

累加交叉并行级联单奇偶校验码的低复杂度译码算法

郭凯 陈彦辉 李建东

(西安电子科技大学综合业务网理论与关键技术国家重点实验室 西安 710071)

摘要: 累加交叉并行级联单奇偶校验(A-CPSPC)码是一种新的纠错编码,其编码结构简单并具有良好的误比特率性能。该文针对 A-CPSPC 码的局部编码结构提出了一种低复杂度的最大后验(MAP)局部译码算法,该方法利用基于双向消息传递原则的和积算法(SPA)进行局部译码,消除了短环对局部译码性能的影响。分析及仿真表明,传统的置信传播算法并不适用于 A-CPSPC 码,该文提出的局部译码算法与基于 BCJR 算法的局部译码算法的性能一致,且复杂度更低。

关键词: 低密度奇偶校验码; 并行级联; 单奇偶校验码; 交叉器; 最大后验译码

中图分类号: TN911.22

文献标识码: A

文章编号: 1009-5896(2009)09-2143-05

A Low Complexity Decoding Algorithm for Accumulated-Crossover Parallel-concatenated SPC Codes

Guo Kai Chen Yan-hui Li Jian-dong

(State Key Laboratory of Integrated Service Networks, Xidian University, Xi'an 710071, China)

Abstract: Accumulated-Crossover Parallel-concatenated SPC (A-CPSPC) Codes, which have good bit error rate performance and simple encoding structure, is a class of novel error-correcting codes. A Maximum A Posteriori (MAP) algorithm based on the Sum-Product Algorithm (SPA), is proposed to solve the local decoding, and to eliminate the effect of short cycles. Analysis and simulation results show that the conventional Belief Propagation (BP) decoding algorithm is not suitable for A-CPSPC codes, and the proposed local decoding algorithm can achieve the same performance as the one based on the BCJR algorithm, but has much lower complexity.

Key words: Low-Density Parity-Check (LDPC) codes; Parallel concatenation; SPC codes; Crossover structure; Maximum A Posteriori (MAP) decoding

1 引言

近十几年来, Turbo 码^[1]与低密度奇偶校验(Low-Density Parity-Check, LDPC)码^[2,3]受到了信道编码研究人员的普遍关注。这两类码均具有可逼近香农限的性能,但它们的实际应用却往往滞后于已有的理论成果^[4]: Turbo 码通常采用基于 BCJR 算法的迭代译码,其译码复杂度较高;而 LDPC 码的译码复杂度较 Turbo 码大为降低,但其编码较为复杂。许多研究者致力于寻找具有较低编码、译码复杂度的实用化编码,提出了准循环 LDPC 码^[5,6]、结构化非规则重复累加码^[3]以及多维并行级联单奇偶校验码(Multiple Parallel-concatenated SPC Codes, MPSPC)码^[4]等结构。MPSPC 码是规则系统低密度生成矩阵(Low-Density Generator Matrix, LDGM)码的一个特例^[7],由于其生成矩阵

的稀疏性,MPSPC 码的编码、译码复杂度较低,可以在分布式无线网络中得到较好的应用^[8],但其错误平层较高。文献[7,9,10]提出串行级联的 SC-LDGM 码,用以降低错误平层,但这样会增加编码、译码的复杂度。本文在 MPSPC 码中引入累加交叉器,提出了一类新的信道纠错码——累加交叉并行级联单奇偶校验(Accumulated-Crossover Parallel-concatenated SPC Codes, A-CPSPC)码,可有效地降低错误平层。累加交叉器的引入,使 A-CPSPC 码的 Tanner 图中出现了大量的长为 4 的短环,因此传统的置信传播(Belief Propagation, BP)算法^[2]对 A-CPSPC 码译码时性能较差。A-CPSPC 码的最大后验(Maximum A Posteriori, MAP)局部译码通常采用 BCJR 算法,但其复杂度较高,本文提出了一种低复杂度的 MAP 局部译码算法,通过在 Tanner 图中引入“=”节点,消除了局部编码 Tanner 图中的环,将局部编码 Tanner 图变为树形结构,利用基于双向消息传递原则^[11]的和积算法(Sum-Product algorithm, SPA)^[3]实现了低复杂度的 MAP 局部译

2008-06-19 收到, 2009-06-08 改回

国家 863 计划项目(2007AA01Z288)和高等学校创新引智计划(B08038)资助课题

码。

2 A-CPSPC码的编码及译码

2.1 A-CPSPC 码的编码结构分析

图1为本文提出的A-CPSPC码的编码、译码结构示意图。

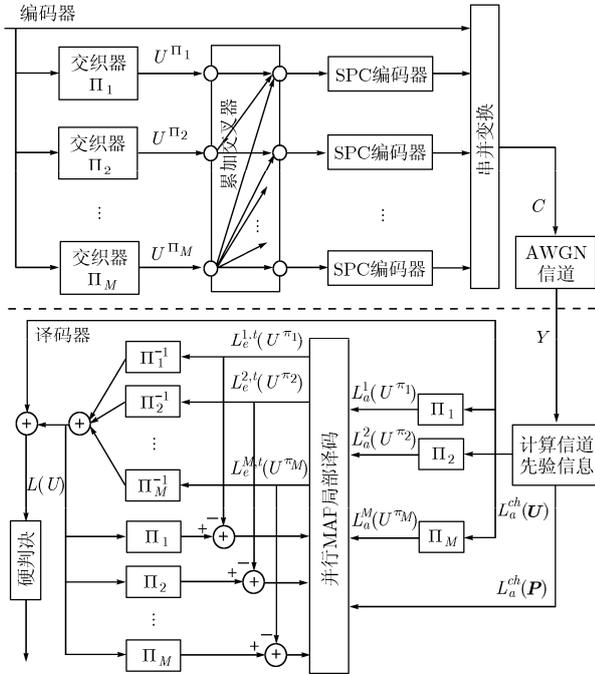


图1 A-CPSPC码编码、译码结构示意图

如图1所示, A-CPSPC码编码器包括 M 个交织器, 一个交叉器和 M 个 SPC 编码器。 U^{Π_m} 为输入信息帧 U 经过第 m 个交织器的输出, 并构成了交叉器的第 m 个输入支路, $m = 1, 2, \dots, M$ 。输入信息比特序列长度为 K , 需进行 L 次局部编码操作。每次局部编码包括以下步骤: 每支路有 $k = K/L$ 个比特输入交叉器, 交叉器将其第 m 个支路的 k 个输入比特复制 m 次后, 分别送入第 $m, m-1, \dots, 1$ 个输出支路; 第 m 个 SPC 编码器对从交叉器输入的 $(M-m+1)k$ 个比特进行模 2 加, 输出一个奇偶校验比特, $m = 1, 2, \dots, M$ 。 L 次局部编码后, 共生成 LM 个奇偶校验比特, 与 K 个信息比特构成输出码字 C , 其长度为 $N = K + LM$, 因此该码的编码速率为 $R = K/N = k/(M+k)$ 。当输入信息序列长度改变时, 只需修改交织器即可, 交叉器及 SPC 编码器均无需改变。

2.2 基于并行 MAP 局部译码的迭代译码

定义针对局部编码进行的软输入软输出译码为 A-CPSPC 码的局部译码。A-CPSPC 码基于 MAP 局部译码的迭代译码过程如图 1 所示, 其具体过程

简述如下:

(1) 计算码字中所有信息比特, 所有校验比特的信道先验 LLR(对数似然比), 分别记为 $L_a^{ch}(U)$, $L_a^{ch}(P)$ 。 $L_a^{ch}(U)$ 由 M 个交织器分别进行交织, 得到不同支路的初始先验信息 $L_a^m(U^{\pi_m})$, $m = 1, 2, \dots, M$ 。

(2) 在第 t 次迭代中, 进行 L 组 MAP 局部译码。每次迭代中 L 组局部译码是相互独立的, 可对其实施并行化处理。 L 组局部译码同时进行, 可以加快译码速度, 有效缩短译码时延。现有的 MAP 局部译码算法为单状态 BCJR 译码算法。利用单状态 BCJR 算法进行 MAP 局部译码, 可以得到每个信息比特的外信息为

$$L_e(u_i) = \ln \left\{ \sum_{u_i = -1, u_j \in \{\pm 1\}} \left(\prod_{j=1}^M \{ \exp[L_a^{ch}(p_j)] \}^{-p_j/2} \cdot \prod_{j=1, j \neq i}^{Mk} \{ \exp[L_a(u_j)] \}^{-u_j/2} \right) / \sum_{u_i = +1, u_j \in \{\pm 1\}} \left(\prod_{j=1}^M \{ \exp[L_a^{ch}(p_j)] \}^{-p_j/2} \cdot \prod_{j=1, j \neq i}^{Mk} \{ \exp[L_a(u_j)] \}^{-u_j/2} \right) \right\} \quad (1)$$

式(1)中分子分母的求和范围包括所有的长为 Mk 的信息序列, 指数中 u_j 为给定的信息序列中相应位置信息比特的取值, 指数中 p_i 为根据给定的信息序列进行编码后, 输出的相应校验比特的值。 L 组 MAP 局部译码结束后输出 M 个支路的外信息 $L_e^{m,t}(U^{\pi_m})$, $m = 1, 2, \dots, M$ 。

(3) 第 t 次迭代结束后, 第 m 个支路将得到其它 $M-1$ 个支路的外信息。 $M-1$ 个外信息经解交织后, 再加上该支路的信道先验 LLR 信息 $L_a^m(U^{\pi_m})$, 构成下一次迭代中该支路新的先验 LLR, $m = 1, 2, \dots, M$ 。若已达到最大迭代次数, 则计算信息比特帧的判决用 LLR 信息 $L(U)$, 并对 $L(U)$ 进行硬判决, 得到译码结果; 否则返回步骤(2)继续进行迭代译码。

利用上述译码算法进行译码, 对 $M = k = 5$ 的 A-CPSPC 码误比特率性能进行仿真, 结果如图 2 所示。仿真条件为: BPSK 调制, 在 AWGN 信道中传输, 迭代 50 次。仿真时, 对 A-CPSPC 码的 M 个交织器进行了联合设计, 使每次进入交叉器的比特中不会出现重复的信息比特。图 2 中 QC-LDPC 码与 SC-LDGM 码的结果分别从文献[5,10]中获得。

由图 2 可看出, 利用基于单状态 BCJR 局部译码的迭代译码算法进行译码, A-CPSPC 码在一定的信噪比范围内有较好的误比特率性能。但我们发现当局部编码器输入的信息比特个数 Mk 增大时, 基

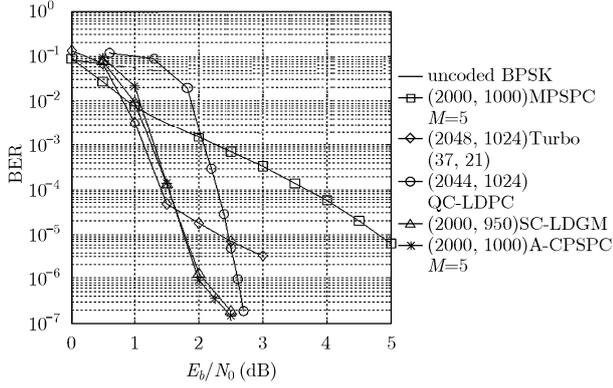


图 2 A-CSPC 码误比特率性能仿真曲线

于单状态 BCJR 算法的 MAP 局部译码方法复杂度会变得很高, 不利于该码的实际应用, 因此有必要寻找一种低复杂度且具有较好性能的局部译码算法。

3 一种低复杂度MAP局部译码算法

为解决单状态 BCJR 局部译码算法复杂度过高的问题, 本文针对 A-CSPC 码提出了一种低复杂度 MAP 局部译码算法。该算法对 A-CSPC 码局部编码的 Tanner 图进行了改进, 构成了树形结构的 Tanner 图, 利用 SPA 算法实现了 MAP 译码。

3.1 局部编码 Tanner 图的改进与基于 SPA 的局部译码算法

局部编码对应的 Tanner 图如图 3 所示。

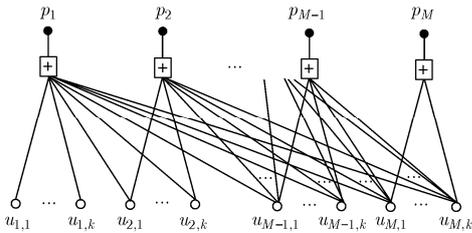


图 3 局部编码的 Tanner 图

在图 3 中, p_m 为奇偶校验节点, 对应该次局部编码输出的 M 个奇偶校验比特, $u_{m,i}$ 为信息节点, 对应该次局部编码中输入交叉器的 Mk 个信息比特, $m=1, \dots, M, i=1, \dots, k$ 。从图 3 中可以看到, A-CSPC 码的局部编码 Tanner 图中存在多个长为 4 的环。如果局部译码采用 LDPC 码译码中常用的 BP 算法, 在消息传递过程中, 短环的存在会对消息的独立性产生较大的影响, 最后的译码结果无法收敛到 MAP 译码。而从图 1 和图 3 中可以观察到, 第 m 个 SPC 编码器所输出的奇偶校验比特 p_m , 实际为交叉器的第 $m, m+1, \dots, M$ 个输出支路的所有

输出比特的模 2 累加值, 因此可对局部编码的 Tanner 图进行简化。

如图 4 所示, 在局部编码的 Tanner 图中引入 $M-1$ 个“=”节点后, 局部编码的 Tanner 图可简化为一个树形结构, 可利用基于双向消息传递原则的 SPA 实现 MAP 译码^[11]。根据树形 Tanner 图译码中“叶子节点——根节点”的 LLR 信息传递原则, 本文提出了一种采用 SPA 的 MAP 局部译码算法, 对图 4 所示局部编码结构进行 MAP 译码。为便于描述, 给出以下定义: 将与 p_m ($m=2, \dots, M$) 相连的“=”节点由左至右标记为第 2, 3, \dots, M 个“=”节点。定义 $L_{R,I}^m$ 为对于第 m ($m=2, \dots, M$) 个“=”节点, 所有右侧节点对其输入的 LLR 信息。定义 $L_{R,O}^m$ 为第 m ($m=2, \dots, M$) 个“=”节点及其所有右侧节点对其左侧节点输出的 LLR 信息。定义 $L_{L,I}^m$ 为对于第 m ($m=2, \dots, M$) 个“=”节点, 所有左侧节点对其输入的 LLR 信息。定义 $L_{L,O}^m$ 为第 m ($m=2, \dots, M$) 个“=”节点及其所有左侧节点对其右侧节点输出的 LLR 信息。定义 $L_a(u_{M,i})$ 为 $u_{M,i}$ 在该次迭代中的先验 LLR 信息。定义 $L_a^ch(p_m)$ 为 p_m 的信道先验 LLR 信息。基于以上定义, 并利用“田”节点与“=”节点的运算规则^[11]对消息传递过程中的 LLR 信息进行计算, 可给出局部译码的步骤如下:

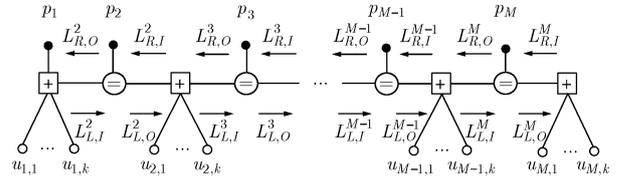


图 4 引入“=”节点后的 Tanner 图

- (1) 由右至左依次计算 $L_{R,I}^m, L_{R,O}^m, m=M, M-1, \dots, 2$ 。

$$L_{R,I}^M = 2 \tanh^{-1} \left\{ \prod_{i=1}^k \tanh \left[\frac{L_a(u_{M,i})}{2} \right] \right\} \quad (2)$$

$$L_{R,O}^M = L_{R,I}^M + L_a^ch(p_M)$$

$$L_{R,I}^m = 2 \tanh^{-1} \left\{ \tanh \left[\frac{L_{R,O}^{m+1}}{2} \right] \prod_{i=1}^k \tanh \left[\frac{L_a(u_{m,i})}{2} \right] \right\} \quad (3)$$

$$L_{R,O}^m = L_{R,I}^m + L_a^ch(p_m), m=M-1, \dots, 2$$

- (2) 由左至右依次计算 $L_{L,I}^m, L_{L,O}^m, m=2, \dots, M-1, M$ 。

$$L_{L,I}^2 = 2 \tanh^{-1} \left\{ \tanh \left[\frac{L_a^ch(p_1)}{2} \right] \prod_{i=1}^k \tanh \left[\frac{L_a(u_{2,i})}{2} \right] \right\} \quad (4)$$

$$L_{L,O}^2 = L_{L,I}^2 + L_a^ch(p_2)$$

$$L_{L,I}^m = 2 \tanh^{-1} \left\{ \tanh \left[\frac{L_{L,O}^{m-1}}{2} \right] \prod_{i=1}^k \tanh \left[\frac{L_a(u_{m,i})}{2} \right] \right\} \quad (5)$$

$$L_{L,O}^m = L_{L,I}^m + L_a^{ch}(p_m), \quad m = 3, \dots, M$$

(3)第(1), (2)步计算结束后(步骤(1)与步骤(2)为两个相互独立的步骤,可同时进行计算),所有“=”节点都已获取到了来自于所有信息节点与校验节点的LLR信息。由LLR信息 $L_{R,I}^m$, $L_{R,O}^m$, $L_{L,I}^m$, $L_{L,O}^m$, 以及每个的节点先验信息计算计算每一个信息节点的外信息:

$$L_e(u_{1,i}) = 2 \tanh^{-1} \left[\tanh \left(\frac{L_a^{ch}(p_1)}{2} \right) \tanh \left(\frac{L_{R,O}^2}{2} \right) \cdot \prod_{j=1, j \neq i}^k \tanh \left[\frac{L_a(u_{1,j})}{2} \right] \right], \quad i = 1, \dots, k \quad (6)$$

$$L_e(u_{m,i}) = 2 \tanh^{-1} \left[\tanh \left(\frac{L_{L,O}^m}{2} \right) \tanh \left(\frac{L_{R,O}^{m+1}}{2} \right) \cdot \prod_{j=1, j \neq i}^k \tanh \left[\frac{L_a(u_{m,j})}{2} \right] \right],$$

$$m = 2, \dots, M-1, i = 1, \dots, k \quad (7)$$

$$L_e(u_{M,i}) = 2 \tanh^{-1} \left[\tanh \left(\frac{L_{L,O}^M}{2} \right) \prod_{j=1, j \neq i}^k \tanh \left[\frac{L_a(u_{M,j})}{2} \right] \right],$$

$$i = 1, \dots, k \quad (8)$$

3.2 两种局部译码算法的译码复杂度比较

基于单状态BCJR的局部译码算法的每比特平均操作次数,可以根据式(1)可以得到。式(1)可进一步整理为

$$L_e(u_i) = \ln \left\{ \sum_{u_i=-1, u_j \in \{\pm 1\}} \left[\exp \left\{ \sum_{j=1}^M [-p_j L_a^{ch}(p_j)/2] + \sum_{j=1, j \neq i}^{Mk} [-u_j L_a(u_j)/2] \right\} \right] \right\} /$$

$$\cdot \sum_{u_i=+1, u_j \in \{\pm 1\}} \left\{ \exp \left\{ \sum_{j=1}^M [-p_j L_a^{ch}(p_j)/2] + \sum_{j=1, j \neq i}^{Mk} [-u_j L_a(u_j)/2] \right\} \right\} \quad (9)$$

在译码过程中,对在后续运算中可用的计算结果进行存储,以降低运算量。假设 $\ln(\cdot)$ 及 $\exp(\cdot)$ 运算结果均可通过查表方法得到。计算局部译码中的共用变量所需的运算量为:计算所有可能的 p 组合对应的 $\sum_{j=1}^M [-p_j L_a^{ch}(p_j)/2]$,需 $2^M(M-1)$ 次加法运算;计算所有可能的 u 组合对应的 $\sum_{j=1}^{Mk} [-u_j L_a(u_j)/2]$,需 $2^{Mk}(Mk-1)$ 次加法运算。计算每个 u_i 的外信息所需运算量为:首先通过 $\sum_{j=1}^{Mk} [-u_j L_a(u_j)/2]$ 计算所有

可能的 $\sum_{j=1, j \neq i}^{Mk} [-u_j L_a(u_j)/2]$,需 2^{Mk-1} 次加法运算;其次计算 $\sum_{u_i=-1, u_j \in \{\pm 1\}}(\cdot)$ 及 $\sum_{u_i=+1, u_j \in \{\pm 1\}}(\cdot)$ 中所有待求和项的值,共需 $2 \times 2^{Mk-1}$ 加法运算和 $2 \times 2^{Mk-1}$ 查表运算;最后对式(9)中分子分母分别进行求和并计算最后结果,共需 $2 \times (2^{Mk-1} - 1) + 1$ 次加法运算和2次查表运算。

基于SPA的局部译码算法的运算量可由式(2)~式(8)得出。该译码算法所需的运算包括“ \boxplus ”运算中的加法运算和查表运算、“ $=$ ”运算中的加法运算以及迭代时计算新的先验信息时的加法运算。假设 $\ln[\tanh^{-1}(\cdot)]$ 运算及 $\ln[\tanh(\cdot)]$ 运算均可通过查表完成。对于形如 $\gamma = 2 \tanh^{-1}[\tanh(\alpha/2) \tanh(\beta/2)]$ 的“ \boxplus ”运算,需要进行1次加法运算和3次查表运算。每次局部译码中,对每次查表的结果加以保存,供后续相关的运算使用,以减少查表次数。

表1给出了A-CSPC码的局部译码在采取上述两种译码算法时所需的运算量,运算量的单位为:每信息比特在一次局部译码中的操作次数。

表1 两种局部译码算法的运算量

	基于单状态BCJR 的局部译码算法	基于SPA的局部译码算法
加法	$2^M(1-1/M) + 2^{Mk}(k-1/M+2.5)-1$	$Mk + (1+1/k)(2M-3) + M(M-1)$
查表	$2^{Mk} + 2$	$2M + M/k + (4M-4)/k$

由表1可知,对参数为 $M=k=4$ 的A-CSPC码译码,若采用基于单状态BCJR的局部译码算法,需进行409611次加法操作和65538次查表操作,而采用基于SPA的局部译码算法,平均每个信息比特只需进行34.25次加法操作和12次查表操作。利用改进的Tanner图,基于SPA的局部译码算法的复杂度大大低于单状态BCJR算法。上述两种局部译码算法均为MAP译码算法,利用基于SPA的局部译码算法与单状态BCJR译码算法进行迭代译码,两者的结果是等效的。这一点将在下一节的仿真中得到进一步验证。

4 几种译码算法的性能比较与分析

A-CSPC码与MPSPC码同为系统LDGM码,是LDPC码的一个子类,因此LDPC码常用的BP算法也可用于A-CSPC码的译码,即在“变量节点”、“校验节点”之间传递LLR消息。与通常LDPC码译码时采用的BP算法稍有区别的地方是:系统LDGM码输出码字中的系统信息比特所对应变量节点的度均为1,系统信息比特从信道获取的LLR信息仅仅作为相应信息比特所对应变量节点的先验信息;校验节点只向码字中系统信息比特对应

的变量节点传递信息,而无需向码字中校验比特对应的变量节点传递信息。具体细节可参阅文献[7]。利用BP算法对A-CSPC码及MPSPC码进行译码的仿真结果如图5所示。A-CSPC码根据图1中的编码结构随机构建,A-CSPC码及MPSPC码的参数均为 $K=300$, $M=k=4$ 。采用BPSK调制,在AWGN信道传输。图5同时给出了A-CSPC码及MPSPC码,在采用基于两种不同的MAP局部译码的迭代译码算法进行译码时的结果,迭代次数均为50次。

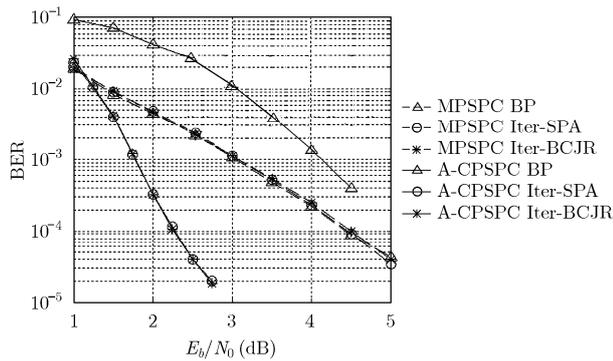


图5 A-CSPC码及MPSPC码采用不同译码算法的性能比较

如图5所示,A-CSPC码和MPSPC码在使用基于MAP局部译码的迭代译码算法进行译码时,采用基于单状态BCJR的局部译码算法与采用本文提出的低复杂度局部译码算法,其结果是一致的。从图5中可以看到,MPSPC码采用BP算法和两种基于MAP局部译码迭代算法的结果基本一致,其原因在于:对于MPSPC码,其局部编码结构中无环,基于MAP局部译码的迭代算法与BP算法是等效的,迭代译码方法中的 L 组局部译码相当于BP算法中的校验节点更新,迭代译码方法中 M 个支路之间交换外信息相当于BP算法中的变量节点更新。但是对于A-CSPC码,利用BP算法译码的结果较差,其原因在于:图3所示的A-CSPC码的局部编码Tanner图中存在多个长为4的短环,因此在A-CSPC码的整体Tanner图中,将存在大量长为4的短环,这对BP算法中LLR信息的传递产生了非常不利的影响。而基于MAP局部译码的迭代算法则以局部编码Tanner图为基础译码单元,对整个局部编码结构进行MAP译码,消除了短环在局部译码中LLR信息传递中产生的影响,从而改善了A-CSPC码的整体译码性能。

5 结论

A-CSPC码是一种新的纠错编码结构,其错误平层相对于MPSPC码大为降低。LDPC码中常用的BP译码算法对A-CSPC码的译码性能较差。A-CSPC码采用基于并行MAP局部译码的迭代译

码算法,可获取较好的误比特率性能。单状态BCJR算法可实现MAP局部译码,但其复杂度较高。通过引入“=”节点,对局部编码Tanner图加以改进,构成树形结构的Tanner图。利用改进的树形Tanner图,可实现基于SPA算法的MAP局部译码算法。该算法的复杂度大大低于单状态BCJR算法,性能则与单状态BCJR算法一致。

参考文献

- [1] Berrou C, Glavieux A, and Thitimajshima P. Near Shannon limit error-correcting coding and decoding: Turbo-codes. Proc. of IEEE International Conference on Communications. Geneva, Switzerland, 1993, 2: 1064-1070.
- [2] MacKay D J C and Neal R M. Near Shannon limit performance of low density parity check codes. *Electronics Letters*, 1996, 32(6): 1645-1646.
- [3] Liva G, Song S, and Lan L, et al.. Design of LDPC codes: A survey and new results. *Journal of Communications Software and Systems*, 2006, 2(3): 191-211.
- [4] Tee J S K, Taylor D P, and Martin P A. Multiple serial and parallel concatenated single parity-check codes. *IEEE Transactions on Communications*, 2003, 51(10): 1666-1675.
- [5] Chen L, Xu J, and Djurdjevic I, et al.. Near-Shannon-limit quasi-cyclic low-density parity-check codes. *IEEE Transactions on Communications*, 2004, 52(7): 1038-1042.
- [6] Lan L, Zeng L Q, and Tai Y Y, et al.. Construction of quasi-cyclic LDPC codes for AWGN and binary erasure channels: A finite field approach. *IEEE Transactions on Information Theory*, 2007, 53(7): 2429-2458.
- [7] Garcia-Frias J and Zhong W. Approaching Shannon performance by iterative decoding of linear codes with low-density generator matrix. *IEEE Communications Letters*, 2003, 7(6): 266-268.
- [8] Babich F and Comisso M. Channel coding and multi-antenna techniques for distributed wireless networks. Proc. of IEEE Global Telecommunications Conference, Washington, DC, USA, 2007: 4180-4184.
- [9] Gonzalez-Lopez M, Vazquez-Araujo F J, and Castedo L, et al.. Serially-concatenated low-density generator matrix (SCLDGM) codes for transmission over AWGN and Rayleigh fading channels. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 2007, 6(8): 2753-2758.
- [10] Kim J S and Song H Y. Concatenated LDGM codes with single decoder. *IEEE Communications Letters*, 2006, 10(4): 287-289.
- [11] Kschischang F R and Frey B J. Iterative decoding of compound codes by probability propagation in graphical models. *IEEE Journal on Selected Areas in Communications*, 1998, 16(2): 219-230.

郭凯: 男, 1982年生, 博士生, 研究方向为信道纠错码、编码协作与调制解调技术。

陈彦辉: 男, 1972年生, 博士, 教授, 研究方向为移动通信和通信信号处理。

李建东: 男, 1962年生, 博士, 教授, 博士生导师, 从事移动通信、个人通信、软件无线电、分组无线网、自组织网络、宽带无线IP技术等方面的研究。