УДК 621.39

ГИБРИДНЫЙ СПОСОБ СЖАТИЯ ВИДЕОДАННЫХ

проф. А.В. Королев, И.В. Рубан, А.В. Гришко

В статье рассматривается возможность сжатия видеоданных на основе метода серий с использованием префиксного блочного кодирования.

В настоящее время в человеко-машинных системах широко применяются системы отображения информации (СОИ). При этом используемая в СОИ графическая информация обладает избыточностью, которая затрудняет обработку изображений в реальном масштабе времени [1]. Возникновение избыточности видеоданных определяется следующими причинами:

1. Непреднамеренное завышение размерности описания изображения, которое, как правило вызвано неполным учетом свойств получателя. Таким образом, первая причина возникновения избыточности связана с психовизуальным свойством получателя.

2. Введение пространства состояний завышенной размерности, в котором рассматривается объект изображения, с целью полной идентификации объекта.

3. Преднамеренное внесение избыточности в видеоданные с целью повышения достоверности получаемых изображений.

4. Неполное использование характеристик изображений.

Вводимая пунктами 1-3 избыточность является полностью контролируемой и управляемой со стороны разработчика системы. Поэтому имеет теоретический и практический интерес исследования потенциальных возможностей сжатия за счет учета статистических характеристик изображений. Полный учет статистических свойств или характеристик изображений затруднительно производить из-за того, что развернутое по строкам телевизионное изображение является многомерным процессом [2]. При этом отдельные фрагменты изображений можно представить и описать известными кодированными источниками сообщений. Сжатие видеоданных длинами серий позволяет учитывать корреляционные свойства изображений вдоль строки сканирования и группировать элементы изображений одного цвета. При этом сжатый массив видеоданных представляет собой последовательность кодовых слов фиксированной длины. Задавая размерность $\mathbf{M}$ и $\mathbf{N}$

можно сформировать кодовые слова в куб данных (рис.1а). Серии при этом расположены одна возле другой в глубину куба **L**.

Если в исходном кодовом слове выделить **j -** й разряд, то получится бинарная матрица (рис.1б). Каждую бинарную матрицу можно рассматривать как бинарное изображение, состоящих из прилегающих друг к другу прямоугольных блоков размером **m×n** (рис.1в).

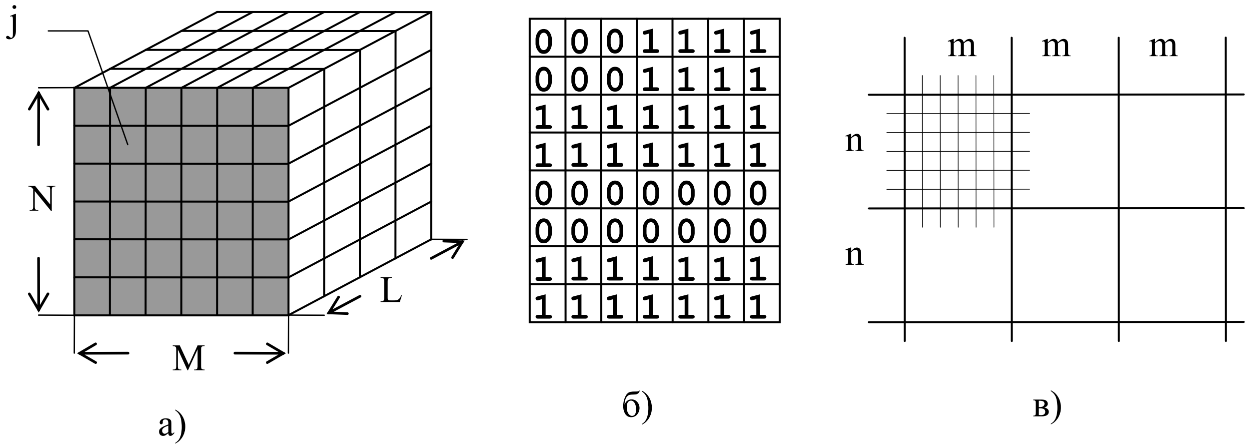
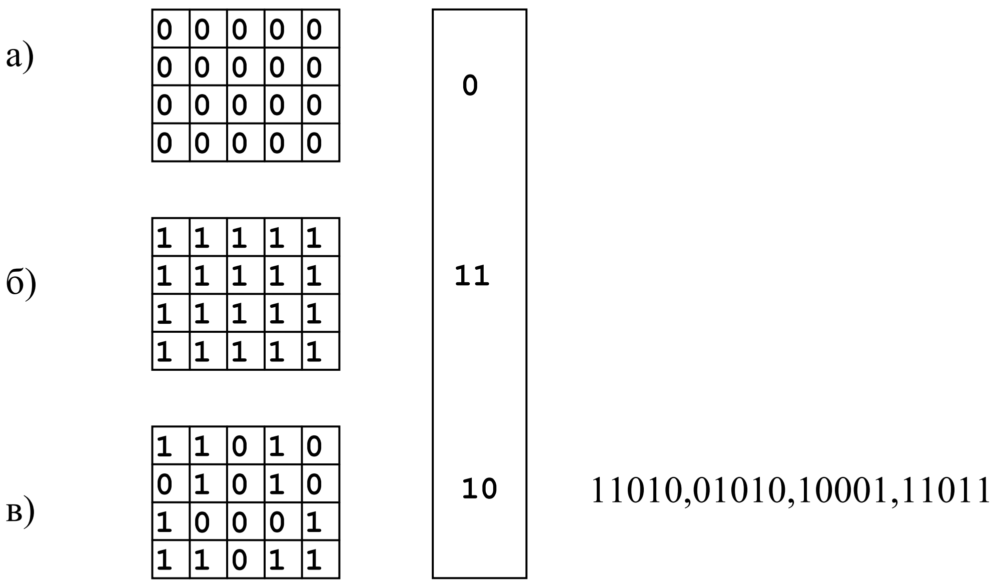


Рис.1. Куб данных(а) и бинарные матрицы (б,в)

Для записи этих блоков можно использовать соответствующий префиксный блочный код. На рис.2 представлена структура префиксного кода.



Выходная последовательность имеет вид :
- 0.11.10.11010,01010,10001,11011 -

Рис.2. Структура префиксного кода

Префиксный код строится по принципу:

- для матрицы из **m×n** нулей кодовое слово равно "0" (рис.2а);
- для всех единиц кодовое слово - "11" (рис.2б);
- для всех остальных матриц префикс равен "10" и после префикса следует цифровое описание блока (рис.2в).

В данном случае используется двумерный блок. Тогда средняя длина кодового слова определяется выражением [2, 3]

$$\overline{\mathbf{L}} = \mathbf{P(0,n,m) + 2P(1,n,m) + (2+nm)(1-P(0,n,m)-P(1,n,m))}. \qquad (1)$$

Вероятность появления блоков с полным количеством "0" и "1" выразим соответственно через **P(0, n, m)** и **P(1, n, m)**. Эти случаи можно описать с помощью марковского процесса первого порядка.

<u>Расчет появления белого "0" блока **m×n**</u>. Начиная с первого углового элемента в верхнем ряду блока и двигаясь построчно слева направо выделяем **m×n-1** переходов от "0" к "0" в виде

$$\mathbf{P(0,n,m)} = \begin{cases} \mathbf{P(0)P(0/0)P(0/0)\cdots P(0/0);} \\ \mathbf{P(0/0)P(0/A,B=0)\cdots P(0/A,B=0);} \\ \cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots\cdots \\ \mathbf{P(0/0)P(0/A,B=0)\cdots P(0/A,B=0)} \end{cases}, \qquad (2)$$

где **P(0/A, B = 0)** - условная вероятность того, что некоторый элемент является "0" при условии, что элементы расположенные выше его (**A**), перед ним (**B**) также являются белыми.

В компактной форме выражение (2) выглядит таким образом

$$\mathbf{P(0,n,m) = P(0)P(0/0)^{(n+m-2)}P(0/A,B=0)^{(n-1)(m-1)}}. \qquad (3)$$

Проводя аналогичные рассуждения для единичного "1" блока, запишем

$$\mathbf{P(1,n,m) = P(1)P(1/1)^{(n+m-2)}P(1/A,B=1)^{(n-1)(m-1)}}. \qquad (4)$$

Подставив в выражение (1) выражения (3) и (4), получим

$$
\begin{aligned}
\overline{L} = n\cdot m(1-(P(0)P(0/0)^{(n+m-2)}P(0/A,B=0)^{(n-1)(m-1)})-\\
-(P(1)P(1/1)^{(n+m-2)}P(1/A,B=1)^{(n-1)(m-1)})+2-\\
-P(0)P(0/0)^{(n+m-2)}P(0/A,B=0))\ .
\end{aligned}
\tag{5}
$$

Выражение (5) позволяет оценить среднюю длину кодового слова, использующее статистические характеристики, присущие классам изображения, но для определения значения параметров **n** и **m** необходимо проведение эксперимента.

Выражение (5) позволяет определить среднюю длину бинарного кода и коэффициент сжатия;

$$
C_r = \frac{m\cdot n}{\overline{L}} = \tag{6}
$$

$$
= \frac{1}{1-(P(0)P(0/0)^{(n+m-2)}P(0/A,B=0)^{(n-1)(m-1)})-(P(1)P(1/1)^{(n+m-2)}\cdot}\cdot
$$

$$
\cdot\frac{1}{\cdot P(1/A,B=1)^{(n-1)(m-1)}+1\big/nm\cdot(2-P(0)P(0/0)^{(n+m-2)}P(0/A,B=0)^{(n-1)(m-1)})}
$$

Выражение (6) позволяет определить коэффициент сжатия для префиксного блочного кодирования массива. Оптимальный выбор размера матрицы бинарного кодирования позволит дополнительно повысить коэффициент сжатия видеоданных в 2 раза.

ЛИТЕРАТУРА

1.Верлер К.Х. Обработка графической информации с помощью вычислительной техник. /Под ред. Д.М. Зозулевича; - М.; Машиностроение, 1979.-254с.

2.Прэтт У. Цифровая обработка изображений: Том 1,2.-М.: Мир, 1985.-736с.

3.Бутаков Е.А. и др. Обработка изобретений на ЭВМ/Е.А. Бутаков, В.И. Островский, И.Л. Фадеев.- М.: Радио и связь, 1987.-240с.