\alpha_3 k} : \dots : \frac{q_r}{\alpha_r k} \\ \alpha_1 \beta_{01} + \alpha_2 \beta_{02} + \alpha_3 \beta_{03} + \dots + \alpha_r \beta_{0r} = \beta_0 \end{cases} \quad (7)$$

推理 1 根据引理 3, UEPROFC 编码机制建立阶段需要的度 2 编码包数量 $N_{d=2}^{\text{bp}}$ 为

$$N_{d=2}^{\text{bp}} = \frac{1}{2} \alpha_1 k c_1 + \frac{1}{2} \alpha_2 k c_2 + \frac{1}{2} \alpha_3 k c_3 + \dots + \frac{1}{2} \alpha_r k c_r \quad (8)$$

证明 根据随机图理论知, 在等级集合 s_1 中有 $\alpha_1 k$ 个原始包, 一共被选择 $\alpha_1 k c_1$ 次, 系数 1/2 表示一个编码包由 2 个原始包编码得来, 因此, 等级集合 s_1 中一共发送 $\alpha_1 k c_1 / 2$ 个编码包; 以此类推, 建立阶段期望发送的度 2 的编码包数量为 $N_{d=2}^{\text{bp}}$. 证毕.

UEPROFC 编码机制和 ROFC 编码机制建立阶段均是最大组件达到 $k\beta_0$, 然后随机从所有原始包中选择原始包来解码最大组件, 因此, 建立阶段期望传输的度 1 的编码包数量为

$$N_{d=1}^{\text{bp}} = 1/\beta_0 \quad (9)$$

引理 4 根据文献[21, 26]及随机图理论知, 建立阶段结束, 去除最大组件的解码图也是一部图, 记为 $G(t, t/d)$, 其中 $t=(1-\beta_0)k$, $d=(1-\beta_0)c$; 图 $G(t, t/d)$ 期望的边数为 $td/2$.

推理 2 完成阶段, UEPROFC 编码机制有用的编码包分为建立阶段未解码的度 2 的编码包, 完成阶段度 1 和度 2 的编码包. 由于 UEPROFC 完成阶段传输的编码包都是对解码有用的, 因此, 完成阶段期望传输的编码包数量为

$$\begin{aligned} N_{d=1|2}^{\text{sp}} = & \alpha_1 k(1-\beta_{01})[1 - \frac{1}{2}c_1(1-\beta_{01})] \\ & + \alpha_2 k(1-\beta_{02})[1 - \frac{1}{2}c_2(1-\beta_{02})] \\ & + \alpha_3 k(1-\beta_{03})[1 - \frac{1}{2}c_3(1-\beta_{03})] \\ & + \cdots + \alpha_r k(1-\beta_{0r})[1 - \frac{1}{2}c_r(1-\beta_{0r})] \end{aligned} \quad (10)$$

证明 建立阶段结束后, 在等级集合 s_1 中去除最大组件 $\alpha_1\beta_{01}$ 后, 剩余的图记为 $g_1(t_1, t_1/d_1)$, 其中 $t_1=(1-\beta_{01})\alpha_1 k$, $d_1=(1-\beta_{01})c_1$, 根据引理 4, 建立阶段未解码的度 2, 编码包数量为 $t_1 d_1/2$. 以此类推, 等级集合 s_2 中建立阶段未解码的度 2 的编码包数量为 $t_2 d_2/2$. 等级集合 s_3 中建立阶段未解码的度 2 的编码包数量为 $t_3 d_3/2$. 等级集合 s_r 中建立阶段未解码的度 2 的编码包数量为 $t_r d_r/2$. 根据文献[26]的定理知, 在完成阶段平均恢复一个编码包需要一个有用的编码包. 等级集合 s_1 中未恢复的原始包数量为 $t_1=(1-\beta_{01})\alpha_1 k$, 建立阶段未解码的度 2 的编码包数量为 $t_1 d_1/2$, UEPROFC 有用的编码包分为建立阶段未解码的度 2 的编码包, 完成阶段度 1 和度 2 的编码包. 因此, 等级集合 s_1 完成阶段需要的编码包数量为 $t_1 - t_1 d_1/2 = \alpha_1 k(1-\beta_{01})[1 - c_1(1-\beta_{01})/2]$. 以此类推, 等级集合 s_2 完成阶段需要的编码包数量为 $t_2 - t_2 d_2/2 = \alpha_2 k(1-\beta_{02})[1 - c_2(1-\beta_{02})/2]$. 等级集合 s_3 完成阶段需要的编码包数量为 $t_3 - t_3 d_3/2 = \alpha_3 k(1-\beta_{03})[1 - c_3(1-\beta_{03})/2]$. 等级集合 s_r 完成阶段需要的编码包数量为 $t_r - t_r d_r/2 = \alpha_r k(1-\beta_{0r})[1 - c_r(1-\beta_{0r})/2]$. 综上, 完成阶段需要的编码包数量是各个等级集合需要的编码包数量之和. 证毕.

综上, 完全恢复 k 个原始包, UEPROFC 编码机制期望传输的编码包数量为

$$\begin{aligned} E_{\text{UEPROFC}} &= N_{d=2}^{\text{bp}} + N_{d=1}^{\text{bp}} + N_{d=1|2}^{\text{sp}} \\ &= \frac{1}{2}\alpha_1 k c_1 + \frac{1}{2}\alpha_2 k c_2 + \frac{1}{2}\alpha_3 k c_3 \\ &+ \cdots + \frac{1}{2}\alpha_r k c_r + \frac{1}{\beta_0} \\ &+ \alpha_1 k(1-\beta_{01})[1 - \frac{1}{2}c_1(1-\beta_{01})] \\ &+ \alpha_2 k(1-\beta_{02})[1 - \frac{1}{2}c_2(1-\beta_{02})] \\ &+ \alpha_3 k(1-\beta_{03})[1 - \frac{1}{2}c_3(1-\beta_{03})] \\ &+ \cdots + \alpha_r k(1-\beta_{0r})[1 - \frac{1}{2}c_r(1-\beta_{0r})] \end{aligned} \quad (11)$$

根据等级集合划分原则, 第一个等级集合中的原始包数据是最重要的, 那么恢复最重要数据需要的编码包数量为

$$\begin{aligned} E_{\text{UEPROFC}}^{\text{MIDI}} &= \frac{1}{2}\alpha_1 k c_1 + \frac{1}{2}\alpha_2 k c_2 + \frac{1}{2}\alpha_3 k c_3 \\ &+ \cdots + \frac{1}{2}\alpha_r k c_r + \frac{1}{\beta_0} \\ &+ \alpha_1 k(1-\beta_{01})[1 - \frac{1}{2}c_1(1-\beta_{01})] \end{aligned} \quad (12)$$

根据等级集合划分原则, 恢复第 i ($2 \leq i \leq r$) 等级集合需要的编码包数量为

$$\begin{aligned} E_{\text{UEPROFC}}^i &= \frac{1}{2}\alpha_1 k c_1 + \frac{1}{2}\alpha_2 k c_2 + \frac{1}{2}\alpha_3 k c_3 \\ &+ \cdots + \frac{1}{2}\alpha_r k c_r + \frac{1}{\beta_0} \\ &+ \alpha_1 k(1-\beta_{01})[1 - \frac{1}{2}c_1(1-\beta_{01})] \\ &+ \cdots + \alpha_i k(1-\beta_{0i})[1 - \frac{1}{2}c_i(1-\beta_{0i})] \end{aligned} \quad (13)$$

不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制建立阶段避免了最大组件形成环, 减少了无用编码包的数量, 因此不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量少于 UEPROFC 编码机制; 由于不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在完成阶段限制了反馈包数量, 导致未解码集合不能及时更新, 可能产生重复的度 1 和度 2 的编码包. 因此, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制期望的编码包数量与 UEPROFC 期望传输的编码包数量存在一定的大小关系.

建立阶段最大组件的大小为 $k\beta_0$, 在最大组件形成过程中, 最大组件的大小由 0 到 $k\beta_0$ 增大, 随着最大组件的增大, 形成环的概率变大, 如图 4 所示. 因此, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的数据包数量将减少. 完成阶段限制了反馈包数量, 随着未解码的原始包数量由多变少, 产生重复编码包的概率增大; 根据文献[26], 当反馈限制 $\delta < 0.02$ 时, ROFC-LF 编码机制和 ROFC 编码机制需要的编码包数量基本相同; 当反馈限

制 $\delta \geq 0.02$ 时, ROFC-LF 编码机制比 ROFC 编码机制需要的编码包数量多. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制与 UEPROFC 编码机制需要的编码包数量之间的关系和 ROFC-LF 与 ROFC 需要的编码包之间的关系类似; 反馈限制 δ 的取值直接影响了不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制与 UEPROFC 编码机制需要的编码包数量之间的关系. 由于不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在建立阶段设置了避环策略, 导致建立阶段需要的编码包数量小于 UEPROFC 编码机制. 因此, 两种编码机制需要的编码包数量的大小关系分界值将稍大于 0.02.

概率 q_{r+1} 的值需要权衡, 才能满足在发送的编码包数量相对较少的情况下, 既能使得建立阶段达到最大组件又能解码较多的最重要数据. 假设 $r=2$, 在解码过程中, 此时 MID 集合形成的最大组件为 $k\beta_1$, LID 集合形成的最大组件为 $k\beta_2$, 从所有原始包集合选择原始包的概率为 q_3 , 发送的下一个编码能够在所有原始包中形成最大组件的概率为 $P_{LCC} = [(C_{k\beta_1}^1 \cdot C_{k\beta_2}^1) / C_k^2] \cdot q_3$. 如果原始包数量 k 趋近于无穷大, $P_{LCC} = 2\beta_1 \cdot \beta_2 \cdot q_3$, 其中, $0 < \beta_1 < 1, 0 < \beta_2 < 1, 0 < \beta_1 \beta_2 < \min\{\beta_1, \beta_2\}$. 则发送的下一个编码能够在所有原始包中形成最大组件的概率 $P_{LCC} < 2q_3$, 则下一个编码包能够形成最大组件的概率与 q_3 直接相关. 当发送的编码包数量 $N_{\text{send}} \geq k\beta_0$ 时, 才有可能达到最大组件, 从所有原始包集合中选择原始包编码的次数 $\text{Num} \geq k\beta_0 \cdot q_3$, 且 $k\beta_0 \cdot q_3 \geq 1$, 因此, $q_3 \geq 1/k\beta_0$. 以此类推, 概率 $q_{r+1} \geq 1/k\beta_0$. 为了尽快恢复 MID 集合, 应该尽量避免次要等级集合中的小组件和重要等级集合形成的大组件相连. 因此, $1/k\beta_0 \leq q_{r+1} \leq \eta$, 但 η 具体取值需要权衡, 本文通过仿真实验来权衡 η 最优值, 最终界定出 q_{r+1} 的最优取值范围.

5 仿真实验

通过仿真实验对本文提出的不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制进行性能评估, 为了验证该编码机制的性能, 与文献[22]的 OFC-UEP(On-line Fountain Codes with Unequal Error Protection) 编码机制、文献[23]的 OFC-URT(Online Fountain Codes With Unequal Recovery Time) 编码机制、文献[24]的 UEPOFC-SWS(UEP Online Fountain Codes with Sequential Window Strategy) 编码机制及文献[26]的 ROFC-LF 编码机制做对比实验分析. 由于对比文献之间仿真参数设置不同, 本文分别画图将提出的编码机制与以上四篇文献进行对比实验分析, 实验数据均是运行多次求平均数. 图表中用“UEPCAROFCLF”来表示不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制, 用“UEPROFC-LF”来表示不等差错

保护的 ROFC-LF 编码机制. 由于本文对比的具有 UEP 特性的 OFC^[22-24] 均设置原始包数量为 1 000, 因此, 本文仿真实验中设置原始包数量 $k=1\ 000$; 根据文献[26]的 ROFC-LF 编码机制, 设置本文提出的编码机制类型 1 编码包的占比为 0.1.

为了使仿真实验环境更接近水声信道环境, 本文结合青海湖湖试获得的优化的数据包长度进行仿真实验. 湖试的试验场景见图 6. 图 6 中一共部署了 4 个水声网络节点, 其中 Sink 部署在靠近岸边的水下, 另 3 个节点部署在湖中. 节点硬件由水声 Modem、树莓派主板、蓄电池、电缆、WIFI 模块组成. 水声 Modem 部署在水下 3~5 m 的范围内, 节点相距 1 000 m 左右. 由于调制方式和传输距离不同, 水声信道的误码率通常在 $10^{-7} \sim 10^{-3}$ 范围内. 根据文献[30]和湖试试验知, UANs 优化的数据包长度一般为 200 字节, 据此计算的信道丢包率在 $1.6 \times 10^{-4} \sim 0.798\ 3$ 之间, 该丢包率用在本节的仿真实验设置.

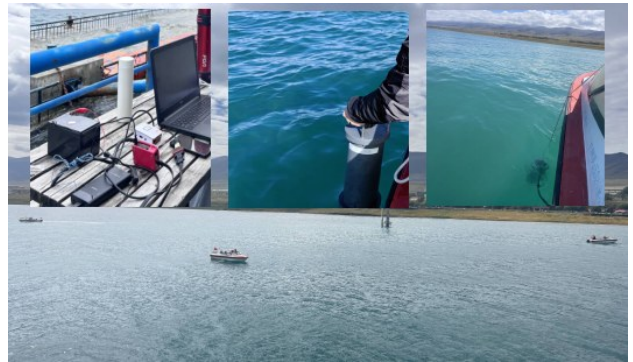


图 6 湖试的试验场景

图 7 是反馈限制 δ 对需要的编码包和反馈包数量的影响. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制将所有原始包划分为 2 个等级集合, $\alpha_1 = \alpha_2 = 0.5$. 根据文献[22] OFC-UEP 编码机制的仿真参数, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制参数设置如下: 将所有原始包划分为 2 个等级集合, $\alpha_1 = \alpha_2 = 0.5$, MID 和 LID 集合分别有 500 个原始包, 按原始包序号顺序, 前面 500 个原始包为 MID, 后面 500 个原始包为 LID; 分别从 MID 集合、LID 集合和所有原始包集合中选择原始包编码, 三个集合的权重标记为 q_1, q_2 和 q_3 , 权重比例为 $q_1:q_2:q_3 = 0.582:0.388:0.03$, 最大组件占比 $\beta_0 = 0.55$. 从图 7(a) 看出, 当 $\delta < 0.027\ 5$ 时, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码需要的编码包数量少于 UEPROFC; 当 $\delta > 0.027\ 5$ 时, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量多于 UEPROFC; 因此, 实验结果完全符合第 4 节的理论分析. 从图 7(b) 看出, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的反馈包数量明显少于 UEPROFC 编码机制需要的反馈包数量. 由于 UANs 采用半双工通

信,过多的反馈包将增大水声信道冲突,大量冲突导致信道无法通信.因此,UEPROFC 不适用于 UANs,有反馈限制的不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制是适用于 UANs 的.权衡编码包和反馈包数量,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制选择反馈限制 $\delta=0.02$.

根据第 4 节的理论分析知,概率 q_{r+1} 需要满足 $1/k\beta_0 \leq q_{r+1} \leq \eta$,但无法通过理论分析得出具体的取值范围,因此,借鉴文献[26]和文献[31],通过仿真实验来界定概率 q_{r+1} 的最优取值范围.仿真参数设置和图 7 相同,其中 $\beta_0=0.55$,且将所有数据包划分成 2 个集合,则 $q_3 \geq 0.002$.同时为了防止 LID 集合中的小组件和 MID 集合中最大组件相连, q_3 在 $[0.001, 0.4]$ 范围内取值进行仿真实验,且 q_1 和 q_2 始终保持 $q_1/q_2 = 1.5$.最大组件解码成功时,解码的 MID 数量标记为 N_{MID}^D ,解码的 LID 数量标记为 N_{LID}^D ,解码最大组件需要的编码包数量记为 N_{con} ,解码所有原始包需要的编码包数量记为 N_{all} .

当概率 $q_3=0.001$ 时,10 次仿真结果见表 2.从表 2 看出,10 组仿真数据中有 4 组数据异常(表 2 中数字加粗列).可见下一个编码包能够形成最大组件的概率 $P_{LCC} < 0.002$ 时,无法保证 MID 和 LID 数据集合有效相连,和理论分析一致.由于一直在随机选择 2 个原始包进行编码,造成除最大组件外,其他组件也形成了很多环(环是对解码无用的编码包),因此,在形成最大组件的过程中,也形成了很多其他较大组件,造成完成阶段仅需几个编码包就能完成编解码.当 $q_3=0.005$ 时,其

表 2 概率 $q_3=0.001$ 时,仿真结果

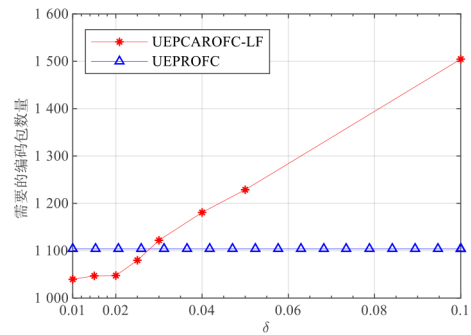
N_{con}	757	1 401	1 871	787	747	730	1 859	1 822	784	738
N_{all}	1 157	1 420	1 872	1 107	1 067	1 057	1 861	1 829	1 030	1 038

注:表 2 中 4 组加粗数字是由于概率 $q_3=0.001$ 太小,导致建立阶段发送大量编码包才能形成最大组件,因此属于异常数据.

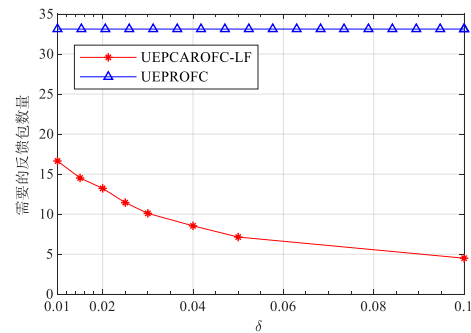
表 3 是原始包数量为 1 000 时,概率 q_3 对编解码的影响,从表 3 看出,随着 q_3 的增大,解码的 MID 相对越来越少,LID 先变少后边多(以 0.07 为界);解码所有原始包需要的编码包数量相差不大;但当 $q_3=0.008$ 和 $q_3=0.009$ 时,发送的编码包数量较多;且达到最大组件需要的编码包数量相对也较多,造成 MID 解码速度慢.因此,概率 q_{r+1} 值在 0.01 到 0.07 的范围内时,编解码性能较好.通过仿真实验得出了原始包数量为 1 000 时,划分 2 个等级集合, $\alpha_1=\alpha_2=0.5$ 时,概率 q_{r+1} 最优的取值范围.当仅有原始包数量变化时,由于 MID 和 LID 划分

表 3 原始包数量为 1 000 时,概率 q_3 对编解码的影响

q_3	0.008	0.009	0.01	0.03	0.05	0.07	0.08	0.09	0.1	0.15	0.2	0.4
N_{MID}^D	410	404	366	367	365	368	358	357	357	347	340	313
N_{LID}^D	264	248	194	192	195	195	200	201	201	206	219	242
N_{con}	801	777	730	710	711	716	703	708	708	698	700	692
N_{all}	1 070	1 063	1 054	1 048	1 056	1 050	1 046	1 049	1 044	1 050	1 051	1 043



(a) δ 对需要的编码包数量的影响



(b) δ 对需要的反馈包数量的影响

图 7 δ 对需要的编码包和反馈包数量的影响

他参数不变,仿真结果也存在一组异常数据($N_{con}=1 298, N_{all}=1 342$),因此,概率 $q_3=0.005$ 也不符合条件.综上,概率 q_{r+1} 的值要大于 0.005.

比例不变,最大组件占比不变,不会影响 MID 的速度(表 4 验证了该理论推测,原始包数量为 500).因此,在集合划分和最大组件占比不变的情况下,概率 q_{r+1} 在 $[0.01, 0.07]$ 范围内取值,本文提出的编码机制性能最优.

根据文献[26]和图 7 的仿真结果,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制反馈限制 $\delta=0.02$,反馈限制根据划分的集合数量进行控制,ROFC-LF 编码机制是等差保护,仅有一个原始包集合,设置反馈限制 $\delta=0.01$.当所有原始包划分为 10 个等级集合时,反馈限制 $\delta=0.1$.

表4 原始包数量为500时,概率 q_3 对编解码的影响

q_3	0.008	0.009	0.01	0.02	0.03	0.05	0.07	0.08	0.1
N_{MID}^D	210	204	207	191	188	188	182	179	173
N_{LID}^D	149	135	129	114	110	104	100	103	107
N_{con}	427	411	402	374	366	363	352	357	352
N_{all}	567	567	547	546	549	547	541	541	543

表5是不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制和不等差错保护的ROFC-LF编码机制对比实验,参数设置和图7参数设置相同.

从表5看出,两种编码机制需要的反馈包数量相同,而不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制需要的编码包数量比不等差错保护的ROFC-LF编码机制少66个编码包,再次验证了避环策略的有效性,符合3.1节

表5 划分2个等级集合时,两种编码机制对比实验

编码机制	编码包数量	反馈包数量	恢复MID需要的编码包数量
UEPCAROFc-LF	1 048	13	832
UEPROFC-LF	1 114	13	894

表6是不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制和OFC-UEP编码机制进行对比实验分析.根据OFC-UEP编码机制设置本文提出编码机制的仿真参数,和图7的参数设置相同.设置两个编码机制完全恢复MID所需要的编码包数量标记为 N_{MID} ,完全恢复所有原始包需要的编码包数量标记为 N_{all} .由于不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制无法直接理论分析出确定的编码包的数量,因此,表6给出了UEPROFC编码机制的具体理论分析结果.当反馈限制 $\delta=0.02$ 时,图7与第4节理论分析均能说明,不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制需要的编码包数量要少于UEPROFC编码机制需要的编码包数量,因此表6的仿真结果和理论分析相符.无论完全恢复MID还是完全恢复所有数据,不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制比OFC-UEP编码机制需要的编码包数量平均少200个编码包左右.完全恢复所有原始包,不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制仅需要1 048个编码包,而OFC-UEP编码机制需要1 226个编码包,减少了14.5%;不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制传输832个编码包就能恢复出MID,而OFC-UEP编码机制需要1 042个编码包,减少了20.2%.因此,对于单跳内传输数据量受限的UANs而言,不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制性能更好.

图8是存在丢包率 ϵ 时,发送的编码包数量与恢复的MID和LID之间关系.本文提出的编码机制根据文献[24]的UEPOFC-SWS编码机制设置仿真参数,设置 $k=1\ 000$,将1 000个原始包分成2个等级集合, $\alpha_1=\alpha_2=0.5$,即MID数量是500,LID数量也是500,MID集合、LID集合和所有原始包集合三者权重比例为 $q_1:q_2:q_3$,

的理论分析.ROFC-LF编码机制采用不等差错保护机制以后,建立阶段最大组件形成环的数量增加,完成阶段无用编码包数量增加,因此,需要的编码包数量较多.从表5看出,对于恢复相同数量的重要数据包而言,不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制仅需要832个编码包,而不采用避环策略的不等差错保护的ROFC-LF编码机制,需要发送894个编码包.结合表1,解码所有原始包,不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制需要1 048个编码包,而ROFC-LF编码机制需要1 062个编码包.可见,不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制不仅能尽快恢复MID,且传输的总编码包数量较少;因此,本文提出的编码机制适合网络拓扑动态变化的UANs.

表6 不等差错保护的避环ROFC-LF和OFC-UEP对比实验

参数	OFC-UEP 分析	OFC-UEP 仿真	UEPROFC 分析	UEPCAROFc-LF 仿真
β_{01}	0.75	0.73	0.75	0.723
β_{02}	0.35	0.37	0.35	0.377
c_1	1.848	1.815	1.848	1.776
c_2	1.231	1.227	1.231	1.255
N_{MID}	1 097上界	1 042	868	832
N_{all}	1 256上界	1 226	1 063	1 048

UEPOFC-SWS编码机制建立阶段最大组件大小是MID的0.65,而本文提出的编码机制的最大组件是在所有原始包中形成,因此,本文提出的编码机制最大组件占比 $\beta_0=0.325$.在图8中,图例中“UEPCAROFc-LF”表示权重比例为 $q_1:q_2:q_3=0.6:0.37:0.03$ 的不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制仿真结果(红色线),“UEPCAROFc-LF1”表示权重比例为 $q_1:q_2:q_3=0.75:0.22:0.03$ 的不等差错保护的避环ROFC-LF编码机制仿真结果(黑色线).图例“UEPCAROFc-LF-0”最后的“0”表示信道丢包率为0;同理,“UEPCAROFc-LF-0.1”最后的“0.1”表示信道丢包率为0.1;“UEPCAROFc-LF-0.2”最后的“0.2”表示信道丢包率为0.2;其他编码机制表示方法相同.

UEPOFC-SWS编码机制在建立阶段采用扩展窗策略实现不等差错保护,两个窗口的选择概率分别为0.6和0.4,也就是MID所在窗口选择的概率是0.6.因此,第一组权重比例设置为 $q_1:q_2:q_3=0.6:0.37:0.03$.从图8(a)看出,当权重比例为 $q_1:q_2:q_3=0.6:0.37:0.03$ 时,相比UEPOFC-SWS编码机制,本文提出的编码机制

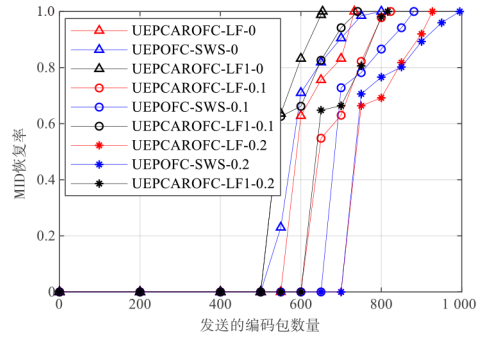
在解码初期, MID 恢复率低;但随着编码包数量的增加,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制 MID 恢复率明显变高,且信道丢包率越大,越明显;完全解码 MID, 无论是否存在丢包, 本文提出的编码机制需要的编码包数量明显少于 UEPOFC-SWS 编码机制. 由于 UEPOFC-SWS 编码机制在建立阶段除了以 0.6 的概率在 MID 中选择原始包编码外, 还以 0.4 的概率在所有原始包(所有原始包是 MID 和 LID 的总和)中选择原始包编码;而本文提出的编码机制仅以 0.6 的概率从 MID 中选择原始包编码;这是导致本文提出的解码机制在解码初期 MID 恢复率低的原因. 因此, 本文提高 MID 权重占比, 当权重比例为 $q_1:q_2:q_3=0.75:0.22:0.03$ (黑色线) 时, 明显看出, 无论是否存在信道丢包, 本文提出的编码机制 MID 恢复率高于 UEPOFC-SWS 机制.

从图 8(b) 看出, 无论是否存在信道丢包, 解码前期, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制比 UEPOFC-SWS 机制在恢复 LID 方面慢;然而, 随着编码包数量的增加, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制 LID 恢复速度明显比 UEPOFC-SWS 机制快;且完全恢复 LID 需要的编码包数量约减少 17%. 两种不同权重比例对比(红色线和黑色线), 增加 MID 的权重, 不仅能快速的恢复 MID, 且基本不影响 LID 的恢复速度. LID 完全恢复就表示所有原始包已完成编解码. 可见, 增加 MID 的权重, 不仅能快速的恢复 MID, 且不影响所有原始包的恢复速度. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在恢复 MID 和 LID 数据两方面均占一定优势, 且需要的总的编码包数量较少, 适合能源受限和误码率高的 UANs.

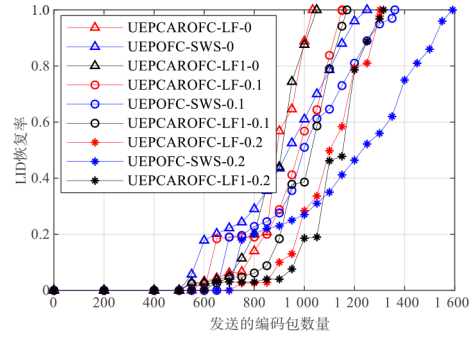
表 7 是不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制和 UEPOFC-SWS 做对比实验分析, 同样根据文献[24]的 UEPOFC-SWS 编码机制设置仿真参数, 设置 $k=1000$, 将 1000 个原始包分成 2 个等级, $\alpha_1=\alpha_2=0.5$, $q_1:q_2:q_3=0.582:0.388:0.03$; 和图 8 的原理一样, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制设置最大组件占比 $\beta_0=0.325$.

表 7 是 MID 占比变化时, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 和 UEPOFC-SWS 两种编码机制的对比实验. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 和 UEPOFC-SWS 两种编码机制需要的编码包数量分别标记为 $N_{UEPCAROFCLF}$ 和 $N_{UEPOFC-SWS}$. 从表 7 看出, 无论 MID 占比多少, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制比 UEPOFC-SWS 编码机制平均少发送 150 个左右编码包, 最少降低 8.4%, 最多降低 14.24%. 对于资源受限的 UANs 网络, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制更适合用来传输重要性不同的多媒体数据.

表 8、图 9 和图 10 是不等差错保护的避环 ROFC-LF



(a) MID 恢复率



(b) LID 恢复率

图 8 发送的编码包数量对恢复 MID 和 LID 的影响

表 7 MID 占比对编码包数量的影响

MID 占比	0.1	0.2	0.3	0.4	0.5
$N_{UEPCAROFCLF}$	1 095	1 058	1 054	1 054	1 048
$N_{UEPOFC-SWS}$	1 195	1 204	1 212	1 219	1 222

编码机制和 OFC-URT 进行对比实验. 为了和文献[23]的 OFC-URT 编码机制进行对比实验分析, 本文提出的编码机制的仿真参数是根据 OFC-URT 编码机制的仿真参数进行设置的, $k=1000$, 最大组件占比 $\beta_0=0.65$, 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制将 1000 个原始包分成 10 个等级集合, 每个等级集合有 100 个原始包, $\alpha_1=\alpha_2=\alpha_3=\dots=\alpha_9=\alpha_{10}=0.1$, 10 个等级集合以及从所有原始包中随机选择原始包进行编码的权重分别标记为 $q_1, q_2, q_3, \dots, q_{10}, q_{all}$, 比值为 $0.15:0.15:0.1:0.1:0.1:0.1:0.05:0.05:0.05:0.05:0.1$, 总和为 1.

从表 8 看出, 将原始包划分 10 个等级集合后, 两种编码机制需要的反馈包数量相差不大, 而需要的编码包数量相差 165 个, 和表 5 的结果相似, 说明设置避环策略是非常必要的. 具有不等差错保护功能的编码机制, 建立阶段最大组件形成的环的数量增加, 完成阶段无用编码包数量增加, 尤其划分 10 个等级集合后, 具有不等差错保护的编码机制无用编码包数量进一步增多, 因此, 不等差错保护的 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量达到了 1 297 个. 建立阶段最大组件形成过

程中采用避环策略后,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量明显减少,仅需要 1 132 个编码包. 从表 8 看出,恢复最重要数据,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制仅需要 786 个编码包.

表 8 划分 10 个等级集合时,两种编码机制对比实验

编码机制	编码包数量	反馈包数量	恢复 MID 需要的编码包数量
UEPCAROFCLF	1 132	25	786
UEPROFC-LF	1 297	25	952

图 9 是发送的编码包数量与恢复的原始包数量之间关系. OFC-URT1 是 OFC-URT 编码机制结构 1 的仿真实验, OFC-URT2 是 OFC-URT 编码机制结构 2 的仿真实验. 当发送的编码包数量少于 800 时,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制比 OFC-URT 编码机制原始包恢复得慢,这是由于 OFC-URT 编码机制开始先发送了部分度 1 的编码包;随着编码包数量的增加,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制比 OFC-URT 编码机制原始包恢复速度明显快,且需要的总编码包数量比 OFC-URT 编码机制少. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 与 ROFC-LF 编码机制的原始包恢复情况相差不大. 图 10 中,黄色线表示 ROFC-LF 编码机制,红色线表示不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制,结合图 10 的仿真结果,ROFC-LF 编码机制无论解码 MID 还是 LID,均需完成所有原始包编解码,需要约 1 080 个编码包. 而不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制发送约 800 个编码包就能解码 MID 集合 1,且随着编码包数量增加,其他数据集合也能快速解码;完全解码所有原始包,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制发送的编码包数量仅比 ROFC-LF 编码机制多 4.52%. 因此,结合图 10,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在不影响总体原始包恢复率的同时,能优先恢复 MID,适用于 UANs 中传输和编码具有不同等重要性的多媒体数据.

图 10 是不同等级集合原始包恢复速度与发送的编码包数量之间关系,明显看出 OFC-URT1 机制恢复 MID 需要的编码包数量最少,但是恢复 LID 需要的编码包数

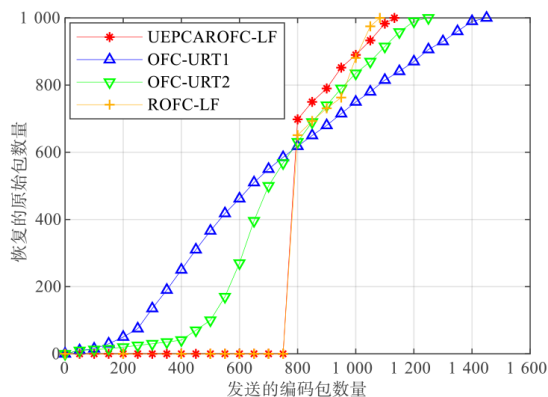


图 9 发送的编码包数量与恢复的原始包数量之间关系

对于资源受限的 UANs 而言,需要更快恢复 MID 且总的编码包数量少的编码机制,因此,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制能更好的实现不等差错保护功能.

量最多,不适合资源受限的 UANs. 不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制在恢复 MID 和 LID 两方面性能均较好,且对于恢复所有原始包而言,需要的编码包数量较少,权衡两种数据的恢复情况及总体需要的编码包数量,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制更适合 UANs.

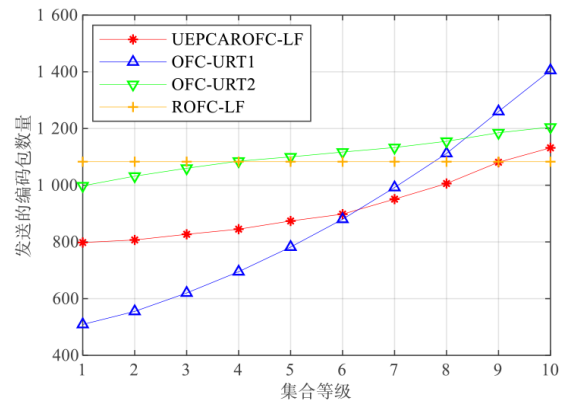


图 10 等级集合恢复速度与发送的编码包数量之间关系

6 总结

由于 UANs 具有带宽窄、时延长、能量受限、拓扑结构动态变化等特点,这些特点造成 UANs 需要尽快恢复重要的多媒体数据. 根据这一需求,本文进一步分析了 ROFC-LF 编码机制建立阶段环的问题,通过采取避环策略,有效的减少了无用编码包数量;通过采用权重和数据优先级两项策略来实现 UEP 特性,使得重要的多媒体数据优先恢复;因此,本文提出了具有 UEP 特性的避环 ROFC-LF 编码机制,并基于随机图理论对不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量和原始包数量之间的关系进行理论分析,理论分析和仿真实验结果一致. 实验结果表明:相比 ROFC-LF 编码机制,避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量平均减少 2.4%. 如果原始数据划分等级集合数量少时,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量和反馈包数量和 ROFC-LF 编码机制相差不大;如果原始数据划分等级集合数量较多时,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制需要的编码包数量和反馈包数量

比 ROFC-LF 编码机制要多;但对于恢复 MID 而言,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制比 ROFC-LF 编码机制发送的编码包数量至少减少 21.7%。不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制比 OFC-UEP 总的需要的编码包数量减少 14.5%,恢复 MID 需要的编码包数量减少 20.2%。不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制比 OFC-URT 编码机制总的需要的编码包数量少,且能快速的恢复 MID。相比 UEPOFC-SWS 编码机制,不等差错保护的避环 ROFC-LF 编码机制总体需要的编码包数量约少 200 个编码包,至少降低 8.4%,且增加 MID 的权重,不仅能快速的恢复 MID,且不影响所有原始包的恢复速度。通过理论分析和仿真实验均证明该机制在恢复 UANs MID、整体编码包数量和反馈包数量三方面具有明显优势,适合长时延和网络拓扑动态变化的 UANs 具有不等重要性的多媒体数据传输。

参考文献

- [1] ZHANG Y, ZHANG Z M, CHEN L, et al. Reinforcement learning-based opportunistic routing protocol for underwater acoustic sensor networks[J]. *IEEE Transactions on Vehicular Technology*, 2021, 70(3): 2756-2770.
- [2] JIANG S M. On reliable data transfer in underwater acoustic networks: A survey from networking perspective[J]. *IEEE Communications Surveys & Tutorials*, 2018, 20(2): 1036-1055.
- [3] XIE P, ZHOU Z, PENG Z, et al. SDRT: A reliable data transport protocol for underwater sensor networks[J]. *Ad Hoc Networks*, 2010, 8(7): 708-722.
- [4] SCHWARZ H, MARPE D, WIEGAND T. Overview of the scalable video coding extension of the H.264/AVC standard[J]. *IEEE Transactions on Circuits and Systems for Video Technology*, 2007, 17(9): 1103-1120.
- [5] ZHAO D F, WEN J, SI J X. A UEP LT codes design with feedback for underwater communication[J]. *Journal of Sensors*, 2016, 2016: 2390734.
- [6] HUSSAIN I, XIAO M, RASMUSSEN L K. Design of LT codes with equal and unequal erasure protection over binary erasure channels[J]. *IEEE Communications Letters*, 2013, 17(2): 261-264.
- [7] 蔡雅琼. 基于感知质量驱动的水下图像压缩与非对等保护研究[D]. 厦门: 厦门大学, 2018.
CAI Y Q. Underwater Image Compression and Unequal Error Protection Based on Image Perceived Quality[D]. Xiamen: Xiamen University, 2018. (in Chinese)
- [8] ESMAIEL H, QASEM Z A H, SUN H X, et al. Underwater image transmission using spatial modulation unequal error protection for Internet of underwater things[J]. *Sensors*, 2019, 19(23): 5271.
- [9] RAHMATI M, QI Z R, POMPILI D. Underwater adaptive video transmissions using MIMO-based software-defined acoustic modems[J]. *IEEE Transactions on Multimedia*, 2023, 25: 473-485.
- [10] ESMAIEL H, JIANG D C. SPIHT coded image transmission over underwater acoustic channel with unequal error protection using HQAM[C]//2013 IEEE Third International Conference on Information Science and Technology (ICIST). Piscataway: IEEE, 2013: 1365-1371.
- [11] MACKAY D J C. Fountain codes[J]. *IEE Proceedings - Communications*, 2005, 152(6): 1062.
- [12] 宋鑫, 倪淑燕, 张喆, 等. 面向不等差错保护的低误码平台 LT 编码算法[J]. *通信学报*, 2022, 43(6): 85-97.
SONG X, NI S Y, ZHANG Z, et al. Low error floor LT coding algorithm for unequal error protection[J]. *Journal on Communications*, 2022, 43(6): 85-97. (in Chinese)
- [13] 田远. 分布式不等差错保护喷泉码的研究与应用[D]. 广州: 华南理工大学, 2017.
TIAN Y. Research and Application of Distributed Unequal Error Protection Fountain Codes[D]. Guangzhou: South China University of Technology, 2017. (in Chinese)
- [14] 邓克岩. 基于喷泉码的不等差错保护传输方案研究[D]. 兰州: 兰州大学, 2017.
DENG K Y. Unequal Error Protection Transmission Scheme Based on Fountain Codes[D]. Lanzhou: Lanzhou University, 2017. (in Chinese)
- [15] 李亚芳. LT 码及其在不等差错保护方案中的研究[D]. 郑州: 郑州大学, 2017.
LI Y F. Research of LT Code and Its Unequal Error Protection Schemes[D]. Zhengzhou: Zhengzhou University, 2017. (in Chinese)
- [16] 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.
- [17] 黄太奇, 易本顺, 姚渭箐, 等. 基于规则变量节点度和扩展窗喷泉码的不等差错保护算法[J]. *电子与信息学报*, 2015, 37(8): 1931-1936.
HUANG T Q, YI B S, YAO W Q, et al. Novel scheme of unequal error protection based on regularized variable-node and expanding window fountain codes[J]. *Journal of Electronics & Information Technology*, 2015, 37(8): 1931-1936. (in Chinese)
- [18] 石东新, 杨占昕. 不等差错保护的 Raptor 码[J]. 华

- 科技大学学报(自然科学版), 2016, 44(5): 47-53.
- SHI D X, YANG Z X. Systematic raptor codes for unequal error protection[J]. Journal of Huazhong University of Science and Technology (Natural Science Edition), 2016, 44(5): 47-53. (in Chinese)
- [19] 王慧. 自适应不等差错保护喷泉编码策略研究[D]. 西安: 西安电子科技大学, 2021.
- WANG H. Adaptive Unequal Error Protection Fountain Codes[D]. Xi'an: Xidian University, 2021. (in Chinese)
- [20] 邓在辉, 同小军, 甘良才. 改进的块复制不等差错保护喷泉码[J]. 数据采集与处理, 2015, 30(3): 591-598.
- DENG Z H, TONG X J, GAN L C. Improvement of unequal error protected fountain codes based on block duplication[J]. Journal of Data Acquisition and Processing, 2015, 30(3): 591-598. (in Chinese)
- [21] CASSUTO Y, SHOKROLLAHI A. Online fountain codes with low overhead[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2015, 61(6): 3137-3149.
- [22] HUANG J X, FEI Z S, CAO C Z, et al. On-line fountain codes with unequal error protection[J]. IEEE Communications Letters, 2017, 21(6): 1225-1228.
- [23] CAI P X, ZHANG Y, PAN C Y, et al. Online fountain codes with unequal recovery time[J]. IEEE Communications Letters, 2019, 23(7): 1136-1140.
- [24] DUAN Y F, DING L H, YANG F, et al. UEP online fountain codes with sequential window strategy[C]//2020 IEEE/CIC International Conference on Communications in China (ICCC). Piscataway: IEEE, 2020: 899-904.
- [25] SHI P C, WANG Z Y, LI D Z, et al. Efficient unequal error protection for online fountain codes[J]. Journal of Systems Engineering and Electronics, 2024, 35(2): 286-293.
- [26] LIU X X, DU X J, ZHANG J L, et al. ROFC-LF: Recursive online fountain code with limited feedback for underwater acoustic networks[J]. IEEE Transactions on Communications, 2022, 70(7): 4327-4342.
- [27] 柳秀秀, 杜秀娟, 韩多亮. 水声网络按序递归与限制反馈的在线喷泉码算法与分析[J]. 电子学报, 2023, 51(7): 1734-1740.
- LIU X X, DU X J, HAN D L. Algorithm and analysis of sequential recursive online fountain code with limited feedback in underwater acoustic networks[J]. Acta Electronica Sinica, 2023, 51(7): 1734-1740. (in Chinese)
- [28] ERDÖS P, RÉNYI A. On the evolution of random graphs[J]. Publication of the Mathematical Institute of the Hungarian Academy of Sciences, 1960, 5(43): 17-61.
- [29] ALON N, SPENCER J H. The Probabilistic Method[M]. Hoboken: Wiley, 2004.
- [30] DU X J, LIU X X, SU Y S. Underwater acoustic networks testbed for ecological monitoring of Qinghai Lake[C]//OCEANS 2016 - Shanghai. Piscataway: IEEE, 2016: 1-4.
- [31] HUANG J X, FEI Z S, CAO C Z, et al. Performance analysis and improvement of online fountain codes[J]. IEEE Transactions on Communications, 2018, 66(12): 5916-5926.

作者简介



柳秀秀 女, 1989年2月出生, 河北衡水人. 2013年和2016年分别在青海师范大学获工学学士和理学硕士学位, 现为青海师范大学计算机学院在读博士生和副教授. 主要研究方向为水声网络可靠传输.

E-mail: 1154894860@qq.com



杜秀娟 女, 1970年2月出生, 河北藁城人. 天津大学计算机工学博士. 青海师范大学计算机学院教授、博士生导师. 主要研究方向为网络和信息安全、移动自组织网络和水下传感器网络.

E-mail: dxj@qhnu.edu.cn



韩多亮 男, 1994年5月出生, 甘肃张掖人. 2017年和2020年分别在青海师范大学获工学学士、理学硕士学位, 现为青海师范大学在读博士生. 主要研究方向为水声网络协议设计和优化.

E-mail: 2945219148@qq.com