

УДК 629.391

В.В. БАРАННИК¹, Н.К. ГУЛАК², Н.А. КОРОЛЕВА³¹ *Харьковский университет Воздушных Сил имени Ивана Кожедуба, Украина*² *Национальный авиационный университет, Киев*³ *Украинская государственная академия железнодорожного транспорта, Харьков, Украина*

МЕТОД СЖАТИЯ ИЗОБРАЖЕНИЙ НА ОСНОВЕ НЕРАВНОВЕСНОГО ПОЗИЦИОННОГО КОДИРОВАНИЯ БИТОВЫХ ПЛОСКОСТЕЙ

Излагаются основные этапы разработки метода сжатия битового представления трансформант дискретного косинусного преобразования на основе неравновесного позиционного (НРП) кодирования массивов длин двоичных серий, базирующегося на: определении размеров массивов длин двоичных серий без использования дополнительной служебной информации; формировании битового представления трансформанты; определении позиции длины двоичной серии в массиве; рекуррентном вычислении значений весовых коэффициентов элементов НРП числа; построении кодовых слов. Обосновывается, что, с одной стороны, обеспечивается исключение переполнения кодового слова без внесения дополнительной служебной информации; с другой стороны, сокращается количество кодовой избыточности.

Ключевые слова: *неравновесное позиционное число, трансформирование изображений.*

Введение

Постановка проблемы и анализ литературы.

Процесс функционирования инфокоммуникационных систем характеризуется такими показателями, как оперативность, достоверность и надежность. В случаях передачи информации на большие расстояния между данными показателями существует обратная противоположная зависимость. Повышение оперативности доставки данных может достигаться за счет снижения достоверности и надежности технологических процессов обработки данных [1]. Данное обстоятельство диктует **актуальность научно-прикладной тематики**, связанной с необходимостью сокращения времени доставки данных. Одно из направлений решения такой задачи заключается в использовании технологий компрессии. В первую очередь данный аспект касается обработки видеоданных [2]. Особое внимание уделяется системам обработки изображений с управляемой степенью компрессии и качеством восстановления. Особенность данных форматов заключается в предварительной трансформации изображений на основе ортогональных или wavelet преобразований [2, 3]. Ключевым этапом таких технологий является процесс кодирования трансформант изображений [2 – 4]. Это позволяет сократить избыточность трансформант, а, следовательно, и обеспечить компактность изображений. Методы обработки трансформант различаются в зависимости от видов сокращаемой из-

быточности. Интерес представляет подход, основанный на обработке битовых плоскостей с учетом выявления двоичных серий. Для этого используется неравновесное позиционное кодирование битовых плоскостей [5].

Отсюда **цель исследований** заключается в разработке метода сжатия трансформированных изображений на основе кодирования двоичных серий, выявленных на базе битового представления трансформанты.

Обоснование условий интеграции неравновесного позиционного кодирования в технологию компрессии изображений

Для интеграции неравновесного позиционного кодирования (НРПК) длин двоичных серий, выявленных на битовых плоскостях, в технологию компрессии трансформированных изображений необходимо:

1) обеспечить согласование между требованиями, предъявляемыми к НРПК для увеличения степени сжатия, минимизации времени обработки, и особенностями битового представления трансформант дискретного косинусного преобразования;

2) учесть особенности процесса вычисления значения кода неравновесного позиционного числа (НРПЧ) при построении кодовых конструкций сжатого представления изображения для обеспечения:

исключения случаев, приводящих к переполнению машинного слова; минимизации кодовой избыточности; сокращения количества двоичных разрядов на кодовое представление служебных данных, формируемых при вычислении кодов НРПЧ;

3) выявить возможности и организовать процесс компактного представления служебных данных.

Обеспечение первого условия базируется на способах выявления двоичных серий и способах формирования неравновесных позиционных чисел. При этом требуется учитывать направление потоков поступления данных на обработку, возможности для увеличения средней длины двоичной серии. С позиции увеличения длин двоичных серий предпочтительным является рассмотрение битового представления трансформант (БПТ) в направлении горизонтальных плоскостей. Это обусловлено отсутствием единичных элементов для битовых плоскостей старших порядков, соответствующих высокочастотным компонентам. Выбранное направление обработки БПТ является предпочтительным также в случае необходимости обеспечения иерархического восстановления изображений. В начале воспроизводится грубая форма изображения, с последующим его уточнением вплоть до получения видеоданных без погрешности.

Поскольку области нулевых элементов зависят от расположения высокочастотных компонент в трансформанте, то для увеличения длины двоичных серий предлагается процесс их выявления осуществлять: в направлении диагонального обхода; каждый раз, заново начиная с элемента битовой плоскости (БП) на позиции с координатами (1; 1).

Рассмотрим второе условие, являющееся ключевым в процессе интеграции неравновесного позиционного кодирования в технологию компрессии трансформированных изображений. Представим выражение для вычисления значения кода $E_s^{(\xi)}$ s-й последовательности длин двоичных серий (ДДС), выявленных на ξ -й БП, на основе соотношения:

$$E_s^{(\xi)} = \ell_{s,1}^{(\xi)} \prod_{\phi=2}^{\Theta_s} (u_\phi + 1) + \dots + \ell_{s,\theta}^{(\xi)} \prod_{\phi=\theta+1}^{\Theta_s} (u_\phi + 1) + \dots + \ell_{s,\Theta_s-1}^{(\xi)} u_{\Theta_s} + \ell_{s,\Theta_s}^{(\xi)} = \sum_{\theta=1}^{\Theta_s} \ell_{s,\theta}^{(\xi)} \prod_{\phi=\theta+1}^{\Theta_s} (u_\phi + 1), \quad (1)$$

где $\ell_{s,\theta}^{(\xi)}$ – значение длины θ -й двоичной серии, принадлежащей s-й последовательности ДДС, для ξ -й БП; $(u_\theta + 1)$ – основание элемента $\ell_{s,\theta}^{(\xi)}$;

$\prod_{\phi=\theta+1}^{\Theta_s} (u_\phi + 1)$ – весовой коэффициент для длины θ -

й серии; Θ_s – количество длин ДС в s-й последовательности.

Анализ соотношения (1) показывает, что значение кода $E_s^{(\xi)}$ повышается при увеличении длины Θ_s последовательности ДДС; значение величины основания формируется в отдельности для каждой длины серии.

Это приводит к таким недостаткам:

а) возможному переполнению кодового слова в случае заранее установленной его длины;

б) необходимости использования дополнительной служебной информации, указывающей на границы кодовых слов;

в) увеличению количества служебных данных.

Для устранения таких недостатков необходимо проводить формирование величины $E_s^{(\xi)}$ при выполнении следующих требований:

1) количество разрядов $W(E_s^{(\xi)})$, отводимое на представление величины $E_s^{(\xi)}$, не должно превышать заранее заданную длину W кодового слова (например, длину машинного слова, используемого вычислительной системой)

$$W(E_s^{(\xi)}) \leq W; \quad (2)$$

2) для определения границ кодовых слов, несущих информацию о величинах $E_s^{(\xi)}$, не использовать дополнительной служебной информации. Поскольку основными служебными данными, образующимися при построении НРПЧ, является система оснований $U_s^{(\xi)}$, $U_s^{(\xi)} = \{u_1, \dots, u_{\Theta_s}\}$, то значение

$W(E_s^{(\xi)})$ должно определяться как

$$W(E_s^{(\xi)}) = \varphi_{sc}(U_s^{(\xi)}), \quad (3)$$

где $\varphi_{sc}(U_s^{(\xi)})$ – функционал от значений оснований НРПЧ, позволяющий вычислить границы кодовых слов (scores of cod);

3) формировать основания НРПЧ для нескольких длин двоичных серий, т.е.

$$u_\theta = \varphi_f(\ell_{s,\theta,1}^{(\xi)}, \dots, \ell_{s,\theta,\psi}^{(\xi)}), \quad (4)$$

где $\varphi_f(\ell_{s,\theta,1}^{(\xi)}, \dots, \ell_{s,\theta,\psi}^{(\xi)})$ – функционал от значений нескольких длин серий, определяющий величину основания (foundation) u_θ ; ψ – количество длин ДС, для которых формируется общее основание u_θ .

Для выполнения условия (4) предлагается строить на основе длин ДС, полученных для БПТ, двумерные массивы M_ℓ : $M_\ell = \{\ell_{i,j}\}$, $i = \overline{1,s}$, $j = \overline{1,\psi}$, где $\ell_{i,j}$ – значение (i;j)-й длины двоичной серии;

s , ψ – соответственно количество строк и столбцов в массиве M_ℓ .

В свою очередь основания НРПЧ будут вычисляться для длин ДС каждой строки. Функционал (4) примет вид

$$u_i = \max \{ \ell_{i,1} \ell_{i,2} \dots \ell_{i,j} \dots \ell_{i,\psi} \} + 1, \quad i = \overline{1, s}. \quad (5)$$

Всего для массива M_ℓ образуется s оснований, т.е. $U_\ell = \{u_1, \dots, u_s\}$, где U_ℓ – система оснований для массива ДДС. Для такого варианта неравновесными позиционными числами будут столбцы массива M_ℓ , а количество оснований сокращается в ψ раз. При увеличении количества столбцов можно добиться минимизации количества разрядов $W(U_\ell)$ на представление оснований НРПЧ до пренебрежительно малой величины относительно суммы длин кодовых слов $W(E_j)$, содержащих информацию о величинах E_j – значение кода НРПЧ, построенного на базе элементов j -го столбца массива M_ℓ :

$$\left(\sum_{j=1}^{\psi} W(E_j) + W(U_\ell) \right) / s\psi \rightarrow \sum_{j=1}^{\psi} W(E_j) / s\psi. \quad (6)$$

Построение массива M_ℓ можно организовывать в направлении строк или в направлении столбцов. При заполнении массива ДДС в направлении строк существует возможность вычислять значения оснований НРПЧ по мере формирования строк массива ДДС. Однако, возникают сложности в случае, когда заранее не известно количество двоичных серий для битового представления трансформанты; когда количество длин ДС сравнимо с величиной s .

Это приводит к появлению временных задержек на формирование всех ДС для битового представления трансформанты. И только потом начнется процесс формирования массива ДДС. Отсюда предлагается организовывать образование массива M_ℓ по столбцам. Поскольку НРПЧ формируются на базе столбцов массива длин двоичных серий, то требуется выбирать значение величины s так, чтобы выполнялось условие (2). В то же время надо принимать во внимание тот факт, что значение кода E_j на этапе создания массива ДДС еще не известно. Поэтому предлагается воспользоваться особенностью процесса выявления ДС, состоящей в том, что для каждой БП начинают формироваться новые серии. Отсюда максимальное значение L длин двоичных серий будет ограничено величиной $q_\ell q_c$:

$$L \leq q_\ell q_c, \quad (7)$$

где $q_\ell q_c$ – количество двоичных элементов в битовой плоскости.

С учетом неравенства (7) максимальное количество разрядов $s([\log_2 L] + 1)$ на представление s элементов столбца массива длин ДС будет ограничено величиной $s([\log_2 q_\ell q_c] + 1)$:

$$W(E_j) \leq s([\log_2 L] + 1) \leq s([\log_2 q_\ell q_c] + 1). \quad (8)$$

Отсюда следует, что для выполнения условия (2) достаточно, чтобы выполнялось соотношение

$$s([\log_2 q_\ell q_c] + 1) \leq W. \quad (9)$$

Неравенство (9) позволяет определить величину s (длина столбца массива ДДС), для которой не будет происходить переполнение кодового слова

$$s \leq W / ([\log_2 q_\ell q_c] + 1). \quad (10)$$

Для известного значения величины s количество столбцов, т.е. величина ψ , находится по формуле

$$\psi = [\Phi / s] + 1, \quad (11)$$

где Φ – количество двоичных серий (ДС) для всего битового представления трансформанты (БПТ).

Исходя из условий выявления ДС величина Φ будет изменяться в следующих пределах

$$q_{bp} \leq \Phi \leq q_{bp} q_\ell q_c.$$

Тогда из анализа соотношений (10) и (11) вытекает то, что:

– если выполняется неравенство

$$\Phi \bmod (s) \neq 0,$$

то последний ψ -й столбец является не полным, т.е. его длина s_ψ будет меньшей, чем величина s и равна $s_\psi = \Phi - [\Phi / s]s$.

Массив M_ℓ будет иметь вид

$$M_\ell = \begin{vmatrix} \ell_{1,1} & \ell_{1,2} & \dots & \ell_{1,\psi-1} & \ell_{1,\psi} \\ & & & & \\ \ell_{s_\psi,1} & \ell_{s_\psi,2} & \dots & \ell_{s_\psi,\psi-1} & \ell_{s_\psi,\psi} \\ & & & & \\ \ell_{s,1} & \ell_{s,2} & \dots & \ell_{s,\psi-1} & \end{vmatrix};$$

– если $\Phi \leq s$, то массив ДДС будет состоять из одного столбца $\psi = 1$, и примет вид

$$M_\ell = \{ \ell_{1,1}, \dots, \ell_{i,1}, \dots, \ell_{s,1} \}.$$

Процедура создания массива ДДС с учетом того, что величина Φ заранее не известна, а один столбец массива M_ℓ может включать как последовательность длин ДС, сформированных для одной БП, так и последовательность ДДС, полученных для всего БПТ, заключается в реализации следующих этапов:

1) для $i = 1$ и $j = 1$, формируется элемент $\ell_{1,1}$, равный $\ell_{1,1} = \ell_1$, где ℓ_1 – длина первой длины двоичной серии (ДС) полученной для БПТ;

2) если на $(i ; j)$ -м шаге значение элемента $\ell_{i,j}$ было равно величине $\ell_{i,j} = \ell_{\phi}$, где ℓ_{ϕ} – длина ϕ -й двоичной серии, то для $s(j - 1) + i < \Phi$, т.е. не все сформированные ДДС распределены по массиву M_{ℓ} , выполняется соотношение

$$\ell_{i,j} = \ell_{\phi+1}, \rightarrow i \leq s$$

или

$$\ell_{i,j+1} = \ell_{\phi+1}, \rightarrow i > s.$$

В обратном случае для $s(j - 1) + i = \Phi$ процесс вычисления считается законченным и $s_{\psi} = i$, а $\psi = j$.

Для созданного способа формирования массивов длин двоичных серий значение кода E_j неравновесного позиционного числа, образующегося на основе столбца массива M_{ℓ} находится по формуле

$$E_j = \begin{cases} \sum_{i=1}^s \ell_{i,j} \prod_{\phi=i+1}^s f_{\phi}, \rightarrow j < \psi ; \\ \sum_{i=1}^{s_{\psi}} \ell_{i,j} \prod_{\phi=i+1}^{s_{\psi}} f_{\phi}, \rightarrow j = \psi , \end{cases} \quad (12)$$

где f_i – основание i -1 строки массива длин ДС.

Данное соотношение учитывает, что последний столбец массива ДДС будет заполнен не полностью.

Поскольку значение величины s выбирается на основе неравенства (10), то верно условие (2)

$$W(E_j) \leq \begin{cases} s([\log_2 q_{\ell} q_c] + 1), \rightarrow j < \psi ; \\ s_{\psi}([\log_2 q_{\ell} q_c] + 1), \rightarrow j = \psi , \end{cases} \quad (13)$$

т.е. $W(E_j) \leq W$ и исключаются случаи, приводящие к переполнению машинного слова. Однако возникает противоречие между:

- требованием относительно определения границ кодовых слов, несущих информацию о значении величины E_j ;

- требованием относительно минимизации кодовой избыточности.

С одной стороны определение границ кодовых слов на основе условия (9) не требует дополнительной служебной информации, что приводит к выполнению требования, заданного выражением (3). С другой стороны такой подход сопровождается увеличением количества R_{cs} кодовой избыточности, оцениваемой как разность между минимальным количеством разрядов $([\log_2 E_j^{(\min)}] + 1)$ на представление величины E_j в случае вычисления оснований непосредственно для каждого элемента НРПЧ и количеством разрядов $s([\log_2 q_{\ell} q_c] + 1)$, оп-

ределяемым как максимально возможное количество разрядов на представление столбца длиной s элементов.

$$R_{cs} = s([\log_2 q_{\ell} q_c] + 1) - ([\log_2 E_j^{(\min)}] + 1), \quad (14)$$

где $E_j^{(\min)}$ – значение кода НРПЧ, равное

$$E_j^{(\min)} = \begin{cases} \sum_{i=1}^s \ell_{i,j} \prod_{\phi=i+1}^s (\ell_{\phi,j} + 1), \rightarrow j < \psi ; \\ \sum_{i=1}^{s_{\psi}} \ell_{i,j} \prod_{\phi=i+1}^{s_{\psi}} (\ell_{\phi,j} + 1), \rightarrow j = \psi . \end{cases} \quad (15)$$

Причем выполняется условие $R_{cs} > 0$, что обусловлено такими причинами как:

- выполнением неравенства $(\ell_{i,j} + 1) \leq f_i$, т.к. величина f_i согласно условию (5) вычисляется как максимальное значение среди элементов всей строки массива ДДС;
- выбор для определения длины кодового слова максимально допустимого значения длины двоичной серии.

В тоже время длины двоичных серий будут иметь ограниченные значения, т.е. найдутся такие ДС, для которых будет выполняться условие $\ell_{i,j} < q_{\ell} q_c$. Это объясняется тем, что битовые плоскости содержат единичные элементы. Увеличение количества двоичных перепадов особенно характерно для младших битовых плоскостей. Поэтому значения длин ДС, расположенных в правой части массива ДДС будут иметь значения значительно меньшие, чем величина $q_{\ell} q_c$. Такую особенность можно учесть за счет вычисления значения L максимальной длины ДС для конкретного БПТ. Обеспечивается условие

$$s([\log_2 L] + 1) \leq s([\log_2 q_{\ell} q_c] + 1).$$

В тоже время появляется необходимость использовать дополнительную служебную информацию – значение величины L . Это противоречит требованию (3).

Отсюда для решения данного противоречия предлагается использовать свойство неравновесных позиционных кодов, состоящего в том, что величина кода E_j НРПЧ будет ограничена сверху значением накопленного произведения оснований элементов

$$E_j \leq \begin{cases} \prod_{i=1}^s f_i, \rightarrow j < \psi ; \\ \prod_{i=1}^{s_{\psi}} f_i, \rightarrow j = \psi . \end{cases} \quad (6)$$

Это позволяет:

- с одной стороны обеспечить выполнение условия (2) без внесения дополнительной служебной информации:

$$W(E_j) \leq \begin{cases} [\log_2 \prod_{i=1}^s f_i - 1] + 1, \rightarrow j < \psi; \\ [\log_2 \prod_{i=1}^{s_\psi} f_i - 1] + 1, \rightarrow j = \psi; \end{cases} \quad (17)$$

- с другой стороны сократить количество кодовой избыточности R_{cs} .

Данный вывод гарантируется тем, что в связи с ограниченностью значений длин ДС выполняется неравенство

$$f_i \leq q_\ell q_c. \quad (18)$$

Откуда получаем

$$[\log_2 \prod_{i=1}^{s_\psi} f_i - 1] + 1 \leq s_\psi ([\log_2 q_\ell q_c] + 1) \quad (19)$$

Значит границы кодовых слов, несущих информацию о значении величины E_j будут определяться на основе неравенства (17).

Таким образом, определены условия интеграции НРПК в технологию компрессии трансформированных изображений, при которых обеспечивается:

1) дополнительное повышение степени сжатия за счет: увеличения средней длины двоичной серии; сокращение удельного количества оснований, приходящихся в среднем на одно кодовое слово НРПК; отсутствия дополнительной служебной информации на определение границ кодовых слов; минимизация количества кодовой избыточности;

2) исключение возможностей переполнения машинного слова;

3) сокращение времени ожидания обработки (поскольку массивы ДС формируются по мере выявления двоичных серий, т.е. не требуется задержки на получения всех ДС для БПТ).

Разработка метода построения компактного представления изображений

Организация неравновесного позиционного кодирования с учетом выполнения условий (5), (10), (11), (17) и интеграции в технологию компрессии трансформированных изображений базируется на выполнении следующих этапов:

1. Формирование битового представления трансформанты дискретного косинусного преобразования. Для этого предлагается использовать выражение, позволяющего на основе значения компо-

ненты $c_{k\ell}$ получить значения элементов ее двоичного представления

$$d_{k\ell}^{(q_{bp}-\xi)} = [c_{k\ell} / 2^{q_{bp}-\xi-1}] - [c_{k\ell} / 2^{q_{bp}-\xi}] \cdot 2, \quad \xi = \overline{(q_{bp}-1), 0}, \quad (20)$$

где $d_{k\ell}^{(q_{bp}-\xi)}$ - $(q_{bp}-\xi)$ -й двоичный элемент $(k; \ell)$ -й компоненты трансформанты; $2^{q_{bp}-\xi-1}$ - весовой коэффициент двоичного элемента $d_{k\ell}^{(q_{bp}-\xi)}$; q_{bp} - количество разрядов на представление компоненты трансформанты.

Соотношение (20) обеспечивает получение элементов двоичного представления компоненты, начиная со старших разрядов. Это позволяет начинать выявление двоичных серий сразу по мере получения значений разрядов компонент. Для выполнения обхода по диагоналям значения координат $(k; \ell)$ определяются по следующей схеме:

- для $k = 1$, т.е. рассматриваются диагонали первой половины БП когда $\ell < q_c$. Координата верхнего элемента диагонали $\gamma = 1$ и $\chi = \ell$, остальные элементы диагонали находятся по формуле $(\gamma+1; \ell-1)$, $\gamma = \overline{1, \ell}$, а $\chi = \overline{\ell, 1}$;

- для второй половины БП когда $\ell = q_c$, а $k = 1, q_\ell$, координата верхнего элемента диагонали $\gamma = k$ и $\chi = q_c$, остальные элементы диагонали находятся по формуле $(\gamma+1; \chi-1)$, $\gamma = \overline{1, q_\ell}$, а $\chi = \overline{q_c, \gamma}$.

Для сокращения количества операций, затрачиваемых на построения БПТ, предлагается учитывать то, что если выполняется условие

$$[c_{k\ell} / 2^{q_{bp}-\xi-1}] = 0, \text{ тогда } d_{k\ell}^{(q_{bp}-\xi)} = 0.$$

В этом случае для формирования одного двоичного элемента экономится одна операция деления, одна операция умножения и одна операция двоичного сдвига.

2. Выявление длин двоичных серий в направлении битовых плоскостей БПТ. Формирование длин ДС для заданных условий реализуется следующими действиями:

1) поскольку $d_{01}^{(\xi)} = 0$, где $d_{01}^{(\xi)}$ - двоичный элемент, предшествующий первому элементу первой строки ξ -й битовой плоскости, тогда, если $d_{11}^{(\xi)} = 0$, то $\ell_{k,1}^{(\xi)} = 2$. В противном случае $\ell_{k,1}^{(\xi)} = 1$;

2) если $\ell_{k,\varphi}^{(\xi)} = \gamma$, то

$$\ell_{k,\varphi}^{(\xi)} = \begin{cases} \gamma + 1, & \rightarrow d_{k, \ell(k/\varphi)+\gamma}^{(\xi)} = d_{k, \ell(k/\varphi)+\gamma+1}^{(\xi)}; \\ 1, & \rightarrow d_{k, \ell(k/\varphi)+\gamma}^{(\xi)} \neq d_{k, \ell(k/\varphi)+\gamma+1}^{(\xi)}, \end{cases} \quad (21)$$

где $\ell(k/\varphi)$ – как количество двоичных элементов k -й строки ξ -й битовой плоскости, предшествующих началу φ -й двоичной серии (т.е. количество

двоичных элементов $\sum_{\phi=1}^{\varphi-1} \ell_{k,\phi}^{(\xi)}$, содержащееся в

$\Phi_{k/\varphi}^{(\xi)}$ двоичных сериях); $\Phi_{k/\varphi}^{(\xi)}$ – количество двоичных серий сформированных для k -й строки ξ -й битовой плоскости, которые предшествуют φ -й

серии; $\sum_{\phi=1}^{\Phi_k^{(\xi)}-1} \ell_{k,\phi}^{(\xi)} + \ell_{k,\Phi_k^{(\xi)}}^{(\xi)} = q_\ell$ – количество

двоичных элементов в строке битовой плоскости; $\Phi_k^{(\xi)}$ – количество двоичных серий образованных для k -й строки ξ -й битовой плоскости, $1 \leq \varphi \leq \Phi_k^{(\xi)}$.

Формирование двоичных серий заканчивается тогда, когда обработан элемент $d_{q_c, q_\ell}^{(q_{bp})}$.

3. Построение массива длин двоичных серий. Заполнение массива ДДС проводится по мере вычисления длин ДС в направлении столбцов. Для определения размеров массивов используются соотношения:

$$s = W / ([\log_2 q_\ell q_c] + 1); \psi = [\Phi / s] + 1. \quad (22)$$

Образование массива M_ℓ осуществляется на базе таких действий:

1) для $i = 1$ и $j = 1$, формируется элемент $\ell_{1,1}$, равный $\ell_{1,1} = \ell_1$, где ℓ_1 – длина первой длины двоичной серии (ДС) полученной для БПТ;

2) если на $(i; j)$ -м шаге значение элемента $\ell_{i,j}$ было равно величине $\ell_{i,j} = \ell_\varphi$, где ℓ_φ – длина φ -й двоичной серии, то для $s(j-1) + i < \Phi$, т.е. не все сформированные ДДС распределены по массиву M_ℓ , выполняется соотношение

$$\ell_{i,j} = \ell_{\varphi+1}, \rightarrow i \leq s$$

или

$$\ell_{1,j+1} = \ell_{\varphi+1}, \rightarrow i > s.$$

В обратном случае для $s(j-1) + i = \Phi$ процесс вычисления считается законченным и $s_\psi = i$, а $\psi = j$.

4. Для построенного массива длин двоичных серий проводится вычисление компонент f_i вектора $F_\ell = \{f_1, \dots, f_s\}$ оснований неравновесного позиционного числа. При этом учитывая, что по условию формирования минимальное значение длины ДС равно 1, то предлагается осуществлять автоматическое понижения значений ДДС на единицу, т.е. $\ell'_{i,j} = \ell_{i,j} - 1$. В этом случае образуется массив M'_ℓ :

$$M'_\ell = \begin{vmatrix} \ell'_{1,1} & \ell'_{1,2} & \dots & \ell'_{1,\psi-1} & \ell'_{1,\psi} \\ & & \dots & & \\ \ell'_{s_\psi,1} & \ell'_{s_\psi,2} & \dots & \ell'_{s_\psi,\psi-1} & \ell'_{s_\psi,\psi} \\ & & \dots & & \\ \ell'_{s,1} & \ell'_{s,2} & \dots & \ell'_{s,\psi-1} & \end{vmatrix},$$

где $\ell'_{i,j}$ – значение $(i; j)$ -й длины двоичной серии, уменьшенное на 1.

Тогда формула для определения оснований f'_i длин ДС уменьшенных на единицу, примет вид

$$f'_i = \begin{cases} \max_{1 \leq j \leq \psi} \{ \ell'_{i,j} \} + 1, & \rightarrow j < \psi; \\ \max_{1 \leq j \leq s_\psi} \{ \ell'_{i,j} \} + 1, & \rightarrow j = \psi, \end{cases} \quad i = \overline{1, s}. \quad (23)$$

По мере вычисления оснований НРПЧ, формируются значения их накопленных произведений, начиная со второй строки $i = 2$:

$$P_{i,\phi} = \prod_{\theta=i+1}^{\phi} f'_\theta, \quad i = \overline{1, s}, \quad \phi = \overline{2, s}, \quad (24)$$

где $P_{i,\phi}$ – весовой коэффициент для элементов i -й строки с учетом того, что получены значения оснований для ϕ строк массива ДДС (не считая первой строки, $i = 1$).

Рекуррентная запись соотношения (24) имеет вид

$$P_{i,\phi} = f'_\phi P_{i,\phi-1}, \quad i = \overline{1, s}, \quad \phi = \overline{2, s} \quad (25)$$

где $P_{i,\phi}$ – весовой коэффициент для элементов i -й строки с учетом того, что получены значения оснований для ϕ строк массива ДДС (не считая первой строки, $i = 1$).

Окончательное значение весового коэффициента P_i будет равно

$$P_i = P_{i,\phi} = f'_s P_{i,s-1} = \prod_{\theta=i+1}^s f'_\theta. \quad (26)$$

Схему вычисления весовых коэффициентов $P_{i,\phi}$ элементов НРПЧ можно представить в виде табл. 1.

В крайнем правом столбце представлены окончательные значения весовых коэффициентов P_i . Из анализа табл. 1 следует, что для исключения временных задержек, связанных с ожиданием для получения всех оснований НРПЧ требуется использовать s регистров памяти для хранения текущих значений весовых коэффициентов $P_i, i = \overline{1, s}$. В этом случае с завершением определения последнего основания f'_s одновременно завершается процесс вычисления значений весовых коэффициентов. На последнем шаге такая операция состоит в выполнении $(s - 2)$ -й операции умножения:

$$P_i = f'_s P_{i,s-1}, i = \overline{1, s-2}, P_{s-1} = f'_s, P_s = 1.$$

Таблица 1
Значения $P_{i,\phi}$ в зависимости от i и ϕ

| $i \backslash \phi$ | 2 | 3 | ... | s |
|---------------------|--------|--------------------------------|-----|--------------------------------|
| 1 | f'_2 | $\prod_{\theta=2}^3 f'_\theta$ | ... | $\prod_{\theta=2}^s f'_\theta$ |
| 2 | | f'_3 | ... | $\prod_{\theta=3}^s f'_\theta$ |
| ... | ... | ... | ... | ... |
| s - 1 | | | ... | f'_s |
| s | | | ... | 1 |

Полученные значения весовых коэффициентов элементов НРПЧ используются в процессе определения кода для неравновесного позиционного числа

5. Вычисление значения кода для НРПЧ. Поскольку неравновесное позиционное число формируется на базе элементов столбца массива ДДС, то вычисление E'_j организуется по формулам:

$$E'_j = \begin{cases} \sum_{i=1}^s \ell'_{i,j} P_i, \rightarrow j < \psi; \\ \sum_{i=1}^{s_\psi} \ell'_{i,j} P_i, \rightarrow j = \psi, \end{cases} \quad j = \overline{1, \psi}. \quad (27)$$

6. Построение кодовых слов, содержащих информацию о значении кода E'_j . Для этого используется условие (17), которое в условиях вычисления весовых коэффициентов для элементов НРПЧ с пониженным диапазоном примет вид

$$W(E'_j) = [\log_2(f'_1 P_1 - 1)] + 1, \quad j = \overline{1, \psi}. \quad (28)$$

Отсюда следует, что формируется ψ кодовых слов длиной $([\log_2(f'_1 P_1 - 1)] + 1)$ бит.

Понятно, что в пределах обработки одной трансформанты разрядность кодовых слов остается равномерной. В тоже время за счет свойства настройки неравновесного позиционного кодирования к диапазону значений длин ДС длина кодовых слов для различных трансформант может изменяться. Поэтому принцип распределения разрядности кодовых слов является локально-равномерным.

Формирование кодограмм сжатого описания служебных данных

Третье условие интеграции метода сжатия трансформант в технологию компрессии видеоданных состоит в необходимости организации процесса компактного представления служебных данных, образующихся в процессе обработки трансформированных изображений. Служебными данными образующимися в процессе трансформации изображений является информация о знаках компонент трансформант. Это обусловлено тем, что:

- с одной стороны по условию неравновесного позиционного кодирования на обработку должны поступать компонент, имеющие целочисленные положительные значения;
- с другой стороны компоненты трансформант dct-преобразования имеют как отрицательные, так и положительные значения.

Поэтому для получения положительных значений компонент без увеличения их динамического диапазона предлагается формировать матрицу знаков

$$M_s : M_s = \{ s_{k,\ell} \}; \quad k = \overline{1, q_\ell}; \quad \ell = \overline{1, q_c};$$

где $s_{k,\ell}$ - $(k; \ell)$ -й элемент матрицы M_s , представляющий информацию о знаке компоненты $c_{k,\ell}$:

$$s_{k,\ell} = \begin{cases} 0, \rightarrow c_{k,\ell} \geq 0; \\ 1, \rightarrow c_{k,\ell} < 0. \end{cases} \quad (29)$$

Выражение (28) задает правило формирования элементов матрицы знаков в зависимости от значения соответствующей компоненты трансформанты.

Поскольку элементами матрицы знаков являются двоичные элементы, то предлагается проводить их обработку на основе неравновесного позиционного кодирования длин двоичных серий. Для такого варианта по аналогии с предыдущим методом обработки БПТ необходимо сформировать последовательность нескольких матриц знаков. Это позволит формировать массивы длин двоичных серий и сократить затраты на служебные данные. Длину $q(m_s)$ последовательности матриц знаков предлагается выбирать не меньшей 8. Обработка проводится по отдельным матрицам знаков, что

обеспечит восстановление исходных массивов видеоданных по мере получения трансформант дискретного косинусного преобразования. В результате такой обработки формируются значения $E(s)_j$ кодов НРПЧ:

$$E(s)_j = \begin{cases} \sum_{i=1}^s \ell(s)_{i,j} P(s)_i, & \rightarrow j < \psi; \\ \sum_{i=1}^{s_\psi} \ell(s)_{i,j} P(s)_i, & \rightarrow j < \psi, \end{cases} \quad j = \overline{1, \psi}, \quad (30)$$

где $\ell(s)_{i,j}$ – $(i; j)$ -й элемент массива длин двоичных серий, сформированных для последовательности матриц знаков; $P(s)_i$ – весовой коэффициент величины $\ell(s)_{i,j}$, рассматриваемой как элемент НРПЧ.

По аналогии с предыдущим методом обработки БПТ формируется кодовая структура сжатого представления последовательности матриц знаков (ПМЗ).

Таким образом, можно сделать следующие выводы:

1) разработан метод сжатия битового представления трансформант на основе неравновесного позиционного кодирования массивов длин двоичных серий, учитывающий особенности формирования БПТ для трансформант dct-преобразования; обеспечивающий исключение потери информации из-за переполнения кодового слова; минимизацию количества служебных данных;

2) обосновано, что метод НРПК допускает свое использование для сжатия последовательности матриц знаков компонент трансформант;

3) построена интеграция метода НРПК в технологию компрессии трансформированных изображений.

Заключение

Разработан метод сжатия битового представления трансформант дискретного косинусного преобразования на основе неравновесного позиционного кодирования массивов длин двоичных серий, базирующийся на:

– определении размеров массивов длин двоичных серий без использования дополнительной служебной информации, учитывающего ограничения на длину кодовых слов;

– формировании битового представления трансформанты дискретного косинусного преобразования начиная со старших разрядов;

– выявлении длины двоичной серии по диагональному направлению битовых плоскостей БПТ;

– определении позиции длины ДДС в массиве длин двоичных серий с учетом того, что заполнение массивов длин серий осуществляется по столбцам без априорной информации о количестве двоичных серий;

– рекуррентном вычислении значений весовых коэффициентов элементов НРПЧ по мере определения оснований элементов НРПЧ;

– построении кодовых слов, содержащих, информацию о значении кода НРПЧ с учетом того, что величина кода НРПЧ будет ограничена сверху значением накопленного произведения оснований его элементов. Это позволяет: с одной стороны обеспечить исключение переполнения кодового слова без внесения дополнительной служебной информации; с другой стороны сократить количество кодовой избыточности.

Это позволяет обеспечить:

1) интеграцию созданного метода в технологию компрессии трансформированных изображений за счет:

– организации процесса компактного представления матриц знаков компонент на основе НРПК;

– согласования требований, предъявляемыми к НРПК для увеличения степени сжатия, минимизации времени обработки, и особенностями битового представления трансформант дискретного косинусного преобразования;

2) дополнительное повышение степени сжатия относительно НРПК двоичных данных за счет: дополнительного увеличения средней длины двоичной серии; сокращения удельного количества оснований, приходящихся в среднем на одно кодовое слово НРПЧ; отсутствия дополнительной служебной информации на определение границ кодовых слов; минимизация количества кодовой избыточности;

3) исключение возможностей переполнения машинного слова;

4) сокращение времени ожидания обработки (поскольку массивы ДДС формируются по мере выявления двоичных серий, т.е. не требуется задержки на получения всех ДС для БПТ).

Литература

1. Королев А.В. Адаптивная маршрутизация в корпоративных сетях / А.В. Королев, Г.А. Кучук, А.А. Пашичев. – Х.: ХВУ, 2003. – 224 с.

2. Гонсалес Р. Цифровая обработка изображений. / Р. Гонсалес, Р. Вудс. – М.: Техносфера, 2005. – 1072 с.

3. Баранник В.В. Метод сжатия изображений комбинированным полиадическим кодированием / В.В. Баранник // *Інформаційно-керуючі системи на залізничному транспорті*. – 2000. – № 2. – С. 66-69.

4. Грегори Р. Безошибочные вычисления. Методы и приложения / Р. Грегори, Е. Кришнамурти. – М.: Мир, 1988. – 208 с.

5. Юдин А.К. Методология сокращения избыточности в трансформированных изображениях / А.К. Юдин, Н.К. Гулак // *Открытые информационные и компьютерные интегрированные технологии*. – Х.: НАКУ «ХАИ», 2008. – Вып. 41. – С. 44-51.

Поступила в редакцию 10.01.2008

Рецензент: д-р техн. наук, проф., декан факультета компьютерной инженерии и управления В.И. Хаханов, Харьковский национальный университет радиоэлектроники, Харьков, Украина.

МЕТОД СТИСКУ ЗОБРАЖЕНЬ НА ОСНОВІ НЕРІВНОВАЖНОГО ПОЗИЦІЙНОГО КОДУВАННЯ БІТОВИХ ПЛОСКОСТЕЙ

В.В. Баранник, Н.К. Гулак, Н.А. Королева

Висловлюються основні етапи розробки методу стискування бітового представлення трансформант дискретного косинусного перетворення на основі нерівноважного позиційного (НПП) кодування масивів довжин двійкових серій, що базується на: визначенні розмірів масивів довжин двійкових серій без використання додаткової службової інформації; формуванні бітового представлення трансформанти; визначенні позиції довжини двійкової серії в масиві; рекурентному обчисленні значень вагових коефіцієнтів елементів НПП числа; побудові кодових слів. Обґрунтовується, що: з одного боку забезпечується виключення переповнювання кодового слова без внесення додаткової службової інформації; з іншого боку скорочується кількість кодової надмірності.

Ключові слова: нерівноважне позиційне число, трансформація зображень.

METHOD OF COMPRESSION OF IMAGES ON THE BASIS OF THE NON-EQUILIBRIUM POSITION ENCODING OF BIT PLANES

V.V. Barannik, N.K. Gulak, N.A. Koroleva

Basic design of method of compression of bit presentation of transforms of discrete cosines transformation times are expounded on the basis of the non-equilibrium position (NEP) encoding of arrays of lengths of binary series, being based on: determining a size arrays of lengths of binary series without the use of additional service information; forming of bit presentation of transform; determination of position of length of binary series in an array; recurrent calculation of values of gravimetric coefficients of elements of NEP of number; construction of code words. Grounded, that: from one side the exception of repletion of code word is provided without bringing of additional service information; the amount of code surplus is abbreviated from other side.

Key words: non-equilibrium position number, transforming of images.

Баранник Владимир Викторович – д-р техн. наук, старший научный сотрудник, ведущий научный сотрудник научного центра, Харьковский университет Воздушных Сил имени Ивана Кожедуба, Харьков, Украина. E-mail: Barannik_V_V@mail.ru.

Гулак Наталья Константиновна – старший преподаватель кафедры компьютеризированных систем защиты информации, Национальный авиационный университет, Киев, Украина.

Королева Наталья Анатольевна – канд. техн. наук, доцент, доцент кафедры транспортной связи, Украинская государственная академия железнодорожного транспорта, Харьков, Украина.