ЗАО «АВТЭКС СПб» zuk@autex.spb.ru (812)567-72-02

ЭФФЕКТИВНОСТЬ ВЕКТОРНОГО КВАНТОВАНИЯ НА ОСНОВЕ ЧИСЛОВЫХ РЕШЕТОК В СИСТЕМАХ СЖАТИЯ ВИДЕО ИНФОРМАЦИИ

Юрков К.В., Кудряшов Б.Д.

Государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург

Одной из стадий цифровой обработки видео информации является квантование. В системах сжатия видео данных из двух вариантов, скалярное либо векторное квантование, выбирается обычно первый в силу простоты реализации. В последние годы значительные усилия были направлены на построение векторных квантователей, имеющих приемлемую сложность реализации. Отметим, в частности, работу [1], в которой рассматривается кодирование с использованием решеток. В данной работе продолжается рассмотрение класса векторных квантователей на основе сверточных кодов и исследуется его эффективность в задачах кодирования видео информации. Как и в предшествующих работах в этой области, задачи собственно квантования и последующего кодирования без потери качества решаются совместно. Приведены оценки потенциального выигрыша по скорости и ошибке в сравнении со скалярным квантованием с последующим энтропийным кодированием.

Наиболее часто в системах сжатия аналоговой информации используется равномерное скалярное квантование. Из работы Кошелева В.Н. [2] следует, что при достаточно высоких скоростях (при малой ошибке квантования) верно следующее равенство:

$$R_Q = H(D) + \frac{1}{2}\log_2 \frac{2\pi e}{12} \approx H(D) + 0{,}255, \qquad (1)$$

где R_Q – скорость равномерного скалярного квантования, $H(D)$ – ε-энтропия источника. Однако известно [3], что ε-энтропия является достижимой величиной. Таким образом, второе слагаемое в (1) можно рассматривать как «плату» за использование скалярного квантования. В связи с этим, задача построения векторных квантователей, скорости которых близки к ε-энтропии является актуальной.

Известно [4], что коэффициенты косинусного преобразования, а так же коэффициенты вейвлетного преобразования в подполосах достаточно точно описываются обобщенным Гауссовским распределением с параметрами α равными 0.5 и 1 соответственно. Плотность распределения по данному закону имеет следующий вид:

$f(x) = \frac{\alpha\eta(\alpha,\sigma)}{2\Gamma(1/\alpha)}\exp\{-(\eta(\alpha,\beta)|x-m|)^{\alpha}\}$, где m,σ – математическое ожидание и среднеквадратическое отклонение, α – параметр распределения, $\Gamma(\cdot)$ – гамма функция, а значения функции $\eta(\alpha,\sigma)$ вычисляются по формуле $\eta(\alpha,\sigma) = \sigma^{-1}\left[\frac{\Gamma(3/\alpha)}{\Gamma(1/\alpha)}\right]^{1/2}$.

Отметим, что параметр α =1,2 определяет распределение Лапласа и нормальное распределение соответственно.

Наиболее известными структурами для векторного квантования являются числовые решетки [5]. Однако при произвольной структуре числовых решеток сложность квантования растет экспоненциально с размерностью пространства.

Опираясь на решетки Унгербека, в работах [1], [4] построены конструкции векторных квантователей, сложность которых определяется профилем решетки. В данной работе предлагается метод построения векторного квантователя на основе решеток сверточных кодов.

Рассмотрим двоичный сверточный код со скоростью $(\log_2 b)/k$, где b – количество ребер, выходящих из каждого узла решетки данного кода, k – количество двоичных символов на каждом из ребер решетки. Каждому двоичному символу $a \in \{0,1\}$ сопоставим скалярное множество S_a по правилу, показанному на Рис.1.

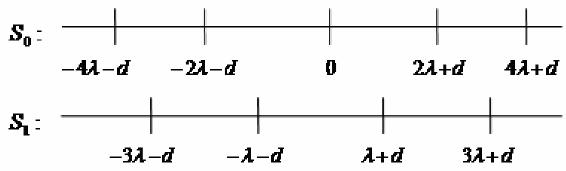

Рис. 1. Структура множеств S_i

Иными словами, $S_0 = \{0, \pm(2k\lambda + d)\}, k \in N$, $S_1 = \{\pm(k\lambda + d)\}, k \in N$, где λ – шаг квантования, d – ширина нулевой зоны, зависящая от типа распределения.

Пусть на выходе источника появилась последовательность $x^n = (x_1,...,x_n)$. Пусть $\widehat{x}_j^i$ – элемент множества S_i, ближайший к x_j. Векторный квантователь находит $\widehat{x}_j^i$ для $\forall 1 \le j \le n, i \in \{0,1\}$. Затем алгоритм Витерби [6] используется для нахождения кодовой последовательности (последовательности индексов i номеров множеств S_i), минимизирующей среднеквадратическую ошибку $n^{-1}\sum_{j=1}^{n}(x_j - \widehat{x}_j^i)^2$, где $\widehat{x}_j \in \{\widehat{x}_j^0, \widehat{x}_j^1\}$. Таким образом, при скорости сверточного кода $1/2$, указанная процедура отображает исходную последовательность x^n в последовательность $q^n = (q_1,...,q_n)$ индексов квантов (номеров элементов в множествах S_i) и $v^{n/2} = (v_1,...,v_{n/2})$ – информационную последовательность, на выходе алгоритма Витерби.

Отметим, что поиск $\widehat{x}_j^i$ имеет сложность скалярного квантования – $o(n)$. Таким образом, сложность квантования определяется сложностью алгоритма Витерби, которая, в свою очередь, зависит только от количества состояний в решетке сверточного кода.

Для деквантования последовательностей q^n и $v^{n/2}$ можно для каждого символа определить, какому из множеств S_i он принадлежит, и в качестве восстановленного значения выбрать значение из этого множества с соответствующим индексом из q^n. Однако такая процедура не является оптимальной. Для улучшения характеристик квантования, необходимо выбирать в качестве аппроксимирующих значений центры масс каждого из квантов: $\widehat{y}(q(S_i)) = \sum_{j:x_j \in q(S_i)} x_j / \|q(S_i)\|$, где $q(S_i)$ – квант в множестве S_i, $\|q(S_i)\|$ – количество символов источника, попавших в этот квант после квантования. Информацию, о центрах масс необходимо передавать декодеру, однако количество данной информации не зависит от длины входной последовательности, а следовательно, ее доля стремится к нулю при росте n.

Для передачи последовательностей q^n и $v^{n/2}$ необходимо применить энтропийное кодирование. В качестве кода применяется арифметическое кодирование [7]. На каждом шаге арифметического кодирования необходимо выбрать условные вероятности для кодирования текущего символа. Для последовательности $v^{n/2}$ используются условные вероятности $p(v_k \mid v_1,...,v_{k-1},t_k)$, где t_k – состояние в решетке сверточного кода, соответствующее символу v_k. Для последовательности q^n используются условные вероятности $p(q_l \mid q_1,...,q_{l-1},S_l)$, где S_l – множество, соответствующее номеру кванта q_l.

На Рис. 2 представлены результаты моделирования указанного алгоритма для обобщенных Гауссовских распределений с параметрами 0.5 и 1 соответственно для сверточного кода с 32мя состояниями. Так же для указанных распределений приведены кривые ε-энтропии, построенные по алгоритму Блейхута [8].

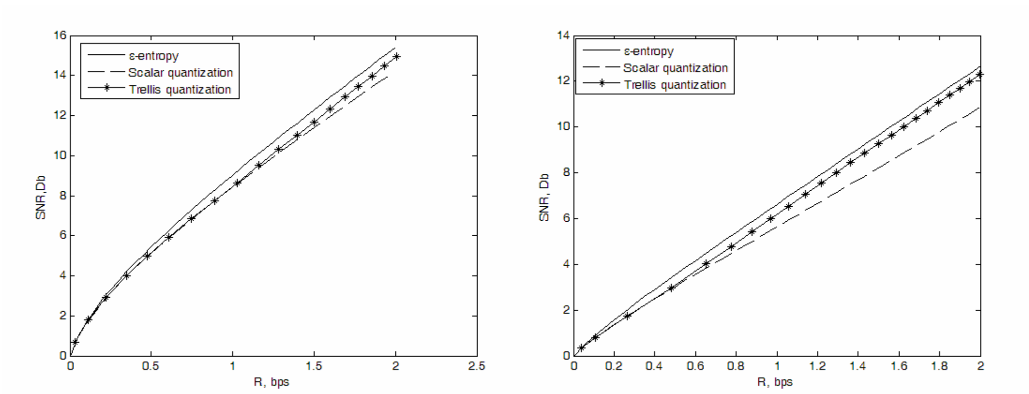

Рис. 2. Сравнение характеристик скалярного и векторного квантователя для источника с обобщенным Гауссовским распределением с параметрами $\alpha = 0.5$ и $\alpha = 1$.

Из приведенных результатов видно, что для обобщенного Гауссовского распределения с параметром

$\alpha = 0.5$ на скоростях меньше 0.5 бит/отсчет решетчатое квантование совпадает со скалярным, при увеличении скорости решетчатый квантователь обеспечивает выигрыш до 5%. Для параметра $\alpha = 1$ совпадение характеристик решетчатого и скалярного квантователя происходит при скоростях меньших 0.4 бит/отсчет, при более высоких скоростях решетчатый квантователь обеспечивает выигрыш до 10%.

Авторы признательны Бочаровой И.Е. и Колеснику В.Д. за плодотворные обсуждения и полезные советы.

Литература

1. Marcellin M. W. and Fischer T. R., ``Trellis coded quantization of memoryless and Gauss-Markov Sources," *IEEE Trans. Commun.*, vol. COM-38, pp. 82-93, Jan. 1990.
2. Кошелев В.Н. Квантование с минимальной энтропией. Проблемы передачи информации. Т.14, стр.151-156, 1963.
3. Shannon C. E. Coding theorems for a discrete source with a fidelity criterion. IRE National Convention Record, Part 4, pp. 142-163, 1959.
4. Joshi. R. L., Crump V. J., Fischer T. R. Image subband coding using arithmetic coded quantization. IEEE Trans. On Circuits and System for Video Technology, vol. 5, No. 6, December 1995
5. Conway J. H., Sloane N. J. A., Sphere Packings, Lattices and Groups. New York: Springer-Verlag, 1988.
6. Forney G. D., Jr. The Viterbi algorithm. Proc. IEEE, vol. 61, pp.268-278, Mar. 1973
7. Rissanen J., Langdon G.G., Arithmetic encoding, IBM J. Res. Develop., vol. 23, pp. 149-162, Mar. 1984
8. Blahut R. E., "Computation of Channel Capacity and Rate-Distortion Functions", IEEE Trans. Inform. Theory, 18, No 4, pp. 460-473, Jul., 1972.