УДК 629.391

В.В. БАРАННИК, А.К. ЮДИН

Харьковский университет Воздушных Сил им. И. Кожедуба, Украина,
Национальный авиационный университет, Украина

РЕКУРРЕНТНОЕ КОДИРОВАНИЕ В НАПРАВЛЕНИИ, НАЧИНАЯ С МЛАДШИХ РАЗРЯДОВ ДВУХПРИЗНАКОВЫХ ПОЛИАДИЧЕСКИХ ЧИСЕЛ

Излагается подход к снижению количества операций на формирование кода-номера для двухпризнакового полиадического числа на основе рекуррентного формирования весовых коэффициентов в направлении, начиная с младших элементов.

двухпризнаковое полиадическое кодирование, весовые коэффициенты

Введение

В условиях однопунктной системы управления космическими аппаратами, когда время обмена данными (включая телеметрическую информацию) ограничено, появляется необходимость в сокращении цифрового объема передаваемой информации [1 – 3]. К одним из эффективных методов сжатия данных без внесения погрешности относится метод двухпризнакового структурного кодирования [3]. Однако, использование в системах управления подсистем сжатия данных связано с дополнительными временными затратами на сжатие и восстановление информации. Следовательно, для снижения суммарного времени на обмен данными с космическими аппаратами **актуальным направлением научных исследований** является разработка направления для снижения времени обработки.

Формулирование проблемы. Процесс двухпризнакового полиадического кодирования связан с определением весовых коэффициентов $p^{(x)}_{izj}\ V\left(\vartheta^{(x)}_z\right)$ двоичных элементов [3]. В случае вычисления весовых коэффициентов по факториальной схеме временные затраты на обработку достигают нескольких десятков минут. Для снижения количества операций организуется рекуррентное формирование весовых коэффициентов в направлении, начиная со старших разрядов:

– для случая $\left| a_{\xi-1,\,zj} - a_{\xi zj} \right| = 1$, $\xi = \overline{i, i-1}$:

$$p^{(x)}_{izj} = p^{(x)}_{i-1,zj} \left(\left(\left(U_{z,i-1} \Big/ \left(\beta^{(x)}_{i-1,\,zj} + 1\right)\right) - 1\right)\right)^{-1} \times$$
$$\times \left(\left(U_{z,i} - \beta^{(x)}_{i-1,\,zj}\right) \Big/ (U_{z,i})\right); \qquad (1)$$

– для $\left| a_{i-1,\,zj} - a_{izj} \right| = 1$ и $\left| a_{i-2,\,zj} - a_{i-1,\,zj} \right| = 0$:

$$p^{(x)}_{izj} = p^{(x)}_{i-1,zj} \left(\left(U_{z,i-1} \Big/ \left(U_{z,i} - \beta^{(x)}_{i-1,\,zj} + 1\right)\right) - 1\right)^{-1} \times$$
$$\times \left(\left(U_{z,i} - \beta^{(x)}_{i-1,\,zj}\right) \Big/ (U_{z,i})\right); \qquad (2)$$

– для $\left| a_{i-1,\,zj} - a_{izj} \right| = 0$ и $\left| a_{i-2,\,zj} - a_{i-1,\,zj} \right| = 1$:

$$p^{(x)}_{izj} = p^{(x)}_{i-1,zj} \left(\left((U_{z,i-1}) \Big/ \left(\beta^{(x)}_{i-1,\,zj} + 1\right)\right) - 1\right)^{-1} \times$$
$$\times \left(\beta^{(x)}_{izj} \Big/ (m_z - (i-1) + 1)\right); \qquad (3)$$

– для $\left| a_{i-1,\,zj} - a_{izj} \right| = 0$ и $\left| a_{i-2,\,zj} - a_{i-1,\,zj} \right| = 0$:

$$p^{(x)}_{izj} = p^{(x)}_{i-1,zj} \left(\left((U_{z,i-1}) \Big/ \left(U_{z,i} - \beta^{(x)}_{i-1,\,zj} + 1\right)\right) - 1\right)^{-1} \times$$
$$\times \left(\beta^{(x)}_{izj} \Big/ (m_z - (i-1) + 1)\right), \qquad (4)$$

где $U_{z,i} = (m_z - (i-1) + 1)$; m_z – длина z-й допустимой зоны; a_{izj} – izj-й элемент обрабатываемой последовательности; $\beta^{(x)}_{izj}$ – рекуррентный параметр.

Такая схема позволяет резко сократить количество операций на обработку. В тоже время недостатком рекуррентной схемы (1) – (4) является то, что на первом шаге обработки требуется вычислять величину $r^{(x)}_{0zj}$. При этом количество операций на получение начального параметра $r^{(x)}_{0zj}$ составляет 30% от общего количества операций, затрачиваемых на формирование кода-номера. В связи с этим для уменьшения количества операций на вычисление начального параметра требуется разработать рекуррентную схему вычисления весовых коэффициентов в направлении, начиная с младшего элемента.

Формирование коэффициентов в направлении, начиная с младших разрядов

Для разработки кодирования в направлении, начиная с младших разрядов, сформулируем и докажем теорему.

Теорема. Код-номер $N\left(m,\Lambda,\Theta^{(x)}\right)_j$ двоичного двухпризнакового числа $A^{(j)}=\{a_{ij}\}_{i=\overline{1,m}}$ в полиадическом пространстве в направлении, начиная с младших элементов формируется на основе системы выражений:

$$N\left(m,\Lambda,\Theta^{(x)}\right)_j=\sum_{z=1}^{Z}\sum_{i=1}^{m_z}a_{izj}\left(p^{(x)}_{izj}\right)\prod_{\phi=z+1}^{Z}V\left(\vartheta^{(x)}_{\phi}\right); \quad (5)$$

– для $\left|a_{i,zj}-a_{i+1,zj}\right|=1$ и $\left|a_{i-1,zj}-a_{i,zj}\right|=1$:

$$p^{(x)}_{i,zj}=p^{(x)}_{i+1,zj}\left(\left(U_{z,i}-1-\beta^{(x)}_{i,zj}\right)\Big/\left(\beta^{(x)}_{i,zj}+1\right)\right)\times$$

$$\times\left(\left(m_z-i+1\right)\Big/\left(m_z-i+1-\beta^{(x)}_{i,zj}\right)\right)\;; \quad (6)$$

– для $\left|a_{i,zj}-a_{i+1,zj}\right|=1$ и $\left|a_{i-1,zj}-a_{i,zj}\right|=0$:

$$p^{(x)}_{i,zj}=p^{(x)}_{i+1,zj}\left(\beta^{(x)}_{i,zj}\Big/\left(U_{z,i}-\beta^{(x)}_{i,zj}\right)\right)\times$$

$$\times\left(\left(m_z-i+1\right)\Big/\left(m_z-i+1-\beta^{(x)}_{i,zj}\right)\right)\;; \quad (7)$$

– для $\left|a_{i,zj}-a_{i+1,zj}\right|=0$ и $\left|a_{i-1,zj}-a_{i,zj}\right|=1$:

$$p^{(x)}_{izj}=p^{(x)}_{i+1,zj}\left(\left(U_{z,i}-1-\beta^{(x)}_{i,zj}\right)\Big/\left(\beta^{(x)}_{i,zj}+1\right)\right)\times$$

$$\times\left(\left(m_z-i+1\right)\Big/\beta^{(x)}_{i+1,zj}\right)\;; \quad (8)$$

– для $\left|a_{i,zj}-a_{i+1,zj}\right|=0$ и $\left|a_{i-1,zj}-a_{i,zj}\right|=0$:

$$p^{(x)}_{izj}=p^{(x)}_{i+1,zj}\left(\beta^{(x)}_{i,zj}\Big/\left(U_{z,i}-\beta^{(x)}_{i,zj}\right)\right)\times$$

$$\times\left(\left(m_z-i+1\right)\Big/\beta^{(x)}_{i+1,zj}\right)\;, \quad (9)$$

где Z – количество допустимых зон; m – количество обрабатываемых элементов в последовательности.

Начальные значения величин $p^{(x)}_{m_z,zj}$ для $i=m_z$ соответственно будут равны:

– для $\left|a_{m_z-1,zj}-a_{m_z,zj}\right|=1$:

$$p^{(x)}_{m_z,zj}=r^{(x)}_{m_z,zj}\left(1-\beta^{(x)}_{m_z,zj}\right)\Big/\left(\beta^{(x)}_{m_z,zj}+1\right)\;; \quad (10)$$

– для $\left|a_{m_z-1,zj}-a_{m_z,zj}\right|=0$:

$$p^{(x)}_{m_z,zj}=r^{(x)}_{m_z,zj}\,\beta^{(x)}_{m_z,zj}\Big/\left(2-\beta^{(x)}_{m_z,zj}\right)\;. \quad (11)$$

Причем для $a_{m_z,zj}=1$ $\beta^{(x)}_{m_z,zj}=1$, а для $a_{m_z,zj}=0$ $\beta^{(x)}_{m_z,zj}=0$.

Доказательство. Доказательство системы выражений (6) – (9) основано на рекуррентных соотношениях (2) – (5). Для этого необходимо выразить величину $p^{(x)}_{i-1,zj}$ через величину $p^{(x)}_{i,zj}$ и рассмотреть полученные выражения со сдвигом на один шаг назад. Чтобы получить формулы (8) и (11) для нахождения величины $p^{(x)}_{m_z,zj}$ необходимо преобразовать следующие соотношения для $i-1=m_z$:

– для $\left| a_{i-2,\,zj} - a_{i-1,\,zj} \right| = 1$:

$$p^{(x)}_{i-1,\,zj} = r^{(x)}_{i-1,zj} \left(\left((U_{z,i-1}) \Big/ \left(\beta^{(x)}_{i-1,\,zj} + 1 \right) \right) - 1 \right) ;$$

– для $\left| a_{i-2,\,zj} - a_{i-1,\,zj} \right| = 0$:

$$p^{(x)}_{i-1,\,zj} = r^{(x)}_{i-1,zj} \left(\left((U_{z,i-1}) \Big/ \left(U_{z,i} - \beta^{(x)}_{i-1,\,zj} + 1 \right) \right) - 1 \right) .$$

Доказательство выражений для величины $\beta^{(x)}_{m_z,zj}$ основано на следующих условиях:

1) величина $r^{(x)}_{m_z,zj}$ равна количеству двоичных комбинаций, предшествующих текущей последовательности, составленных из одного элемента для числа серий, равного $\beta^{(x)}_{m_z,zj}$. Поскольку для произвольного значения $\beta^{(x)}_{m_z,zj}$ из одного элемента можно составить только одну двоичную комбинацию, то $r^{(x)}_{m_z,zj} = 1$;

2) в соответствии с выражением для вычисления величины $r^{(x)}_{i,zj}$ числитель равен количеству необработанных элементов, т.е. будет равен 1;

3) по определению рекуррентный параметр $\beta^{(x)}_{izj}$ равен количеству двоичных перепадов (переходов между «0» и «1») для последовательности, состоящей из $(m_z - i + 1)$ необработанных элементов. Поэтому, если последний элемент равен $a_{m_z,\,zj} = 1$, то $\beta^{(x)}_{m_z,zj} = 1$. В противном случае для $a_{m_z,\,zj} = 0$ рекуррентный параметр будет равен $\beta^{(x)}_{m_z,zj} = 0$.

С учетом доказанных условий выражение для величины $p^{(x)}_{m_z,\,zj}$ в зависимости от значения элемента $a_{m_z,zj}$ будет принимать вид, заданный формулой (10) или формулой (11).

Теорема доказана.

На основе доказанной теоремы получена рекуррентная система выражений для организации двухпризнакового полиадического кодирования в направлении, начиная с младших разрядов.

Заключение

Таким образом, разработано рекуррентное двухпризнаковое кодирование в полиадическом пространстве в направлении, начиная с младших элементов. Для этого выявлена зависимость между значением младшего элемента и значением весового коэффициента предыдущего элемента. Созданное кодирование обеспечивает сокращение количества операций по сравнению с факториальной схемой и по сравнению с рекуррентной схемой в направлении, начиная со старших разрядов за счет: перехода от вычисления факториальных выражений при нахождении весовых коэффициентов элементов двухпризнаковых двоичных полиадических чисел к рекуррентным выражениям; исключения количества операций, необходимых для вычисления факториальных выражений при нахождении начальных параметров рекуррентного процесса обработки.

Литература

1. Асташкин А.А. Космические системы, аппараты и приборы для решения задач природоиспользования и экономического контроля. – М.: ВИНИТИ, 1991. – 142 с.

2. Ватолин В.И., Ратушняк А., Смирнов М., Юкин В. Методы сжатия данных. Устройство архиваторов, сжатие изображений и видео. – М.: ДИАЛОГ – МИФИ, 2002. – 384 с.

3. Юдин А.К., Баранник В.В. Усеченное представление двоичных данных с ограниченным числом серий в полиадическом пространстве // Авиационно-космическая техника и технология. – 2006. – № 2 (28). – С. 87-92.

4. Королев А.В. Способ быстрого кодирования двоичных данных // Системи обробки інформації. – Х.: НАНУ, ПАНМ, ХВУ, 2002. – Вип. 6(22). – С. 3-8.

Поступила в редакцию 29.06.2006

Рецензент: д-р техн. наук, проф. П.Ф. Поляков, Украинская государственная академия железнодорожного транспорта, Харьков.