水声网络动态不等差错保护在线喷泉码

赵蕾[1]，杜秀娟[2]，柳秀秀[1]，田晓静[3]
（1.青海师范大学计算机学院，青海 西宁 810008；2.上海东海职业技术学院信息工程学院，上海 200241；
3.青海理工学院计算机与信息科学学院，青海 西宁 810006）

摘要：针对水声网络带宽受限、时延显著、动态性强及能量约束等特性，使传统不等差错保护在线喷泉码存在开销高、参数静态固化及反馈频繁等问题，难以适应复杂多变水下环境，设计了一种动态自适应调整机制和低开销的动态反馈机制，依据信道与节点状态实时优化编码参数和数据优先级，以适配水声信道特性。在建立阶段，引入重要数据遍历扩展窗策略增大关键数据参与编码的概率；在完成阶段，采用顺序窗口策略确保相对重要数据优先恢复。理论分析与仿真结果表明，所提方案恢复重要数据的编码开销最多减少了41.13%，最少减少了13%；整体开销最多减少了17.44%，最少减少了4.36%；反馈开销减少了50%以上，能够显著提升水声网络在动态环境下传输不同重要性数据的效率与可靠性。

关键词：水声网络；在线喷泉码；不等差错保护；动态调整
中图分类号：TN911.22；TN929.3
文献标志码：A
doi：10.11959/j.issn.1000–436x.TXXB260164

Online fountain code with dynamic unequal error protection for underwater acoustic network

Zhao Lei[1], Du Xiujuan[2], Liu Xiuxiu[1], Tian Xiaojing[3]
1. School of Computer, Qinghai Normal University, Xining 810008, China
2. School of Information Engineering, Shanghai Donghai Vocational and Technical College, Shanghai 200241, China
3. School of Computer and Information Science, Qinghai Institute of Technology, Xining 810006, China

Abstract: Due to the characteristics of underwater acoustic networks, such as limited bandwidth, significant latency, strong dynamics, and energy constraints, traditional online fountain codes with unequal error protection were observed to suffer from high overhead, statically fixed parameters, and frequent feedback, making it difficult to adapt to complex and dynamic underwater environments, a dynamic adaptive adjustment mechanism and a low-overhead dynamic feedback mechanism were designed to optimize encoding parameters and data priorities in real time based on channel and node status, thereby accommodating the characteristics of underwater acoustic channels. During the buildup phase, a traversal expansion window strategy for important data was introduced to increase the probability of key data participating in encoding. During the completion phase, a sequential window strategy was adopted to ensure the prioritized recovery of relatively important data. Theoretical analysis and simulation results demonstrate that the proposed scheme reduces the coding overhead for recovering important data by up to 41.13% (minimum 13%), reduces the total overhead by up to 17.44% (minimum 4.36%), and reduces the feedback overhead by more than 50%. Thus, it significantly improves the efficiency and reliability of data transmission with different importance levels in dynamic underwater acoustic networks.

Key words: underwater acoustic network, online fountain code, unequal error protection, dynamic adjustment

收稿日期：2026–03–31；**修回日期：**2026–06–03
通信作者：杜秀娟，124111397@qq.com
基金项目：国家自然科学基金资助项目（No.62562053）；青海省自然科学基金资助项目（No.2024-ZJ-929）
Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (No.62562053), The Natural Science Foundation of Qinghai Province (No.2024-ZJ-929)

0 引言

随着“智慧海洋”战略的深入推进，水声网络（underwater acoustic network, UAN）作为实现水下监测、资源勘探与环境感知的关键基础设施，其重要性日益凸显[1-3]。与传统无线传感器网络相比，水声信道（underwater acoustic channel, UAC）具有带宽窄、传播时延长、误码率高、动态拓扑变化频繁以及节点能量受限等固有特性[4-5]。同时，水下节点采用电池供电，在恶劣的水下环境中充电和更换都非常困难，且可能会随着水流和其他水下活动而改变位置[6-7]。在此背景下，水下图像、视频等多媒体数据，以及关键控制指令的传输需求日益增长。这类数据通常包含不同重要等级的信息，对传输方案的不等差错保护（unequal error protection, UEP）能力提出了迫切需求。因此，需要进一步研究水下数据传输的UEP机制，也就是为重要符号（most important symbol, MIS）和次要符号（least important symbol, LIS）提供不同程度的保护。

无速率编码[8-9]的速率可以根据信道状态自适应改变，编译码算法较为简单，且性能优异，可适用于不同的应用场景，因此受到了国内外学者的高度关注。特别是在线喷泉码（online fountain code, OFC）[10]，因其不需要固定码率、编译码简单、能自适应信道状况等优点，是应对UAC长时延、高动态特性的有效方案[11-12]。将UEP机制与OFC相结合，实现对重要数据的优先、快速恢复，能够有效提升UAN在复杂环境下的整体通信效能。

然而，现有基于OFC的UEP方案仍存在以下不足：一是缺乏面向动态环境的自适应调整能力；二是未充分考虑UAN的特殊信道约束；三是反馈机制开销较大，难以直接应用于UAN。针对这些不足，本文提出了一种适用于UAN的动态不等差错保护在线喷泉码（OFC with dynamic UEP, OFC-DUEP）方案。本文的主要贡献如下。

（1）针对水下复杂多变的场景，设计了一种基于信道和节点状态的动态调整机制，自适应地调整UEP参数和数据优先级，在确保关键数据优先恢复的前提下，实现整体译码开销的优化。

（2）通过动态反馈当前重要数据集合的组件代表状态，在保证发送方获取关键状态信息的同时，最小化反馈频率。设计一种建立阶段由接收方控制反馈，完成阶段由发送方控制反馈的反馈策略，优化反馈触发条件，降低反馈开销和时延，以适应UAC的长时延特性。

（3）建立阶段引入MIS遍历扩展窗策略，确保MIS能被高效覆盖；完成阶段采用顺序窗口策略，避免已恢复的原始包仍参与后续编码。同时，基于随机图理论对所提方案的译码开销进行理论分析，通过大量仿真实验，与现有在线喷泉码不等差错保护方案进行对比，全面验证该方案在动态水声环境下的优势。

1 相关工作

1.1 现存工作

基于喷泉码的UEP方案，早期研究主要集中在LT码、Raptor码等传统喷泉码上。由Rahnavard等[13]率先提出了权重选择法，通过为不同重要程度的原始包赋予不同选择权重，提高重要符号参与编码的概率。该方法简单，但在低度值编码时，重要符号可能无法被选中。由Sejdinovic等[14]提出的扩展窗法，通过预定义的概率选择不同窗口进行编码。该方法比权重选择法更灵活，性能更优，但需要精心设计窗口结构和选择概率。Borade等[15]从信息论的角度，系统地定义了UEP的不同类型，分析了有无反馈情况下的理论性能极限，其研究表明反馈在提升UEP性能方面具有巨大潜力。黄太奇等[16]提出了一种基于分布式喷泉码和反馈机制的数据收集方案，通过两阶段编码实现UEP，引入了基于反馈的在线优化机制，通过动态调整编码策略，实现了良好的整体传输性能。Ahmad等[17]通过对重要数据进行复制以增加其被选中的概率，该方法虽能提升性能，但也增加了编译码复杂度。Fadhel等[18]提出了在预编码部分嵌入UEP比在LT编码部分嵌入UEP更能有效地降低重要和次要数据的误比特率，为设计高性能的UEP Raptor码提供了思路。文献[19]提出了一种融合扩展窗喷泉码与规则变量节点度LT码的UEP算法，通过规则变量节点度分布来优化编码二部图结构，使重要数据能够获得比仅使用扩展窗或权重选择法更低的误码率。文献[20]提出了一种面向低误码平台的系统UEP LT编码算法，通过系统码设计与两阶段度值策略的协同作用，压低了译码曲线的误码平台。这些方案虽实现了UEP，但编码过程依赖固定的度分布函数，整体开销仍然较高。在基于无速率码的

UEP 最新研究中，Yin 等[21]面向多模态通信场景，提出了基于反馈辅助的无速率码 UEP 传输方案，通过实时反馈调整编码优先级和冗余分配。Huang 等[22]针对块压缩感知图像传输，将极化码与 UEP 结合，根据图像块内容重要性提供差异化纠错保护。Cui 等[23]利用极化码的信道极化特性，通过矩阵扩展技术构建了无速率极化码 UEP 方案，将不同优先级比特映射到不同可靠性子信道。

OFC 通过引入反馈机制，使发送方能根据接收方译码状态动态调整编码策略，从而显著降低编码开销。近年来，学者将 UEP 与 OFC 相结合，形成了多种基于 OFC 的 UEP 方案。Huang 等[24]首次提出了带有不等差错保护的在线喷泉码（OFC with unequal error protection, OFC-UEP），采用加权选择和扩展窗策略，但其重要符号保护能力和开销性能仍不够理想。Cai 等[25]采用扩展窗策略实现了两种结构的不等恢复时间在线喷泉码（OFC with unequal recovery time, OFC-URT），为高优先级数据保证了较短的恢复时间，但其开销仍然较高。在此基础上，Duan 等[26]提出了基于顺序窗口的不等差错保护在线喷泉码（UEP OFC with sequential window strategy, UEPOFC-SWS），完成阶段采用顺序窗口策略进一步减少整体开销。为增加 MIS 的恢复比例，Shi 等[27]提出了一种高效不等差错保护在线喷泉码（efficient unequal error protection for OFC, EUEPOFC），在建立阶段对 MIS 采用非随机选择策略，有效提高 MIS 解码速率，减少总开销。柳秀秀等[28]针对水声网络特性，指出了 OFC 中“环”问题带来的无用编码开销，提出了水声网络不等差错保护的避环 ROFC-LF 码（circle-avoidance ROFC-LF with unequal error protection, UEPCAROFC-LF）算法，在提高 UEP 性能的同时减少了整体开销。现有方案对比如表 1 所示。

以上方案主要存在 3 个问题：一是大多数方案的 UEP 参数采用预设或通过仿真确定最优范围，且数据优先级划分简单，通常仅分为两类或少数优先级，缺乏动态调整能力；二是现有方案普遍未充分考虑 UAN 的动态特性与信道约束，一方面忽略了数据之间的依赖关系、节点电量及信道质量等动态信息对数据传输的影响，另一方面现有方案多面向陆地无线信道设计，其编码结构未针对 UAN 特性进行适配；三是反馈机制引入较大的开销和时延，尤其在长时延和低带宽的 UAN 中，缺乏对反馈频率与信息量的有效优化。综上所述，研究面向动态环境、联合优化反馈机制的自适应在线喷泉码 UEP 方案是十分必要的，可以在保障重要数据可靠传输的同时降低反馈开销，提升整体传输效率。

1.2　本文方法

基于现有在线喷泉码 UEP 方案缺乏动态环境自适应能力、未充分考虑水声信道特性以及反馈开销较大的局限性，以及现有方法在 UAN 动态拓扑与能量受限条件下难以兼顾保护强度与传输效率的不足，本文提出了 OFCDUEP 机制。该机制通过动态阈值调整与双端协同反馈，将节点状态与信道质量变化融入编码决策过程，实现编码与反馈开销的联合优化，满足 UAN 动态环境下的低开销、高可靠传输需求。

2　预备知识

2.1　不等差错保护

UEP 是对不同优先级的原始包提供不同等级的保护，广泛用于多媒体传输，如 H.264 视频传输、MPEG 图像传输等。经典的基于编码的 UEP 方法有

表 1　　**在线喷泉码不等差错保护方案对比**

方案	不等差错保护方法	关键创新点	优点	局限性
OFC-UEP[24]	权重选择/扩展窗	首次在 OFC 中实现 UEP	原理简单，实现直接	UEP 保护能力与开销平衡不佳
OFC-URT[25]	扩展窗策略	保证不同优先级数据恢复时间	满足实时流媒体需求	整体开销相对较高
UEPOFC-SWS[26]	顺序窗口策略	优化完成阶段的符号选择顺序	降低开销	窗口参数需预设，自适应差
EUEPOFC[27]	建立阶段非随机选择	优化 MIS 在初期的选择概率	加速 MIS 恢复，减少总开销	对 LIS 恢复可能造成延迟
UEPCAROFC-LF[28]	权重策略/顺序策略/避环	结合 UEP 与闭环机制，面向 UAN	综合性能好，适应 UAN	动态调整能力不佳

权重选择法、扩展窗法、复制窗法和顺序法。权重选择法[29]通过为不同重要数据分配不同的编码冗余度来实现差异化保护。扩展窗法[30]对关键数据块进行“扩展”，使其与后续数据共同参与编码，增加关键数据被保护的次数。窗口扩展等级会引入少量编码时延，但可以使重要数据获得更高等级保护。复制窗法[31]直接在编码过程中多次引入相同的数据块到新的编码窗口中，使其在独立的编码输出中多次出现，从而显著提高其抗差错能力。这种方法可以明显提升鲁棒性，降低集中丢失风险，但比扩展窗法引入更多冗余。顺序法是直接按照重要性顺序安排数据的发送和保护，即优先传输高优先级数据编码。这种方法在链路状态未知时尤为有效，因为它确保了即使带宽受限，最有价值的部分也能优先送达，但低优先级数据可能长时间延迟或被丢弃。

2.2 水下数据类型及重要性分析

针对水下通信场景，不同数据类型及其内部的数据要素，可大致分为以下几类。

（1）多媒体数据：分为图像和视频数据。图像数据主要为水下监控、探测扫描结果、科考拍摄等静态图像，其中关键信息对整幅图像质量影响更大，丢失会显著降低感知质量。在H.264压缩标准中，I帧、P帧和B帧用于表示传输的视频画面，I帧为关键帧，解码不依赖其他帧，是视频解码的基准；P帧为前向参考帧，解码需参考之前的I帧或P帧，只存储差异信息；B帧为双向参考帧，解码参考之前的I帧或P帧和之后的P帧，压缩效率高但依赖性最强。I帧是基础帧，其丢失会导致后续一组帧大面积失效，P帧的重要性紧随其后，B帧的重要性相对较低，尤其是在低带宽场景中，可能完全放弃传输B帧以节省资源[27]。

（2）控制与指令数据[28]：包括任务下发、运动控制、路径规划、传感器参数设置等，具有短小、实时性极高、内容高度敏感等特点，这类数据丢失可能导致任务失败甚至设备损坏。通常所有控制指令都是最高优先级，应绝对优先保护且保证传输可靠性。部分控制指令一旦过时即失去意义，可以在超时后直接丢弃。

（3）传感器采集数据：包括声呐扫描、温盐深数据、化学指标等环境信息，具有数据量较大、部分可压缩、时间相关性较强、某些采样点丢失对总体评估影响有限等特点。如遇突发异常情况，如温度剧变、污染物浓度激增等情况，需动态提升数据优先级。

（4）定位与状态信息：如水下航行器的位置、速度、深度、电量等状态，具有实时性要求高、丢失单个数据包可能短时间内通过推算补偿等特点。低电量节点的数据需要优先传输以避免丢失。

2.3 在线喷泉码

在线喷泉码编解码过程分为建立和完成阶段。假设原始包数量为k，在线喷泉码编解码过程如下。

（1）建立阶段：发送方随机选取两个原始包进行异或运算，产生一个度为2的编码包，将其发送给接收方。接收方接收编码包，并在解码图中将对应的源节点相连。此过程持续进行，直到在解码图中成功建立一个大小为αk的连通组件（其中$0<\alpha<1$是一个给定的参数，表示最大连通组件（large connected component, LCC）的比例），接收方进行反馈。随后，发送方随机选择并向接收方传输度为1的编码包，直到解码图中的LCC被解码。

（2）完成阶段：接收方根据解码状态统计出当前已恢复原始包与k的比值β，即当前解码率。接收方根据式(1)~式(3)计算当前最优编码包度值m^*，当m^*与当前编码包度数m不同时，反馈给发送方；或者接收方反馈当前解码率给发送方，由发送方计算m^*。发送方随机选择m^*个原始包进行异或运算，并将得到的编码包发送给接收方。接收方仅接收属于情况1或情况2的编码包并更新解码图，直接丢弃其他编码包。$P_1(m,\beta)$和$P_2(m,\beta)$分别是当前恢复率β下度值为m的编码包属于情况1或情况2的概率，两者之和称为有效概率。

$$P_1(m,\beta)=\binom{m}{1}\beta^{m-1}(1-\beta) \tag{1}$$

$$P_2(m,\beta)=\binom{m}{2}\beta^{m-2}(1-\beta)^2 \tag{2}$$

$$m^*=\arg\max_m[P_1(m,\beta)+P_2(m,\beta)] \tag{3}$$

情况1：接收到度为m的编码包是由1个未恢复的原始包与$m-1$个已恢复的原始包进行异或运算生成的。

情况2：接收到度为m的编码包是由两个未恢复的原始包与$m-2$个已恢复的原始包进行异或运算生成的。

2.4　在线喷泉码应用于水声网络相关分析

2.4.1　水声网络特性及模型

（1）在UAN中，水声信号的衰减会随着通信距离和频率的增加而增大。水声信号的衰减情况如式(4)所示。

$$A(l,f) = A_0 l^s a(f)^l \tag{4}$$

其中，l表示距离，f表示信号频率，A_0表示单位归一化常数，s表示衰减因子，$a(f)$表示吸收因子。通常，以分贝为单位的衰减可以表示为：

$$10\lg\left[\frac{A(l,f)}{A_0}\right] = s10\lg l + l10\lg a(f) \tag{5}$$

其中，等式右边第一项表示传播损耗，第二项表示吸收损耗。衰减因子s由传播的几何特性决定，例如，$s=2$表示球形传播，$s=1$表示圆柱体传播，$s=1.5$表示实际传播因子。吸收系数可以用Throp模型表示为：

$$10\lg a(f) = 0.11\frac{f^2}{1+f^2} + 44\frac{f^2}{4\,100+f^2} + 2.75\cdot 10^{-4} f^2 + 0.003 \tag{6}$$

其中，f的单位为kHz。

式(6)通常适用于几百赫兹及以上的频率信号。对于低频信号，吸收系数可以表示为：

$$10\lg a(f) = 0.002 + 0.11\frac{f^2}{1+f^2} + 0.011f^2 \tag{7}$$

（2）水声信号传播速度V：在海洋中，声速的变化相对较小。通常，声音信号在水中的传播速度在每秒1 450~1 540 m。提供水声信号的精确速度非常困难。通过大量实验，水声信号的速度可以用一个不那么精确但更简单的方程表示。

$$V = 1\,449.2 + 4.6T - 0.055T^2 + 0.000\,29T^3 + (1.34 - 0.01T)(S-35) + 0.016D \tag{8}$$

其中，T为温度（°C），S为盐度（‰），D为深度（m），V为速度（m/s）。式(8)适用于$0 \leqslant T \leqslant 35$°C、$0 \leqslant S \leqslant 45$‰和$0 \leqslant D \leqslant 1\,000$ m时的情况。

（3）水声网络环境噪声（$N(f)$）：计算环境噪声是一项极其复杂的任务。海洋中的环境噪声主要取决于4个因素：湍流（$N_t(f)$）、船舶密度（$N_s(f)$）、风力（$N_w(f)$）和热噪声（$N_{\text{th}}(f)$），与频率的函数关系分别为：

$$\begin{aligned}
10\lg N_t(f) &= 17 - 30\lg f \\
10\lg N_s(f) &= 40 + 20(h-0.5) + 26\lg f - 60\lg(f+0.03) \\
10\lg N_w(f) &= 50 + 7.5w^{\frac{1}{2}} + 20\lg f - 40\lg(f+0.4) \\
10\lg N_{\text{th}}(f) &= -15 + 20\lg f
\end{aligned} \tag{9}$$

湍流噪声仅影响极低频区域（$f<10$ Hz）。在10~100 Hz的频率范围内，由远距离航运引起的噪声占主导地位，并通过航运活动因子h进行建模，h有两个值：0或1，分别表示罕见或频繁的航运活动。由风和海浪（w为风速，单位为m/s）引起的海面运动是造成100 Hz~100 kHz频率区域（大多数声学系统使用的工作区域）噪声的主要因素。最后，当$f>100$ kHz时，热噪声占主导地位。

总噪声为：

$$N(f) = N_t(f) + N_s(f) + N_w(f) + N_{\text{th}}(f) \tag{10}$$

2.4.2　水声网络不等差错保护分析

UAC具有带宽受限、传播时延长、误码率高、拓扑动态变化频繁以及节点能量严重受限等一系列严苛特性，给高效可靠的数据传输带来了极大挑战。在此背景下，水下图像、视频等多媒体数据以及关键控制指令的传输需求日益增长，这些数据通常具备内在的重要性差异，传统等差保护机制难以满足其差异化需求。因此，UEP机制成为提升UAN传输效能的必然选择，其核心在于为MIS与LIS提供差异化的恢复能力，从而在资源受限的条件下优化整体通信性能。

OFC作为一种无速率编码方案，具有编译码简单、码率自适应、依赖反馈实现低开销等突出优点，尤其适用于长时延、高动态的水声环境。将UEP机制与OFC相结合，形成不等差错保护OFC方案，是UAN中实现分级保护的必然趋势。然而，现有不等差错保护OFC方案面向UAN时，仍存在以下问题。

（1）提升UEP性能会增加整体开销。部分方案通过提升重要符号的编码概率来增强其重要数据保护强度，虽然可以加速MIS的恢复，但往往以牺牲LIS的恢复效率、增加冗余包数量或反馈开销为代价。在高误码率、窄带宽的UAN中，过高的开销会导致信道资源浪费、能耗增加，进而影响网络生命周期。

（2）反馈机制的设计未能充分考虑水声信道特

性。OFC依赖反馈实现编码策略的动态调整，然而现有方案的反馈频率高，容易在半双工、长时延的UAC中引发反馈冲突、增加端到端时延与额外能耗。

（3）UEP调整参数的静态性与环境动态性不匹配。现有方案采用预先设定的固定权重、窗口选择概率或优先级划分方式，未能根据信道状态和节点剩余能量等信息进行自适应调整。水声信道受温度、盐度、流速等因素影响，具有显著的时变与空变特性，固定参数方案难以在水下变化环境中持续保持良好的UEP性能与较低的整体开销。

（4）数据优先级固定且未考虑数据依赖关系。当前研究大多将数据简化为MIS和LIS两类，或有限个固定等级，未考虑数据依赖关系，且无法根据信道状态和节点剩余能量等信息动态调整数据优先级，以在恶劣环境下优先恢复相对重要的数据。

针对上述问题，可以通过以下3个方面对UAN在线喷泉码UEP方案进行优化：①设计动态自适应的UEP参数调整机制。考虑节点电量及信道质量等信息对数据传输的影响，自适应地调整编码窗口选择概率、符号权重、度分布等关键参数，在保障重要数据优先恢复的前提下，最小化整体译码开销。②设计低开销和高效率的反馈策略。OFC依赖反馈调整编码策略，但反馈本身会引入开销和时延。针对UAC长时延和半双工的特点，优化反馈触发条件，降低反馈频率，减少信道冲突与能耗。③针对水下应用场景，考虑数据之间的依赖关系，实现多层次动态数据优先级划分，确保相对重要数据的优先恢复。具体方案详见第3节。

2.4.3 真实水下环境中的其他干扰因素分析

上述性能分析基于二进制删除信道，但真实UAN还存在以下因素，会影响发送方获取及时准确的解码状态，进而对编码策略的有效性及整体传输效率产生干扰。

（1）反馈信道不可靠。接收方发送的组件代表状态或解码状态反馈包可能因信道环境丢失或延迟，导致发送方基于过时的解码图信息选择编码包，降低反馈机制的有效性。

（2）半双工通信冲突。水声调制解调器通常工作在半双工模式下，接收方在发送反馈期间无法接收编码包，该时段内到达的编码包将被丢弃，造成解码图状态更新滞后，进而影响后续编码策略的匹配度。

（3）节点移动与时变信道。水下节点随洋流移动，信道条件实时变化。之前建立的历史连通组件可能因后续编码包持续无法到达而失去加速解码的实际效用，尤其对于依赖组件状态的安全与UEP机制影响更为明显。

针对上述问题，可以从以下3个方面进行优化：①考虑水声信道的高误码率与半双工特性，采用窗口机制，即发送方发送一定数量编码包后主动暂停并等待接收方反馈，根据反馈信息调整后续编码参数，避免因持续发包导致半双工信道阻塞。同时，设计反馈信息同步策略，增强反馈的鲁棒性，并通过优化反馈触发条件、降低反馈频率，进一步减少半双工冲突（详见第3.2节）。②设计动态自适应编码参数调整机制，考虑信道质量波动及节点能量状态，动态调整编码权重与解码阈值，实现编码策略对信道变化的实时响应（详见第3.3节）。③核心编码方案均以降低编码开销、缩短通信时长为目标，力求以最短的传输时间完成数据恢复，从而削弱节点移动与时变信道的负面影响（详见第3.1节）。

3 具体方案

OFCDUEP方案在建立阶段采用MIS遍历扩展窗策略，根据信道和节点状态变化情况动态调整传输参数；在完成阶段采用顺序窗口策略，根据信道质量和数据依赖关系，动态调整未解码数据的优先级。本节将对OFCDUEP方案的编解码机制、反馈机制及动态调整机制进行详细说明。

3.1 编解码机制

将k个原始包按照当前数据重要性分成$n(n \geqslant 2)$个重要等级不同的子集$\{S_1,S_2,\cdots,S_n\}$，S_i中数据重要程度高于S_{i+1}，每个集合所含原始包数量为：

$$k_i = \begin{cases} (1-\xi)^{i-1}\xi k, 1 \leqslant i < n \\ (1-\xi)^{i-1}k, i = n \end{cases} \tag{11}$$

初始时，MIS为集合S_1，其中包含$k_{\mathrm{MIS}} = k_1 = \xi k\,(0<\xi<1)$个原始包；LIS包含其余$n-1$个集合，其中包含$k_{\mathrm{LIS}} = (1-\xi)k$个原始包。

建立阶段采用MIS遍历扩展窗策略，其核心是快速构建LCC，同时给予MIS更高的编码优先级。如图1所示，设置窗口W_1包含属于MIS的原始包，W_2包含全部原始包，集合W_{1_selected}为“W_1中已遍历原始包集合”（建立阶段开始时为空）。发送方根据

窗口选择概率分布 $P(W) = P_1W_1 + P_2W_2$（其中 $P_1 + P_2 = 1$）来选择原始包进行异或运算并生成编码包。

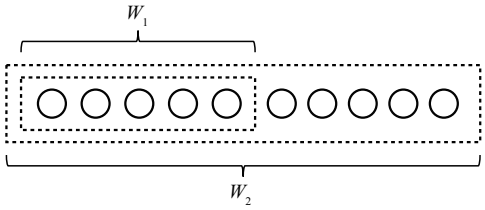

图1　扩展窗口

（1）编码器

步骤 1　发送方持续以 P_i 在 $W_i(i = 1,2)$ 中随机选择两个原始包进行异或编码，通过调整 P_1 和 P_2 实现不等差错保护。在每次编码时，如果从 W_1 中选择需遍历 W_1 中的原始包，将 W_1 中参与编码的两个原始包移至集合 $W_{1_selected}$ 中。当 W_1 为空时，从集合 $W_{1_selected}$ 中随机选择，直到收到接收方反馈的LCC建立确认包，跳转至步骤2。

步骤 2　发送方更新反馈轮数 fb_round 并持续从集合 $W_{1_selected}$ 中随机选取并发送度为1的编码包，直至收到接收方反馈的 $W_{decoding}$ 组件代表反馈包（详见3.2节）。

（2）解码器

步骤 1　当解码图中的LCC大小达到 $\alpha_0 k$（其中 α_0 为预设参数，且 $0 < \alpha_0 < 1$）时，接收方判断LCC已成功建立，并向发送方发送LCC建立确认（ACK）反馈包。

步骤 2　当解码图中的LCC被解码时，接收方向发送方反馈 $W_{decoding}$ 组件代表反馈包。

编码包格式如图2所示，主要由原始包总数 k、集合数量 n、MIS 占比 ξ、反馈轮数 fb_round（初始值为0）、发送编码包的序号 SN、组成该编码包的原始包 ID1 和 ID2、反馈类型 fb_type（0 不需要反馈，1 需要反馈）和数据负载 data 组成。其中，接收方根据集合数量 n 和 MIS 占比 ξ 可计算出每个集合的大小，根据发送编码包的序号与实际接收到的编码包数量可计算出信道的丢包率。



图2　编码包格式

完成阶段采用顺序窗口策略，如图3所示，设置窗口 W_1 包含属于 MIS 的原始包，即 S_1 中原始包；W_3 包含属于LIS的原始包，即集合 S_2 至 S_n 中原始包。根据顺序窗口策略，优先解码当前数据优先级最高的集合，该集合内原始包全部解码完成后，开始解码下一集合。定义当前解码集合为 $W_{decoding}$，当 W_1 不为空时，$W_{decoding} = W_1$；当 W_1 中原始包全部被解码后，$W_{decoding} = W_3$。当需要动态分裂优先级时（详见3.3节），将 W_3 分裂为 $n-1$ 个集合，即集合 S_2 至 S_n，$W_{decoding} = S_2$，当 $S_i(2 \leqslant i < n)$ 全部解码后，$W_{decoding} = S_{i+1}$，直至 k 个原始包全部被解码。

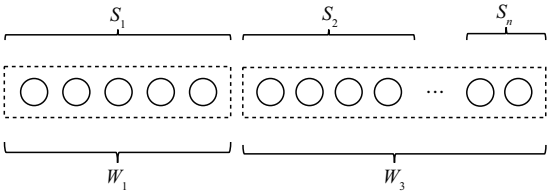

图3　顺序窗口

（1）编码器

发送方根据接收方反馈的 $W_{decoding}$ 组件代表反馈包，更新反馈轮数 fb_round 并从 $W_{decoding}$ 组件代表集合（$W_{decoding}$ component representative set, WCRS）中以概率 P_{com_1} 和 P_{com_2} 分别选取1个或2个原始包进行编码并发送给接收方，其中 $P_{com_1} + P_{com_2} = 1$，并从 $W_{decoding}$ 组件代表集合中剔除1个已经被选择的原始包。当 $W_{decoding}$ 组件代表集合为空时，发送方将编码包的反馈类型设置为1，要求接收方反馈当前解码图中 $W_{decoding}$ 连通组件的情况。

（2）解码器

当收到的编码包反馈类型为1时，根据当前解码图中连通组件状态反馈 $W_{decoding}$ 组件代表反馈包给接收方。当解码图中原始包全部被恢复时，向发送方反馈解码完成。

3.2　反馈机制

反馈信息有两种类型。第一种类型是简单的ACK包，用于通知发送方调整编码策略。一个ACK包含反馈轮数 fb_round 字段（初始值为0）和2 bit确认字段，确认字段值“00”表示解码图中LCC已成功建立，值“01”表示解码图中所有原始包已全部解码，值“10”表示信道丢包率超过阈值或接收节点电量低于阈值。第二种类型的反馈信息用于反馈 $W_{decoding}$ 组件代表的状态。令解码图中每个连通组件有且只有一个组件代表，当某个连通组件

中有$x(x \geqslant 1)$个属于W_{decoding}的原始包时，称这个连通组件为“W_{decoding}连通组件”，从这x个属于W_{decoding}的原始包中随机选择一个原始包x_1作为该W_{decoding}连通组件的组件代表，称这个原始包x_1为“W_{decoding}组件代表”。W_{decoding}组件代表反馈包的格式如图4所示，由反馈轮数fb_round（初始值为0）、W_{decoding}序号m、优先级分裂状态state（0无变化，1分裂优先级）和WCRS组成。WCRS为可变长度，由k_m个比特组成（m为W_{decoding}序号），用于表示反馈包中的组件代表情况，结构如图5所示，其中第i位的“0”表示W_{decoding}中第i个原始包不是W_{decoding}组件代表，第j位的“1”表示W_{decoding}中第j个原始包是W_{decoding}组件代表。



图4　W_{decoding}组件代表反馈包的格式

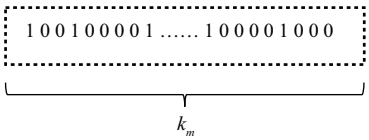

图5　WCRS结构

一旦解码图的状态满足反馈条件或收到接收方的反馈请求，接收节点就会发送相应的反馈信息。ACK包可以减少带宽占用，而W_{decoding}组件代表反馈包提供了细粒度信息，能够进行更精确的编码策略调整，从而加速整体解码过程。两种反馈类型的结合使用减少了带宽消耗，提高了通信效率，增强了对水声环境的适应性。

OFCDUEP的反馈机制包括以下3个方面。

（1）在LCC成功建立后发送一个确认字段值为“00”的ACK包；

（2）在LCC成功解码或收到接收方反馈请求后，发送一个W_{decoding}组件代表反馈包；

（3）在全部原始包被解码后发送一个确认字段值为“01”的ACK包。

设ε为反馈信道的丢包率，在实际水下传输中，首先应该发送少量编码包进行信道抢占，通过收到反馈信息确认信道抢占成功。

在建立阶段，接收方接收并处理度为2的编码包，并按照以下步骤进行反馈处理。

步骤1　在LCC成功建立后，将执行以下操作：首先，接收方切换到发送模式并发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个确认字段值为“00”ACK包，其中fb_round = 1；然后，接收方切换至接收模式并设置超时时间，在超时前可以继续处理收到的度2编码包；如超时后收到的编码包中fb_round = 0，接收方继续发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个ACK包，其中fb_round = 1。重复进行直到接收到的编码包中fb_round = 1。最后，根据接收到的度1编码包进行解码，直到LCC成功解码后跳转至步骤2。

步骤2　在成功解码LCC后，将执行以下操作：首先，接收方切换到发送模式并发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个W_{decoding}组件代表反馈包，其中fb_round = 2；然后，接收方切换至接收模式并设置超时时间，在超时前继续处理度1编码包；如超时后收到的编码包中fb_round = 1，接收方继续根据最新的解码图发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个W_{decoding}组件代表反馈包，其中fb_round = 2。重复进行直到接收到编码包中fb_round = 2。如所有原始包被全部恢复，则跳转至步骤4；如所有原始包尚未被全部解码，则跳转至步骤3。

在完成阶段，接收方接收并处理度为1或2的编码包。

步骤3　在收到发送方反馈请求fb_type = 1后，将执行以下操作：首先，接收方切换到发送模式并发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个W_{decoding}组件代表反馈包，其中fb_round = $i(i > 2)$；然后，接收方切换至接收模式并设置超时时间，如超时后收到的编码包中fb_round = $i-1$，接收方根据最新的解码图继续发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个W_{decoding}组件代表反馈包，其中fb_round = i。重复进行直到接收到编码包中fb_round = i，令$i = i+1$。如所有原始包被全部恢复，则跳转至步骤4；如所有原始包尚未被全部解码，则跳转至步骤3。

步骤4　在所有原始包被全部解码后，将执行以下操作：首先，接收方切换到发送模式并发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个确认字段值为“01”ACK包，其中fb_round = i；然后，接收方切换至接收模式并设置超时时间，超时后如果仍能收到编码包，则接收

方继续发送$\frac{1}{1-\varepsilon}$个确认字段值为“01”ACK 包，其中 fb_round = i；如收不到编码包，则停止传输。重复进行直至接收不到编码包。

上述反馈机制通过反馈包重传、超时触发重传、半双工模式下的发送/接收切换以及通过反馈轮数核对，在信道延迟与丢包环境下实现反馈信息的同步，兼顾了反馈的及时性与信道资源的高效利用，为发送方及时调整编码策略提供依据，有效地推动了解码进程。OFCDUEP 的工作流程如图 6 所示。

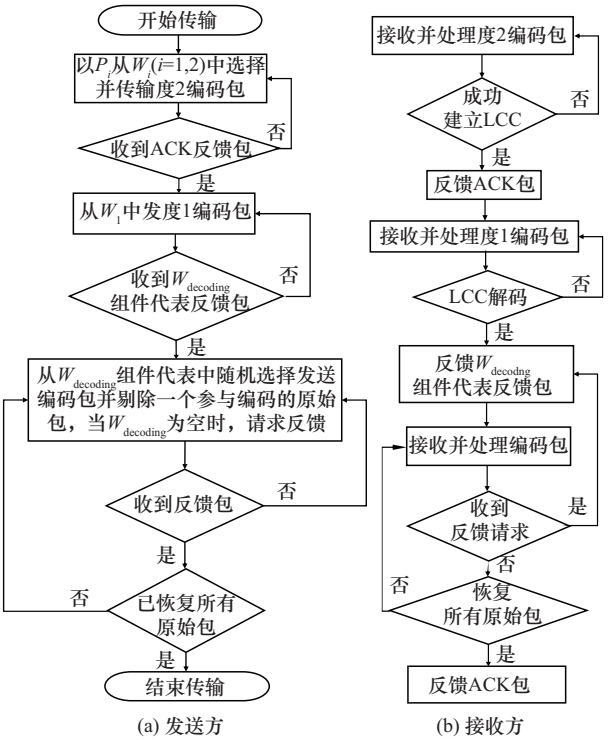

图6　OFCDUEP 工作流程

3.3　动态调整机制

通过动态调整机制提高水下数据传输的动态自适应能力，根据信道质量变化和解码进度优化传输策略。

（1）动态调整传输参数

定义电量（battery level, BL）阈值为预设的水下节点电池电量阈值且 0 < BL < 50%，定义信道丢包率（packet loss rate, PLR）阈值为预设的信道丢包率阈值且 PLR > 0。窗口选择概率 P_1 和 P_2 是 OFCDUEP 实现 UEP 的重要参数，建立阶段接收节点监测到自身电量低于 BL 阈值，或根据接收到编码包的序号与实际接收到的编码包数量计算出的信道丢包率高于 PLR 阈值，则向发送方反馈一个确认字段值为“10”的 ACK 包，通知发送方调整 UEP 参数。当发送方接收到确认字段值为“10”的 ACK 包或监测到自身电量低于 BL 阈值时，将 P_1 与 P_2 做如下调整。

$$\begin{cases} P_1 = P_1 + \dfrac{P_2}{2} \\ P_2 = 1 - P_1 \end{cases} \tag{12}$$

通过上述操作适度增大 P_1，使编码资源高度集中在 MIS，确保其最快恢复。当节点电量充足、未收到调整 UEP 强度请求时，可以保持 P_1，允许 LIS 获得更多编码机会，促进 LCC 的均衡发展，降低总开销。

（2）动态调整数据优先级

现有的 OFC 不等差错保护方案对数据优先级的划分均为静态划分，未考虑在实际传输过程中根据节点状态及信道丢包率动态调整数据优先级。根据第 3.1 节对数据优先级的划分，k 个原始包被分为 n 个重要等级不同的子集 $\{S_1,S_2,\cdots,S_n\}$，S_i 中数据重要程度高于 S_{i+1}，每个集合所含原始包数量如式(11)所示。初始时，MIS 为集合 S_1，LIS 包含其余 $n-1$ 个集合。进入完成阶段后，当接收节点监测到自身电量低于 BL 阈值或根据接收到编码包的序号与实际接收到的编码包数量计算出的信道丢包率高于 PLR 阈值时，在向发送方反馈 $W_{decoding}$ 组件代表反馈包时将 state 字段值设置为“1”，通知发送方调整数据优先级。当发送方接收到 state 字段值为“1”的反馈包或监测到自身电量低于 BL 阈值时，将 LIS 分裂为 $n-1$ 个集合，当集合 S_i 不为空时，对其进行解码直至 S_i 内原始包全部被解码，然后再对集合 S_{i+1} 进行解码，如此按序对 n 个集合逐一进行解码，确保以最快速度恢复剩余相对重要的数据。

（3）动态反馈组件状态

在 UAN 中，反馈机制的设计是决定 OFC 性能的关键。过于频繁的反馈会显著增加反向信道的开销和能耗，过于稀疏的反馈则无法及时通知发送方调整编码策略，导致解码效率低下。为了在反馈开销与解码效率之间取得平衡，本文提出了一种动态组件状态反馈机制，同时将 $W_{decoding}$ 对应集合序号、优先级分裂状态、反馈轮数和 $W_{decoding}$ 中连通组件代表等信息集成于 $W_{decoding}$ 组件代表反馈包中，在

减少反馈开销的同时提高编码效率。

在建立阶段由接收方控制反馈。当接收方维护的解码图中LCC的规模首次达到$\alpha_0 k$时，触发反馈。接收方立即发送一个LCC建立确认（ACK）反馈包，使发送方能及时调整编码策略，停止LCC构建转而进行LCC解码。在LCC解码后，接收方反馈W_{decoding}组件代表反馈包给发送方。

在完成阶段由发送方控制反馈。发送方根据接收方反馈的W_{decoding}组件代表集合，从W_{decoding}组件代表集合中选择原始包进行编码并发送给接收方，并从W_{decoding}组件代表集合中剔除1个已经参与编码的原始包。当W_{decoding}组件代表集合为空时，其编码包反馈类型字段设置为1，要求接收方根据解码图中当前解码状态更新组件代表信息。如此反复，直至所有k个原始包均被成功恢复后，接收方再反馈ACK包给发送方，并终止传输。

根据式(11)，W_{decoding}组件代表集合的大小最大值为$k\max\{\xi,(1-\xi)^{n-1}\}$，相比反馈全部$k$个原始包的解码状态，该方式大大减少了反馈包的长度。反馈包中除了组件代表信息外，还包含解码窗口序号、反馈轮数、优先级分裂状态等信息，为发送方调整优先级、同步解码窗口、优化编码集合等操作提供依据，增强系统的鲁棒性。

4 性能分析

OFC的核心优势之一在于其译码过程的复杂度较低，接收端通过对已收到的有效编码包执行异或操作即可实现高效解码。这一特性决定了其译码开销相对固定，因此，现有文献在评估OFC性能时，普遍将分析重点放在其编码开销上。编码开销直接决定了应用机制在数据传输过程中的带宽利用效率，是区分不同OFC优化机制的关键指标。为与主流研究框架保持一致，并能在同一维度下进行有效的性能对比，本节的开销分析主要聚焦于编码开销。

4.1 编码开销分析

编码开销N是发送的编码包总数，主要由两部分组成：建立阶段编码开销（N_{build}）用于形成LCC并解码LCC所需的编码包数量；完成阶段编码开销（$N_{\text{completion}}$）用于解码剩余未恢复原始包所需的编码包数量。

原始包总数为k，MIS数量$k_{\text{MIS}}=\xi k$，LIS数量$k_{\text{LIS}}=(1-\xi)k$。建立阶段LCC目标大小为$\alpha_0 k$，信道擦除率为ε。

（1）建立阶段

建立阶段编码开销N_{build}由构建LCC的度2编码包数量$N_{\text{build_2}}$和解码LCC的度1编码包数量$N_{\text{build_1}}$构成。

在建立阶段，MIS遍历扩展窗策略使符号选择不再是完全均匀随机的。令解码图中边数为N_{edge}，其中完全属于MIS的边数为$N_{\text{e_MIS}}$（即边相连的两个节点均属于MIS），完全属于LIS的边数为$N_{\text{e_LIS}}$（即边相连的两个节点均属于LIS），剩余边数$N_e=N_{\text{edge}}-N_{\text{e_MIS}}-N_{\text{e_LIS}}$（即边相连的两个节点一个属于MIS，一个属于LIS）。定义属于MIS的节点的平均度为$\dfrac{2N_{\text{e_MIS}}+N_e}{\xi k}$，属于LIS的节点的平均度为$\dfrac{2N_{\text{e_LIS}}+N_e}{(1-\xi)k}$。当LCC规模达到$\alpha_0 k$时，MIS中原始包的平均度为$c_1$，LIS中原始包的平均度为$c_2$，MIS和LIS中的原始包在LCC中的占比分别用$\alpha_{01}$和$\alpha_{02}$表示。

根据文献[13]，当建立阶段结束时，解码图$G\left(k,\dfrac{c}{k}\right)$是一个有$k$个顶点的随机图，其中$c$是原始包的平均度，有如下随机图引理。

引理 1 在随机图$G\left(k,\dfrac{c}{k}\right)$中，LCC占比$\alpha_0$与平均度$c$的关系为：

$$\alpha_0+\mathrm{e}^{-c\alpha_0}=1 \tag{13}$$

由此可以得到，当LCC形成时，MIS与LIS在LCC中的占比关系为：

$$\xi\alpha_{01}+(1-\xi)\alpha_{02}=\alpha_0 \tag{14}$$

同时，在建立阶段以概率P_2从W_2窗口中均匀随机选择原始包进行编码，可以得到：

$$\alpha_{02}+\mathrm{e}^{-c_2\alpha_{02}}=1 \tag{15}$$

其中，c_2是LIS的平均度。

建立阶段对于MIS的选择有两种情况：以概率P_1从W_1中选择；以概率P_2从W_2中选择。当从W_1中选择时，对于MIS中的原始包，每个原始包被选中一次后，编码器再随机从MIS中选择原始包进行编码。根据文献[27]，将两个相连的原始包看作一个节点，可以得到一个有$\dfrac{\xi k}{2}$个顶点的随机图$G'\left(\dfrac{\xi k}{2},\dfrac{2c_3}{\xi k}\right)$，其

中 c_3 是从 W_1 中随机选择节点的平均度。根据引理1，可以得到：

$$P_1\alpha_{01} + \mathrm{e}^{-c_3P_1\alpha_{01}} = 1 \tag{16}$$

当从 W_2 中选择时，与LIS一样进行均匀随机选择，因此从 W_2 中选择MIS时节点的平均度为 c_2，可以得到MIS的平均度 c_1 为：

$$c_1 = 1 + \frac{c_3}{2} + c_2 \tag{17}$$

为了进一步得到MIS的平均度 c_1 与LIS的平均度 c_2 之间的关系，需要分别计算MIS和LIS在LCC建立阶段的总度数。MIS的总度数为 $D_{\mathrm{MIS}} = c_1\xi k$，LIS的总度数为 $D_{\mathrm{LIS}} = c_2(1-\xi)k$。建立阶段发送度为2的编码包数量为 $N_{\mathrm{build_2}}$，每个编码包由两个原始包异或而成，因此每次编码都会为被选择的两个原始包的度数各增加1度。当以概率 P_1 从 W_1 中随机选择原始包时，由于 W_1 中只包含MIS，因此MIS的度数增加2，LIS的度数不变。当以概率 P_2 从 W_2 中随机选择原始包时，有3种情况：①随机选择两个原始包都为MIS的概率近似为 ξ^2，则MIS的度数增加2；②随机选择的两个原始包都为LIS的概率近似为 $(1-\xi)^2$，则LIS的度数增加2；③随机选择的两个原始包一个为MIS，一个为LIS，其概率近似为 $2\xi(1-\xi)$，则MIS的度数增加1，LIS的度数增加1。因此，每次编码操作对MIS和LIS增加度数的期望分别为：

$$E(\mathrm{MIS}) = 2P_1 + P_2(2\xi^2 + 2\xi(1-\xi)) = 2(P_1 + \xi P_2) \tag{18}$$

$$E(\mathrm{LIS}) = P_2(2(1-\xi)^2 + 2\xi(1-\xi)) = 2P_2(1-\xi) \tag{19}$$

在 $N_{\mathrm{build_2}}$ 次编码操作中，MIS的总度数近似为 $N_{\mathrm{build_2}}E(\mathrm{MIS})$，LIS的总度数近似为 $N_{\mathrm{build_2}}E(\mathrm{LIS})$，可以得到：

$$\frac{D_{\mathrm{MIS}}}{D_{\mathrm{LIS}}} = \frac{c_1\xi k}{c_2(1-\xi)k} = \frac{N_{\mathrm{build_2}}E(\mathrm{MIS})}{N_{\mathrm{build_2}}E(\mathrm{LIS})} \tag{20}$$

将式(18)与式(19)代入式(20)，可得：

$$\frac{c_1}{c_2} = \frac{P_1 + \xi P_2}{\xi P_2} \tag{21}$$

结合式(14)~式(17)及式(21)，可以得到如下推理。

推理1　给定LCC占比 α_0、概率 P_1 和 P_2，其中 $P_1 + P_2 = 1$，可以得到 α_{01}、α_{02}、c_1、c_2 和 c_3 有式(22)所示关系。

$$\begin{cases} \xi\alpha_{01} + (1-\xi)\alpha_{02} = \alpha_0 \\ \alpha_{02} + \mathrm{e}^{-c_2\alpha_{02}} = 1 \\ P_1\alpha_{02} + \mathrm{e}^{-c_3P_1\alpha_{02}} = 1 \\ c_1 = 1 + \dfrac{c_3}{2} + c_2 \\ \dfrac{c_1}{c_2} = \dfrac{P_1 + \xi P_2}{\xi P_2} \end{cases} \tag{22}$$

因此，建立阶段所需接收到的度2编码包数量为：

$$N_{\mathrm{build_2}} = \frac{1}{2}(c_1\xi k + c_2(1-\xi)k) = \frac{k}{2}(c_1\xi + c_2(1-\xi)) \tag{23}$$

随后编码器从MIS中均匀选取并发送度1编码包，直至LCC被解码。解码LCC的度1编码包数量 $N_{\mathrm{build_1}}$ 为：

$$N_{\mathrm{build_1}} = \frac{k_{\mathrm{MIS}}}{\alpha_0 k} = \frac{\xi k}{\alpha_0 k} = \frac{\xi}{\alpha_0} \tag{24}$$

当信道擦除率为 ε 时，建立阶段总编码开销为：

$$N_{\mathrm{build}} = \frac{N_{\mathrm{build_2}} + N_{\mathrm{build_1}}}{1-\varepsilon} = \frac{k}{2(1-\varepsilon)}(c_1\xi + c_2(1-\xi)) + \frac{\xi}{\alpha_0(1-\varepsilon)} \tag{25}$$

（2）完成阶段

根据文献[13]和文献[24]可知，OFC完成阶段编码包数的期望如引理2所示。

引理2　OFC完成阶段解码所需情况1和情况2编码包数的期望为：

$$E(N_{\mathrm{cal1,2}}) = k(1-\alpha_0)(1 - \frac{1}{2}(1-\alpha_0)c_{\mathrm{OFC}}) \tag{26}$$

其中，k 为原始包总数，α_0 为LCC占比，c_{OFC} 为OFC中解码LCC后节点的平均度。

根据OFCDUEP机制，完成阶段传输的度1和度2编码包均对解码有用，因此可以得到OFC-DUEP完成阶段恢复MIS所需的编码包数如下。

推理2　给定 k、α_{01}、c_1、ξ 和 ε，完成阶段恢复MIS所需编码包数期望为：

$$E(N_{\mathrm{comp_MIS}}) = \frac{\xi k(1-\alpha_{01})(1 - \frac{1}{2}(1-\alpha_{01})c_1 - \frac{\alpha_{01}}{2})}{1-\varepsilon} \tag{27}$$

证明　令LCC解码后MIS的平均度为 d_{MIS}，根据式(17)可以得到：

$$d_{\mathrm{MIS}} = 1 + \frac{(1-\alpha_{01})c_3}{2} + (1-\alpha_{01})c_2 = (1-\alpha_{01})c_1 + \alpha_{01} \tag{28}$$

根据引理2及OFCDUEP机制，可以得到完成

阶段恢复MIS所需编码包数期望为：

$$E(N_{\text{comp_MIS}}) = \frac{(1-\alpha_{01})\xi k - \frac{(1-\alpha_{01})\xi k d_{\text{MIS}}}{2}}{1-\varepsilon} = \frac{\xi k(1-\alpha_{01})(1-\frac{1}{2}(1-\alpha_{01})c_1 - \frac{\alpha_{01}}{2})}{1-\varepsilon} \tag{29}$$

证毕。

同理可以得到完成阶段恢复LIS所需编码包数如下。

推理 3 给定k、α_{02}、c_2、ξ和ε，完成阶段恢复LIS所需编码包数期望为：

$$E(N_{\text{comp_LIS}}) = \frac{(1-\xi)k(1-\alpha_{02})(1-\frac{1}{2}(1-\alpha_{02})c_2)}{1-\varepsilon} \tag{30}$$

证明 令LCC解码后LIS的平均度为d_{LIS}，根据式(20)可以得到：

$$d_{\text{LIS}} = (1-\alpha_{02})c_2 \tag{31}$$

根据引理2及OFCDUEP机制，可以得到完成阶段恢复LIS所需编码包数期望为：

$$E(N_{\text{comp_LIS}}) = \frac{(1-\alpha_{02})(1-\xi)k - \frac{(1-\alpha_{02})(1-\xi)kd_{\text{LIS}}}{2}}{1-\varepsilon} = \frac{(1-\xi)k(1-\alpha_{02})(1-\frac{1}{2}(1-\alpha_{02})c_2)}{1-\varepsilon} \tag{32}$$

证毕。

因此，完成阶段传输编码包数量的期望为：

$$E(N_{\text{completion}}) = E(N_{\text{comp_MIS}}) + E(N_{\text{comp_LIS}}) \tag{33}$$

解码全部MIS所需编码包数量的期望为：

$$E(N_{\text{MIS}}) = E(N_{\text{build}}) + E(N_{\text{comp_MIS}}) \tag{34}$$

解码全部LIS所需编码包数量的期望为：

$$E(N_{\text{LIS}}) = E(N_{\text{build}}) + E(N_{\text{comp_LIS}}) \tag{35}$$

解码全部k个原始包所需编码包数量的期望为：

$$E(N) = E(N_{\text{build}}) + E(N_{\text{completion}}) \tag{36}$$

4.2 反馈开销分析

根据OFCDUEP和反馈机制，当建立阶段LCC形成时反馈LCC建立确认包，LCC解码后反馈组件代表反馈包。在完成阶段，当发送方维护的W_{decoding}为空时，接收方反馈W_{decoding}组件代表反馈包给发送方，直至传输结束反馈终止传输的确认包。因此在无损信道下，当k个原始包被分为n个重要等级时，理论上恢复全部原始包只需$n+2$个反馈包，极大地减少了反馈开销。当信道丢包率为ε时，建立阶段的反馈包数$N_{\text{fb_build}}$期望为$E(N_{\text{fb_build}}) = \frac{2}{1-\varepsilon}$；完成阶段的反馈包数$N_{\text{fb_com}}$不仅要考虑因反馈信道丢包造成的重传，还要考虑因传输信道丢包造成的W_{decoding}未全部解码，但当发送方维护的W_{decoding}组件代表集合为空时，需要接收方更新W_{decoding}组件代表集合产生W_{decoding}组件代表反馈包。现在需要进一步分析完成阶段的反馈包数，划分的n个集合在完成阶段开始时，每个集合S_i包含的原始包数量$l_i(1 \leqslant i \leqslant n)$为：

$$l_i = \begin{cases} (1-\alpha_{01})k_i, i = 1 \\ (1-\alpha_{02})k_i, 1 < i \leqslant n \end{cases} \tag{37}$$

令r_i为集合S_i中原始包全部被解码所需的反馈包数，经过r_i次反馈后，S_i中未解码原始包数小于1，有：

$$l_i\varepsilon^{r_i} < 1 \tag{38}$$

可以得到$r_i > \frac{-\ln(l_i)}{\ln(\varepsilon)}$。取$r_i = \left\lceil \frac{-\ln(l_i)}{\ln(\varepsilon)} \right\rceil$，则完成阶段反馈包数$N_{\text{fb_com}}$的期望为：

$$E(N_{\text{fb_com}}) = \frac{\sum_{i=1}^{n} r_i}{1-\varepsilon} \tag{39}$$

因此，恢复k个原始包所需的反馈包数N_{fb}的期望为：

$$E(N_{\text{fb}}) = E(N_{\text{fb_build}}) + E(N_{\text{fb_com}}) \tag{40}$$

4.3 复杂度分析

（1）时间复杂度。时间复杂度被定义为编码和解码的异或操作的总数，记为Θ。度1编码包不涉及异或操作，发送方对度2编码包进行编码需要一次异或操作，在接收方对度2编码包进行解码需要一次异或操作。根据OFCDUEP机制、式(23)和式(33)，可以得到OFCDUEP的时间复杂度为：

$$\Theta_{\text{OFCDUEP}} = \frac{2N_{\text{build_2}}}{1-\varepsilon} + 2P_{\text{com_2}}E(N_{\text{completion}}) \tag{41}$$

其中，$P_{\text{com_2}}$为完成阶段选取2个原始包进行编码并发送的概率。

（2）空间复杂度。空间复杂度被定义为接收方的最大缓冲区占用，即缓冲区中存储编码包数量的最大值，用O表示。根据OFCDUEP机制和式(23)，可以得到OFCDUEP的空间复杂度为：

$$O_{\text{OFCDUEP}} = \frac{N_{\text{build_2}}}{1-\varepsilon} \tag{42}$$

其中，ε为信道丢包率。

5　仿真实验

通过仿真实验对OFCDUEP方案的性能进行评估。为了验证OFCDUEP方案的高效性及其不等差错保护能力，对其理论分析、动态调整机制性能进行验证，并与5种现有在线喷泉码不等差错保护方案进行对比，包括OFC-UEP[24]、OFC-URT[25]、OFCUEP-SWS[26]、EUEPOFC[27]和UEPCAROFC-LF[28]。本节仿真实验环境配置信息如下：Intel(R) Core(TM) i5-11260H CPU、16 GB内存、Windows 10操作系统。所有仿真实验均在MATLAB环境下进行，每组实验独立运行100次，取平均值作为实验结果。默认实验参数设置为原始包总数k = 1 000，ξ = 0.5，P_1 = 0.8，信道擦除率ε根据具体场景在[0,0.3]内选取。

5.1　理论验证

本节通过对比仿真结果与第4节的理论分析，验证OFCDUEP的开销性能和关键参数对性能的影响。当k = {100,500,1 000}时，α_0对恢复MIS和全部原始包所需编码包数量的影响分别如图7和图8所示。从图7和图8中可以看出，理论与仿真结果基本吻合，且随着α_0从0.1增大到0.5时，恢复MIS所需编码包数量和整体编码开销略有增加，但当α_0大于0.5时，恢复MIS所需编码包数量和整体编码开销涨幅更大，说明OFCDUEP中α_0的取值范围不超过0.5时性能更优。

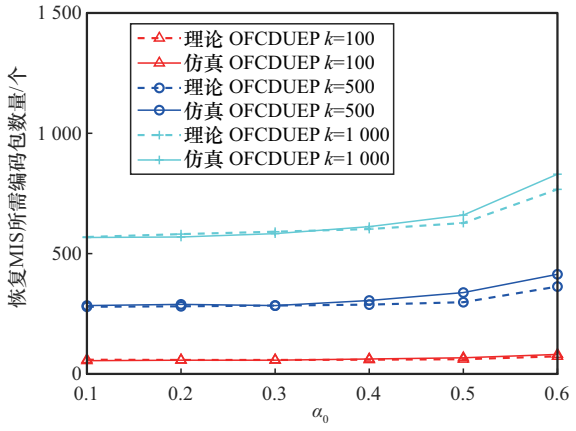

图7　α_0对恢复MIS所需编码包数量的影响

当k = {100,500,1 000}时，P_1对恢复MIS和所有原始包所需编码包数量的影响分别如图9和图10所示。从图9和图10可以看出，理论与仿真结果基本吻合。从图9中可以看出，随着P_1的增加，恢复MIS所需编码包数量呈下降趋势，表明较高的P_1值有助于提升关键数据的恢复效率，通过调节P_1大小可以有效实现UEP。从图10中可以看出，恢复所有原始包所需编码包数量随P_1增大基本持平，说明在OFCDUEP中P_1值对整体恢复开销影响不大。

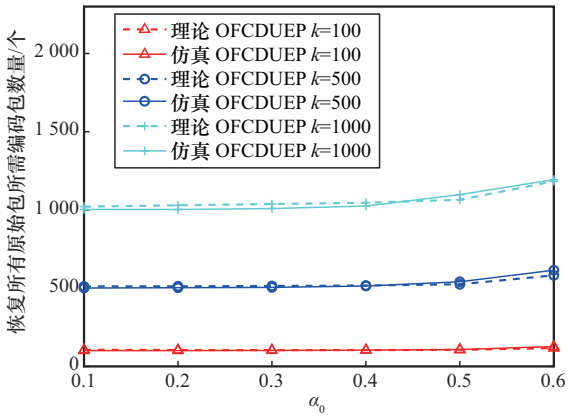

图8　α_0对恢复所有原始包所需编码包数量的影响

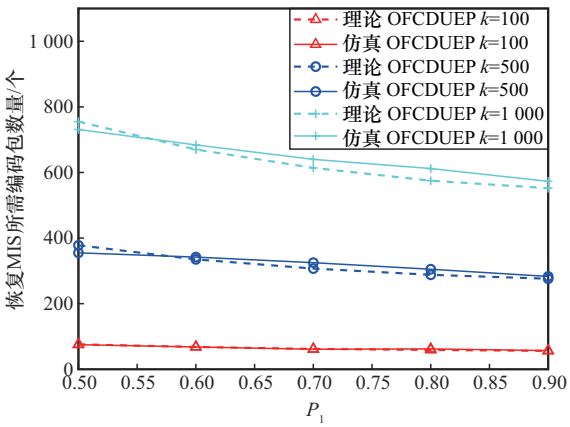

图9　P_1对恢复MIS所需编码包数量的影响

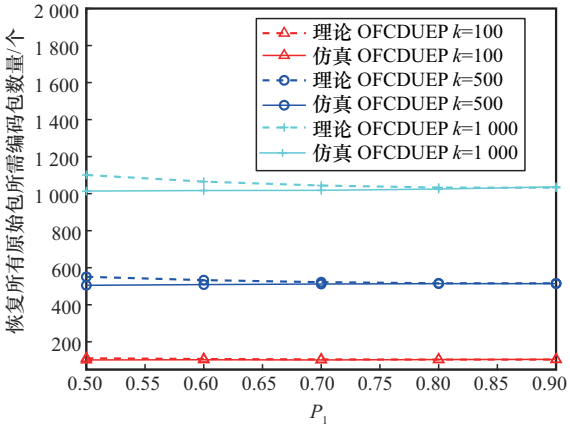

图10　P_1对恢复所有原始包所需编码包数量的影响

信道擦除概率在0~0.3的范围内变化时，OFCDUEP恢复MIS与所有原始包所需的编码包数量分别如图11和图12所示。从图11和图12中可以看出，随着信道擦除率ε的上升，恢复MIS与所有原始包所需的编码包数量均有所增加，但增幅相对稳定，说明OFCDUEP在恶劣信道条件下性能相对稳定。

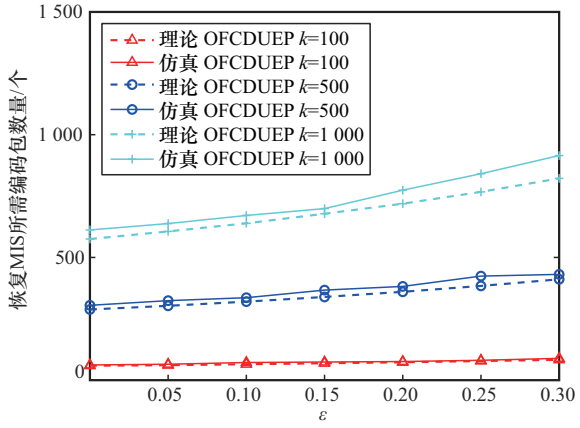

图11　不同信道条件下恢复MIS所需编码包数量

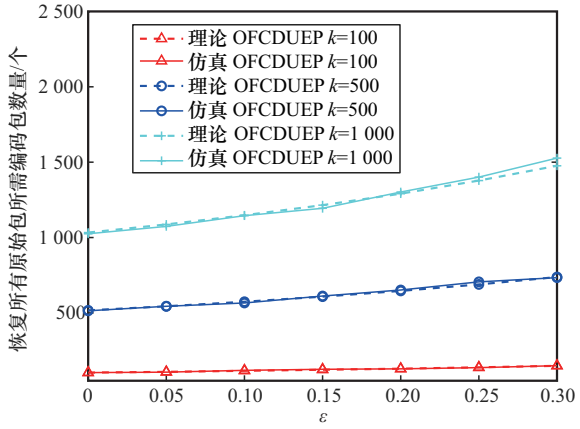

图12　不同信道条件下恢复所有原始包所需编码包数量

5.2　动态调整机制性能验证

为进一步验证第3.3节提出的动态调整机制，本节以“DT-OFCDUEP”表示触发了动态调整机制的OFCDUEP，通过模拟环境变化场景评估其在开销和恢复速率方面的性能。令恢复k个原始包发送的编码包数量为N_{send}，恢复MIS发送的编码包数为$N_{\text{send_MIS}}$，定义整体开销为$\dfrac{N_{\text{send}}-k}{k}$，恢复MIS开销为$\dfrac{N_{\text{send_MIS}}-\xi k}{\xi k}$。

场景1。令$\alpha_0=0.5$，$P_1=0.6$，$\xi=0.5$，节点电量阈值应根据节点设备电量的能耗、节能等情况设置，为后续数据传输留有余地，本节设置BL = 20%，假设建立阶段，当发送方分别发送0.2k和0.4k个编码包时，发送节点检测到自身电量低于BL阈值或收到接收方调整UEP强度的请求，需要尽快恢复MIS，DT-OFCDUEP根据式(12)调整P_1和P_2的值。模拟场景1中DT-OFCDUEP和OFCDUEP的MIS和LIS恢复速率如图13所示。从图13中可以看出，DT-OFCDUEP可以根据变化情况进一步高效优先恢复MIS，其代价是LIS恢复相对缓慢。

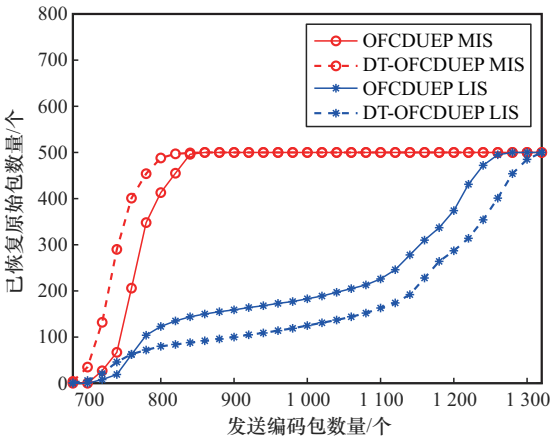

图13　OFCDUEP动态调整机制对所需编码包数量的影响

BL阈值的选取应保证在触发动态参数调整后，节点仍有足够电量完成重要数据的恢复，根据不同水下设备的电池寿命，BL在10%~30%均可满足此要求。DT-OFCDUEP在不同BL阈值下恢复重要数据和全部数据所需的开销和反馈包数如表2所示。从表2中可以看出，当BL值在10%~30%变化时，恢复MIS开销、整体开销和反馈包数基本保持不变，说明该阈值对系统性能不敏感。BL阈值仅决定动态参数调整的触发时刻，只要在设备电量耗尽前完成重要数据恢复即可，更早或更晚触发不会改变编解码过程，因此对恢复速率和开销无实质影响。

表2　不同BL阈值对开销的影响

BL	恢复MIS开销	整体开销	反馈包数
10%	0.528	0.245	10
20%	0.527	0.243	10
30%	0.528	0.244	10

场景2。令$\alpha_0=0.1$，$P_1=0.8$，$\xi=0.3$，PLR = 0.1，$n=4$，假设完成阶段，当发送方分别发送0.4k、0.6k和0.8k个编码包时，信道擦除率分别由0

增加至0.1、0.2和0.3，需要尽快恢复相对重要的数据。当信道擦除率ε达到PLR阈值时，根据第3.1节集合划分方式和第3.3节动态调整数据优先级方案，DT-OFCDUEP将LIS分裂为$n-1$个优先级不同的集合S_2、S_3和S_4，其大小分别为$k_2=\xi(1-\xi)k$、$k_3=\xi(1-\xi)^2k$和$k_4=(1-\xi)^3k$。当MIS全部恢复后，按序解码集合S_2、S_3和S_4。模拟场景2中动态调整优先级对数据恢复速率的影响如图14和图15所示。

图14中，DT-OFCDUEP与OFCDUEP的MIS编码开销一致，这是因为在信道条件变化前MIS已被全部解码。DT-OFCDUEP中被LIS分裂出来的S_2和S_3在数据恢复速率方面明显优于未启用动态调整机制的基准方案，可以看出DT-OFCDUEP在恢复相对重要数据方面的性能有明显优势。

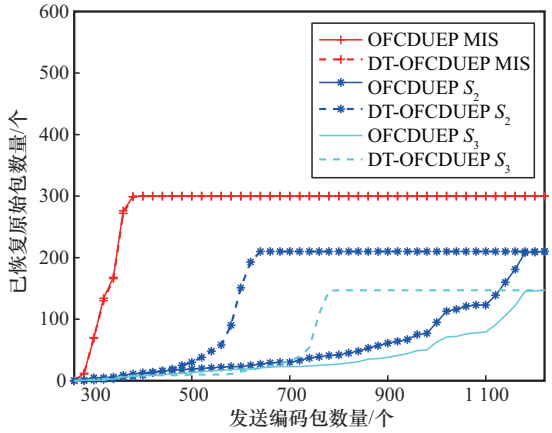

图14　动态调整优先级对相对重要数据恢复速率的影响

从图15中可以看出，DT-OFCDUEP S_4恢复速率虽略有延迟，但仍保持在合理范围内，表明动态调整机制在保障关键数据优先恢复的同时，未对非关键数据造成明显性能损失。

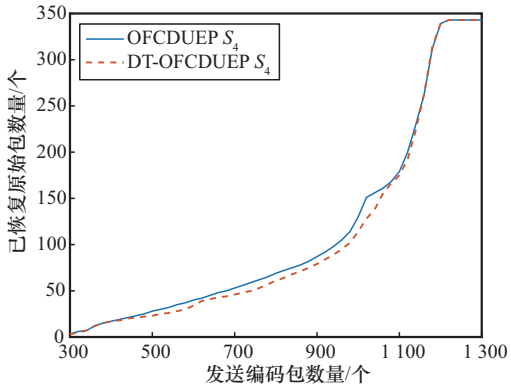

图15　动态调整优先级对非重要数据恢复速率的影响

根据文献[32]的湖试结果，水声通信的优化数据包长度一般取200字节。同时，受调制方式与传输距离影响，水声信道误码率通常在10^{-7}~10^{-3}内，其几何平均值为10^{-5}，代表中等信道条件。因此，理论信道丢包率范围为1.6×10^{-4}至0.798 3，PLR = 0.1对应误码率约为6.6×10^{-5}，PLR = 0.2对应误码率约为2.3×10^{-4}，PLR = 0.3对应误码率约为3.6×10^{-4}。本文取PLR = 0.1为基准阈值，略高于10^{-5}，属于中等略偏下的信道条件。此取值既能反映一般水声环境，又为动态调整机制保留了充足的响应空间，具有合理性。为进一步确定PLR阈值对系统性能的影响，模拟场景2中DT-OFCDUEP在不同PLR值下相对重要数据和非重要数据的恢复速率分别如图16和图17所示。

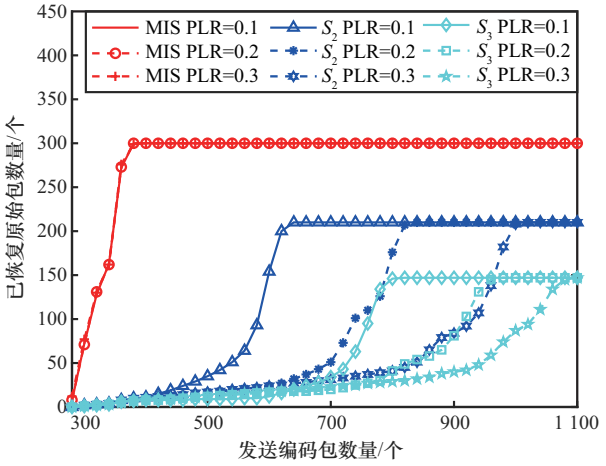

图16　DT-OFCDUEP在不同PLR阈值下相对重要数据的恢复速率

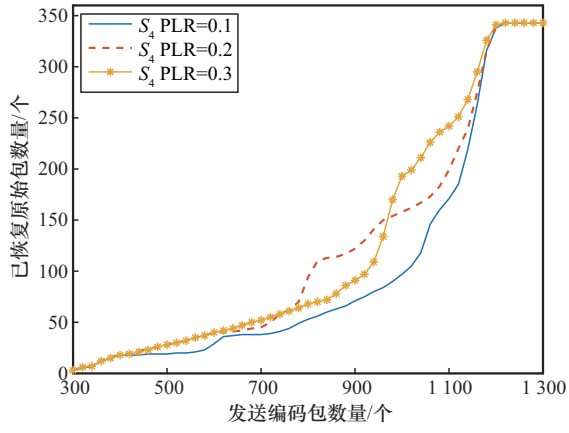

图17　DT-OFCDUEP在不同PLR阈值下非重要数据的恢复速率

从图16中可以看出，PLR的值越小，越早触发动态调整机制，相对重要数据越早恢复。从图17中可以看出，非重要数据的恢复速率随PLR值减小

而略有下降，但差距较小。DT-OFCDUEP在不同PLR阈值下的开销对比如表3所示。从表3中可以看出，由于在信道恶化前MIS已被全部恢复，恢复MIS开销在不同PLR下均为0.177。PLR值越小，相对重要数据集合S_2和S_3的恢复开销越低，但整体开销和反馈包数基本一致。上述结果表明，动态调整机制在PLR $\in$ [0.1,0.3]内性能稳定，具有良好的鲁棒性。

表3　不同PLR阈值对开销的影响

PLR	相对重要数据恢复开销（MIS、S_2、S_3）	整体开销	反馈包数
0.1	0.177、0.231、0.196	0.176	18
0.2	0.177、0.569、0.426	0.172	18
0.3	0.177、0.916、0.604	0.180	18

5.3　与其他方案性能对比

为便于比较，定义未恢复率为尚未恢复的原始包数量$N_{\text{undecoded}}$的占比，即$\frac{N_{\text{undecoded}}}{k}$。在相同开销下，未恢复率的数值越小，说明该机制数据恢复能力越强。本节将OFCDUEP与5种现有OFC不等差错保护方案进行对比，从未恢复率和恢复速度两个方面评估其性能优势。实验参数设置如下：k = 1 000，α_0 = 0.5，P_1 = 0.8，ξ = 0.5，对比方案涉及窗口选择权重比例为q_1:q_2:q_3 = 0.582:0.388:0.03，该比值源于OFC-UEP[24]。OFC-UEP首次将在线喷泉码与不等差错保护相结合，并采用权重选择法实现UEP。Huang等[24]的理论分析表明，该权重比例能够有效实现不等差错保护。此外，文献[27-28]在实验中也采用了相同的权重比例。为保证对比的有效性和一致性，本节沿用该权重设置。

由于对比方案中的MIS占比ξ均取0.5，为保证仿真实验的一致性和对比的有效性，本节沿用该MIS占比设置。为进一步比较不同ξ值对系统性能的影响，当MIS占比变化时，不同机制恢复所有原始包所需编码包数量如表4所示。参考文献[26]和文献[28]的参数配置，3种方案（UEPOFC-SWS、UEPCAROFC-LF和OFCDUEP）的LCC占比依次取0.65、0.325和0.3。从表4中可以看出，ξ值的变化对UEPOFC-SWS和UEPCAROFC-LF的影响较小，基本保持稳定。相比之下，OFCDUEP方案在不同MIS占比下均表现出更低的编码包数量，且随着MIS占比增大，所需编码包数量由1 053降至1 009，呈现出明显的下降趋势。OFCDUEP方案的性能优势源于其构建阶段的MIS遍历扩展窗策略，当LCC占比小于或等于MIS占比时，该策略能够有效利用MIS遍历加速解码；若LCC占比大于MIS占比，则MIS遍历的优势减弱，导致编码包数量增加。因此，在实际应用中，OFCDUEP中的MIS占比应大于或等于LCC占比，以充分发挥其性能优势。

表4　重要数据占比对编码包数量的影响

方案	ξ = 0.3	ξ = 0.4	ξ = 0.5
UEPOFC-SWS	1 212	1 219	1 222
UEPCAROFC-LF	1 054	1 054	1 048
OFCDUEP	1 053	1 014	1 009

表4中各方案的LCC占比分别选取了其原始文献中的参数设置，为验证同一LCC占比参数设置对方案性能的影响，统一LCC占比为0.325进行对比实验，结果如表5所示。从表5中可以看出，OFCDUEP方案在MIS占比为0.3（小于LCC占比）时的编码包数量为1 107，相比其在表4中LCC占比为0.3时的1 053有所增加；当MIS占比为0.4和0.5时，编码包数量分别为1 021和1 009，与表4中对应值1 014和1 009基本持平。相比之下，UEPOFC-SWS和UEPCAROFC-LF受LCC占比变化影响较小，性能基本稳定。因此，OFCDUEP在满足MIS占比大于或等于LCC占比的条件下性能更优。

表5　α_0 = 0.325时重要数据占比对编码包数量的影响

方案	ξ = 0.3	ξ = 0.4	ξ = 0.5
UEPOFC-SWS	1 211	1 214	1 200
UEPCAROFC-LF	1 054	1 054	1 048
OFCDUEP	1 107	1 021	1 009

k = 1 000时不同信道条件下OFCDUEP与OFC-UEP、EUEPOFC的未恢复率如图18和图19所示，设置k = 1 000，ε = 0和0.1，α_0 = 0.5，P_1 = 0.8。

从图18和图19中可以看出，未恢复率为10^{-4}时，OFC-UEP、EUEPOFC和OFCDUEP的MIS开销分别为0.1、0.015和−0.3，LIS开销分别为0.285、0.195和0.13。OFCDUEP在尚未发送任何冗余编码包（即编码开销为0）时，已解码全部MIS原始包，且相较OFC-UEP和EUEPOFC，LIS开销分别降低54.39%和33.33%。

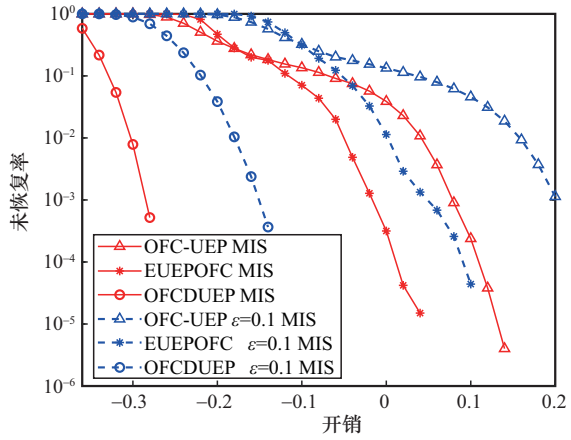

图 18　不同方案恢复重要数据时未恢复率与开销的关系

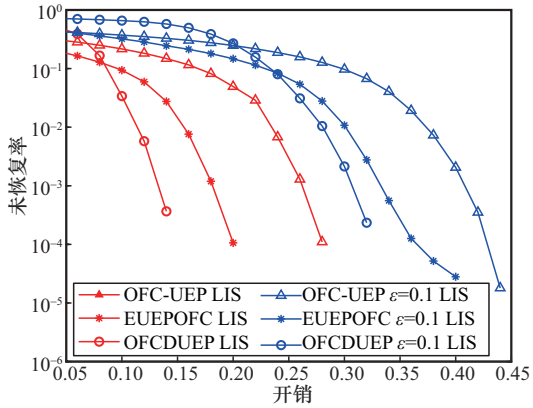

图 19　不同方案恢复非重要数据时未恢复率与开销的关系

图 20 和图 21 比较了 k = 1 000 时，OFCDUEP 与 4 种方案发送编码包数量与恢复原始包数量之间的关系。从图 20 中可以看出，OFCDUEP 在 MIS 恢复速度方面优于其他方案，提供了高效的不等差错保护。相较 MIS 恢复速度相近的 UEPCAROFC-LF 方案，OFCDUEP 恢复 MIS 所需编码包数减少了 13%；相较 OFC-UEP，OFCDUEP 恢复 MIS 所需编码包数减少了 41.13%。

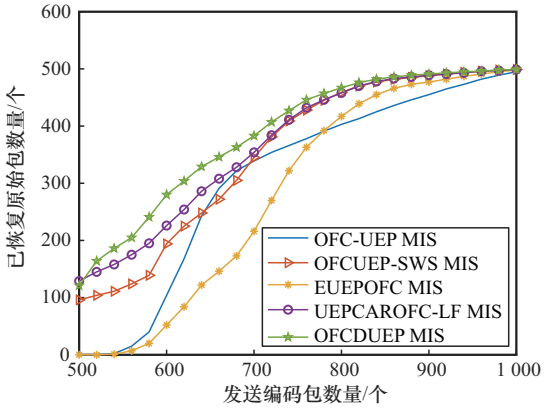

图 20　不同方案 MIS 恢复速度

从图 21 中可以看出，前期 OFC-UEP 的 LIS 恢复速度相对较快，与其他方案 LIS 恢复速度相近，OFC-DUEP 的 LIS 恢复速度虽略低于部分方案，但整体性能均衡，其恢复全部原始包所需编码包数量较其他方案最少减少了约 4.36%，最多减少了约 17.44%。

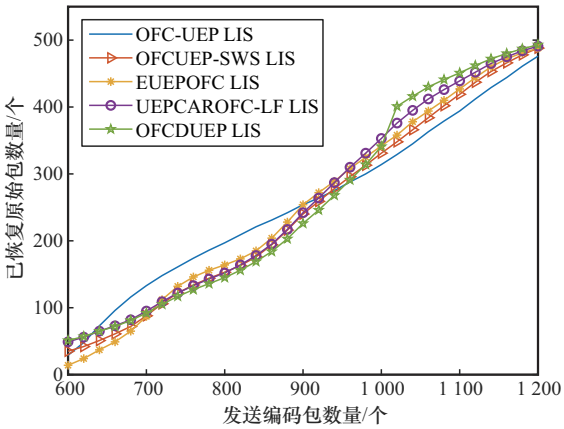

图 21　不同方案 LIS 恢复速度

UEPCAROFC-LF、OFC-URT 和 OFCDUEP 方案将原始包分为 10 个等级集合进行编解码时的恢复速率如图 22 所示。在这 10 个等级集合中，标号越小优先级越高。从图 22 中可以看出，OFC-URT 1 中高优先级数据集合恢复速率较快，但整体恢复开销高。与 OFC-URT 1 相比，OFC-URT 2 中高优先级数据集合恢复速率有所下降，但整体恢复开销较低。UEPCAROFC-LF 整体开销均低于 OFC-URT，但高优先级数据集合恢复速度仍低于 OFC-URT 1。OFCDUEP 在整体恢复过程中表现出较快的初始恢复速率和稳定的性能，尤其在关键数据恢复方面优势突出，验证了其动态不等保护机制的有效性，适合复杂多变的水下环境。

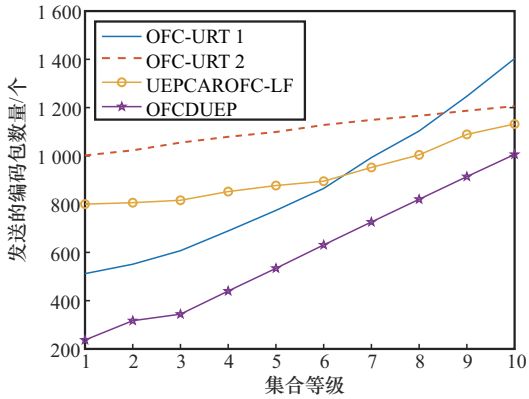

图 22　不同方案恢复不同集合等级需要发送的编码包数量对比

UEPCAROFC-LF与OFCDUEP在不同信道条件下编码包数、反馈包数和恢复MIS所需编码包数比较如表6所示。从表6中可以看出，OFCDUEP的反馈包数不到UEPCAROFC-LF反馈包数的一半，且其恢复MIS开销明显减少。

表6　两种方案的编码开销和反馈包数比较

信道擦除率	性能	UEPCAROFC-LF	OFCDUEP
$\varepsilon = 0$	编码开销	0.06	0.011
	恢复MIS开销	0.366	0.172
	反馈包数	13	4
$\varepsilon = 0.1$	编码开销	0.162	0.113
	恢复MIS开销	0.47	0.276
	反馈包数	19	9
$\varepsilon = 0.2$	编码开销	0.321	0.279
	恢复MIS开销	0.692	0.492
	反馈包数	20	13
$\varepsilon = 0.3$	编码开销	0.524	0.444
	恢复MIS开销	0.918	0.632
	反馈包数	26	15

为评估不同UEP方案的实际运行时间，本文在统一的软硬件环境下对比了各方案的平均运行时间。仿真参数设置原始包总数为100，MIS占比为0.5，LCC占比为0.325，涉及窗口选择权重比例为$q_1{:}q_2{:}q_3 = 0.582{:}0.388{:}0.03$，每种方案独立运行100次取平均值。实验结果如表7所示。

表7　不同UEP方案的平均运行时间对比

方案	平均运行时间/s
UEPOFC-SWS	0.21
UEPCAROFC-LF	6.65
OFC-UEP	0.54
EUEPOFC	0.51
OFCDUEP	0.48

从表7中可以看出，UEPOFC-SWS方案采用简单的顺序窗口策略，运行最快。UEPCAROFC-LF为了适应水声网络引入复杂的避环和递归反馈机制，导致运行时间较长。OFCDUEP方案平均运行时间为0.48 s，略低于EUEPOFC和OFC-UEP，远低于UEPCAROFC-LF（节省约92.8%），仅比最快的UEPOFC-SWS多0.27 s。综合考虑，OFCDUEP方案在保持较低运行时间的同时，实现了更高的传输效率。

通过上述仿真实验可以看出，OFCDUEP方案在理论分析、动态调整机制和综合性能方面均优于现有方案，不仅能够有效降低关键数据的恢复开销，还在动态信道环境中展现出良好的自适应能力，适用于UAN。

6　结束语

本文提出了一种OFCDUEP方案，该方案既可以提高重要数据的保护效率，又可以降低整体开销并增强动态适应性。通过动态参数调整与低开销反馈协同机制，减少了传输过程中的编码和反馈开销。相比于现有方案，本文方案提高了关键数据的恢复速度，减小了整体开销，并有效控制了反馈数量。研究结果证明，本文方案能够更好地适应动态水下环境，实现对重要数据的高效可靠传输。

参考文献：

[1] Huang Z H, Peng X M, Song Z C, et al. High-speed bio-inspired covert underwater acoustic communication technology for underwater Internet of things[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2025, 12(23): 49737-49753.

[2] 杜秀娟, 王丽娟, 刘静萍, 等. 基于归零神经动力学的水下无线传感器网络节点测距定位方法[J]. 通信学报, 2022, 43(10): 177-185.
Du X J, Wang L J, Liu J P, et al. Ranging localization method for nodes in underwater wireless sensor network based on zeroing neural dynamics[J]. Journal on Communications, 2022, 43(10): 177-185.

[3] 李加林, 沈满洪, 马仁锋, 等. 海洋生态文明建设背景下的海洋资源经济与海洋战略[J]. 自然资源学报, 2022, 37(4): 829-849.
Li J L, Shen M H, Ma R F, et al. Marine resource economy and strategy under the background of marine ecological civilization construction[J]. Journal of Natural Resources, 2022, 37(4): 829-849.

[4] 羊秋玲, 唐智超, 朱荣鑫, 等. 水下无线传感器网络节点定位方案综述[J]. 通信学报, 2025, 46(8): 225-240.
Yang Q L, Tang Z C, Zhu R X, et al. Survey of node localization scheme in underwater wireless sensor network[J]. Journal on Communications, 2025, 46(8): 225-240.

[5] 李冲, 杜秀娟, 王丽娟, 等. 基于异常检测和AUV辅助的水下传感器网络可靠节能路由协议[J]. 通信学报, 2025, 46(1): 222-238.
Li C, Du X J, Wang L J, et al. Reliable energy-efficient routing protocol based on anomalous detection and AUV-aid for underwater sensor networks[J]. Journal on Communications, 2025, 46(1): 222-238.

[6] Dong B W, Men W, Han X, et al. Efficient anadromic gradient descent-based off-grid underwater acoustic channel estimation for long-term IoUT systems[J]. IEEE Internet of Things Journal, 2026, 13(6): 12359-12374.

[7] Theocharidis T, Kavallieratou E. Underwater communication technologies: a review[J]. Telecommunication Systems, 2025, 88(2): 54.

[8] 黄靖轩, 费泽松, 李欢. 无速率编码及其应用综述[J]. 无线电通信技术, 2020, 46(1): 44-54.
Huang J X, Fei Z S, Li H. Overview of rateless codes and their applications[J]. Radio Communications Technology, 2020, 46(1): 44-54.

[9] 王丽娟, 杜秀娟, 李冲. 面向水声网络可靠传输的FDR编解码算法[J]. 通信学报, 2020, 41(4): 81-91.
Wang L J, Du X J, Li C. FDR coding and decoding algorithm for reliable transmission in underwater acoustic network[J]. Journal on Communications, 2020, 41(4): 81-91.

[10] Cassuto Y, Shokrollahi A. Online fountain codes with low overhead[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2015, 61(6): 3137-3149.
[11] 杜秀娟, 王玉杰, 柳秀秀, 等. 水声网络基于优先级与可 Zigzag 解码的在线喷泉码[J]. 计算机应用研究, 2025, 42(3): 895-902.
Du X J, Wang Y J, Liu X X, et al. Priority-based and Zigzag decodable online fountain codes for underwater acoustic network[J]. Application Research of Computers, 2025, 42(3): 895-902.
[12] 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.
[13] Rahnavard N, Vellambi B N, Fekri F. Rateless codes with unequal error protection property[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2007, 53(4): 1521-1532.
[14] 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.
[15] Borade S, Nakiboğlu B, Zheng L Z. Unequal error protection: an information-theoretic perspective[J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2009, 55(12): 5511-5539.
[16] 黄太奇, 谢荣平, 卢德兼. 无线传感器网络多优先级数据收集机制[J]. 指挥信息系统与技术, 2020, 11(6): 59-64.
Huang T Q, Xie R P, Lu D J. Multi-priority data collection mechanism for wireless sensor network[J]. Command Information System and Technology, 2020, 11(6): 59-64.
[17] Ahmad S, Hamzaoui R, Al-Akaidi M M. Unequal error protection using fountain codes with applications to video communication[J]. IEEE Transactions on Multimedia, 2011, 13(1): 92-101.
[18] Fadhel H, Cao L. On unequal error protection raptor codes[C]//Proceedings of the 2015 IEEE Global Conference on Signal and Information Processing (GlobalSIP). Piscataway: IEEE Press, 2015: 295-299.
[19] 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.
[20] 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.
[21] Yin J P, Fu Y S, Huang H B. Feedback-aided rateless codes unequal error protection for multimodal communication[C]//Proceedings of the 2025 IEEE 101st Vehicular Technology Conference (VTC2025-Spring). Piscataway: IEEE Press, 2025: 1-6.
[22] Huang H C, Chang F C, Chen P L. Error control for content-adaptive block compressive sensing with polar codes and unequal protection concepts[C]//Proceedings of the 2025 IEEE 14th Global Conference on Consumer Electronics (GCCE). Piscataway: IEEE Press, 2025: 1285-1288.
[23] Cui C, Xiang W, Ma S W, et al. Rateless polar codes with unequal error protection property[J]. China Communications, 2026, 23(1): 10-23.
[24] 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.
[25] 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.
[26] Duan Y F, Ding L H, Yang F, et al. UEP online fountain codes with sequential window strategy[C]//Proceedings of the 2020 IEEE/CIC International Conference on Communications in China (ICCC). Piscataway: IEEE Press, 2020: 899-904.
[27] 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.
[28] 柳秀秀, 杜秀娟, 韩多亮. 水声网络不等差错保护的避环 ROFC-LF 码算法与分析[J]. 电子学报, 2024, 52(8): 2591-2606.
Liu X X, Du X J, Han D L. Algorithms and analysis of circle-avoidance ROFC-LF with unequal error protection for underwater acoustic networks[J]. Acta Electronica Sinica, 2024, 52(8): 2591-2606.
[29] Zhang Y, Zhao Y L, Lau F C M, et al. Weighted zigzag decodable fountain codes for unequal error protection[J]. IET Communications, 2022, 16(17): 2082-2090.
[30] Zhao Y L, Zhang Y, Lau F C M, et al. Expanding-window zigzag decodable fountain codes for scalable multimedia transmission[J]. ACM Transactions on Multimedia Computing, Communications, and Applications, 2024, 20(8): 1-24.
[31] 崔晨. 不等差错保护极化码编码方法研究[D]. 哈尔滨: 哈尔滨工业大学, 2022.
Cui C. Research on unequal error protection coding method of polar codes[D]. Harbin: Harbin Institute of Technology, 2022.
[32] Du X J, Liu X X, Su Y S. Underwater acoustic networks testbed for ecological monitoring of Qinghai Lake[C]//Proceedings of the OCEANS 2016-Shanghai. Piscataway: IEEE Press, 2016: 1-4.

[作者简介]



赵蕾（1990– ），女，青海师范大学博士生，主要研究方向为无线网络安全。



杜秀娟（1970– ），女，博士，上海东海职业技术学院教授，主要研究方向为无线网络与安全、物联网技术、神经网络等。



柳秀秀（1989– ），女，博士，青海师范大学副教授，主要研究方向为水声网络可靠传输等。



田晓静（1994– ），女，博士，青海理工学院讲师，主要研究方向为无线网络。