

基于新停止准则的多进制 LDPC 码加权符号翻转译码算法

刘冰^{*①} 陶伟^{①②} 窦高奇^① 高俊^①

^①(海军工程大学电子工程学院 武汉 430033)

^②(海军装备研究院 北京 100073)

摘要: 为了降低多进制低密度奇偶校验(Low-Density Parity-Check, LDPC)码译码算法的复杂度, 该文提出了基于新停止准则的符号翻转译码算法。该算法根据翻转函数和接收比特可靠性度量来确定对应的翻转符号, 通过分析不满足校验方程个数的变化趋势来提前终止迭代。仿真结果表明, 新算法在保持原有符号翻转译码算法误码性能不变的情况下, 极大地减少了译码迭代次数, 取得了译码性能和复杂度的折衷。

关键词: 多进制低密度奇偶校验码; 符号翻转译码; 停止准则; 环路检测; 有限域

中图分类号: TN911.22

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2011)02-0309-06

DOI: 10.3724/SP.J.1146.2010.00257

Weighted Symbol-flipping Decoding for Nonbinary LDPC Codes Based on a New Stopping Criterion

Liu Bing^① Tao Wei^{①②} Dou Gao-qi^① Gao Jun^①

^①(Electronic College of Engineering, Naval University of Engineering, Wuhan 430033, China)

^②(Naval Academy of Armament, Beijing 100073, China)

Abstract: To reduce decoding computational complexity of nonbinary Low-Density Parity-Check (LDPC) codes, a weighted symbol-flipping decoding algorithm based on a new criterion is proposed. The flipped symbol is determined according to the symbol flipping function and the reliabilities of the received bits in the algorithm. The decoding procedure would be stopped in advance by analyzing the trend of the number of unsatisfied checks. The simulation results show that the new algorithm can tremendously reduce the average number of required iterations with negligible performance degradation compared to the symbol-flipping decoding algorithm. Thus it achieves an appealing tradeoff between performance and complexity.

Key words: Nonbinary Low-Density Parity-Check (LDPC) codes; Symbol-flipping decoding; Stopping criterion; Loop detection; Finite fields

1 引言

低密度奇偶校验(Low-Density Parity-Check, LDPC)码由 Gallager 于 1962 年提出^[1], 在 20 世纪 90 年代被重新发现并认为是一类接近 Shannon 限容量的好码^[2]。二进制好码码长通常很长, 这样会导致译码器具有较长的传输延时和巨大的存储容量。采用多进制 LDPC 码, 短码和中长码在加性高斯白噪声(Additive White Gaussian Noise, AWGN)信道下具有与相同比特长度的二进制长码相同的或更好的性能^[3]。

对于多进制 LDPC 码的译码, 大体可分为 3 类: (1)软判决译码; (2)硬判决译码; (3)基于可靠性度

量的译码。最为典型的多进制 LDPC 码的软判决迭代译码算法是文献[4,5]于 1998 年提出的 q 进制和积算法(q -ary Sum-Product Algorithm, QSPA)。在软判决译码中, 为减少其译码复杂度, 对 QSPA 的简化主要从两个分支上进行研究: (1)频域, 形成 FFT-QSPA^[6,7]; (2)对数似然比(Log-Likelihood Ratio, LLR)域, 形成扩展最小和(Extended Min-Sum, EMS)算法^[8,9]。软判决译码研究的思想是以最少的误码性能损失最大可能地减少译码复杂度。多进制 LDPC 码的硬判决算法主要是符号翻转(Symbol-Flipping, SF)算法, 该算法以较差的译码性能取得了最低的复杂度^[10]。而基于可靠性度量的译码则是通过增加少量运算量来提高译码的纠错性能, 形成加权符号翻转(Weighted Symbol-Flipping, WSF)译码算法^[10]。所以, 为了不同的目的来扩展多进制 LDPC 码的译码算法具有两种思

2010-03-18 收到, 2010-10-25 改回

*通信作者: 刘冰 liubing5275093@hotmail.com

想, 一个是从 QSPA 向下简化, 另一个是从 SF 向上优化, 这两种思想形成了两种截然不同的发展方向, 也提供了一系列满足不同需求的算法。

目前的通信系统都需要比以前更快更有效的译码器, 基于此许多学者都在研究最少误码性能损失的快速收敛低复杂度译码算法^[11,12]。本文提出了一种基于新停止准则的多进制 LDPC 码符号翻转译码算法, 记为 NCSF。该停止准则保证在每次迭代所需复杂度不变的情况下, 可以有效地减少未使用准则时不能正确译码码字的迭代次数, 同时也能获取较好的误帧率、误符号率和误比特率。多进制 LDPC 码停止准则的研究相对较少, 文献[11]和文献[12]分别提出了采用变量节点的最大后验概率求和以及后验概率求和的判断作为停止准则, 其判断准则需要对额外的参数进行运算。而本文采用不满足校验方程的个数变化趋势作为停止准则判断标准, 其优越性体现在以下两点: (1)计算简单, 不用额外增加停止准则评判标准参数的运算, 易于硬件实现; (2)适用范围广, 可移植性强, 由于线性分组码通过校验和的计算而具有检测错误码字的能力, 因此只要涉及到校验和的运算, 该停止准则都适用。

2 算法描述

2.1 基本概念

多进制 (N, K) LDPC 码可以完全由稀疏的多进制奇偶校验矩阵 \mathbf{H} 来决定, 其校验矩阵 \mathbf{H} 有 N 列和 $M \geq N - K$ 行。校验矩阵 \mathbf{H} 的行重为 d_c , 列重为 d_v 。定义 $\mathcal{N}(m)$ 表示参与第 m 个校验方程的 d_c 个符号集合, $\mathcal{M}(n)$ 表示参与符号 n 的 d_v 个校验集合:

$$\mathcal{N}(m) \triangleq \{n : \mathbf{H}_{mn} \neq 0\}, \mathcal{M}(n) \triangleq \{m : \mathbf{H}_{mn} \neq 0\} \quad (1)$$

任选取一码字 $\mathbf{c} = [c_1, c_2, \dots, c_N] \in \{\text{GF}(q)\}^N$, 其中 $q = 2^b$ 。采用 BPSK 调制, 通过加性高斯白噪声传输后输出为 r_i , 其中 $0 \leq i < Nb$ 。接收比特的硬判决值为

$$x_i = \text{sgn}(r_i) \quad (2)$$

其中当 $r_i \geq 0$ 时, $\text{sgn}(r_i) = 1$; 当 $r_i < 0$ 时, $\text{sgn}(r_i) = 0$ 。

接收硬判决之后, 根据映射规则: $\varphi : (\text{GF}(2))^b \rightarrow \text{GF}(q)$, 一组 Nb 比特的码字需要转换为 $\text{GF}(q)$ 内的 N 个符号信息。 $\mathbf{y} = [y_0, y_1, \dots, y_{N-1}]$ 为多进制符号硬判决向量, 其中 $y_n = \varphi([x_{nb}, \dots, x_{(n+1)b-1}])$, $0 \leq n < N$ 。

现定义 $\text{GF}_0(q) = \{\alpha_1, \dots, \alpha_{q-1}\}$ 为除去零元的伽罗华域。为了简便表示, 第 n 个符号取值为 a' 的概率向量为 $\mathbf{L}_n = [L_{n,\alpha_1}, \dots, L_{n,a'}, \dots, L_{n,\alpha_{q-1}}]$, 其中 $L_{n,a'} = \sum_{j:\psi(a')_j=+1} r_{nb+j}$, $a' \in \text{GF}_0(q)$, $L_{n,a'}$ 是去除常数项 $2/\sigma^2$ 符号对数似然比的表达形式。

2.2 算法分析与描述

本文提出的算法开始于接收的硬判决向量 $\mathbf{y}^{(0)}$, 在 $\text{GF}(q)$ 上 N 维符号向量空间里迭代地搜寻有效的码字向量。假设在 k ($k \geq 1$) 次迭代之前, 符号向量为 $\mathbf{y}^{(k-1)}$, 对应的伴随式向量为 $\mathbf{s}^{(k-1)} = \mathbf{y}^{(k-1)} \mathbf{H}^T \neq 0$ 。迭代的目的是通过一个符号的翻转来扰动 $\mathbf{y}^{(k-1)}$ 得到一个新的候选码字向量 $\mathbf{y}^{(k)}$ 。完成一个符号的翻转需要确定两个参数: (1)翻转的位置; (2)翻转的值或幅度。对于翻转符号位置的确定, 先计算 $\text{GF}_0(q)$ 域上翻转符号位置的度量值。对于每一个符号和每一个 $\text{GF}_0(q)$ 域中的元素,

$$E_{n,a'}^{(k)} = \sum_{m \in \mathcal{M}(n)} (2s_{n,m}^{(k)} - 1)w_{n,m,a'}^{(k)} - \alpha |L_{n,a'}| \quad (3)$$

其中 $w_{n,m,a'} = \min_{i \in \mathcal{N}(m) \setminus n} |L_{i,a'}|$, $0 \leq n < N$, $0 \leq m < M$, $a' \in \text{GF}_0(q)$, α 是加权因子, 其值在译码前需要预先确定。

针对特定的 $\text{GF}_0(q)$ 域中某一元素, $E_{n,a'}$ 是翻转符号位置的度量, 充分考虑了由校验式和符号对数似然比提供的概率信息。式(3)中第 1 项可理解为: 当码字满足校验方程时, 就会减小翻转符号位置度量值, 使翻转的可能性降低; 第 2 项 $\alpha |L_{n,a'}|$ 可理解为: 利用了信道直接提供的软信息值, 取值越大, 说明该符号位置出错的可能性越小, 最后使翻转符号位置度量值降低。为估算出符号的可靠性度量, 需计算出每一个符号的度量值

$$E_n^{(k)} = \sum_{a' \in \text{GF}_0(q)} E_{n,a'}^{(k)} \quad (4)$$

式(4)的求和是衡量翻转符号位置可能性的一种加权方法。通过权值为 1 的求和可增强该符号位置的度量值, 提供一个更为准确的评判标准, 这样 $E_n^{(k)}$ 最大值对应的符号就为翻转符号。翻转符号选取的值则是由信道输出的绝对值 $|r_i|$ 来衡量。在 $\text{GF}(q)$ 域下每个硬判决符号 y_n 可以转换成 b 比特, 并且在 AWGN 下 b 个 r_i 绝对值对应着一个接收符号中 b 个比特的可靠性度量。 $|r_i|$ 越接近于零, 对应的比特就越不可靠。因此将 r_i 绝对值从大到小来进行排序选出翻转符号中对应的不可靠比特, 根据比特翻转标志值 flagbit 在 b 个 r_i 绝对值中找到一个或几个最小的值, 翻转对应的比特位。定义 flagbit 为一个模 q 计数器。一旦检测到无限环路, 变量 flagbit 将自动加 1。如果 flagbit 达到伽罗华域中元素的数量 q , 其值重置, 并且当前选择要翻转的符号就要包含在排除符号列表内。

环路检测的方式如下: 首先定义向量和 $\mathbf{E}(x) \triangleq \sum_{i=x+1}^k \mathbf{e}_{n^{(i)}}$, 其中 $\mathbf{e}_{n^{(i)}}$ 表示第 i 次迭代中的翻转符号向量。在译码算法中, 迭代地计算 $\mathbf{E}(l)$

$$\mathbf{E}(l-1) = \begin{cases} \mathbf{e}_{n^{(k)}}, & l = k \\ \mathbf{E}(l) + \mathbf{e}_{n^{(l)}}, & l < k \end{cases} \quad (5)$$

如果 $\mathbf{E}(k-1), \mathbf{E}(k-2), \dots, \mathbf{E}(0)$ 中任意一个向量为全零, 检测到环路, 则当前选择要翻转的符号值就剔除, 而根据 flagbit 选择下一个待翻转的符号值。

根据比特度量值排序和 flagbit 值翻转 $\mathbf{y}^{(k-1)}$ 中的符号, 即 $\mathbf{y}^{(k)} = \mathbf{y}^{(k-1)} \oplus \mathbf{e}_{n^{(k)}}$, 然后更新伴随式向量 $\mathbf{s}^{(k)}$, 得到硬判决的伴随式值 $s_{h,m}^{(k)}$ 。如果 $s_{h,m}^{(k)} = 0$, 就得到了一个有效码字, 并且停止搜索; 如果 $s_{h,m}^{(k)} = 1$, 就要计算翻转函数 $E_n^{(k+1)}$, $0 \leq n < N$, 并且如此循环。

综上所述, 完整的符号翻转译码算法如下:

步骤1 初始化: 设置迭代计数器 $k = 0$; 计算 $\mathbf{y}^{(0)}$, \mathbf{L}_n 和 $w_{n,m,a'}$; “排除符号列表” $B \leftarrow \emptyset$; “比特翻转标志” flagbit = 1。

步骤2 计算硬件伴随式 $\mathbf{s}_h^{(k)}$; 如果 $\mathbf{s}_h^{(k)} = 0$, 则返回 $\mathbf{y}^{(k)}$, 并且停止译码。

步骤3 $k \leftarrow k + 1$; 如果 $k > k_{\max}$ (k_{\max} 为用户设定的最大迭代次数), 并且宣告译码失败并停止译码。

步骤4 对于 $0 \leq n < N$, 计算 $E_n^{(k)}$ 。

步骤5 计算并选出翻转符号 $n^{(k)} = \arg \max_{n \in \mathcal{N}(m), n \notin B} E_n^{(k)}$ 。

步骤6 对于选出的翻转符号, 翻转 x_i 中最小比特度量值对应的 flagbit 个比特, 得到另外一个符号, 其中 $nb \leq i < (n+1)b$ 。

步骤7 根据式(5)计算 $\mathbf{E}(l)$, $l = k-1, k-2, \dots, 0$; 如果对于任意 $l = k-1, \dots, 0$, $\mathbf{E}(l) = \mathbf{0}$, 则如果 flagbit $\neq q$, flagbit \leftarrow flagbit + 1, 返回到步骤6; 如果 flagbit = q , $B \leftarrow B \cup \{n^{(k)}\}$ 并且 flagbit = 1, 返回到步骤5。

步骤8 $\mathbf{y}^{(k)} = \mathbf{y}^{(k-1)} \oplus \mathbf{e}_{n^{(k)}}$; $B \leftarrow \emptyset$; 返回步骤2。

2.3 停止准则

通用的停止准则, 无论是对于可正确译码码字还是不可正确译码码字来说, 一旦满足了所有的校验方程, 译码程序就将停止迭代。为了达到快速收敛译码的目的, 进一步减少不可正确译码码字的冗余迭代次数, 本文提出了一种新的停止准则。停止准则的主要思路是以不满足校验方程的个数为依据来衡量码字是否为不可正确译码码字, 如是, 则停止迭代译码。如图1所示, 对于可正确译码的码字, 绝大部分情况下, 不满足校验方程的个数随着迭代次数的增加而迅速下降, 只有在一些极少数情况下会随着迭代次数的增加, 出现振荡而较缓慢下降的

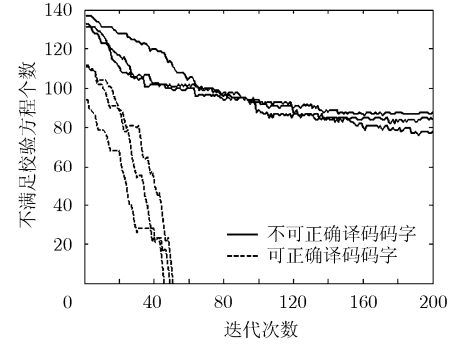


图1 可正确译码和不可正确译码码字不满足校验方程个数的变化趋势

现象; 对于不可正确译码的码字, 不满足校验方程的个数会随着迭代次数的增加而在某一固定值附近反复振荡。因此, 本文采用不满足校验方程的前后差值这一参数作为停止准则的评判标准, 检测振荡是否存在。差值 $S(k)$ 如式(6)所示:

$$S(k+1) = U(k+1) - U(k) \quad (6)$$

其中 $U(k)$ 为第 k 次不满足校验方程的个数, $0 \leq k < k_{\max} - 1$ 。

考虑一个窗口向量 $\mathbf{W}_S(k)$, 其取值为

$$\mathbf{W}_S(k) = [S(k), \dots, S(k+j), \dots, S(k+l_w-1)] \quad (7)$$

其中 $0 \leq j < l_w$, l_w 表示选取窗口的长度。

这里采用的窗口是一个由连续 l_w 个差值组成的向量。窗口的目的是用来考查其是否处于振荡期, 而振荡期是由下限阈值 Th1 和上限阈值 Th2 来控制的。当 $\text{Th1} \leq S(k+j) \leq \text{Th2}$, $0 \leq j < l_w$ 时, 则不满足校验方程的个数处于振荡期中, 其振荡计数器 C 自动加 1。假设 $\text{Th1} = -1$, $\text{Th2} = 1$, $l_w = 4$, 如图2所示, 可以看出对于不可正确译码的码字来说, 其变化速率较慢, 处于阈值范围内的差值较多, 其值为 142; 而对于可正确译码的码字来说, 其变化速率相对较快, 只有很少数量处于阈值范围内的差值, 其值仅为 3。处于阈值范围内的差值个数可以作为区分可正确译码和不可正确译码的码字的衡量, 而最大振荡计数值 Osc 可作为判别的界线, 从而形成一种新的停止准则:

步骤1 设置判断振荡期的阈值 Th1 , Th2 , 判别窗口的长度 l_w , 最大振荡计数值 Osc ;

步骤2 第 k 次迭代后, 计算不满足校验方程的个数 $U(k)$;

步骤3 计算不满足校验方程的个数的差值 $S(k)$;

步骤4 如果在窗口长度 l_w 内的不满足校验方程个数的差值 $S(k)$ 全在振荡期阈值范围内, 则振荡计数值 $C \leftarrow C + 1$, 当振荡计数值大于最大振荡计数值 Osc , 则迭代停止。

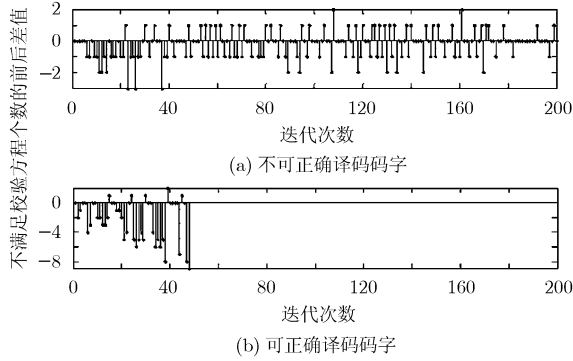


图 2 可正确译码和不可正确译码码字的不满足校验方程个数前后差值比较

3 复杂度分析

表 1 给出了 WSF 译码算法, NCSF 译码算法, FFT-QSPA 和 RS 码的 BM 译码算法的运算量。本文的 NCSF 译码算法相对于 WSF 算法来说, 虽然每次迭代的计算量增加了, 但是其迭代次数得到了很大程度的减少; 相对 FFT-QSPA 来说, 虽然迭代次数很多, 但是其每次迭代的运算量得到了极大的降低, 并且需要更少的实数加法运算, 不需要任何实数乘法和除法运算; 相对于 RS 码来说, 需要相对于较多的实数加法, 但不需要消耗硬件资源较大的实数乘法。所以, 总的来说 NCSF 算法的复杂度比 WSF 算法, FFT-QSPA 和 RS 码 BM 译码算法低很多。

4 仿真实验及性能分析

本节将研究 WSF 算法, NCSF 算法, FFT-QSPA 和 RS BM 译码算法的误比特率(Bit-Error Rate, BER)、误符号率(Symbol-Error Rate, SER)和误帧率(Frame-Error Rate, FER)以及不同参数下 NCSF 算法的性能分析。

我们对码率为 0.5067 的(150,76) 16 进制有限域(Finite Field, FF)LDPC 码^[13,14]进行研究。该码的校验矩阵 \mathbf{H} 是一个行重列重都为 9 的 150×150 循环阵, 加权因子设为 1。如图 3 所示, WSF 译码算法(200 次迭代)在 FER 为 10^{-5} 处, 相对于 GF(2⁸)上采

用 BM 算法的(150,76) RS 码来说, 取得了大约 0.86 dB 的编码增益。同时, 在 FER 为 10^{-5} 处, WSF 算法距离 FFT-QSPA 译码(200 次迭代)仅 1.56 dB, 而且其计算复杂度很低。

下面考虑引入新停止准则给 WSF 译码算法带来的影响。参数选取如下: $\text{Th1} = -1$, $\text{Th2} = 1$, $l_w = 4$, Osc 变化。如图 4 所示, 当最大振荡计数值 Osc 较小(如 $\text{Osc} = 20$)时, 所获得的误码性能较差。随着 Osc 取值的增大, 取得的性能就越接近于 WSF 译码算法, 但用于检测振荡的复杂度会相应增加, 因此选取用于判断振荡的 Osc 值时需要权衡考虑误码性能和计算复杂度。在检测程序中增加不满足校验方程的个数 $U \leq \text{Nus}$ 这一条件作为辅助判决条件, 采用 Osc 和 Nus 两个参数共同来决定译码程序是否继续迭代, 其中 Nus 表示判决不满足校验方程个数的最大值。从图 4 可看出, 当采用参数为 $\text{Osc} = 30$, $\text{Nus} = 100$ 或 $\text{Osc} = 40$, $\text{Nus} = 100$ 的停止准则时, 所取得的性能与 WSF 算法所取得的性能基本相同。

图 5 给出了在不同最大振荡计数值 Osc 和不满足校验方程个数的最大值 Nus 下, 上述译码算法所需的平均迭代次数。从图 5 可以看出, 在 3 dB 时, WSF 译码算法的迭代次数分别是参数为 $\text{Osc} = 20$, $\text{Osc} = 30$, $\text{Osc} = 30$ 及 $\text{Nus} = 100$ NCSF 算法迭代次数的 3.76 倍, 2.82 倍和 2.09 倍, 综上可得出以下两点结论: (1)随着 Osc 的取值增大, 其译码所需要的迭代次数会有所增加, (2)新停止准则能够很大程度地减少低信噪比下的迭代次数。表 2 给出了该码在 3.5 dB 时具体的计算复杂程度, 可以看出 NCSF 译码复杂度最低, 而且不需要消耗硬件资源和软件开销的乘法和除法运算。

下面对码率为 0.5 的(96,48) 4 进制 Mackay LDPC 码进行研究。该码的校验矩阵 \mathbf{H} 的行重为 3, 列重为 6。加权因子设为 1, $\text{Th1} = -1$, $\text{Th2} = 1$, $l_w = 4$ 。图 6 给出了不同 Osc 值的误帧率和误符号率曲线, 可以得到前述相同的结论, 图 7 给出了不同最大振荡计数值 Osc 下 WSF 译码算法所需的平均迭代次数, 表明新停止准则在低信噪比下可以很

表 1 4 种不同迭代译码算法所需的译码复杂度

译码算法	实数加法	实数乘法	实数除法
WSF	$A_m[(q-1)d_v d_c + N - 1 + q - 2 + b \log_2 b]$	0	0
NCSF	$A_m[(q-1)d_v d_c + N + 1 + q - 2 + b \log_2 b + 2l_w]$	0	0
FFT-QSPA	$A_m[2Nd_v q \log_2 q + 2Nd_v(q-1) + M(d_c - 1)]$	$A_m[Nd_v q(d_c + 2d_v - 1) + Md_c]$	$A_m[Nd_v(q+2)]$
RS	$2Nt + 5t^2 - t$	$3Nt + 4t^2$	0

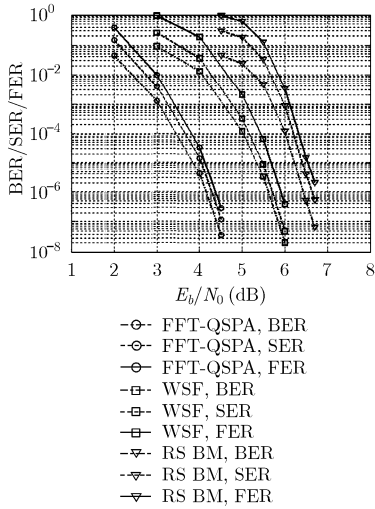


图 3 16 进制有限域(150, 76) LDPC 码和 GF(2⁸)下(150,76) 缩短 RS 码的误码率性能

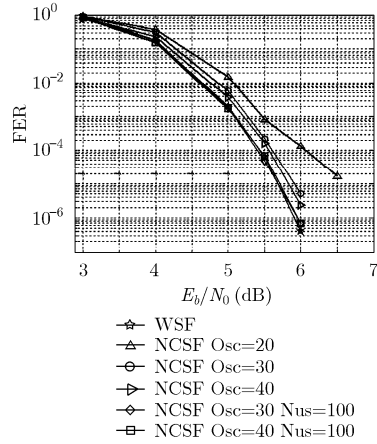


图 4 不同 Osc 和 Nus 参数下 16 进制有限域(150,76)LDPC 码 WSF 译码算法的误码率性能比较

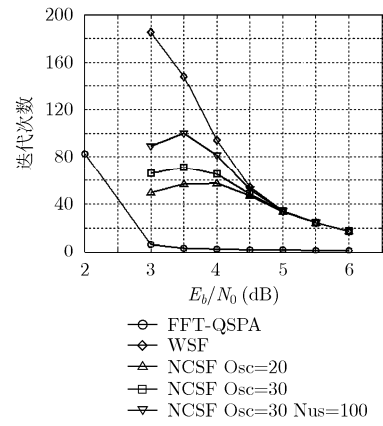


图 5 16 进制有限域(150,76) LDPC 码在 FFT-QSPA 和不同 SF 译码算法下的平均迭代次数

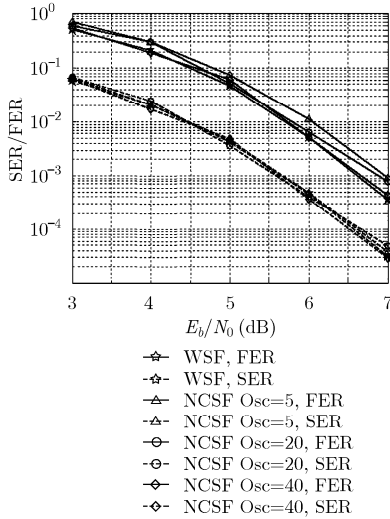


图 6 不同 Osc 参数下 4 进制 Mackay(96, 48) LDPC 码 WSF 译码算法的误码率性能比较

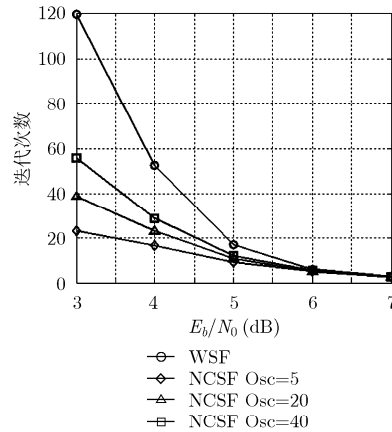


图 7 4 进制 Mackay(96, 48) LDPC 码在不同 SF 译码算法下的平均迭代次数

大程度地减少译码程序的运算量。

通过上述的理论探讨和仿真实验分析,对 4 种用于多进制码译码算法的异同及性能总结如表 3 所示。

5 结束语

在中短码长上,多进制 LDPC 码具有比二进制

表 2 3.5 dB 时(150,76)码 4 种不同迭代译码算法所需的译码复杂度

译码算法	实数加法	实数乘法	实数除法
WSF	205669	0	0
NCSF	98995	0	0
FFT-QSPA	588910	721929	66716
RS	17908	22126	0

表 3 4 种多进制迭代译码算法性能比较

算法	性能	复杂度	属性	特性
WSF	中	中	可靠程度量译码	具有复杂度和性能的有效权衡
NCSF	中	低	可靠程度量译码	源于 WSF, 引入新停止准则减少迭代次数, 使整体复杂度降低
FFT-QSPA	好	高	软判决译码	经典多进制 LDPC 码译码算法, 纠错能力优良, 适于 2 的幂次域运算
RS BM	差	低	硬判决译码	算法简单, 可作为衡量多进制码性能的参考标准

更好的误码性能,但其译码复杂度很高,这是制约其实用化的主要因素之一。本文提出了基于新停止准则的多进制 LDPC 码 WSF 译码算法,在译码过程中,根据每次迭代的翻转函数和接收比特可靠性度量来选择和更新码字中的一个符号。设计了具有最小计算开销的环路检测方法,该方法防止在正确码字搜寻过程中陷入到无限环路之中,同时也有利于翻转符号的选取。通过分析其不满足校验方程个数的变化趋势,发现不可正确译码码字不满足校验方程的个数在某一固定值上会出现振荡现象,据此提出的新停止准则可以在不降低原有 WSF 译码算法误码性能的同时,减少迭代次数,从而降低算法总的复杂度。仿真结果与复杂度分析表明,在相对低伽罗华域下与 RS 码相比,该算法在中长帧 LDPC 码上取得了明显的编码增益;与 WSF 算法相比,在低信噪比下可以很大程度地减少译码程序的运算量。由此可见,本文提出的译码算法取得了很好的纠错性能和复杂程度的权衡,对于高速通信设备来说是一种很好的候选译码算法。

参 考 文 献

- [1] Gallager R G. Low-Density Parity-Check Codes[J]. *IRE Transactions on Information Theory*, 1962, 8(1): 21-28.
 - [2] Mackay D J C and Neal R M. Near Shannon limit performance of low-density parity-check codes[J]. *Electronics Letters*, 1996, 32(18): 1645-1646.
 - [3] 陈俊斌. 多进制 LDPC 码与 RS 码的性能比较研究[D]. [硕士论文], 厦门大学, 2006.
 - [4] Davey M C and MacKay D. Low-density parity check codes over $GF(q)$ [J]. *IEEE Communications Letters*, 1998, 2(6): 165-167.
 - [5] Wymeersch H, Steendam H, and Moeneclaey M. Log-domain decoding of LDPC codes over $GF(q)$ [C]. *IEEE International Conference on Communications*, Paris, France, 2004: 772-776.
 - [6] Barnault L and Declercq D. Fast decoding algorithm for LDPC over $GF(2^q)$ [C]. *IEEE Information Theory Workshop*, Paris, France, 2003: 70-73.
 - [7] Song H and Cruz J R. Reduced-complexity decoding of Q-ary LDPC codes for magnetic recording[J]. *IEEE Transactions on Magnetics*, 2003, 39(2): 1081-1087.
 - [8] Declercq D and Fossorier M. Decoding algorithms for nonbinary LDPC codes over $GF(q)$ [J]. *IEEE Transactions on Communications*, 2007, 55(4): 633-643.
 - [9] Sun Y, Zhang Y, Hu J, and Zhang Z. FPGA implementation of nonbinary quasi-cyclic LDPC decoder based on EMS algorithm[C]. *International Conference on Communications, Circuits and Systems*, Milpitas, California, 2009: 1061-1065.
 - [10] Liu B, Gao J, Dou G, and Tao W. Weighted symbol-flipping decoding for nonbinary LDPC codes[C]. *2nd International Conference on Networks Security, Wireless Communications and Trusted Computing*, Wuhan, China, 2010: 223-226.
 - [11] Zhou W, Men A, and Quan Z. Early stopping for the iterative decoding for Q-LDPC[J]. *The Journal of China Universities of Posts and Telecommunications*, 2008, 15(1): 28-31.
 - [12] Chen X, Men A, and Zhou W. A stopping criterion for nonbinary LDPC codes over $GF(q)$ [C]. *11th IEEE Singapore International Conference on Communication Systems*, Guangzhou, China, 2008: 1312-1315.
 - [13] Zeng L, Lan L, Tai Y Y, Song S, Lin S, and Abdel-Ghaffar K. Constructions of nonbinary quasi-cyclic LDPC codes: a finite field approach[J]. *IEEE Transactions on Communications*, 2008, 56(4): 545-554.
 - [14] Song S, Zhou B, Lin S, and Abdel-Ghaffar K. A unified approach to the construction of binary and nonbinary quasi-cyclic LDPC codes based on finite fields[J]. *IEEE Transactions on Communications*, 2009, 57(1): 84-93.
- 刘 冰: 男, 1984 年生, 博士生, 研究方向为差错控制编码和数字通信信号处理。
- 陶 伟: 男, 1974 年生, 博士生, 工程师, 研究方向为差错控制编码和无线数据传输。
- 窦高奇: 男, 1981 年生, 博士, 讲师, 研究方向为差错控制编码和数字通信信号处理。
- 高 俊: 男, 1957 年生, 博士, 教授, 博士生导师, 研究方向为信道编码和数字通信。