

中图分类号: TN919.81 文献标志码: A 文章编号: 1006-8961(2010)12-1707-07

论文索引信息: 杨春玲, 夏洪涛, 张兴绍. 基于 LDPC 的码率自适应分布式视频编码 [J]. 中国图象图形学报, 2010, 15(12): 1707-1713

# 基于 LDPC 的码率自适应分布式视频编码

杨春玲<sup>1)</sup>, 夏洪涛<sup>1),2)</sup>, 张兴绍<sup>1)</sup>

<sup>1)</sup>(华南理工大学电子与信息学院, 广州 510640) <sup>2)</sup>(中国联合网络通信有限公司广州分公司, 广州 510630)

**摘要:** 为了在分布式视频编码(DVC)中取得更好的压缩性能, 将校验节点的合并和分裂进行有机结合, 提出了一种码率自适应 LDPC(RALDPC)编码新方法。该方法首先基于 PEG 算法构造高压缩比 LDPC 码字; 然后由行均匀分裂得到低压缩比码字; 最后通过合并或分裂校验矩阵对应的行来适度调整码率。为保证码字性能, 还提出了校验节点合并的 3 个限制条件, 并基于 RALDPC 提出了一种码率自适应 DVC 编码方案。实验结果表明, 与当前基于 Turbo 码的 DVC 方案相比, 在原信息和边信息高度或中度相关时, 编码性能提高了 0.1~0.7 dB。

**关键词:** 分布式视频编码; 低密度奇偶校验(LDPC)码; 码率自适应; PEG 算法; 校验式

## Rate adaptive distributed video coding based on LDPC

YANG Chunling<sup>1)</sup>, XIA Hongtao<sup>1),2)</sup>, ZHANG Xingshao<sup>1)</sup>

<sup>1)</sup>(School of Electronic and Information Engineering, South China University of Technology, Guangzhou 510640)

<sup>2)</sup>(China Unicom Co., Ltd. Guangzhou Branch, Guangzhou 510630)

**Abstract:** In order to achieve better rate distortion (RD) performance in distributed video coding (DVC), a new rate-adaptive low density parity check (RALDPC) coding algorithm is proposed. Firstly, a high compression ratio code is constructed based on progressive edge-growth (PEG) algorithm. Then low compression ratio codes are obtained using row splitting algorithm. The rate can be well adjusted by merging and splitting the parity-check matrix rows. And three restriction conditions for merging check nodes are proposed in order to obtain good performance codes. Based on the RALDPC, a rate adaptive DVC algorithm is proposed, which can achieve better RD performance about 0.1~0.7dB compared to DVC algorithm based on the popular Turbo codes, when the correlation between the original and side information is medium or high.

**Keywords:** distributed video coding (DVC); low density parity check (LDPC); rate-adaptive; progressive edge-growth (PEG) algorithm; syndrome

## 0 引言

分布式视频编码(DVC)的理论基础是 Slepian 与 Wolf 提出的分布式无损压缩理论<sup>[1]</sup>和 Wyner 与 Ziv 提出的分布式有损压缩理论<sup>[2]</sup>, 即对两个统计相关信源  $X$  和  $Y$  进行独立编码和联合解码可以取

得两个信源联合编码和联合解码的压缩性能。与 MPEG 和 H. 26x 等传统的视频编码方案相比, 由于 DVC 在解码端进行运动估计, 实现了计算量由编码端向解码端转移, 因而适用于计算能力、能量和内存受限的无线视频通信等应用领域, 已受到广泛重视。

根据分布式压缩理论, 众多学者提出了不同的 DVC 方案, 其中以 Girod 等人提出的 Wyner-Ziv 视频

基金项目: 国家自然科学基金项目(60972135); 中央高校基本科研业务费专项资金项目(2009ZM0231); 广东省自然科学基金项目(06025642)。

收稿日期: 2009-04-15; 改回日期: 2009-06-24

第一作者简介: 杨春玲(1970—), 女, 教授。1999 年获南京理工大学电子工程系博士学位。主要研究方向为图像/视频压缩、图像质量评价。E-mail: eeclyang@scut.edu.cn。

编码<sup>[3-4]</sup>最具代表性,本文亦以此方案为基础进行研究。为了取得更好的编码压缩性能,在实际的 DVC 系统中,通常使用性能接近 Shannon 理论限的差错控制来进行编码,如 Turbo 码和 LDPC (low density parity check) 码。Girod 等人提出了基于 Turbo 码的 Wyner-Ziv 编码方案<sup>[3]</sup>,其编码性能比 H. 263 + 帧内编码优越 2dB。虽然当前大多数 Wyner-Ziv 视频编码方案都基于 Turbo 码,但是 Turbo 码译码算法复杂,译码延时长,且存在一定的不可检测错误。与 Turbo 码相比,由于 LDPC 码具有较完善的数学模型、译码速度较快、更接近 Shannon 理论限等优点,因此更适合应用于分布式压缩编码中。Liveris 等人详细讨论了基于 LDPC 码的分布式信源编码 (DSC)<sup>[5]</sup>,其编码性能比基于 Turbo 码的 DSC 更接近于 Slepian-Wolf 理论限。

基于 LDPC 码的分布式压缩编码有以下两种实现方法:一种方法是,编码端先将信源序列按照信道编码方式生成相应码字,然后只传输其校验位,以实现压缩;另一种方法是,先把原信息作为已编码的 LDPC 码字,乘以恰当的校验矩阵得到相应的校验式 (syndrome),然后只传输校验式,以实现压缩。传输校验位或校验式的码流长度不同即可实现不同的压缩比。

在实际 DVC 系统中,由于不同的视频序列、同一序列不同帧的边信息  $Y$  和原信息  $X$  之间相关程度不同,因此码率自适应编码方案是取得更好压缩性能的关键技术之一。而且高压缩比码字最好能内含于低压缩比码字中,当解码端基于高压缩比码字译码不成功时,可要求再传输若干比特,然后与已接收比特组合得到低压缩比码字,重新进行译码。Liu 等人提出了基于 LDPC 码校验位删余方式的码率自适应 DVC<sup>[6]</sup>,其编码性能比 H. 263 + 帧内编码性能提高了 3~4 dB,但由于删余会破坏 LDPC 码的结构,阻碍译码过程中外信息的传递,从而影响译码性能。Varodayan 等人提出了基于 LDPC 码校验式合并方式的码率自适应 DSC<sup>[7]</sup>,这种编码在中高码率,其编码性能距 Slepian-Wolf 理论限在 10% 之内,然而并未给出适用于 DVC 的校验式合并和传递的算法。Ascenso 等人在文献[7]的基础上,提出了基于局部贪心搜索算法的码率自适应不规则 LDPC 码的构造方法<sup>[8]</sup>,但是由于该方法并不能保证码字全局平均环长最大,而且不规则 LDPC 码字合并计算较复杂,因此实际应用中有较大难度。本文基于

PEG (progressive edge-growth) 算法<sup>[9]</sup>,提出了将校验节点的合并与分裂进行有机结合的码率自适应 LDPC 码字构造算法,并通过传输合并后的校验式将其应用于 DVC 中来实现码率自适应编码的新方法。本文提出的算法不仅具有较低的编码复杂度,而且能够得到更大范围的压缩比,该算法可以根据约束条件对 LDPC 码字结构进行优化,应用于 DVC 中取得了更好的压缩性能。

## 1 LDPC 码及其在分布式编码中的应用

### 1.1 LDPC 码

LDPC 码是一种线性分组码,可由其校验矩阵  $H$  定义,也可由变量节点和校验节点以及连接两类节点的边组成的因子图定义,其中变量节点表示要传输的码字比特,对应于校验矩阵  $H$  的列;校验节点表示码字对应的校验式,对应于校验矩阵  $H$  的行。 $h_{i,j}$  为校验矩阵  $H$  的第  $i$  行第  $j$  列元素,如果变量节点  $j$  和校验节点  $i$  之间存在边,则  $h_{i,j} = 1$ 。由于  $m \times n$  维矩阵  $H$  中 1 的密度较小,每行中 1 的个数  $w_r$  称为行的度 (也称校验节点的度),满足  $w_r \ll n$ ,每列中 1 的个数  $w_c$  称为列的度 (也称变量节点的度),满足  $w_c \ll m$ ,因此  $H$  是稀疏矩阵。若码字对应于校验矩阵  $H$  的各行的度  $w_r$  为定常数,且各列的度  $w_c$  也为定常数,则称 LDPC 码字为规则码;否则称为非规则码。图 1 为校验节点度为 2 或 3,变量节点度为 2 的非规则 LDPC 码因子图及其校验矩阵。由因子图可定义以下参数:由某一节点出发又回到此节点称为环 (cycle),环经过的边的个数称为环长。图 1 中的粗线表示一个长度为 4 的短环。

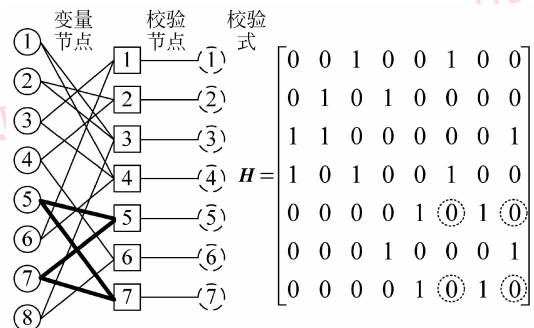


图 1 因子图及其对应校验矩阵

Fig. 1 Factor graph and parity check matrix

LDPC 码字结构与其对应的因子图决定了码字性能,因此增大因子图的平均环长和避免长度为 4 的短环是 LDPC 编码算法考虑的主要因素。LDPC 码的置信传播(BP)译码算法,其实现最优译码的前提是图中不存在环,此时相当于最大似然译码算法。然而要保证因子图中不存在环十分困难,因此,在实际应用中,通常要通过增大图的平均环长来实现次优译码。此外,尤其需要避免长度为 4 的短环,因为短环减弱了节点之间的统计独立性,致使译码过程中不能有效利用外信息,从而造成译码算法不能收敛。

LDPC 码的编码算法主要分为随机化编码与结构化编码两类。其中随机化编码因构造的码字码率和码长等参数可控制,故性能优越而备受重视。Hu 等人提出的 PEG 算法<sup>[9]</sup>即是一种典型的随机化编码方法。其主要思路是:由设定的变量节点和校验节点的度分布,采用深度优先搜索的贪心算法,通过仔细放置各个节点来保证每个节点对应的环长最优,在因子图中采用逐步添加边的方式构造码字。LDPC 码的再发现者 Mackay 通过实验证明,PEG 算法是当前最优的随机化构造算法之一<sup>[10]</sup>,本文亦采用此算法。

## 1.2 基于 LDPC 码的分布式压缩编码

通常有以下两种方法可实现基于 LDPC 码的分布式压缩编码。

1) 传递校验位的压缩方法。编码端将原信息  $X$  按照信道编码方式得到码字  $C$ ,但只传输其校验位  $P$ ,即可实现压缩;解码端先由边信息  $Y$  和校验位  $P$  组合得到码字  $C$  的含噪声形式  $\tilde{C}$ ,然后利用 BP 算法进行译码。文献[6]采用传递校验位编码方法,通过删余校验位  $P$  来实现基于 LDPC 码的码率自适应 DVC。

2) 传递校验式的压缩方法<sup>[11]</sup>。该方法先把原信息  $X = [x_1, x_2, \dots, x_n]$  作为已编码的 LDPC 码字,然后通过恰当的校验矩阵,由  $S = XH^T$  得到相应的校验式  $S$ ,其中  $H^T$  为 LDPC 码校验矩阵  $H$  的转置,  $S = [s_1, s_2, \dots, s_m]$ ,只通过传输校验式来实现压缩,压缩比为  $n:m$ 。在解码端,基于校验式  $S$ ,边信息  $Y$ ,以及  $Y$  和原信息  $X$  之间的相关噪声模型,通过联合解码来恢复原信息  $X$ ,译码时,还需根据校验式调整 BP 算法。文献[5]详细讨论了基于传递校验式方法,将 LDPC 码应用于 DSC 中的编码解码过程。其对数域译码算法主要过程如下:

(1) 计算变量节点初始似然信息

$$v_{0,j} = 2(1 - 2y_j)\alpha \quad (1)$$

式中,  $\alpha$  为噪声模型参数,  $y_j$  为边信息,  $j = 1, 2, \dots, n$ ;

(2) 垂直方向迭代,计算变量节点似然信息  $v_{i,j}$ ,若  $h_{i,j} = 0$ ,则  $v_{i,j} = 0$ ,否则按下式计算

$$v_{i,j} = v_{0,j} + \sum_{i,i \neq j} c_{i,j} \quad (2)$$

式中  $c_{i,j}$  为校验节点的似然信息,第 1 次迭代时,  $c_{i,j} = 0, i = 1, 2, \dots, m$ ;

(3) 水平方向迭代,计算校验节点的似然信息  $c_{i,j}$ ,若  $h_{i,j} = 0$ ,则  $c_{i,j} = 0$ ,否则按下式计算

$$c_{i,j} = 2 \tanh^{-1} \left[ (1 - 2s_i) \prod_{j,j \neq i} \tanh(v_{i,j}/2) \right] \quad (3)$$

式中  $s_i$  为校验式  $S$  中第  $i$  个元素;

(4) 译码判决原信息  $\hat{x}_j$ ,若  $v_{0j} + \sum_i c_{i,j} > 0$ ,则  $\hat{x}_j = 0$ ;否则  $\hat{x}_j = 1$ 。

由上可知,当  $s_i = 0$  时,基于校验式的 BP 译码算法与一般 BP 译码算法相同;当  $s_i = 1$  时,前者需要翻转校验节点似然信息  $c_{i,j}$  符号。

## 2 码率自适应 LDPC 码的构造及实现

构造适用于实际 DVC 系统的 LDPC 码字需要考虑如下因素:1) 编码算法复杂度尽可能低,以便降低编码端的计算复杂度;2) 压缩比(码率)可以自适应调节。高压缩比码字最好能内含于低压缩比码字,以便可由反馈信道信息来动态调整压缩比;3) 码字性能优越,可在较宽的压缩比范围内接近 Slepian-Wolf 理论限,以适应  $X$  和  $Y$  之间的相关模型参数变化。LDPC 码的校验矩阵  $H$  是稀疏矩阵,因此基于校验式的编码方法的复杂度很低,其值为  $O(n)$ ,其中  $n$  为校验矩阵  $H$  的列数。对于后面两个因素,本文将校验节点合并和分裂进行有机结合,提出了一种新的码率自适应码字构造方法,并给出了校验节点合并的 3 个约束条件,通过合理合并或分裂校验矩阵对应的行来避免短环,以保证码字性能。

### 2.1 校验节点合并的方式与条件

由 1.2 节可知,采用基于校验式的压缩方法利用  $S = XH^T$  可将特定信源  $X = [x_1, x_2, \dots, x_n]$  压缩为  $S = [s_1, s_2, \dots, s_m]$ ,压缩比为  $n:m$ ,其中  $n$  为校验矩阵  $H$  的列数,亦为因子图中变量节点个数; $m$  为校验矩阵  $H$  的行数,亦为因子图中校验节点个数。变量节点个数  $n$  表示要传输的码字比特,其个数取决

于要编码压缩的信源,编码器不可改变参数  $n$ ,因此可通过合并或分裂校验节点,采用改变参数  $m$  的方法来灵活调整压缩比。

当合并两校验节点时,因子图中与两校验节点相连的边也随之合并而连接到合并后的校验节点上。校验节点个数  $m$  减 1,对应压缩比增加为  $n:(m-1)$ 。图 2 为图 1 中校验节点 1 和 2 合并后的因子图与校验矩阵。由因子图与校验矩阵的对应关系可知,合并两校验节点等同于对校验矩阵对应的两行进行模 2 和运算。

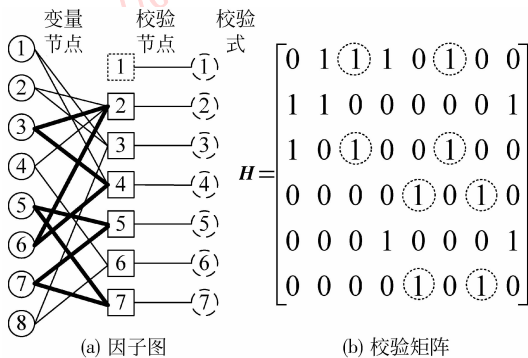


图 2 合并校验节点后的因子图和校验矩阵

Fig. 2 Factor graph and parity check matrix after merging check nodes

由图 2 可见,在合并过程中可能形成长度为 4 的短环,从而引起码字性能(码字的纠错能力)下降。经过大量的分析和验证,为了保证合并码字的性能,本文提出以下 3 个校验节点合并的限制条件:

1) 尽量避免或减弱合并后可能形成短环的影响。短环是影响码字性能的重要因素之一,应尽量避免。但是,当高压缩比时,由于校验节点的个数非常少,而变量节点的个数为常数,要避免存在短环几乎不可能。因此为保证码字性能,可采用弱化约束条件,以避免长度为 4 的环中存在度数为 2 的变量节点。如图 2 中粗线所示短环必须消除。

2) 选择连接相同变量节点个数较少的两个校验节点进行合并。显然,若合并的校验节点和同一变量节点相连,则合并时模 2 和运算会使与该变量节点相连的边的个数下降,由于减少了因子图中外信息传递的途径,因此影响译码性能。当压缩比较高时,不可避免存在共同相连的变量节点,应选择共同相邻变量节点个数较少的校验节点进行合并。

3) 合并之后得到的码字校验节点的度分布应尽量集中。不同的分布参数个数应不多于 2 个。根

据 LDPC 译码原理可知,集中校验节点的度分布可限制译码过程中的错误传播。

## 2.2 码率自适应 LDPC 码的构造

上一小节给出了自适应码率产生的方法和保证优越性能码字产生的条件,但并非所有 LDPC 码的校验矩阵都可以通过以上的方法产生高性能码字,为满足限制条件 1) 和 2),本文提出一种先构造高压缩比码字,再通过合理的分裂产生低压压缩比码字的 LDPC 码构造新方法,由此产生的 LDPC 码在合并过程中可满足限制条件,进而可得到性能优越的码字。下面以本文实验中采用的长为 1 584 的码字为例来说明本文算法的具体实现步骤。

1) 基于 PEG 算法构造高压压缩比 LDPC 码字,其校验矩阵为  $H_0$ 。本文实现的信源最大压缩比为 24:1,按照 PEG 算法可得到校验节点度为 72,变量节点度为 3 的规则 LDPC 码字,对应校验矩阵  $H_0$  的维数为  $66 \times 1 584$ 。

2) 基于行均匀分裂算法<sup>[12]</sup>将高压压缩比码字校验矩阵  $H_0$  分解为  $H_1$ ,即可得到低压压缩比码字,并可按限制条件优化调整。由于本文实现的信源最小压缩比为 1:1,因此可将  $H_0$  分解为行度为 3,列度为 3,维数为  $1 584 \times 1 584$  的校验矩阵  $H_1$ 。

3) 若矩阵  $H_1$  满秩,则可按合并和分裂校验节点方式得到码率自适应 LDPC 码字;否则转至步骤 1)。

步骤 1) 中,由于基于 PEG 算法在编码时,采用深度优先搜索贪心算法可使每个节点对应的环长最优,并可保证 LDPC 码因子图有较大的平均环长,因此符合限制条件 1) 的要求。因为低压压缩比码字的校验矩阵  $H_1$  是由高压压缩比码字的校验矩阵  $H_0$  分裂后通过优化调整得到的,所以在合并校验节点时,仅可能消去因子图的极少数边,这符合条件 2) 要求。步骤 3) 中要保证矩阵  $H_1$  满秩,以确保当压缩比为 1:1 时,即可以恢复原始信息  $X$ 。由线性代数知识可知,当  $n \times n$  维矩阵  $H$  满秩时,非奇次线性方程组  $XH^T = S$  有唯一解。经过上述步骤再合并矩阵  $H_1$  的行,即可得到压缩比在 1:1 ~ 24:1 之间适用于 DVC 的码率自适应 LDPC 码字。

为了降低计算复杂度,并满足限制条件 3),本文按照校验节点位置  $i(i=1,2,\dots,m)$  大小等间隔顺序合并。上述码率自适应 LDPC 码字构造算法主要有以下两个优点。1) 进行模 2 运算,计算量小,复杂度低;2) 基本保持了因子图中变量节点和校验

节点的连通性,并保留了译码时外信息传递的途径,这就既能获得较宽码率范围的码字,又基本保证了码字性能。

### 2.3 码率自适应 LDPC 码的实现

在实际的 DVC 系统中,为得到更好的压缩性能,通常先通过传输较少的校验式比特来得到高压缩比码流。在解码端进行译码时,若译码不成功,则再传输若干校验式比特,与已发送的校验式比特组合形成低压缩比码流,重新进行译码。经过上述过程便可得到码率自适应的分布式视频码流。因此,本文下面首先讨论产生高压缩比和低压缩比码流的过程,接着提出了一个获得码率自适应码流的算法。

#### 2.3.1 产生高压缩比码流的合并过程

由 2.1 节可知,合并校验节点可得到高压缩比码流,校验节点的合并对应于与相应校验节点相连的校验式分量的模 2 和运算,图 3 为与图 1 和图 2 对应的校验节点的合并过程及其相应的校验式分量的连接方式。

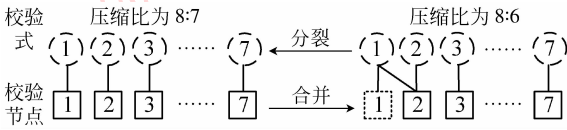


图 3 合并前后校验式与校验节点连接方式

Fig.3 Connection model between check node and syndrome

图 3 中的合并校验节点与校验式连接方式非常类似于重复累积码(repeat accumulate codes)中的累加器(accumulators)。由此可得到一般形式的校验节点合并与校验式分量的连接模型,图 4 为合并周期为  $p$  的校验节点合并后与校验式节点的连接模型,合并后的校验式分量  $\hat{s}_p$  为原校验式中前面  $p$  个分量的模 2 和,可表示为

$$\hat{s}_p = (s_1 + \dots + s_p) \bmod 2 \quad (4)$$

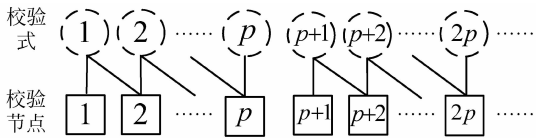


图 4 校验式与校验节点通用连接模型

Fig.4 General connection model between check node and syndrome

#### 2.3.2 产生低压缩比码流的分裂过程

将高压缩比时已接收的校验式分量和重新接收的校验式分量进行分裂组合即可得到低压缩比码字,分裂为合并的逆过程,并且分裂时,需要保证因

子图和对应校验矩阵与合并前相同。设传输如图 4 所示模型由周期  $p$  合并后的校验式为  $S_p = [\hat{s}_p, \hat{s}_{2p}, \dots]$ ,其中包括  $\hat{s}_p$ (见式(4)),而重新传输按周期  $q(q < p)$  合并后的校验式为  $S_q = [\hat{s}_q, \hat{s}_{2q}, \dots]$ ,其中

$$\hat{s}_q = (s_1 + \dots + s_q) \bmod 2 \quad (5)$$

由  $\hat{s}_q$  和  $\hat{s}_p$  重新组合得到的校验式为  $[\hat{s}_q, \hat{s}'_p]$ , $\hat{s}'_p$  可由  $\hat{s}_p$  分裂得到,

$$\hat{s}'_p = (s_{q+1} + \dots + s_p) = (\hat{s}_p + \hat{s}_q) \bmod 2 \quad (6)$$

#### 2.3.3 基于校验式的码率自适应 LDPC 码的实现

由以上分析可知,码率自适应码流是通过校验节点的合并和分裂产生的,校验节点的合并对应于与相应校验节点相连的校验式分量的模 2 和运算,校验节点的分裂也可通过校验式中分量的模 2 和运算实现。由于通过合并可得到低码率码流,通过分裂可得到高码率码流,因此只要确定校验式的合并周期和传送顺序就可以通过校验式分量的模 2 运算来实现校验式分量的合并和分裂,进而得到码率自适应传输码流,其具体的实现步骤如下:

1) 对于校验式  $S = [s_1, s_2, \dots, s_m]$ ,可通过初始周期  $p$  的合并来得到低码率校验式  $S_p$ ,并传输  $S_p$ 。在解码端则利用收到的低码率码流  $S_p$  和边信息联合解码,若成功,则退出;否则,转至步骤 2)。本文只考虑  $m$  可被初始合并周期  $p$  整除的情况,实验中, $m$  取 1 584, $p$  取 24;

2) 先由式(7)得到新的合并周期  $q$ ,然后通过周期  $q$  的合并来得到校验式  $S_q$ ,已发送的校验式不再发送,而是逐步传递未发送的校验式。解码端利用式(6)进行校验式的分裂组合形成低压缩比码字,并重新译码,若译码成功,则退出;否则,继续逐步发送合并的校验式;若  $S_q$  都已发送完毕仍不能成功译码,则转至步骤 3);

$$q = \begin{cases} p/2 & p \text{ 可被 } 2 \text{ 整除} \\ \lfloor p/2 \rfloor + 1 & p \text{ 不能被 } 2 \text{ 整除} \end{cases} \quad (7)$$

式中  $\lfloor p/2 \rfloor$  为  $p/2$  的整数部分。

3) 若由校验矩阵  $H$  生成的校验式  $S$  发送完毕,则退出;否则令  $p = q$ ,转至步骤 2)。

## 3 码率自适应 LDPC 码的 DVC 实现方案及仿真实验

根据上述码率自适应 LDPC 码构造方法和 Girod 等人提出的基于 Turbo 码的 Wyner-Ziv 编解码方案,本文给出了像素域基于 LDPC 码的码率自适应 DVC 实现方案(如图 5 所示)。

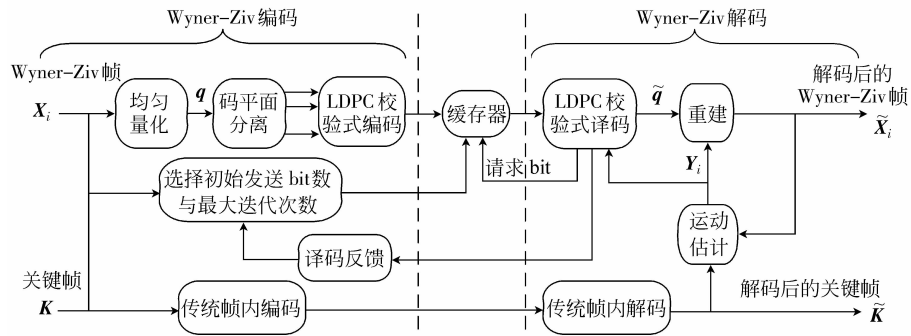


图 5 像素域基于 LDPC 码的码率自适应 DVC

Fig. 5 Pixel-domain rate adaptive DVC based on LDPC

本文所提方案的具体实现步骤如下：

1) 把视频序列帧分为关键帧  $K$  和 Wyner-Ziv 帧  $X_i$  两种类型；

2) 对于关键帧  $K$ , 使用传统帧内编解码方法来得到解码后的关键帧  $\tilde{K}$ 。

3) 对于 Wyner-Ziv 帧  $X_i$ , 编码步骤如下：

(1) 对  $X_i$  进行  $2^M$  级量化, 并经码平面分离形成  $M$  个码平面, 对重要的码平面, 先采用自适应码率 LDPC 码编码来得到相应的校验式, 并存放于缓存器中, 然后缓存器根据译码反馈结果, 选择初始发送比特数和最大迭代次数；

(2) 先利用解码后的关键帧  $\tilde{K}$  进行运动估计来得到边信息  $Y_i$ , 然后由已接受的校验式、边信息  $Y_i$  及  $Y_i$  与原信息  $X_i$  之间的噪声模型, 进行译码。若达到最大迭代次数前已成功译码或者缓存器中已无待发送校验式仍不能译码, 则保存该帧数据译码结果, 并对下一帧数据进行译码运算; 否则, 从缓存器中发送若干校验式比特, 与已接收的比特进行组合, 以形成较低压缩比码字, 重新译码；

(3) 由译码后得到的各个码平面比特流  $\tilde{q}$  和边信息  $Y_i$  用边界法重构 Wyner-Ziv 帧  $\tilde{X}_i$ 。

利用上述方案, 对 Salesman、Mother、Foreman、Carphone 等测试序列 (QCIF 格式, 30frame/s) 的前 101 帧进行仿真实验, 实验结果如图 6 所示, 并与当前普遍使用的基于码率兼容删余的 Turbo 码 (RCPT) 方案进行了比较。

实验中, LDPC 码采用第 2 节中提出方法构造的码长为 1 584, 码率自适应码字和基于校验式的对数域 BP 译码算法进行编译码。Turbo 码生成矩阵为  $[1, (1 + D + D^3 + D^4)/(1 + D^3 + D^4)]$ , 码长为 25 344, 码率为 1/2, 而采用对数域最大后验概率译码算法 (Log-MAP) 进行解码, 解码端的误码门限设置为  $P_e \leq 2 \times 10^{-4}$ 。其他条件设置与大多数 DVC 方案相同, 只考虑视频帧的亮度值, 奇数帧为关键帧, 偶数帧为 Wyner-Ziv 帧, 且仅对比较重要的 4 个码平面进行编解码, 而边信息则通过两相邻关键帧平均内插法预测得到, 边信息与原信息残差近似符合 Laplacian 模型。

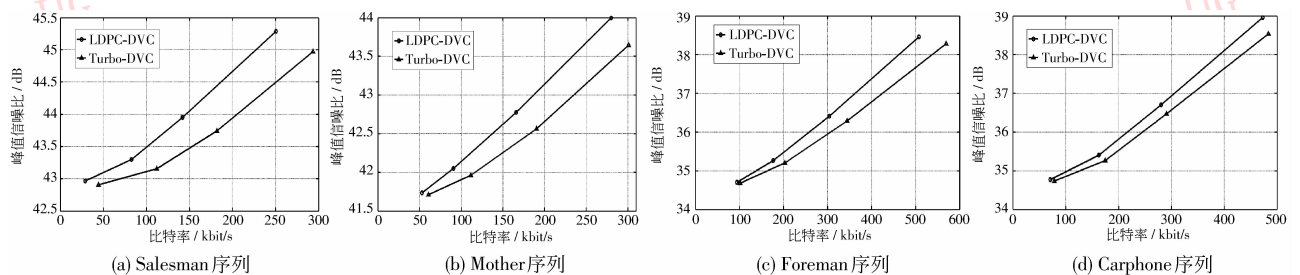


图 6 码率自适应 LDPC 码和码率兼容删余 Turbo 码的 RD 性能对比

Fig. 6 RD performance of LDPC-DVC and Turbo-DVC

由图 6 仿真结果可知,高压缩比时,本文算法比码率兼容删余 Turbo 码的分布式编码性能提高了 0.1~0.2 dB,随着码平面的增加,在较低压缩比时,编码性能提高了 0.2~0.7 dB。这主要是因为,在高码平面的错误比特数较少,LDPC 码和 Turbo 码基本都可以正确译码,并且二者需要传送的比特数差别不大的缘故;而在低码平面则错误位数较多,LDPC 码与 Turbo 码相比,需要较少的比特即可成功译码。这充分说明本文构造的码率自适应 LDPC 码编码性能的优越性。

对 Salesman 和 Mother 等运动比较慢的视频序列,与码率兼容删余 Turbo 码相比,本文构造的码率自适应的 LDPC 码的编码性能提高了 0.1~0.7 dB;对 Foreman 和 Carphone 等运动速度中等的视频序列,编码性能提高了 0.1~0.4 dB。这主要是因为对运动较慢的视频序列,原信息和边信息相关性程度较高,码率自适应 LDPC 码可充分利用相关性,能发挥码字性能优越的优势的缘故,因此可取得更好的压缩效果。由此可见,本文提出的基于 LDPC 码的码率自适应 DVC 方案主要适用于原信息和边信息高度或者中度相关的情况。

## 4 结 论

本文基于 PEG 算法,提出了一种将合并和分裂校验节点相结合的码率自适应 LDPC 构造新方法,并根据 LDPC 码字结构特性和应用于 DVC 的要求,提出了校验节点合并的 3 个约束条件,用来保证码字性能。最后给出了一种通过合并和分裂校验矩阵对应行的方式得到的压缩比在 1:1~24:1 之间的码率自适应 LDPC 码字的实现方法,并把本文提出的码率自适应 LDPC 码字构造算法应用于 DVC 中,同时给出了基于 LDPC 码的码率自适应 DVC 方案。仿真实验结果表明,本文方案具有编码简单、性能优越等特点,与当前普遍使用的码率兼容删余 Turbo 码方案比较,编码性能提高了 0.1~0.7 dB。

## 参考文献 (References)

- [ 1 ] Slepian D, Wolf J. Noiseless coding of correlated information sources [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1973, 19(4): 471-480.
- [ 2 ] Wyner A, Ziv J. The rate-distortion function for source coding with side information at the decoder [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1976, 22(1): 1-10.
- [ 3 ] Aaron A, Zhang R, Girod B. Wyner-Ziv coding of motion video [C]// Proceedings of the 36th Asilomar Conference on Signals, Systems & Computers. Piscataway, NJ, USA: IEEE Press, 2002: 240-244.
- [ 4 ] Girod B, Aaron A, Rane S, et al. Distributed video coding [J]. Proceedings of the IEEE, 2005, 93(1): 71-88.
- [ 5 ] Liveris A, Xiong Z, Georghiadis C. Compression of binary sources with side information using LDPC codes [J]. IEEE Communications Letters, 2002, 2(17~21): 1300-1304.
- [ 6 ] Liu Limin, Delp J. Wyner-Ziv video coding using LDPC codes [C]// Proceedings of the 7th Signal Processing Symposium. Reykjavik, The Republic of Iceland: University of Iceland, 2006: 258-261.
- [ 7 ] Varodayan D, Aaron A, Girod B. Rate-adaptive distributed source coding using low-density parity-check codes [C]// Proceedings of the Thirty-Ninth Asilomar Conference on Signal, Systems & Computers. Piscataway, NJ, USA: IEEE Press, 2005: 1203-1207.
- [ 8 ] Ascenso J, Brites C, Pereira F. Design and performance of a novel low-density parity-check code for distributed video coding [C]// Proceedings of 15th IEEE International Conference on Image Processing. Washington, DC, USA: IEEE Press, 2008: 1116-1119.
- [ 9 ] Hu X Y, Eleftheriou E, Arnold D M. Regular and irregular progressive edge-growth tanner graphs [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2005, 51(1): 386-398.
- [ 10 ] MacKay D J C. Online Database of Low-Density Parity-Check Codes [EB/OL]. [http://www.inference.phy.cam.ac.uk/mackay/PEG\\_ECC.html](http://www.inference.phy.cam.ac.uk/mackay/PEG_ECC.html).
- [ 11 ] Wyner A D. Recent results in shannon theory [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 1974, 20(1): 2-10.
- [ 12 ] Lin S, Costello D J. Error Control Coding (Second Edition) [M]. Saddle River, NJ, USA: Pearson Education, 2004: 885-892.
- [ 13 ] Rowitch D, Milstein L. On the performance of Hybrid FEC/ARQ systems using rate compatible punctured turbo codes [J]. IEEE Transactions on Information Theory, 2000, 48(6): 948-959.