通过多级编码和网格编码量化实现压缩转发

Heping Wan、IEEE 会士 Anders Høst-Madsen 和 IEEE 会士 Aria Nosratinia

arXiv:2301.03128v1 [cs.IT] 9 Jan 2023

摘要

即使中继无法解码源信号，压缩转发（CF）中继仍能提高通信速率。高效实现压缩转发是当前备受关注的课题，部分原因在于它可能对云无线接入网等无线技术产生影响。在高频谱效率区间，压缩转发实现的性能与相应的信息论可达速率之间存在差距。我们首先重新审视导致这一差距的难题，并提出一种缓解方法。我们在中继处采用网格编码量化（TCQ），并在信源和中继处采用多级编码，以便在目的节点计算比特对数似然比，进行联合译码。本研究的贡献包括针对端到端中继性能设计 TCQ，因为以最小化失真为目标的 TCQ 并非最优。报告的改进包括：相较于先前结果，在相移键控调制下获得 1 dB 的增益。

索引词

压缩转发中继、编码调制、多级编码、网格编码量化

I. 引言

本文研究高频谱效率（编码调制）条件下的压缩转发（CF）中继。在此条件下，压缩转发实现的性能与已知的最佳（信息论）可达速率之间存在差距。造成这一困难的原因可简要概述如下。

H. Wan 和 A. Nosratinia 的这项工作得到美国国家科学基金会 1711689 号资助。A. Host-Madsen 的工作得到美国国家科学基金会 1923751 号资助。H. Wan 和 A. Nosratinia 任职于美国德克萨斯州理查森市的德克萨斯大学达拉斯分校电气工程系，电子邮箱：Heping.Wan@utdallas.edu、aria@utdallas.edu。A. Host-Madsen 任职于美国夏威夷州檀香山马诺阿的夏威夷大学电气工程系，电子邮箱：ahm@hawaii.edu

最佳理论可达速率的实现方式，要么是在中继处进行 Wyner-Ziv压缩，要么是在目的节点进行联合译码 [1], [2]。由于实用的 Wyner-Ziv 编码实现难以接近理论极限，因此人们通过迭代解码来研究在目的节点进行联合译码的方法 [3], [4] 。迭代解码需要比特级对数似然比，而这些量在标量量化下容易获得，但在矢量量化（VQ）下则难以获得。因此，迄今为止的联合译码方法都采用标量量化，放弃了只有矢量量化才能带来的成形增益。本文针对这一问题提出了一种新方法，从而提升压缩转发实现的性能。

我们首先简要回顾相关文献。在 [5] 中，中继对接收值的软信息进行量化，随后对每个层级采用卷积码进行多级编码，同时实现 Slepian-Wolf压缩和差错保护。文献 [6]–[8], 采用半双工中继、Wyner-Ziv编码以及目的节点的连续译码。文献 [6], [7] 在信源端采用低密度奇偶校验码，在中继端采用不规则重复累积（IRA）码。文献 [8] 在中继端采用极化码的嵌套构造。Liu等人 [9] 通过叠加结构实现 Wyner-Ziv编码。

另一种策略是将量化序列映射为中继码字，不进行 Wyner-Ziv编码 [1], [2], [10], ，而是在目的节点进行联合译码。该策略的可达速率与采用 Wyner-Ziv编码和连续干扰消除译码时相同。以下研究采用了标量量化和联合译码。Chakrabarti等人 [11] 通过最大化信源与量化器输出之间的互信息，而非最小化失真，来设计量化器。Nagpal等人 [3] 采用低密度奇偶校验码，而 Nagpal等人 [4] 采用低密度生成矩阵（LDGM）码，将标量量化符号映射为码字。这些二进制调制扩展为基于比特交织编码调制（BICM）的编码调制。本文作者在 [12] 中采用了这种方法，结合标量量化、多级编码、低密度奇偶校验码和联合译码。

如前所述，标量量化便于进行软判决译码，但会牺牲成形增益。一般矢量量化器（VQ）原则上能够实现成形增益，但会使比特对数似然比的计算变得棘手。为解决这一矛盾，我们采用网格编码量化（TCQ） [13]。在这种技术中，网格编码能够实现成形增益，同时 BCJR算法支持似然交换 [14]。

我们将该技术用于设计加性高斯白噪声信道中全双工压缩转发中继的编码调制。我们采用多级编码（MLC） [15] 作为在该多节点网络中实现编码调制的一种便捷且

灵活的方法。我们分析如何为分级二进制分量码合理分配码率，以实现近乎最优的差错保护；这与 [3], [4] 不同，后者将所有层的码率限制为相同。本文的一项贡献是设计了一种面向端到端中继性能的实用 TCQ，因为事实证明，失真最小化 TCQ 并不足够。本文阐述了量化器优化，以及与 TCQ 软判决译码相关的输入输出分布计算。我们采用低密度奇偶校验码为信源提供差错保护，并将中继处的量化序列映射为一个码字，其校验位将被传输。本文还介绍了用于目的节点联合译码的联合迭代译码图模型及相应的信息交换算法。

总之，本文的贡献包括：为 CF 中继采用 TCQ，以在允许迭代解码器进行对数似然比交换的同时实现成形增益；对 CF中继进行 MLC 分层速率分析；实现迭代联合译码；以及展示所提出方法带来的增益。

II. 设置、符号与预备知识[1]

在点对点信道中，对于 2^m元星座图，MLC 通过将数据流拆分为 m 比特数据流来实现。每个子流 $i \in \{1, 2, ..., m\}$ 均独立编码。在每个时刻，二进制编码器的输出被组合以构成向量$[A_1, A_2, ...A_m]$ ，随后将其映射为星座点 X 并进行传输。在目的端，观测到 Y。该信道由条件分布 $p(y|x)$描述。输入与输出之间的互信息为

$$I(X;Y) = I(A_1, A_2, ..., A_m; Y) = \sum_{i=1}^{m} I(A_i; Y|A^{i-1}), \tag{1}$$

其中， A^{i-1}、 $[A_1, A_2, ..., A_{i-1}]$ （ A_0 表示常数），并使用互信息的链式法则以及 X 与 $[A_1, A_2, ..., A_m]$ 之间的一一对应关系。式（1）表明采用多级译码，原始信道被分解为 m 个层级，其中第 i 层的信息比特利用信道观测和前序层级解码器的输出进行恢复。因此，分配给第 i 层的速率应小于或等于 I（A_i； $Y|A^{i-1}$）。

[1]本节仅为完整起见列出，其内容完全遵循 [12] 。

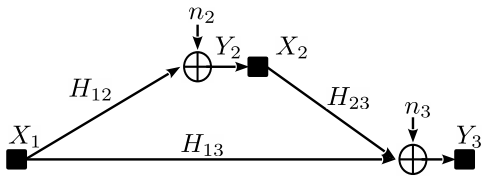

图1. 全双工高斯中继信道

三节点加性高斯白噪声全双工中继信道如图1所示。信源向目的节点和中继发送 $X_1 \in \mathcal{A}$ ，并满足功率约束 P_s 。中继向目的节点发送 $X_2 \in \mathcal{B}$，并满足功率约束 P_r 。 $\mathcal{A}$ 和 $\mathcal{B}$ 分别表示 X_1 和 X_2的星座字母表。 n_2 和 n_3 为均值为零、方差分别为 N_2 和 N_3的加性高斯白噪声。中继和目的节点处的接收信号为

$$Y_2 = H_{12}X_1 + n_2, \tag{2}$$

$$Y_3 = H_{13}X_1 + H_{23}X_2 + n_3, \tag{3}$$

其中， H_{13}、 H_{12} 和 H_{23} 是信道系数，如图1所示。

在区块 t中，信源将 2^{nR} 条消息中的一条映射为长度为n 的码字$\mathbf{X}_1^{(t)}$ ，并向目的节点和中继发送$\mathbf{X}_1^{(t)}$ 。由于因果性，中继对区块$t-1$中接收到的序列进行量化。长度为 n 的 $\tilde{\mathbf{Y}}_2^{(t-1)}$ 表示$\mathbf{Y}_2^{(t-1)}$ 的量化分箱。然后，将 $\tilde{\mathbf{Y}}_2^{(t-1)}$ 映射为长度为n 的码字$\mathbf{X}_2^{(t-1)}$ ，并发送至目的节点。目的节点使用联合译码恢复区块 $t-1$发送的信源消息。可达速率为 [16, 第16节。7]

$$R < \max I(X_1; \tilde{Y}_2, Y_3 | X_2), \tag{4}$$

$\tilde{}$满足条件$I(Y_2;\ Y_2|X_2, Y_3)\ \leq I(X_2;\ Y_3)$，其中最大值取遍联合分布$p(x_1)p(x_2)p(\tilde{y}_2|x_2, y_2)$。

当源和中继均采用 2^m-QAM/PSK 调制时，在 CF 中继中实现多层编码，源端的数据流和中继端的量化分箱将拆分为 m 个比特流。源端/中继端的每个 m 二进制比特流均独立编码。$\tilde{}$由于 $X_1 \leftrightarrow [A_1, A_2, ..., A_m]$、 $Y_2 \leftrightarrow [B_1, B_2, ..., B_m]$ 和

$X_2 \leftrightarrow [C_1, C_2, ..., C_m]$之间存在一一对应关系，多级译码将导致原始信道分解，而式 (4) 中的可达速率可表示为

$$R \leq \max \sum_{i=1}^{m} I(A_i; B^m, Y_3 | C^m, A^{i-1}). \tag{5}$$

满足以下约束:

$$\sum_{i=1}^{m} I(Y_2; B_i | C^m, Y_3, B^{i-1}) \leq \sum_{i=1}^{m} I(C_i; Y_3 | C^{i-1}) \ . \tag{6}$$

分配给每个层级的速率记为 R_i，要求

$$R_i \leq I(A_i; B^m, Y_3 | C^m, A^{i-1}) \tag{7}$$

III. CF中继的多级实现

待传输的消息被划分为 m 个比特流。每个比特流分别采用码率为 $R_i, i = 1, \ldots, m$的二进制LDPC码进行编码，其中 R_i 应满足（7）。在每个时刻，二进制向量 $[A_1, A_2, ...A_m]$ 由 2^m-QAM/PSK调制器映射为所发送序列 $\mathbf{X}_1$ 中的一个符号。在中继处，量化分箱 $\mathbf{Y}_2$ 被拆分为m 个比特流。每个比特流均通过码率为-$1/2$ 的系统二进制LDPC码进行编码。码字的校验位经 2^m-QAM/PSK调制器组合，构成 $\mathbf{X}_2$，并在下一个块中发送至目的节点。

A. 中继处的量化

CF性能的主要障碍在于中继端压缩的实现。Wyner-Ziv实现尚未达到理论极限，而联合译码为便于进行LLR计算，主要采用标量量化，因此损失了中继端量化器的成形增益。我们通过TCQ提出了一种新方案，既能提供成形增益，又能实现可行的联合译码LLR计算，从而解决这一问题。

网格信源编码旨在以 R的码率压缩从边缘分布为 $p(y)$的˜无记忆信源中采样得到的序列$\mathbf{y} = [y_1, y_2, \ldots, y_n]$，并将其表示为 ˜$\mathbf{y} = [\tilde{y}_1, \tilde{y}_2, \ldots, \tilde{y}_n]$。重构值为ˆ$y \in \mathcal{Y}$。网格信源编码要根据 ˜y确定一条路径，生成失真最小的重构序列ˆy。

TCQ [13] 是网格信源编码的一种实用实现，其灵感源自网格编码调制（TCM） [17]。在 TCM 中，为了在每个信号间隔内传输 m 个信息比特，传统的 2^m 点信号星座会扩展为 2^{m+1} 个点，并按照 Ungerboeck集合划分的思想划分为 2^m

个子集。 m 个输入比特经过一个码率为 $m/$（$m+1$）的网格编码器，其中 $m-1$ 个比特用于选择集合划分，其余比特则决定从该集合划分中选取哪个符号。

B. 获取 p(ˆ$y_2|y_2$)与量化器优化

为了在目的节点进行迭代解码，需要使用软输入版本的 TCQ，一个合理的选择是 Bahl-Cocke-Jelinek-Raviv（BCJR）算法。为了实现 BCJR，需要 pˆ$y_2|y_2$的（边缘）条件分布 [14], ，其中ˆ$y_2 \in \mathcal{Y}_2$ 表示重构值，且 $\lceil\mathcal{Y}_2| = 2^{m+1}$。遗憾的是，这一分布并不能直接获得，其计算也并不简单。在本小节中，我们将重点介绍计算该值的不同方法，并给出我们所采用的技术。根据我们的经验，该技术能够产生最佳结果。

率失真理论 [18] 表明，最优信源编码器可由以下最小化问题的解得到

$$R(D) = \min_{p(\hat{y}|y):E\{d(y,\hat{y})\}\leq D} I(Y,\hat{Y}),$$

其中，最小化是在所有条件分布 p(ˆ$y|y$)上进行的，对于这些条件分布，联合分布p(ˆy, y) $= p(y)p$(ˆ$y|y$)满足期望失真约束 D，而 d(y, ˆy)是失真度量函数。 p(ˆ$y|y$)可解释为给定信源值 y 由重构值ˆy表示的概率。

利用上述优化得到的 p(ˆ$y|y$)，编码过程等价于寻找一个使 p(ˆ$y(n)$, y) 最大化的 ˆ$y(n)$。对于网格信源编码，可以使用 [14] BCJR 算法来求得重构序列 ˆy 及其对应的压缩比特流 ˜y。

然而，最小化失真未必是 CF中继的良好策略，因为中继的最终目标是最大程度地帮助目的节点解码。反直觉的是，这并不总是意味着失真较低；低失真只能保证对 y_2 的重构保真度。我们的仿真表明，Lloyd-Max重构值以及通过率失真优化得到的 p(ˆ$y_2|y_2$) 配合使用时，性能平平。[2] 这似乎表明应联合设计 p(ˆ$y_2|y_2$) 和网格结构，但对于实用量化器设计而言，这样做过于复杂

[2]其他人也指出了这一问题，例如，Chakrabarti等人 [11] 进行了一项比较，结果显示，均方失真较大的量化器反而带来了更好的中继性能。

设计。我们的结果是通过从文献中选取一种良好的网格图，并通过最大化 CF（端到端）可达速率表达式来确定量化器边界而得到的；该表达式与条件分布 $p(\hat{}y_2|y_2)$ 所决定的量化边界有关。我们通过简单的离散搜索确定这些边界，同时保持量化器的对称性，并利用了图 4 中的网格图和重构值。

C. 解码

如前所述，目的节点对信源信号以及中继处的量化信号进行解码；信息论论证表明，这种联合译码使中继无需采用脏纸型编码，也不会造成速率损失。联合解码器通过图模型以迭代方式实现，用于在各 LDPC 塔纳图内部及其之间交换信息。

目的节点首先根据最大后验概率 $p(\mathbf{x}_1|\mathbf{y}_3)$ 寻找一个码字 $\mathbf{x}_1$ ；此搜索通过逐比特 MAP 解码器按以下规则进行：

$$\hat{x}_{1,j} = \arg\max_{x_{1,j}\in\mathcal{A}} \sum_{\sim x_{1,j}} p(\mathbf{x}_1|\mathbf{y}_3),$$

对于所有 $j = 1, ..., n,$. 请注意，$\hat{}\mathbf{y}_2$ 是量化值，而 $\tilde{}\mathbf{y}_2$ 是压缩比特序列。给定量化策略，这两种表示等价；不过，$\tilde{}\mathbf{y}_2$ 对中继的信道编码器以及目的节点处的迭代解码来说，都是更方便的表示。 $p(\mathbf{x}_1|\mathbf{y}_3)$ 可分解如下：

$$p(\mathbf{x}_1|\mathbf{y}_3) = \frac{1}{p(\mathbf{y}_3)} \sum_{\tilde{\mathbf{y}}_2,\mathbf{x}_2} p(\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2, \tilde{\mathbf{y}}_2, \mathbf{y}_3), \tag{8}$$

其中

$$p(\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2, \tilde{\mathbf{y}}_2, \mathbf{y}_3) = p(\mathbf{y}_3|\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2, \tilde{\mathbf{y}}_2)p(\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2, \tilde{\mathbf{y}}_2), \tag{9}$$

$$\overset{(a)}{=} p(\mathbf{y}_3|\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2)p(\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2, \tilde{\mathbf{y}}_2), \tag{10}$$

$$= p(\mathbf{y}_3|\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2)p(\mathbf{x}_2|\mathbf{x}_1, \tilde{\mathbf{y}}_2)p(\tilde{\mathbf{y}}_2|\mathbf{x}_1)p(\mathbf{x}_1), \tag{11}$$

$$\overset{(b)}{=} p(\mathbf{y}_3|\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2)p(\mathbf{x}_2|\tilde{\mathbf{y}}_2)p(\tilde{\mathbf{y}}_2|\mathbf{x}_1)p(\mathbf{x}_1), \tag{12}$$

$$\overset{(c)}{\propto} p(\mathbf{y}_3|\mathbf{x}_1, \mathbf{x}_2)_{\mathbb{I}}\{\mathbf{x}_2 = \mathcal{C}_R(\tilde{\mathbf{y}}_2)\}p(\tilde{\mathbf{y}}_2|\mathbf{x}_1)_{\mathbb{I}}\{\mathbf{x}_1 \in C_S\}, \tag{13}$$

其中，(a)成立是因为 $\mathbf{y}_3$ 仅依赖于 $\mathbf{x}_1$,$\mathbf{x}_2$, (b)成立是由于马尔可夫 $\mathbf{x}_1 \leftrightarrow \tilde{}\mathbf{y}_2 \leftrightarrow \mathbf{x}_2$,, 而 (c)成立是因为 $p(\mathbf{x}_1) = {}^{\mathbb{I}\{\mathbf{x}_{2^{nR}}^{1}\in C_S\}}$ 在信源的各个元素上服从均匀分布

码本 $\mathcal{C}_S$，且 $p(\mathbf{x}_2|\tilde{\mathbf{y}}_2) = \mathbb{I}\{\mathbf{x}_2 = \mathcal{C}_R(\tilde{\mathbf{y}}_2)\}$，即中继处差错控制编码的输出 $\mathcal{C}_R$ 是其输入的确定性函数。

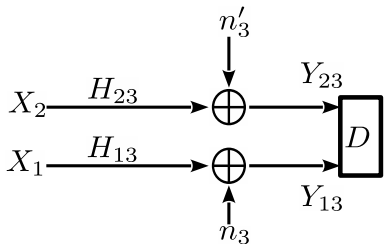

图2. 信道模型中目的节点部分的简化模型

在块 t 期间，目的节点接收到的 $\mathbf{X}_2^{(t-1)}$ 版本受到噪声和干扰的污染，其中包含有关 $\mathbf{X}_1^{(t-1)}$ 的信息，而 $\mathbf{X}_1^{(t-1)}$ 与 $\mathbf{X}_1^{(t)}$ 相互独立。这种独立性使得连续干扰消除成为可能，从而简化目的节点 [3] 处的信道模型：

$$Y_{23} = H_{23}X_2 + n_3', \tag{14}$$

$$Y_{13} = H_{13}X_1 + n_3, \tag{15}$$

如图2所示。在块 t，目的节点根据 $\mathbf{Y}_{23}^{(t)}$ 和 $\mathbf{Y}_{13}^{(t-1)}$ 联合解码 $\mathbf{X}_1^{(t-1)}$ 和 $\mathbf{X}_2^{(t-1)}$：处理 $\mathbf{Y}_{23}^{(t)}$ 时，将 $\mathbf{X}_1^{(t)}$ 视为功率为 $H_{12}^2P_s$ 的零均值高斯噪声；处理 $\mathbf{Y}_{13}^{(t-1)}$ 时，则从 $\mathbf{Y}_3^{(t-1)}$ 中减去在块 $t-1$ 期间解码得到的 $\mathbf{X}_2^{(t-2)}$。此操作可将 Y_3 分解为两个链路 Y_{13} 和 Y_{23}，其加性高斯白噪声相互独立，方差分别为 $N_3 + H_{12}^2P_s$ 和 N_3。利用 $p(y_3|x_1.x_2)$ $=p(y_{31}|x_1)p(y_{32}|x_2)$，在目的节点进行 LLR计算，式（13）可改写为

$$\prod_{j=1}^{n} p(y_{13,j}|x_{1,j}) \prod_{k=1}^{n} p(y_{23,k}|x_{2,k})$$
$$\cdot \mathbb{I}\{\mathbf{x}_1 \in C_S\} p(\tilde{\mathbf{y}}_2|\mathbf{x}_1) \mathbb{I}\{\mathbf{x}_2 = \mathcal{C}_R(\tilde{\mathbf{y}}_2)\}, \tag{16}$$

借助这一分解，可以通过反复应用两个低密度奇偶校验译码器来执行联合译码，其代价函数基于 $p(y_{13}|x_1)$ 和 $p(y_{23}|x_2)$，并通过项 $p(\tilde{\mathbf{y}}_2|\mathbf{x}_1)$ 强制建立 x_1 与 x_2 之间的关系，同时采用中继 LPDC 编码 $\mathbf{x}_2 = \mathcal{C}_R(\tilde{\mathbf{y}}_2)$。利用目的节点的观测 y_{13} 和 y_{23}（经过连续干扰消除后），执行三路迭代解码，其信息交换过程如图3所示，其中每个低密度奇偶校验译码器模块都表示一个 Tanner 图。

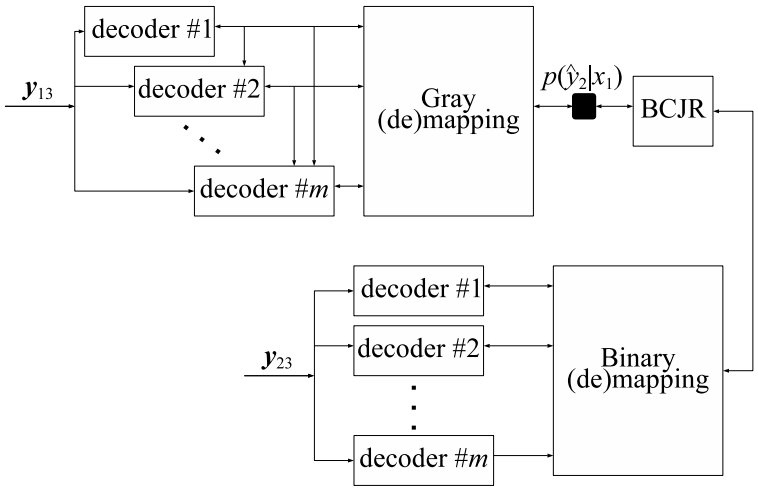

图3。联合迭代译码图模型

两个低密度奇偶校验译码器组件遵循众所周知的原理，因此为简洁起见，图3中省略了它们的内部结构。迭代解码还需要通过 $p(\tilde{\mathrm{y}}_2|\mathrm{x}_1)$ 传播软信息，这并非易事，因此我们将其拆分为两个组件。考虑马尔可夫链 $\mathrm{x}_1 \leftrightarrow \hat{\mathrm{y}}_2 \leftrightarrow \tilde{\mathrm{y}}_2$, , 我们有 $p(\tilde{\mathrm{y}}_2|\mathrm{x}_1) = \sum p(\tilde{\mathrm{y}}_2|\hat{\mathrm{y}}_2)p(\hat{\mathrm{y}}_2|\mathrm{x}_1)$。$\hat{\mathrm{y}}_2$网格图上的信息交换如 $p(\tilde{\mathrm{y}}_2|\hat{\mathrm{y}}_2)$ 所示，使用 BCJR算法计算。x_1 与 $\hat{\mathrm{y}}_2$ 之间的信息交换通过 $p(\hat{y}_2|x_1)$ 进行。由于 TCQ 使用多个标量量化器，我们将其数量记为 K，因此该量化值边缘分布表示为加权和。每个样本选择某个量化器的概率为 $\mathbb{P}(Q_i|x_1)$。整体边缘分布为:

$$p(\hat{y}_2|x_1) = \sum_{i=1}^{K} \mathbb{P}(Q_i|x_1) \int_{\hat{y}_2=Q_i(y_2)} p(y_2|x_1)\, dy_2 \tag{17}$$

每个样本处的概率 $\mathbb{P}(Q_i|x_1)$由量化前噪声对 x_1 的污染以及网格图的作用共同决定。其总体影响难以建模，因此我们通过对信道 $x_1 \to y_2$进行蒙特卡罗仿真，应用TCQ，并收集每个量化器 Q_i在给定 x_1条件下出现的经验频率，来获得 $\mathbb{P}(Q_i|x_1)$的经验估计。

目的节点首先根据信道观测初始化 $p(y_{13})$和 $p(y_{23})$。然后，通过对 $\mathcal{C}_S$执行和积算法，更新目的节点处 x_1 的软估计。由此，通过式 (17) 得到$\hat{y}_2$ 的更新软估计。随后，

使用由压缩网格诱导的BCJR算法更新 $\tilde{y}_2$的软估计。接着，利用观测 y_{23} 和中继-目的地LDPC码的结构执行另一次和积算法，以更新 $\tilde{y}_2$。然后，我们反向重复这一过程，更新ˆ y_2 和 x_1，再对 x_1进行一次和积迭代。

总之，该过程由分别对源LDPC码和中继LDPC码运行的两个和积算法组成，二者通过上述方法交换信息。我们的算法在每次和积运算中分别执行一次比特到校验节点和一次校验节点到比特的操作，然后再将信息传递给另一个LDPC译码器。该过程结束时，我们对多层编码执行多阶段硬判决解码。

IV. 仿真

本节给出支持本文结论的仿真结果。仿真基于以下参数： $N_3 = 1$、 $N_2 = 8$、 $H_{13} = 1$、 $H_{12} = 2$和 $H_{23} = 11$。此外，在所有实验中，信源和中继的发射功率相同。仿真中报告的信噪比通过固定噪声功率并改变信源/中继的功率得到。

采用码块长度为64,800的DVB-S2 LDPC码进行差错控制编码。在中继处，前32,400个量化比特由一个码率为1/2的DVB-S2码编码，其余量化比特则由另一个类似的DVB-S2码编码。随后将这两个编码器产生的校验位串接起来进行传输。

我们的实验采用归一化速率为 3.4 bits/s/Hz 的 16-QAM，以及速率为 3.27 bits/s/Hz 的 16-PSK。每种调制均配有一个 4 级多级码；对于 16-QAM，各级码率分别为 0.9 、 0.8 、 0.9 和 0.8 ；对于 16-PSK，各级码率分别为 0.9 、 0.9 、 0.8 和 2/3。

中继采用具有 8 状态网格图的 TCQ，其生成矩阵如下：

$$\begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & D & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & D^2 & D \end{bmatrix}.$$

图4所示的量化器重构值，其基数是用于信源/中继调制的16-QAM/相移键控星座图大小的两倍。对于16-QAM示例，扩展为标准的32AMPM会导致单元边界不便，因此我们也尝试了图示的32点扩展，以及对称的64点扩展

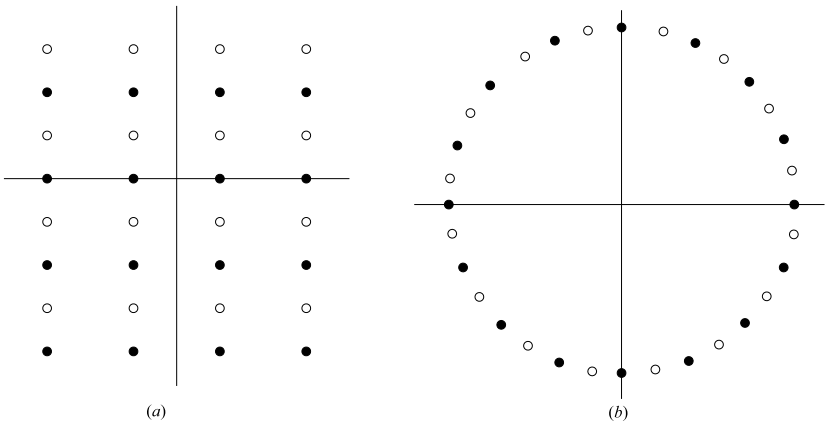

图 4。使用 16-QAM（a）和 16-PSK（b）进行 CF中继时的重构值，其中圆圈表示 16-QAM/PSK 星座图。

，结果发现后者相较于前者的增益可以忽略不计。量化器分箱边界的设计依据第III-B节中提到的优化方法。

我们将结果与比特交织编码调制（BICM） [3], [4], 的结果进行比较，其中根据定义，子信道中的组件低密度奇偶校验码具有相同的码率。由于可用的 DVB-2 码的粒度有限，我们使用可用码以尽可能接近的码率对 BICM 进行了仿真。对于 16-QAM BICM，采用码率为 5/6 的 DVB-S2 码，得到 3.33 bit/s/Hz 的总码率；对于 16-PSK，采用码率为 0.8 的 DVB-S2 码，得到 3.2 bit/s/Hz 的总码率。除 BICM 结果外，我们还展示了该工作的初步版本 [12] 的结果，该版本仅使用标量量化。此外，我们还仔细选择码率，以避免在报告误码率时使本文方法获得任何不公平的优势。

仿真结果如图 5 所示。从这些仿真中得出的观察结果和见解如下：

- 所提方法在 16-QAM 和 16-PSK 下的误码率性能优于比特交织编码调制，尽管仿真中的比特交织编码调制码率略占优势。
- 多层编码优于比特交织编码调制这一点在点对点信道中早已得到证实，而本文进一步确认了这一优势在 CF 中继端到端性能中的体现。
- 此外，研究还证实，在 CF中继中，TCQ 的性能优于标量量化。尽管乍看之下这似乎是理所当然的结果，但以往的研究 [11] 表明，在 CF 的背景下采用矢量量化一直极为困难。从这个意义上说，本文报告的结果具有重要的实际创新性。

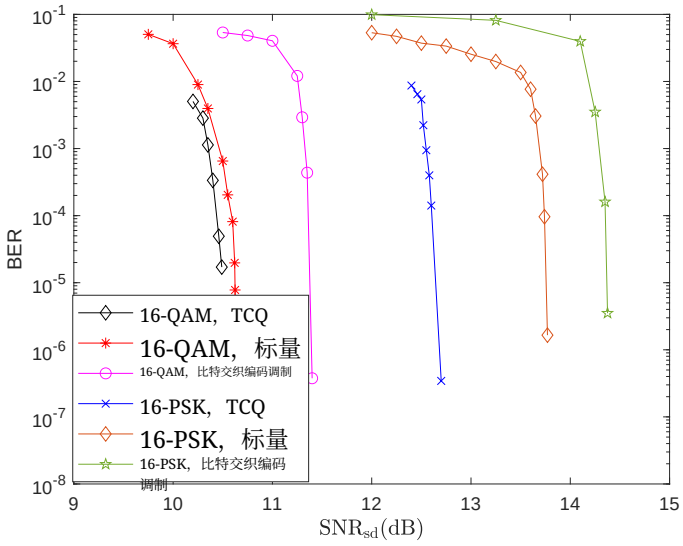

图5. 使用 16-QAM/相移键控进行的仿真结果，其中 $N_3 = 1$、 $N_2 = 8$、 $H_{13} = 1$、 $H_{12} = 2$、 $H_{23} = 11$ 和 $P_r = P_s$。

- 对于 16-PSK，观察到约 1 dB 的性能提升。对于 16-QAM，提升幅度则较小。

五、讨论与结论

本文通过结合中继端的网格编码量化、采用 LDPC 分量码的多级编码，以及目的节点对源信号和中继信号的迭代联合译码，显著改进了已知的压缩转发实现。利用 TCQ 促进目的节点生成比特对数似然比，是本文的一项关键贡献。此外，本文还展示了采用相移键控调制的压缩转发性能提升了 1 dB。

参考文献

[1] G. Kramer 和 J. Hou，“短消息量化转发网络编码”，载于《国际多载波系统解决方案研讨会》，德国赫尔兴，2011年5月，第1–3页。[2] P. Zhong 和 M. Vu，“单向和双向中继信道中无需 Wyner-Ziv 分箱的压缩转发”，载于《第49届Allerton通信、控制与计算年会论文集》，美国伊利诺伊州蒙蒂塞洛，2011年9月，第426–433页。[3] V. Nagpal、I.-H. Wang、M. Jorgovanovic、D. Tse 和 B.Nikoli´c，“量化映射转发中继：编码与系统设计”，载于《Allerton通信、控制与计算会议》，美国伊利诺伊州Allerton，2010年10月，第443–450页。

[4] V. Nagpal、I.-H. Wang 和 M. Jorgovanovic，“量化映射转发中继的编码与系统设计”，《IEEE通信领域精选期刊》，第31卷，第8期，第1423–1435页，2013年8月。[5] F. U. Din、J. N. Chattha、I. Ullah 和 M. Uppal，“用于中继信道的分层检测-压缩-转发编码方案”，载于《IEEE个人、室内和移动无线电通信国际研讨会》（PIMRC），2017年10月，第1–5页。[6] M. Uppal、Z. Liu、V. Stankovic 和 Z. Xiong，“用于半双工高斯中继信道的BPSK调制压缩转发编码”，《IEEE信号处理汇刊》，第57卷，第11期，第4467–4481页，2009年11月。[7] J. Amjad、M. Uppal 和 S. Qaisar，“半双工中继的多级压缩转发编码”，载于《IEEE全球通信大会论文集》，美国加利福尼亚州阿纳海姆，2012年12月，第4536–4541页。[8] R. Blasco-Serrano、R. Thobaben、M. Andersson、V. Rathi 和 M. Skoglund，“协作中继的极化码”，《IEEE通信汇刊》，第61卷，第2期，第3263–3273页，2015年2月。[9] Y. Liu、W. B. Xu、K. Niu、Z. Q. He 和 B. Y. Tian，“一种基于叠加编码的实用压缩转发中继方案”，载于《IEEE国际通信技术会议》，2012年11月，第1286–1290页。[10] A. S. Avestimehr、S. N. Diggavi 和 D. N. C. Tse，“无线网络信息流：一种确定性方法”，《IEEE信息论汇刊》，第57卷，第4期，第1872–1905页，2011年4月。[11] A. Chakrabarti、A. Sabharwal 和 B. Aazhang，“半双工估计转发中继的实用量化器设计”，《IEEE通信汇刊》，第59卷，第1期，第74–83页，2011年1月。[12] H. Wan、A. Høst-Madsen 和 A. Nosratinia，“通过多级编码实现压缩转发”，载于《IEEE信息论国际研讨会》（ISIT），2019年7月，第2024–2028页。[13] M. W. Marcellin 和 T. R. Fischer，“无记忆信源和高斯-马尔可夫信源的网格编码量化”，《IEEE通信汇刊》，第38卷，第1期，第82–93页，1990年1月。[14] J. B. Anderson、T. Eriksson 和 N. Goertz，“关于率失真信源编码的BCJR算法”，《IEEE信息论汇刊》，第53卷，第9期，第3201–3207页，2007年9月。[15] H. Imai 和 S. Hirakawa，“一种使用纠错码的新型多级编码方法”，《IEEE信息论汇刊》，第23卷，第3期，第371–377页，1977年5月。[16] A. El Gamal 和 Y.-H. Kim，《网络信息论》，第1版。英国剑桥：剑桥大学出版社，2012年。[17] G. Ungerboeck，“采用多级/相位信号的信道编码”，《IEEE信息论汇刊》，第28卷，第1期，第55–67页，1982年1月。[18] C. E. Shannon，“具有保真度准则的离散信源编码定理”，《IRE全国会议记录》，第142–163页，1959年3月。