

面向传感器网络的双向中继协议

周清峰, 丁志中, 开彩红

(合肥工业大学 计算机与信息学院 通信工程系, 安徽 合肥 230009)

摘 要: 针对传感器网络的特点, 提出一种基于三时隙网络编码及选择性解码转发的双向中继协议, 简称双向选择性解码转发协议 (TW-SDF)。对比物理层网络编码中继协议, 此协议具有高分集增益、低编解码复杂度及易系统实现等优点。更重要是从理论上推导出此中继协议在采用线性分组码及硬解码算法情况下的误块率上界。仿真实验表明, 若采用 BCH 线性分组码, 上述误块率上界能紧致地预测真实系统性能。

关键词: 网络编码; 双向中继; 协作通信; 传感器网络

中图分类号: TP915.01

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2014)03-0030-08

Two-way relaying protocol tailored for sensor network

ZHOU Qing-feng, DING Zhi-zhong, KAI Cai-hong

(Department of Communication Engineering, School of Computer and Information, Hefei University of Technology, Hefei 230009, China)

Abstract: A three-time-slot two-way relaying protocol, named as two-way selective decode-and-forward (TW-SDF) protocol, was proposed. This relaying protocol integrates network coding and the selective decode-and-forward method, and was tailored for wireless networks with simple devices, like sensor networks. Compared with the well-known physical-layer network coding protocol, the considered TW-SDF has the merits of full diversity order gain, low encoding and decoding complexity and easy-to-implement. Provided block codes, an upper bound on the block error rate of TW-SDF was derived and proved, which is valid for all hard decoders. Simulation results further verify that the upper bound is remarkably tight if BCH codes are utilized.

Key words: network coding; bidirectional relaying; cooperative communication; sensor network

1 引言

无线通信系统中, 媒介访问控制(MAC, media access control)直接决定通信网络的吞吐量。根据传统媒介访问控制理论, 两路以上的信号同一时刻使用媒介必将在接收端产生干扰, 而这种干扰被普遍地认为是有损的。为了避免这种接入干扰, 传统媒介访问控制的方法就是保证任何时刻媒介只给最多一路信号使用。近期这种访问控制的理念受到物理层网络编码技术(PNC, physical-layer network coding)^[1]的挑战。以两信源和单中继的两跳双向中继网络为例。在此双向传输网络中, 两信源通过中继互相交换信息。如果采用传统的媒介访问控制,

那么通过中继完成一对信息互换需要 4 个传输时隙。在此媒介控制下如果加入网络编码技术, 完成上述任务只需要 3 个传输时隙。然而 PNC 却认为, 2 个传输时隙就足够完成任务, 理由是中继用户不需要知道每个信源的具体数据, 它仅需要能实现网络编码的数据即可, 基于这种认识 PNC 允许两信源同时传输。

在衰落信道中, 分集增益(diversity order gain)用于描述误码率随接收信噪比增大而下降的快慢, 常用来表征数据传输的可靠性程度。虽然 PNC 能取得高吞吐量, 实现高频谱利用率, 但是在上述双向两跳网络中, 如果两信源间存在通路, PNC 却无法实现分集增益^[2]。特别是在由电池供电、低数据处

收稿日期: 2012-08-23; 修回日期: 2013-04-20

基金项目: 黄山青年学者基金资助项目(407037063); 国家自然科学基金资助项目(61202459)

Foundation Items: The Huangshan Youth Scholar Fund(407037063); The National Natural Science Foundation of China (61202459)

理能力节点组成的网络^[3-5]，例如传感器网络中，数据传输的可靠性往往比吞吐量更重要。因此，在此类网络中使用基于三时隙网络编码的双向中继方法更加合适。这种中继方法常被称作朴素网络编码(SNC, straightforward network coding)^[6]，有时也被称作链路层网络编码(LNC, link-layer network coding)。朴素网络编码除了可以获得分集增益取得高传输可靠性，还有一些其他适合简单通信网络的优点，其中包括两信源不需要传输同步、中继用户不需要复杂的解码算法以及不需要复杂的信道估计等。关于朴素网络编码与物理层网络编码方面的研究进展，感兴趣的读者可以参阅文献^[6]。

朴素网络编码可以简单地看作 2 个单向中继网络在中继用户端的简单融合，因此所有适用于单向中继网络的协议都可以应用于朴素网络编码，例如解码转发(DF, decode-and-forward)^[2]、放大转发(amplify-and-forward)^[2]、选择性解码转发(SDF, selective decode-and-forward)^[2]以及软中继(soft relaying)^[7-9]等协议。在这些中继协议中，解码转发协议最简单，但是由于其不可控的误码信息扩散导致无法实现分集增益，所以很少被应用于实际系统；放大转发需要具有大线性动态的放大器，对硬件要求高，且其对高斯噪声的扩散无法获得有效控制，所以也不完全适用于传感器网络；另外，软中继协议虽然提供高纠错性能，但其涉及复杂的解码算法，因此也很难在低运算能力的传输器件上被采用。在选择性解码转发协议中，若中继用户不能成功解码源用户的传输信息，则其选择终止转发。在实际系统中，循环冗余校验(CRC)可以被中继用户用来检测接收信息是否被成功解码。选择性解码转发既兼顾了解码转发的低实现复杂度，又有效地控制了误码扩散问题，所以是以上所有中继协议中最适用于简单设备通信网络的协议。本文将使用选择性解码转发的朴素网络编码（即三时隙网络编码）双向中继方法简称双向选择性解码转发(TW-SDF, two-way selective decode-and-forward)协议，并对其进行深入研究。

当前学术界对于中继协议的性能理论研究多集中在推导信息论方面的互信息或相关的中断概率^[10-12]，和推导无信道编码下的接收端误码(误符号)率^[13]。然而实际系统一方面无法采用贴近互信息的理想信道编码，另一方面也不是不采用信道编码，而是折中地仅采用易于实现的信道编码，因此

上述 2 项性能指标无法有效衡量中继协议在真实环境下的系统性能。不同于以上 2 类传统的性能分析方式，本文研究双向中继协议在采用实际信道编码的情况下的性能。

本文从结构上分为 2 个部分：首先介绍 TW-SDF 的系统实现，然后分析此协议的系统性能。在传感器网络中，因为器件自身的限制，系统适合使用低复杂度的信道编解码方式，因此本文重点分析采用线性分组码及硬解码算法 TW-SDF 的系统性能。本文从理论上推导出对所有硬解码算法都适用的误块率(BLER, block error rate)上界，并给出解析表达式及其渐进表达式。实验仿真表明，此性能上界可以非常紧致地预测采用 BCH 码的 TW-SDF 中继协议的误块率。

2 系统模型

如图 1 所示，在所考虑的双向协作通信系统中，信源用户 $S1$ 和 $S2$ 在中继用户(R)的协助下进行信息互换。假设所有用户都工作在半双工(half-duplex)模式下，并且假设采用时分多址的接入控制协议。半双工意味着用户不可以同时发射与接收；时分多址表示用户不会同时接收到来自另外 2 个以上用户的数据分组。对于使用电池供电且仅具备简单运算能力的简单通信设备，例如传感器网络中的传感器设备，适合使用基于三时隙网络编码 SNC 的双向中继协议。系统在各时隙下的离散基带等价模型如图 1 所示。在第一时隙，信源 $S1$ 将数据分组 x_1 向目标用户 $S2$ 和中继用户 R 广播。 $S2$ 和 R 端的接收信号分别为 $y_{12} = h\sqrt{E_1}x_1 + n_{12}$ 和 $y_{1r} = h_1\sqrt{E_1}x_1 + n_{1r}$ 。在第 2 时隙，信源 $S2$ 将数据分组 x_2 向目标用户 $S1$ 和中继用户 R 广播。于此时刻， $S1$ 和 R 端的接收信号分别为 $y_{21} = h\sqrt{E_2}x_2 + n_{21}$ 和 $y_{2r} = h_2\sqrt{E_2}x_2 + n_{2r}$ 。在第 3 时隙，中继用户 R 根据从 $S1$ 和 $S2$ 所接收到的信号 y_{1r} 和 y_{2r} ，用网络编码的方法生成中继数据分组 $x_r(y_{1r}, y_{2r})$ ，然后将生成的数据分组 x_r 转发回信源 $S1$ 和 $S2$ 。从中继用户信源 $S1$ 和 $S2$ 分别收到信号 $y_{r1} = h_1\sqrt{E_r}x_r + n_{r1}$ 和 $y_{r2} = h_2\sqrt{E_r}x_r + n_{r2}$ 。三时隙过后， $S2$ 接收到信号 y_{12} 和 y_{r2} ，并从它们中检测出 x_1 。类似地， $S1$ 期望从接收信号 y_{21} 和 y_{r1} 中检测出 x_2 。

在此模型中， h 、 h_1 和 h_2 分别为对称链路 $S1 \leftrightarrow S2$ 、 $S1 \leftrightarrow R$ 和 $S2 \leftrightarrow R$ 的信道系数。设 $i, j \in \{1, 2, r\}$ ，

其中, 1、2、 r 分别代表 $S1$ 、 $S2$ 、 R 。发送数据分组为经过信道编码和 BPSK 调制后字长为 n 的码字, 具体表示为 $\mathbf{x}_i = [x_{i,1}, x_{i,2}, \dots, x_{i,n}] \in \mathcal{X}^C$, 其中, $x_{i,\tau} \in \{\pm 1\}$, $\tau \in \{1, 2, \dots, n\}$, \mathcal{X}^C 为码字集。本文假设所有设备采用相同的信道编码。当接收从用户 i 发送过来的信号时, 在接收端 j 上独立同分布的加性高斯白噪声向量表示为 \mathbf{n}_{ij} , 且有分布 $n_{ij,\tau} \sim \mathcal{N}(0, \sigma_j^2)$ 。 E_i 为发射端 i 的发送功率。假设发送功率 $E_1 = E_2 = E$, 并且归一化噪声功率, $\sigma_j^2 = N_0/2 = 1/2$ 。

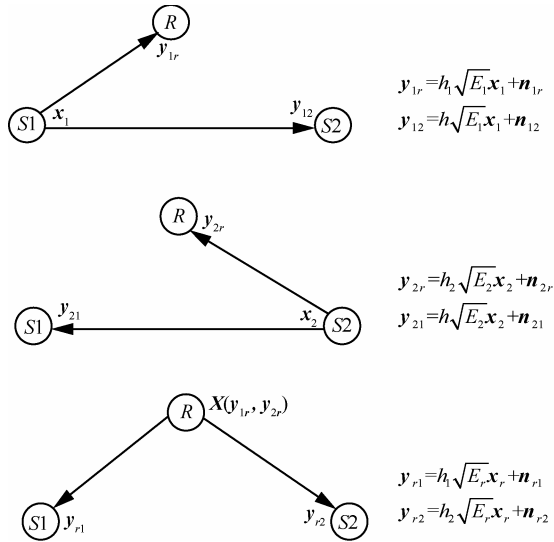


图 1 单中继双向协作通信系统

在以上的三时隙双向中继协议中, 如何用网络编码生成数据分组 \mathbf{x}_r 是决定系统性能的关键。本文专注于电池供电且低运算能力的通信设备, 因此建议使用低能耗、低系统复杂度的中继方法。在已知的中继协议中, 最简单的中继协议莫过于解码转发协议。然而 DF 协议缺少对误码传播(error propagation)的有效控制。为此, 采用对误码传播具有有效控制、系统复杂度仅略微高过 DF 的选择性解码转发协议。本文将采用 SDF 和网络编码的三时隙双向中继协议简称为双向选择性解码转发。在此协议中, 中继数据分组的产生由式(1)实现。

$$\mathbf{x}_r = \begin{cases} \hat{\mathbf{x}}_{1r} \circ \hat{\mathbf{x}}_{2r}, & \hat{\mathbf{x}}_{1r} = \mathbf{x}_1, \hat{\mathbf{x}}_{2r} = \mathbf{x}_2 \\ 0, & \text{其他} \end{cases} \quad (1)$$

其中, $\hat{\mathbf{x}}_{ir} = \mathcal{D}(\mathbf{y}_{ir}) \in \mathcal{X}^C, i \in \{1, 2\}$ 为中继用户 R 对接收信号 \mathbf{y}_{ir} 进行硬解码 \mathcal{D} 的输出码字。其中, $\hat{\mathbf{x}}_{1r}$ 和 $\hat{\mathbf{x}}_{2r}$ 的网络编码由 Hadamard 乘积运算 “ \circ ” 实现。在实际系统中, 中继用户可以借助循环冗余校验

(CRC)来判断 $\hat{\mathbf{x}}_{1r} = \mathbf{x}_1$ 与 $\hat{\mathbf{x}}_{2r} = \mathbf{x}_2$ 是否成立。

接下来, 以 $S2$ 的接收端为例, 介绍在收到从信源和中继用户来的信号后, 接收机如何解码检测目标数据分组。假设在第 3 时隙, 中继用户能转发有效的数据分组 $\mathbf{x}_r = \mathbf{x}_1 \circ \mathbf{x}_2$ 。在第 3 个时隙收到 \mathbf{y}_{r2} 后, 因为 \mathbf{x}_r 包含 $S2$ 的数据分组 \mathbf{x}_2 , $S2$ 要对此接收进行去自干扰处理。其去自干扰处理可简单地采用 Hadamard 乘积, 乘以自己的数据分组 \mathbf{x}_2 所实现。去自干扰后的信号为

$$\begin{aligned} \tilde{\mathbf{y}}_{r2} & \stackrel{\text{dif}}{=} \mathbf{x}_2 \circ \mathbf{y}_{r2} \\ & = h_2 \sqrt{E_r} \mathbf{x}_2 \circ \mathbf{x}_r + \mathbf{x}_2 \circ \mathbf{n}_{r2} \\ & = h_2 \sqrt{E_r} \mathbf{x}_2 \circ \hat{\mathbf{x}}_{1r} \circ \hat{\mathbf{x}}_{2r} + \tilde{\mathbf{n}}_{r2} \end{aligned} \quad (2)$$

其中, $\tilde{\mathbf{n}}_{r2} = \mathbf{x}_2 \circ \mathbf{n}_{r2}$ 的各元素仍然可近似为独立同分布的加性高斯噪声 $\mathcal{N}(0, 1/2)$ 。最后, $\tilde{\mathbf{y}}_{r2}$ 和 \mathbf{y}_{12} 先被最大比合并(MRC), 接着被用于解码检测 \mathbf{x}_1 。解码检测结果可表示为

$$\hat{\mathbf{x}}_1 = \begin{cases} \mathcal{D}(4h\sqrt{E} \mathbf{y}_{12} + 4h_2 \sqrt{E_r} \tilde{\mathbf{y}}_{r2}), & \hat{\mathbf{x}}_{1r} = \mathbf{x}_1, \hat{\mathbf{x}}_{2r} = \mathbf{x}_2 \\ \mathcal{D}(4h\sqrt{E} \mathbf{y}_{12}), & \text{其他} \end{cases} \quad (3)$$

易知, 在各链路系数及加性高斯白噪声功率给定的情况下, 此双向转发的系统性能由采用的纠错码及编解码器所决定。在不考虑编解码复杂度、传输延迟等的情况下, 采用 LDPC 等逼近信道容量的纠错码将提供最佳的系统性能。然而对于由简单通信设备组成的网络, 例如传感器网络和自组织网络等, 高复杂度的编解码算法将超出简单设备的运算能力。为此更合理的办法是采用具有简单编解码算法的信道码, 例如 Hamming 码^[4]、BCH 码^[5]等分组码。本文仅考虑码字间最短距离为 $2t+1$ 的分组码, 其中 t 为正整数, 称作纠错能力(error-correcting capability)。

3 分组码与硬解码下的系统性能分析

在给定 \mathcal{X}^C 为分组码及 \mathcal{D} 为硬解码的条件下, 本节讨论 TW-SDF 协议的系统性能。此双向中继网络有 2 个接收端, 网络结构上这 2 个接收端完全对称。因此不失一般性, 对一个接收端的研究足以刻画整个双向系统的性能。下面选择 $S2$ 作为研究对象, 研究其对 \mathbf{x}_1 的接收情况, 并定义其接收端的误块率(BLER)为

$$P^{(x_1)} \stackrel{\text{dif}}{=} \Pr(\hat{\mathbf{x}}_1 \neq \mathbf{x}_1) \quad (4)$$

3.1 事件的定义及符号表示

在进行性能分析之前，先定义以下误解码事件

$$\begin{aligned}\varepsilon &= \{\hat{\mathbf{x}}_1 \neq \mathbf{x}_1\}, \quad \varepsilon_{12} = \{\mathcal{D}(\mathbf{y}_{12}) \neq \mathbf{x}_1\} \\ \varepsilon_{1r} &= \{\hat{\mathbf{x}}_{1r} \neq \mathbf{x}_1\}, \quad \varepsilon_{2r} = \{\hat{\mathbf{x}}_{2r} \neq \mathbf{x}_2\} \\ \varepsilon_{r2} &= \{\mathcal{D}(\mathbf{y}_{r2}) \neq \mathbf{x}_r\} = \{\mathcal{D}(\tilde{\mathbf{y}}_{r2}) \neq \mathbf{x}_r \circ \mathbf{x}_2\}\end{aligned}\quad (5)$$

另外，定义 A^c 为事件 A 的补集。例如， ε 的补集表示为 $\varepsilon^c = \{\hat{\mathbf{x}}_1 = \mathbf{x}_1\}$ 。

如式(3)所示，根据中继用户是否能实现成功解码， $S2$ 端所接收到的信号及解码信息可分为 2 类。接着详细描述如何用式(5)中的误解码事件来表征这 2 类情况。

1) 此类描述当 $\hat{\mathbf{x}}_{1r}$ 和 $\hat{\mathbf{x}}_{2r}$ 在中继用户被成功解码，也就是 $\hat{\mathbf{x}}_{1r} = \mathbf{x}_1$ 和 $\hat{\mathbf{x}}_{2r} = \mathbf{x}_2$ 的情况。这类情况符号表示为

$$\Theta_I \stackrel{\text{dif}}{=} \varepsilon_{12} \cap \varepsilon_{1r}^c \cap \varepsilon_{2r}^c \cap \varepsilon_{r2} \quad (6)$$

其中， ε_{12} 表示 $S2$ 不能从链路 $S1 \leftrightarrow S2$ 的信号 \mathbf{y}_{12} 成功解码获得正确的目标码字 \mathbf{x}_1 。注意 $\varepsilon_{12}^c \cup \varepsilon_{r2}^c$ 无需考虑在误块率计算中，因为 ε_{12}^c 和 ε_{r2}^c 中的任何一个成立，都表示 $S2$ 有足够的信息成功解码检测出 \mathbf{x}_1 。

2) 此类描述 $\hat{\mathbf{x}}_{1r}$ 和 $\hat{\mathbf{x}}_{2r}$ 不能同时被成功解码检测，也就是 $\varepsilon_{1r} \cup \varepsilon_{2r}$ 的情况。此类情况可以符号表示为

$$\begin{aligned}\Theta_{II} &\stackrel{\text{dif}}{=} \varepsilon_{12} \cap (\varepsilon_{1r} \cup \varepsilon_{2r}) \\ &= \varepsilon_{12} \cap (\varepsilon_{1r} \cup \varepsilon_{2r}) \cap \varepsilon_{r2}^c + \\ &\quad \varepsilon_{12} \cap (\varepsilon_{1r} \cup \varepsilon_{2r}) \cap \varepsilon_{r2}\end{aligned}\quad (7)$$

注意在此类中，即使发生 ε_{r2}^c ，接收端 $S2$ 仍然不能从 $\tilde{\mathbf{y}}_{r2}$ 中成功解码检测出 \mathbf{x}_1 ，这是源于 $\varepsilon_{1r} \cup \varepsilon_{2r}$ 所导致的误码传播。

3.2 性能上界分析

除去 Hamming 码等完美码(perfect code)及限定距离解码(BDD, bounded distance decoder)，对于大多数分组码和硬解码方式，点对点链路的误块率无法用解析式表达出来。然而众所周知，无论采用哪种硬解码方式，其误块率皆不超过一个上界。首先将链路 $S1 \rightarrow S2$ 、 $S1 \rightarrow R$ 、 $S2 \rightarrow R$ 和 $R \rightarrow S2$ 用符号分别表示为 $\{12, 1r, 2r, r2\}$ 。对链路 $i \in \{12, 1r, 2r, r2\}$ ，设其信道误比特率(channel bit error rate)为 p_i ，则此链路误块率的上界为

$$\hat{P}_i = 1 - \sum_{k=0}^t \binom{n}{k} p_i^k (1-p_i)^{(n-k)} \quad (8)$$

其中， t 为编码的纠错能力； $2t+1$ 为编码的最短 Hamming 距离。当解码算法为 BDD 时，误块率取此上界。在 BDD 解码算法中，任何位于以正确码字为中心，Hamming 半径为 t 的解码球外的接收信号皆认为不可解码。

因为在此双向中继系统中，所有的发送端采用相同的线性分组码，那么在 $S2$ 端 \mathbf{x}_1 的误块率就等于在给定 $\mathbf{x}_1 = \mathbf{x}_2 = 1$ ，对应于全零码的条件下 $S2$ 端 \mathbf{x}_1 的条件误块率。借助第 3.1 节的误解码事件及类的定义， $S2$ 端的误块率可表示为

$$P^{(x_1)} = P(\varepsilon, \Theta_I) + P(\Theta_{II}) \quad (9)$$

注意式(9)中，为了公式的简洁，条件 $\mathbf{x}_1 = \mathbf{x}_2 = 1$ 并没有显式地表达出来。

3.2.1 基于 BDD 的事件定义

在前面的事件及类的定义中，对硬解码算法 \mathcal{D} 没有明确的限制，仅知其解码性能优于 BDD 算法。给定 $\mathbf{x}_1 = \mathbf{x}_2 = 1$ ，先对本文所考虑的硬解码算法做如下说明。

1) 若一个信道比特所对应的接收信号 $y_\tau < 0$ ，其中， $\tau \in \{1, \dots, n\}$ ，则称此信道比特出错。定义 $d(\mathbf{y}) = |\{\tau \in \{1, 2, \dots, n\} : y_\tau < 0\}|$ 为接收信号帧中负数元素的个数。因此 $y_\tau < 0$ 等价于 $d(\mathbf{y}_\tau) = 1$ 。

2) 若对信号帧 \mathbf{y} 解码后输出码字的 Hamming 长度不小于最短距离 $2t+1$ ，也就是 $d(\mathcal{D}(\mathbf{y})) \geq 2t+1$ ，则称接收信号帧 \mathbf{y} 被错误解码。

3) 在采用 BDD 硬解码算法的情况下，若 $d(\mathbf{y}_i) \leq t$ ，则 \mathbf{y}_i 将被正确解码，否则将被错误解码。

为了将 \mathcal{D} 为 BDD 的事件和类与 \mathcal{D} 仅代表广义硬解码算法的事件和类区分开来，定义

$$\dot{\varepsilon}_i \stackrel{\text{dif}}{=} \{\varepsilon_i : \text{解码器 } \mathcal{D} \text{ 采用 BDD 算法}\} \quad (10)$$

同样定义

$$\dot{\Theta}_j \stackrel{\text{dif}}{=} \{\Theta_j : \text{在所有接收端，} \mathcal{D} \text{ 均采用 BDD}\} \quad (11)$$

根据上述定义，有

$$\begin{aligned}P(\dot{\varepsilon}_i) &= \hat{P}_i \\ \dot{\Theta}_I &= \dot{\varepsilon}_{12} \cap \dot{\varepsilon}_{1r}^c \cap \dot{\varepsilon}_{2r}^c \cap \dot{\varepsilon}_{r2} \\ \dot{\Theta}_{II} &= \dot{\varepsilon}_{12} \cap (\dot{\varepsilon}_{1r} \cup \dot{\varepsilon}_{2r})\end{aligned}\quad (12)$$

3.2.2 误块率中 $P(\varepsilon, \dot{\Theta}_I)$ 的上界

如前所述，即使是在点对点的单链路情况下，

对一般的硬解码算法 \mathcal{D} 接收端的误块率也没有解析解^[14]。同样, 要取得 TW-SDF 下 S_2 端的误块率的解析解也非常困难。为了绕开这个困难, 并期望对 TW-SDF 的系统性能有比较可靠的表征及了解, 下面研究在 $\dot{\Theta}_I$ 和 $\dot{\Theta}_{II}$ 的情况下 S_2 端的误块率性能。

根据式(12), 可以将 $P(\varepsilon, \dot{\Theta}_I)$ 表示为

$$\begin{aligned} & P(\varepsilon, \dot{\Theta}_I) \\ &= P(\dot{\Theta}_I) - P(\varepsilon^c, \dot{\Theta}_I) \\ &= \widehat{P}_{12} (1 - \widehat{P}_{1r}) (1 - \widehat{P}_{2r}) \widehat{P}_{r2} - P(\varepsilon^c, \dot{\Theta}_I) \\ &\leq \widehat{P}_{12} (1 - \widehat{P}_{1r}) (1 - \widehat{P}_{2r}) \widehat{P}_{r2} - P(\dot{\varepsilon}^c, \dot{\Theta}_I) \\ &= P(\dot{\varepsilon}, \dot{\Theta}_I) \end{aligned} \quad (13)$$

上式中的 $P(\dot{\varepsilon}^c, \dot{\Theta}_I)$ 由以下的定理给出。

定理 1 $P(\dot{\varepsilon}^c, \dot{\Theta}_I)$ 由式(14)给出,

$$\begin{aligned} P(\dot{\varepsilon}^c, \dot{\Theta}_I) &= (1 - \widehat{P}_{1r}) (1 - \widehat{P}_{2r}) \sum_{k=r+1}^{n-1} \binom{n}{k} \\ &\sum_{m=\max(0, k+1-(n-k))}^k \sum_{i=r+1}^{m+n-k} \binom{k}{m} \binom{n-k}{i-m} p_1^{n-k-(i-m)} q_1^m \cdot \\ &\sum_{g=0}^{i-m} \sum_{j=0}^g \binom{k-m}{j} \dot{p}_i^j \dot{q}_i^{k-m-j} \binom{i-m}{g-j} \ddot{p}_i^{g-j} \ddot{q}_i^{i-m-(g-j)} \end{aligned} \quad (14)$$

其中,

$$\begin{aligned} p_1 &= (1 - p_{r2}) (1 - p_{12}) \\ q_1 &= p_{12} p_{r2} \\ \dot{p}_i &= \int_0^\infty \mathcal{Q} \left(h_2 \sqrt{2E_r} + \frac{h \sqrt{2E}}{h_2 \sqrt{E_r}} x \right) \cdot \frac{1}{\sqrt{\pi}} \exp(-(x - h \sqrt{E})^2) \\ \dot{q}_i &= p_{r2} (1 - p_{12}) - \dot{p}_i \\ \ddot{p}_i &= \int_0^\infty \mathcal{Q} \left(h \sqrt{2E} + \frac{h_2 \sqrt{2E_r}}{h \sqrt{E}} x \right) \times \frac{1}{\sqrt{\pi}} \exp(-(x - h_2 \sqrt{E_r})^2) dx \\ \ddot{q}_i &= p_{12} (1 - p_{r2}) - \ddot{p}_i \end{aligned} \quad (15)$$

其中, \dot{p} 和 \ddot{p} 为两维正态分布的累积分布函数(CDF, cumulative distribution function), 可以由一般的数值方法求得, 例如可以使用 MATLAB 中的 mvdcdf 函数。

证明 由于篇幅限制, 本文省略证明过程。感兴趣的读者, 请参阅文献[15]。

最后, 将上述结果(14)代入式(13), 可以取得 $P(\varepsilon, \dot{\Theta}_I)$ 的上界 $P(\dot{\varepsilon}, \dot{\Theta}_I)$ 。

3.2.3 误块率 $P^{(x_1)}$ 的上界

为了取得 TW-SDF 中继协议下, S_2 端的误块率 $P^{(x_1)}$, 需要用到以下定理。

定理 2 给定任何硬解码算法 \mathcal{D} , 误块率 $P^{(x_1)}$ 的上界为

$$P^{(x_1)} \leq \widehat{P}^{(x_1)} \stackrel{\text{dif}}{=} P(\dot{\Theta}_{II}) + P(\dot{\varepsilon}, \dot{\Theta}_I) \quad (16)$$

其中,

$$P(\dot{\Theta}_{II}) = \widehat{P}_{12} (1 - (1 - \widehat{P}_{1r})(1 - \widehat{P}_{2r}))$$

和

$$P(\dot{\varepsilon}, \dot{\Theta}_I) = \widehat{P}_{12} (1 - \widehat{P}_{1r})(1 - \widehat{P}_{2r}) \widehat{P}_{r2} - P(\dot{\varepsilon}^c, \dot{\Theta}_I)$$

其中 $P(\dot{\varepsilon}^c, \dot{\Theta}_I)$ 由定理 1 给出。

证明 首先, 可以证明 2 个不等式。第一个不等式为

$$\begin{aligned} & \Theta_I \cup \Theta_{II} \\ &= [\varepsilon_{12} \cap \varepsilon_{1r}^c \cap \varepsilon_{2r}^c \cap \varepsilon_{r2}] \cup [\varepsilon_{12} \cap (\varepsilon_{1r} \cup \varepsilon_{2r})] \\ &= \varepsilon_{12} \cap (\varepsilon_{1r}^c \cap \varepsilon_{2r}^c \cap \varepsilon_{r2}^c)^c \\ &\subseteq \dot{\varepsilon}_{12} \cap (\dot{\varepsilon}_{1r}^c \cap \dot{\varepsilon}_{2r}^c \cap \dot{\varepsilon}_{r2}^c)^c \\ &= \dot{\Theta}_I \cup \dot{\Theta}_{II} \end{aligned} \quad (17)$$

此不等式的推导使用了已知条件 $\varepsilon_{12} \subseteq \dot{\varepsilon}_{12}$ 、 $\dot{\varepsilon}_{1r}^c \subseteq \varepsilon_{1r}^c$ 、 $\dot{\varepsilon}_{2r}^c \subseteq \varepsilon_{2r}^c$ 和 $\dot{\varepsilon}_{r2}^c \subseteq \varepsilon_{r2}^c$ 。第 2 个不等式为

$$\Theta_{II} = \varepsilon_{12} \cap (\varepsilon_{1r} \cup \varepsilon_{2r}) \subseteq \dot{\varepsilon}_{12} \cap (\dot{\varepsilon}_{1r} \cup \dot{\varepsilon}_{2r}) = \dot{\Theta}_{II} \quad (18)$$

接着分解 Θ_I 为 2 个部分

$$\begin{aligned} \Theta_I &= \underbrace{\varepsilon_{12} \cap \dot{\varepsilon}_{1r}^c \cap \dot{\varepsilon}_{2r}^c \cap \varepsilon_{r2}}_{\Theta_{1,a}} + \\ &\quad \underbrace{\varepsilon_{12} \cap (\varepsilon_{1r}^c \setminus \dot{\varepsilon}_{1r}^c) \cap (\varepsilon_{2r}^c \setminus \dot{\varepsilon}_{2r}^c) \cap \varepsilon_{r2}}_{\Theta_{1,b}} \end{aligned} \quad (19)$$

因为 $\Theta_{1,b} \cup \Theta_{II} \subseteq \Theta_I \cup \Theta_{II} \subseteq \dot{\Theta}_I \cup \dot{\Theta}_{II}$ 且 $(\Theta_{1,b} \cup \Theta_{II}) \cap \dot{\Theta}_I = \emptyset$, 所以有 $\Theta_{1,b} \cup \Theta_{II} \subseteq \dot{\Theta}_{II}$, 进而有

$$P(\dot{\Theta}_{II}) \geq P(\Theta_{1,b} \cup \Theta_{II}) = P(\Theta_{1,b}) + P(\Theta_{II}) \quad (20)$$

又因为 $\Theta_{1,a} \subseteq \dot{\Theta}_I$, 可以推导出

$$\begin{aligned} P^{(x_1)} &= P(\varepsilon, \Theta_I) + P(\Theta_{II}) \\ &= P(\varepsilon, \Theta_{1,a}) + P(\varepsilon, \Theta_{1,b}) + P(\Theta_{II}) \\ &\leq P(\varepsilon, \Theta_{1,a}) + P(\Theta_{1,b}) + P(\Theta_{II}) \\ &\leq P(\varepsilon, \dot{\Theta}_I) + P(\dot{\Theta}_{II}) \\ &\leq P(\dot{\varepsilon}, \dot{\Theta}_I) + P(\dot{\Theta}_{II}) \end{aligned} \quad (21)$$

据此定理得证。

需指出, 由上面的证明可知更紧致的误块率上界应该是 $P(\varepsilon, \dot{\Theta}_I) + P(\dot{\Theta}_{II})$, 但 $P(\varepsilon, \dot{\Theta}_I)$ 中的 ε 仍然是跟编码器的算法有关。为此, 在损失一些精确度的代价下, 可选择独立于编码算法的性能上界 $P(\dot{\varepsilon}, \dot{\Theta}_I)$ 。

3.2.4 误块率上界 $\widehat{P}^{(x_1)}$ 的渐进解

如果满足 $\log_{E \rightarrow \infty, E_r \rightarrow \infty} f_A(E, E_r) / f_B(E, E_r) = 1$, 则称 $f_A(E, E_r)$ 与 $f_B(E, E_r)$ 渐进相等, 表示为 $f_A(E, E_r) \sim f_B(E, E_r)$ 。

略去具体步骤, 可以证明误块率上界 $\widehat{P}^{(x_1)}$ 的渐进解为

$$\widehat{P}^{(x_1)} \sim \widehat{P}_{\text{asym}}^{(x_1)} = \binom{n}{t+1} p_{12}^{t+1} p_{r2}^{t+1} + \binom{n}{t+1} \cdot [p_{1r}^{t+1} + p_{2r}^{t+1}] p_{12}^{t+1} \quad (22)$$

具体证明过程, 请参阅文献[15]。

4 数值结果与讨论

本节讨论 TW-SDF 中继协议性能的仿真结果与基于理论分析的数值结果。因为本文所提的双向中继协议是为简单通信网络所设计, 在仿真实验中, 仅考虑在实际简单通信系统中已被广泛采用的线性分组码, 例如 Hamming 码^[4]和 BCH 码^[5]。设 $r_c = k/n$ 为码率, E_b/N_0 为信息比特的信噪比。那么信道比特的信噪比可表示为 $E_c/N_0 = r_c E_b/N_0$ 。另外, 在简单的通信系统中, 例如本文所关注的传感器网络, 通信节点一般既可以做信源又可以做中继, 所以假设信源的发射功率与中继用户的发射功率一致, 也就是 $E_r = E$ 。不失一般性, 进而假设所有链路的系数一致, 且 $h = h_1 = h_2 = 1$ 。

考虑(15, 11)Hamming 码和(127, 113)BCH 码, 其中 Hamming 码的纠错能力 $t=1$, BCH 码的纠错能力 $t=2$ 。事实上, Hamming 码等价于纠错能力 $t=1$ 的 BCH 码。仿真采用 MATLAB 提供的 BCH 编解码器。此 BCH 编解码器默认使用系统编码方式。在中继用户端, 当 BCH 解码器检测到解码失效时, 接收信号帧的头 k 个信号的硬判将被输出为解码结果, 然后此解码结果的正确与否将决定中继用户是否进行转发。以(127, 113)BCH 码为例, 在仿真实验中, 随机地在两信源用户 (S_1 和 S_2) 分别产生长度为 127 bit 的 BCH 码字, 然后采用 TW-SDF 的中继方式进行转发, 最后测试信源端 S_2 是否能成功地检测出另一信源用户 S_1 传输的 BCH 码字。重复以上步骤 2×10^7 次, 用 S_2 端误解码的次数与总实验次数的比值作为 S_2 端误块率 $P^{(x_1)}$ 的真实值。图 2 给出 TW-SDF 中继协议分别使用以上 2 种分组码时, 误块率仿真结果、理论上界 $\widehat{P}^{(x_1)}$ 以及理论上

界的渐进解 $\widehat{P}_{\text{asym}}^{(x_1)}$ 随 E_b/N_0 的变化曲线。如图 2 所示, 对应于 Hamming 码的仿真结果与基于理论分析的数值曲线完全重合。事实上, Hamming 码是完美码, 对应于其单链路性能上界式(8)与真实性能相等, 因此本文推导过程中的不等式皆取等号, 且最终求得的性能上界式(16)等于其真实性能。有趣的是, 对应于 BCH 码的仿真结果与解析数值曲线同样完全吻合。原因是仿真所采用的 BCH 解码算法仅略优于 BDD 解码算法, 性能非常相似。另外, 渐进性能曲线与数值曲线在高信噪比端吻合验证了渐进性能解析结果(式(22))的正确性。此图证明, 采用 Hamming 码或 BCH 码的 TW-SDF 中继协议的性能 $P^{(x_1)}$ 能被推导的性能上界 $\widehat{P}^{(x_1)}$ (式(16))所紧致地预测。

接下来讨论码长 n 及解码能力 t 对 TW-SDF 中继协议误块率性能的影响。由图 2 可知, 在高信噪比下渐进误块率 $\widehat{P}_{\text{asym}}^{(x_1)}$ 等于真实系统性能, 因此以下的分析采用渐进误块率来描述系统性能。给定信道比特, 信噪比 $E_c/N_0 = 7 \text{ dB}$ 图 3 给出不同码长 BCH 码的渐进误块率随解码能力 t 的变化曲线。图 3 表明,

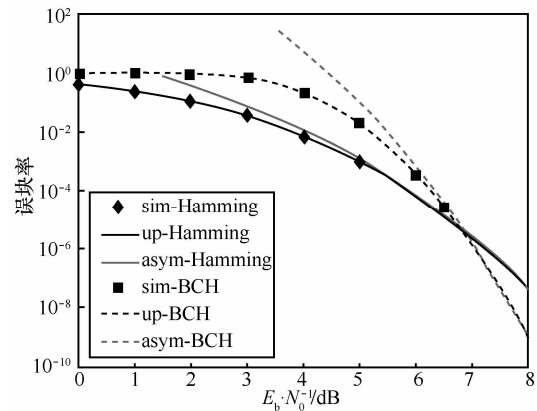


图 2 采用(15,11)Hamming 码和(127,113)BCH 码的 TW-SDF 中继协议误块率的仿真曲线

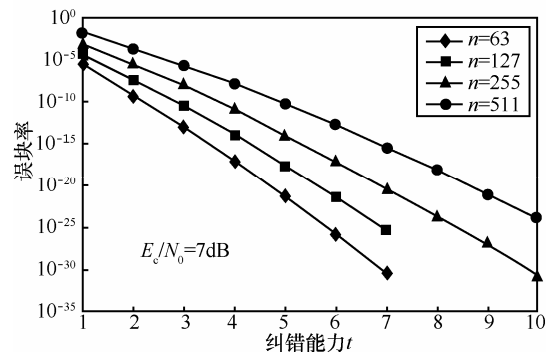


图 3 给定信道比特信噪比, 不同码长 BCH 码的渐进误块率随解码能力 t 的变化曲线

在码长给定的条件下，高纠错能力 BCH 码提供更好的系统性能，也就是低的误块率；在给定纠错能力的条件下，短码长的 BCH 码提供更好的系统性能。因此，在系统性能用误块率表征时，且给定信道比特信噪比 E_c/N_0 的条件下，为了取得好的系统性能，应该尽量使用码字短(n 小)纠错能力强(t 大)的 BCH 码。

如果给定的是信息比特信噪比 E_b/N_0 ，而不是信道比特信噪比 E_c/N_0 ，BCH 码的渐进误块率性能随纠错能力 t 的变化曲线如图 4 所示。以 $n=63$ 的曲线为例，在给定信息比特信噪比 E_b/N_0 及码长的情况下，误块率先随纠错能力 t 的增大而减小，然后随着 t 的继续增加误块率反而开始增大。其原因是在给定信息比特信噪比及码长的情况下，信道比特的信噪比 E_c/N_0 随纠错能力 t 的增大而减小，然而 E_c/N_0 的减小与 t 的增大对误块率产生完全相反的作用。当增加纠错能力 t 所产生的误块率下降，无法抵消降低 E_c/N_0 所产生的误块率增大，系统的误块率开始随 t 的增大而增大。在 $n=63$ 的曲线上，这个转折点发生在 $t=5$ 时。比较不同的码长曲线变化表明：在给定信息比特信噪比 E_b/N_0 及高纠错能力 t 时，系统存在一个能获得的最优性能，或者最小误块率。如何确定取得这个最优性能的纠错能力 t 是将来研究的课题之一。

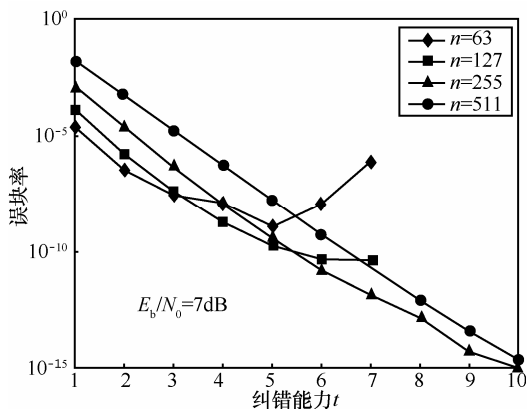


图 4 给定信息比特信噪比，BCH 码的渐进误块率随纠错能力 t 的变化曲线

5 结束语

针对传感器网络等仅具有简单计算与通信能力的无线网络，本文提出一套使用线性分组码的三时隙双向选择性解码转发(TW-SDF)中继协

议。此协议使用朴素网络编码及选择性解码转发技术，具有易实现、低运算负荷的特点。本文进而从理论上推导出此中继协议在使用硬解码算法时的误块率解析上限。实验证明，所推导的解析上限能预测采用 BCH 码时的系统误块率。本文所提出的性能分析方法有较广的应用潜力，例如结合文献[16]，可以推导出采用软解码算法的 TW-SDF 协议的系统性能上界。

本文仅研究了 TW-SDF 中继协议在无信道衰落下的系统性能，其在衰落信道(如瑞利衰落、Nakagami 衰落)下的性能特点，及在多中继用户网络下的性能特点将有待更深入的研究。

参考文献:

- [1] ZHANG S, LIEW S C, LAM P P. Hot topic: physical-layer network coding[A]. Proc ACM 12th MobiCom[C]. New York, NY, USA, 2006. 358-365.
- [2] LANEMAN J, TSE D, WORNELL G. Cooperative diversity in wireless networks: efficient protocols and outage behavior[J]. IEEE Trans Inf Theory, 2004, 50(12): 3062-3080.
- [3] SANKARASUBRAMANIAM Y, AKYILDIZ I F, MCLAUGHLIN S W. Energy efficiency based packet size optimization in wireless sensor networks[A]. Proc First IEEE SNPA Int Workshop[C]. 2003. 1-8.
- [4] RAZAVI R, FLEURY M, GHANBARI M. Correct bluetooth EDR FEC performance with SEC-DAEC decoding[J]. Electronics Letters, 2007,43(22).
- [5] KWAK K S, ULLAH S, ULLAH N. An overview of IEEE 802.15.6 standard[EB/OL]. arxiv.org/abs/102.4106, 2011.
- [6] LIEW S C, ZHANG S L, LU L. Physical-layer network coding: tutorial, survey, and beyond[J]. Physical Communication, 2013,6(3):4-42.
- [7] LI Y, VUCETIC B, WONG T F, et al. Distributed turbo coding with soft information relaying in multihop relay networks[J]. IEEE J Sel Areas Commun,2006,24(11): 2040-2050.
- [8] BUI T, YUAN J. A decode and forward cooperation scheme with soft relaying in wireless communication[A]. IEEE SPAWC[C]. 2007. 1-5.
- [9] KARIM M A, YANG T, YUAN J, et al. A novel soft forwarding technique for memoryless relay channels based on symbol-wise mutual information[J]. IEEE Commun Lett, 2010,14(10): 927-929.
- [10] 蔡春晓, 杨炜伟, 蔡跃明. 混合衰落信道下选择中继译码转发的性能分析[J]. 电子与信息学报, 2010, 32(11): 2582-2587.
- [11] CAI C X, YANG W W, CAI Y M. Performance analysis of decode-and-forward transmission with relay selection in mixed fading channels[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2010, 32(11): 2582-2587.
- [12] 王海荣, 黄永明, 杨绿溪. 联合网络编码和叠加编码的协作发射策

略[J]. 通信学报, 2012, 33(8): 1-9.

WANG H R, HUANG Y M, YANG L X. Cooperative transmission design combining network coding and superposition coding[J]. Journal on Communications, 2012, 33(8): 1-9.

[12] 刘洪, 任术波, 项海格. 不均等双向解码转发机会中继通信性能分析[J]. 系统工程与电子技术, 2012, 34(11): 2344-2350.

LIU H, REN S B, XIANG H G. Performance analysis of asymmetric two-way decode-and-forward opportunity relaying[J]. Systems Engineering and Electronics, 2012, 34(11): 2344-2350.

[13] 魏浩, 郑宝玉, 侯晓赟等. 不对称速率双向中继传输策略研究[J]. 电子与信息学报, 2012, 34: 2748-2754.

WEI H, ZHENG B Y, HOU X Y, *et al.* Asymmetric rate transmission schemes in two-way relay channel[J]. Journal of Electronics & Information Technology, 2012, 34: 2748-2754.

[14] MOON T K. Error Correction Coding: Mathematical Methods and Algorithms[M]. Wiley-International, 2005.

[15] ZHOU Q F, MOW W H. Improving two-way selective decode-and-forward wireless relaying with energy-efficient one-bit soft forwarding[EB/OL]. arxiv.org/abs/1206.4389, 2012.

[16] AMAT A G, LAND I. An analytical expression of the probability of error for relaying with decode-and-forward[A]. Information Theory and Application Workshop (ITA)[C]. 2010.1-5.

作者简介:



周清峰(1978-), 男, 江西上饶人, 博士, 合肥工业大学教授, 主要研究方向为无线通信物理层关键技术、无线网络与协议等。



丁志中(1961-), 男, 安徽芜湖人, 博士, 合肥工业大学教授, 主要研究方向为超高速移动通信关键技术、新一代无线通信网关键技术、无线自组网。



开彩红(1982-), 女, 安徽桐城人, 博士, 合肥工业大学副教授, 主要研究方向为无线网络与通信、网络体系结构和协议、网络系统性能分析与评价、卫星通信等。