УДК 629.7.051.7

В. А. ГАЙСКИЙ, В. П. ГУСЕВ
(*Севастополь*)

КОДОВАЯ ДЕЛЬТА-МОДУЛЯЦИЯ

С возрастанием потоков информации в современных измерительных информационных системах стала насущной задача сокращения объема представления данных при передаче их по каналам связи и хранении. Для решения этой задачи привлекаются различные методы кодирования сообщений, использующие как специфику информации на выходе источника, так и требования к инфсрмации со стороны потребителя. В случае, когда требования потребителя не заданы или потребитель не допускает потерь информации, т. е. обязательным условием является требование однозначного декодирования, используются методы кодирования сообщений, которые принято называть статистическими [1, 2].

Известные методы оптимального статистического кодирования дискретных сообщений [3, 4] применимы для стационарных источников, требуют знания статистических характеристик источника, предназначены для каналов связи, сложны в реализации. Все это затрудняет их практическую применимость и вызывает необходимость поиска новых методов обратимого сжатия данных, например, на основе комбинаторных принципов [5].

В данной работе рассматривается метод перекодирования последовательности равномерных двоичных слов в последовательность неравномерных двоичных слов, основанный на кодировании кодовых разностей и позволяющий получить обратимое сжатие представления цифровой информации [6]. По некоторой аналогии с дельта-модуляцией непрерывных сигналов этот метод может быть назван кодовой дельта-модуляцией.

Сущность метода. Допустим, имеется последовательность $\{\vec{X}(i)\}$ двоичных слов:

$$\vec{X}(i) = x_0^i x_1^i \ldots x_j^i \ldots x_{n-1}^i, \quad \text{где} \quad x_j^i \in (0,1); \; j=\overline{0, n-1}; i=\overline{0, N-1}.$$

Определим вектор поразрядной разности по модулю два для двух соседних в последовательности слов как

$$\vec{Y}^0(i) = \vec{X}(i-1) \oplus \vec{X}(i).$$

При $i=\overline{1, N-1}$ получим последовательность $\{\vec{Y}^0(i)\}$ кодовых разностей 0-го порядка. Очевидно, мощность M множества возможных слов $\{\vec{Y}^0\}$ будет определяться структурными свойствами исходной последовательности $\{\vec{X}(i)\}$. Действительно, если кодовое расстояние ρ между словами $\vec{X}(i-1)$ и $\vec{X}(i)$ находится в пределах $\rho=\overline{\rho_1, \rho_2}$, то

$$M = \sum_{\varphi=\rho_1}^{\rho_2} C_n^{\varphi}.$$

Элементы множества $\{\vec{Y}^0\}$ могут быть представлены словами, имеющими k_0 разрядов, причем $k_0 =]\log_2 M[$, где $]*[$ означает ближайшее большее целое. Множество слов, кодирующих элементы множества $\{\vec{Y}^0\}$, обозначим $\{\vec{A}^0\}$. Тогда последовательности $\{\vec{Y}^0(i)\}$ соответствует последовательность $\{\vec{A}^0(i)\}$. Если $k_0 < n$, то объем представления $\{\vec{A}^0(i)\}$ меньше, чем объем представления $\{\vec{Y}^0(i)\}$ и соответственно $\{\vec{X}(i)\}$ при $i \geqslant 1$, поскольку $\{\vec{X}(i)\}$ можно заменить последовательностями $\vec{X}(0)$, $\vec{Y}^0(1)$, $\vec{Y}^0(2), \ldots, \vec{Y}^0(N-1)$ и $\vec{X}(0)$, $\vec{A}^0(1)$, $\vec{A}^0(2), \ldots, \vec{A}^0(N-1)$. Общее условие возможности сжатия можно записать как

$$]\log_2 \sum_{\varphi=\rho_1}^{\rho_2} C_n^{\varphi}[< n.$$

Если $\rho_1 = 0$, то максимальное значение ρ_2, при котором $k_0 < n$, назовем максимально допустимым кодовым расстоянием и обозначим $\rho_{2\,\max}$. Если $\rho_2 = n$, то минимальное значение ρ_1, при котором $k_0 < n$, назовем минимально допустимым кодовым расстоянием и обозначим $\rho_{1\,\min}$.

Легко вычислить количественные соотношения между n, k, $\rho_{1\,\min}$ и $\rho_{2\,\max}$. Например, значения k_0 для $n = \overline{3,15}$ представлены в табл. 1.

Таблица 1

$\rho_{2\max}$	$\rho_{1\min}$	n												
		3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
1	$n-1$	2	3	3	3	3	4	4	4	4	4	4	4	4
2	$n-2$			4	5	5	6	6	6	7	7	7	7	7
3	$n-3$					6	7	8	8	9	9	9	9	10
4	$n-4$							8	9	10	10	11	11	11
5	$n-5$									10	11	12	12	12
6	$n-6$											12	13	14
7	$n-7$													14

Используя $\sum_{\varphi=0}^{n} C_n^{\varphi} = 2^n$ и $C_n^{\varphi} = C_n^{n-\varphi}$, получим, что $k_0 = n-1$ для четных n при $\rho_{2\max} = \frac{n}{2} - 1$, $\rho_{1\min} = \frac{n}{2} + 1$, а для нечетных n при $\rho_{2\max} = \frac{n-1}{2}$, $\rho_{1\min} = \frac{n+1}{2}$.

Допустим, что для последовательности $\{\vec{X}(i)\}$ $\rho_2^0 \leqslant \rho_{2\max}^0$, тогда формат слов в последовательности $\{A^0(i)\}$ равен $k_0 = n-1$. Далее $\{\vec{A}^0(i)\}$ рассматриваем как исходную, определяем кодовые разности первого порядка $\vec{Y}^1(i) = \vec{A}^0(i-1) \oplus \vec{A}^0(i)$, при $\rho_2^1 \leqslant \rho_{2\max}^1$ кодируем элементы множества $\{\vec{Y}_1\}$ словами множества $\{\vec{A}^1\}$, имеющими формат $k_1 = n-2$.

Аналогично вычисляем кодовые разности до $(n-2)$-го порядка с промежуточным перекодированием их представления при условии $\rho_2^i \leqslant \rho_{2\max}^i$, при котором осуществляется свертка кода без потерь.

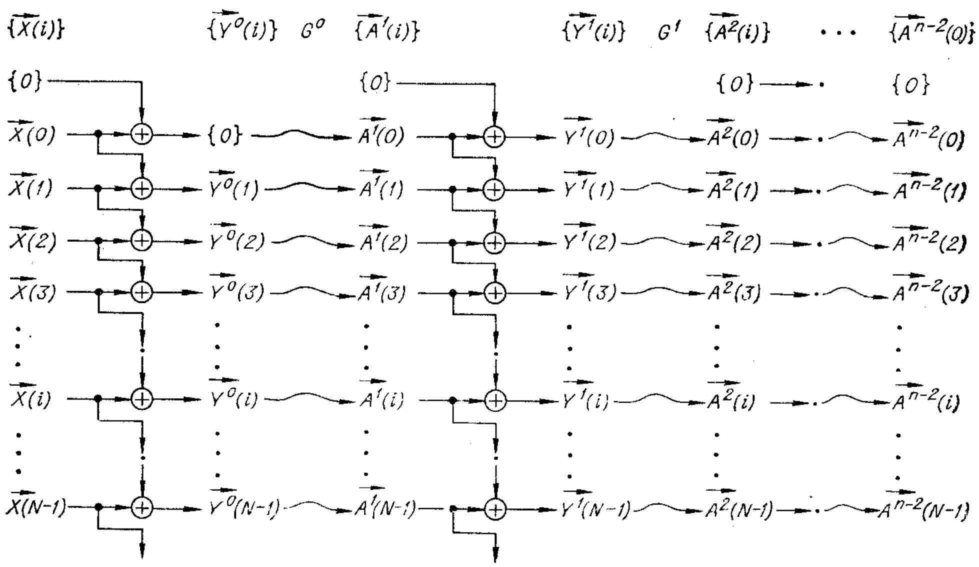

Рис. 1.

так, как это показано на рис. 1. Для каждого слова $\vec{X}(i)$ $(i \geqslant n)$ исходной последовательности можем получить до $(n-1)$ коэффициентов разложения $A^0(i)$, $A^1(i), \ldots, \vec{A}^j(i), \ldots, \vec{A}^{n-2}(i)$, формат слов k_j которых будет от $n-1$ до 1. В данном случае мы принимаем ограничение на минимальную разрядность коэффициента разложения, равную единице.

Однако условие $\rho_2^j \leqslant \rho_{2\max}^j$ может не выполняться для некоторых $j = \overline{0, (n-2)}$, т. е. кодовое расстояние между словами $\vec{A}^j(i-1)$ и $\vec{A}^j(i)$ больше максимального или меньше минимально допустимого. В этом случае нельзя вычислить следующий коэффициент разложения и слово $\vec{A}^j(i)$ считается «существенным», а коэффициенты $\vec{A}^{j+\varphi}(i)$ $(\varphi = \overline{1, (n-1-j)})$ приравниваются нулю или соответствующим коэффициентам $\vec{A}^{j+\varphi}(i-1)$. «Существенный» коэффициент разложения обозначим $\underline{\vec{A}}^j(i)$. Очевидно, что для каждого i будет только один «существенный» коэффициент, которым можно заменить слово $\vec{X}(i)$ исходной последовательности $\{\vec{X}(i)\}$. Поскольку разрядность «существенных» коэффициентов $k_j \leqslant n$, то последовательность $\{\underline{\vec{A}}^j(i)\}$ будет иметь меньший объем представления, чем последовательность $\{\vec{X}(i)\}$.

В обобщенном виде алгоритм сжатия (преобразования последовательности $\{\vec{X}(i)\}$ в последовательность $\{\vec{A}(i)\}$) можно записать следующим образом:

$$\underline{\vec{A}}^j(i) = G^j\,\{\vec{A}^j(i-1) \oplus S^{j-1}\{G^{j-1}\,\{\vec{A}^{j-2}(i-1) \oplus S^{j-2} \times$$

$$\times \{G^{j-2}\,\{\vec{A}^{j-3}(i-1) \oplus \ldots \{\vec{A}^0(i-1) \oplus S^0\,\{G^0\,[\vec{X}(i-1) \oplus \vec{X}(i)]\}\ldots\},$$

где G^φ — оператор определения «существенного» коэффициента, выявляющий наличие кодовой разности, превышающей $\rho_{2\max}^\varphi$ или ниже

$\rho^{\varphi}_{1\min}$), $\varphi=\overline{0, j}$; S^{ξ} — оператор свертки, осуществляющий преобразование элементов множества $\vec{Y}^{\xi}$ в множество $\vec{A}^{\xi}$, $\xi=\overline{0, (j-1)}$; $j=\overline{0, (n-2)}$.

Поскольку исходная последовательность слов заменяется последовательностью закодированных кодовых разностей слов от 0 до $(n-2)$-го порядка, то данный метод кодирования можно назвать кодовой дельта-модуляцией.

Соответственно для алгоритма восстановления информации (преобразования последовательности $\underset{\smile}{\vec{A}^{v}}(i)$ в последовательность $\{\vec{X}(i)\}$) можно записать

$$\vec{X}(i)=\vec{X}(i-1)\oplus\bar{S}^{0}\{\underline{\vec{A}}^{0}(i-1)\ldots\oplus\bar{S}^{j-1}\{\underline{\vec{A}}^{j-1}(i-1)\oplus$$
$$\oplus\bar{S}^{j}\left[\underline{\vec{A}}^{j}(i-1)\oplus\underline{\vec{A}}^{j}(i)\right]\},$$

где $\bar{S}^{\nu}$ — оператор восстановления элементов множества $\vec{Y}^{\nu}$ из элементов множества $\underline{\vec{A}}^{\nu}$, $\nu=\overline{0, j}$.

Рассмотренные алгоритмы разложения двоичной последовательности слов в кодовые ряды разностей и восстановления исходной последовательности из сжатой используют поразрядную логическую операцию неравнозначности ($\oplus$). Эту операцию можно заменить на логическую операцию равнозначности ($\sim$). Все другие логические функции от двух переменных не позволяют однозначно восстановить один из аргументов по значению функции и другого аргумента и поэтому не применимы в рассматриваемом методе сжатия.

Априорная оценка эффективности метода. Эффективность метода оценим коэффициентом сжатия R, под которым будем понимать отношение количества двоичных единиц в представлении исходной последовательности $\{\vec{X}(i)\}$ к количеству двоичных единиц в представлении последовательности $\{\underline{\vec{A}}^{j}(i)\}$. Оценки величины R будут зависеть от конкретной реализации метода и характеристик исходной последовательности $\{\vec{X}(i)\}$.

Случай 1. Допустим, что слова в последовательностях $\{\vec{X}(i)\}$ и $\{\underline{\vec{A}}^{i}(i)\}$ разделяются сигналами синхронизации. Игнорируя увеличение информативности неравномерной синхронизации в $\{\underline{\vec{A}}^{j}(i)\}$ по сравнению с равномерной синхронизацией в $\{\vec{X}(i)\}$ и принимая минимальную разрядность слова в $\{\underline{\vec{A}}^{j}(i)\}$, фактически необходимую для синхронизации, равной единице, можем в общем случае записать

$$1\leqslant R_1\leqslant n,$$

поскольку количество слов не изменяется после сжатия, а изменяется их разрядность. Следовательно, с увеличением разрядности n слов исходной последовательности пропорционально возрастает верхняя граница коэффициента сжатия. Однако нижняя граница R не может быть меньше единицы.

Оценим влияние объединения по ν слов в блоки с общей разрядностью блоков $n\nu$ на нижнюю границу коэффициента сжатия при некоторых характеристиках последовательности $\{\vec{X}(i)\}$. Допустим, что кодовое расстояние между соседними словами в $\{\vec{X}(i)\}$ не превышает единицу, т. е. $\rho_1=0$, $\rho_{2\,max}=1$ (или аналогично $\rho_2=n$, $\rho_{1\,min}=n-1$). Тогда можно записать

$$\frac{n}{]\log_2 n[} \leqslant R_1 \leqslant n.$$

Для блочной последовательности получим

$$\frac{\nu n}{]\log_2 C_{\nu n}^{\nu}[} \leqslant R_2 \leqslant \nu n.$$

Вычисляя $C_{\nu n}^{\nu}$ через факториалы и используя формулу Стирлинга $\ln n!$ для достаточно больших n и ν, получим

$$\log_2 C_{\nu n}^{\nu} \approx \frac{1}{\ln 2}\left[\nu \ln(n-1) - \frac{1}{2}\ln \nu - \ln\sqrt{2\pi}\right) \approx \nu \log_2(n-1) \approx \nu \log_2 n.$$

Следовательно,

$$\frac{n}{]\log_2 n[} \leqslant R_2 \leqslant \nu n,$$

т. е. при некоторых характеристиках $\{\vec{X}(i)\}$ нижняя граница коэффициента сжатия практически не зависит от количества объединяемых слов. Поскольку верхняя граница для R растет, то можно продположить целесообразность объединения слов в блоки перед сжатием.

Случай 2. Синхронизация слов отсутствует, разделение слов в последовательности $\{\underline{\vec{A}}^j(i)\}$ осуществляется присваиванием каждому слову $\underline{\vec{A}}^j(i)$ служебного слова $\vec{B}^j(i)$, указывающего количество разрядов в $\underline{\vec{A}}^j(i)$ и имеющего разрядность $]\log_2 n[$.

Тогда для коэффициента сжатия получим

$$\frac{n}{n+]\log_2 n[} \leqslant R_3 \leqslant \frac{n}{]\log_2 n[}.$$

Заметим, что коэффициент R_3 может быть меньше единицы. Поскольку разрядность k^j «существенных» коэффициентов $\underline{\vec{A}}^j(i)$ меньше n, то при их выделении можно поставить условие $]\log_2 k^j[+k^j \leqslant n$, невыполнение которого означает $\underline{\vec{A}}^j(i) = \vec{X}(i)$, причем один добавочный разряд в сжатом слове необходим для фиксации выполнения этого условия. При этом

$$\frac{n}{n+1} \leqslant R_4 \leqslant \frac{n}{]\log_2 k^j[+1}.$$

При характеристиках исходной последовательности $\{\vec{X}(i)\}$, аналогичных случаю 1, можем записать

$$\frac{n}{]\log_2 \log_2 n[+]\log_2 n[} \leqslant R_5 \leqslant \frac{n}{]\log_2 n[}.$$

Аналогично для блочной последовательности получим

$$\frac{\nu n}{\nu \log_2 n +]\log_2 \nu n[} \leqslant R_6 \leqslant \frac{\nu n}{]\log_2 \nu n[}.$$

Другие случаи. В рассмотренных выше случаях не накладывалось ограничений на способ кодирования «существенных» коэффициентов $\underset{\smile}{\vec{A}^{j}}(i)$.

С целью обеспечения разделения слов без синхронизации возможно кодирование коэффициентов префиксными кодами, например [7, 8, 9]. При этом в зависимости от выбранного префиксного кода изменятся оценки для $\rho_{2\,\max}$ и $\rho_{1\,\min}$, а коэффициент сжатия будет иметь границы, аналогичные R_1.

Верхняя граница коэффициента сжатия может быть повышена, если снять требование обязательного наличия коэффициента $\underset{\smile}{\vec{A}^{n-2}}(i)=0$, который кодируется одноразрядным словом, т. е. использовать пассивную паузу или применить способ «кодирования длин серий» для подряд следующих коэффициентов $\vec{A}^{n-2}(i)=0$ [10]. Для такого кодирования можно использовать, например, код с неповторяющимися единицами [11].

Нижняя граница коэффициента сжатия R_3 может быть повышена за счет использования других известных способов компактного кодирования служебной информации. Последовательность сигналов разделения слов в $\left\{\underset{\smile}{\vec{A}^{j}}(i)\right\}$ можно представить как самостоятельную последовательность $\{C(i)\}$ двоичных символов, в которой единицы соответствуют сигналам разделения (синхронизации), а нули — разрядам в $\underset{\smile}{\vec{A}^{j}}(i)$.

Последовательность $\{C(i)\}$ также может быть подвергнута сжатию применением способа «кодирования длин серий» или, при разбиении на слова, использованием однократной или многократной кодовой дельта-модуляции.

Таким образом, границы для оценок коэффициента сжатия могут быть увеличены при компактном кодировании служебной информации с использованием кодовой дельта-модуляции совместно с другими известными методами кодирования.

Экспериментальное исследование эффективности метода. Эффективность метода оценивалась по среднему коэффициенту сжатия $\bar{R}$ моделированием алгоритмов кодовой дельта-модуляции на ЭВМ «М-220М». Общая структурная схема программы представлена на рис. 2.

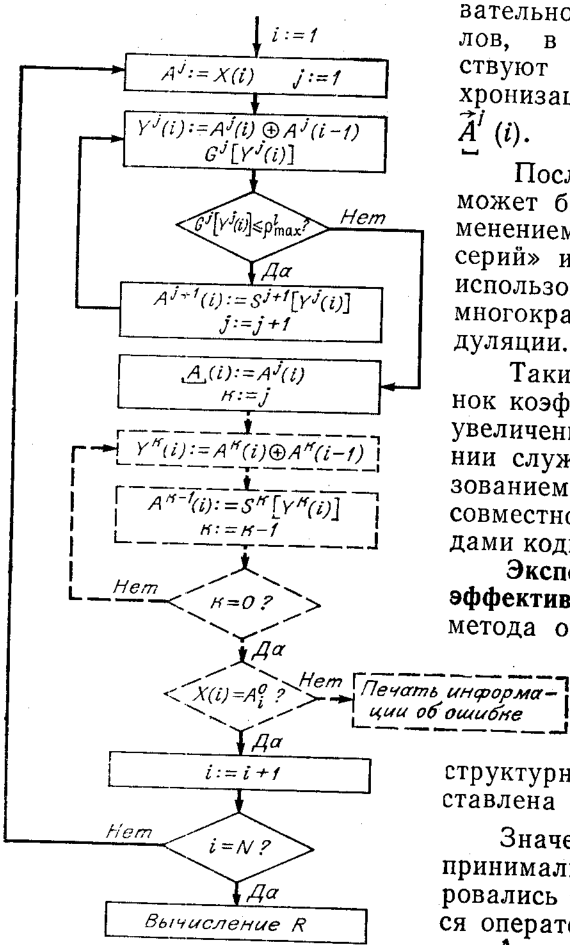

Рис. 2.

Значения коэффициентов $\vec{A}^{j}(0)$ принимались равными нулю. Моделировались три алгоритма, отличающиеся операторами свертки S^j.

Алгоритм 1. Оператор свертки задается арифметическим выражением

$$A^{j+1}(i) = Y^j(i) - \sum_{k=0}^{k-k_{\max}} \sum_{m=\rho^j_{2\max}+1-k}^{m=\varphi_k} C^m_{\varphi_k},$$

где k — порядковый номер единицы в коде $\vec{Y}^j(i)$ слева направо; φ_k — номер разряда справа налево, имеющего единицу в коде $\vec{Y}^j(i)$.

Пример соответствующей разметки кода приведен в табл. 2. Приведенное выражение получено на основании того, что если из числа,

Таблица 2

№ п/п	11	10	9	8	7	6	5	4	3	2	1	0
$\vec{Y}$	0	1	0	1	1	0	0	0	1	0	1	1
k		0		1	2				3		4	5
φ_k		10		8	7				3		1	0

имеющего количество единиц в разрядах не больше, чем $\rho_{2\max}$, вычесть число, равное количеству слов, меньших данного по величине и имеющих количество единиц в разрядах большее $\rho_{2\max}$, то результирующее число будет не более 2^{n-1}.

При моделировании данного алгоритма разрядность слов исходной последовательности ограничивается величиной $n \leqslant 19$ из-за переполнения разрядной сетки ЭВМ при вычислении числа сочетаний.

Алгоритм 2. Оператор свертки задается выражением

$$A^{j+1}(i) = \begin{cases} Y^j(i), & \text{если} \quad Y^j(i) < 2^j; \\ \overline{Y}^j(i), & \text{если} \quad Y^j(i) \geqslant 2^j. \end{cases}$$

Поскольку в обоих случаях старший разряд в $A^{j+1}(i)$ равен нулю, то он отбрасывается. Данный алгоритм содержит только логические операции и обладает высоким быстродействием.

Алгоритм 3. В отличие от первых двух алгоритмов операция выявления «существенного» коэффициента отсутствует и свертка кода разности производится после вычисления кода разности

$$\vec{Y}^0(i) = \vec{X}(i) \oplus \vec{X}(i-1).$$

Операция свертки осуществляется исключением из кода $\vec{Y}^0(i)$ первых слева разрядов до первой единицы.

Характеристика первичной информации. При моделировании метода сжатия использовалась реальная информация, полученная буксируемым в верхнем слое океана и управляемым в режиме периодического погружения и всплытия измерительным комплексом «Нырок-2» [12].

Характеристики одного кадра этой информации представлены в табл. 3.

На рис. 3 представлены графики переменной составляющей значений, а на рис. 4 — гистограммы параметров по соответствующим измерительным каналам.

Таблица 3

Номер канала	1	2	3	4	5	6	7	8
Измеряемый параметр	Электропроводность			Температура	Эталон		Глубина	Эталон III
	I	II	III		I	II		
Количество разрядов	18	18	18	18	18	18	18	18
Энтропия H (дв. ед.)	11,8	11,1	11,08	10,5	8,15	12,2		—
$\overline{R}_0$	1,52	1,62	1,63	1,715	2,2	2,9		—
$\overline{R}_1^{1,2}$	1,57	2,26	1,51	1,83	1,62	2,01	—	—
$\overline{R}_1^3$	1,98	2,74	2,52	3,24	5,13	5,33	3,16	10,03
$\overline{R}_3^3$	1,28	1,56	1,48	1,708	2,12	2,5	1,96	2,6

В предположении статистической независимости слов вычислена энтропия H и идеально возможный коэффициент сжатия $R_0=n/H$ для каналов (см. табл. 3).

Результаты моделирования. В результате моделирования оказалось, что первый и второй алгоритмы очень близки по эффективности, поэтому ниже приводятся общие для них значения коэффициента сжатия $R_\xi^{1,2}$ ($\xi = 1, 2, 3$).

В табл. 4 представлены оценки $\overline{R}_2^{1,2}$ при ν-кратном объединении слов. Первая строка таблицы соответствует последовательности $\{\vec{X}\}_1$, в которой объединялись слова одного канала, т. е. в какой-то степени однородная информация, в частности последовательность отсчетов температуры. Вторая строка таблицы соответствует последовательности $\{\vec{X}\}_2$, в которой объединялись слова разных каналов в порядке следования их в кадре, т. е. разнородная информация при несовпадении количества объединяемых слов и числа каналов в кадре.

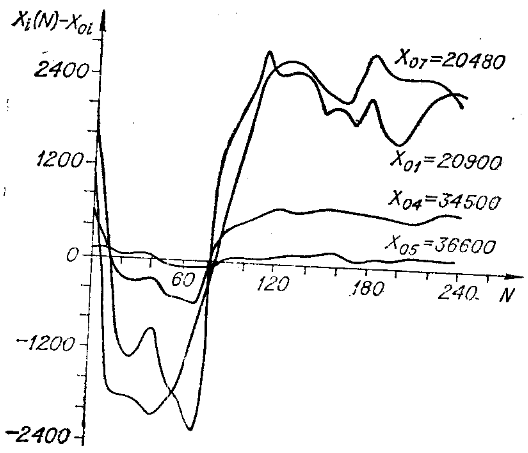

Рис. 3.

Из табл. 4 видно, что для данной информации объединение слов приводит к снижению среднего коэффициента сжатия.

В табл. 3 представлены средние коэффициенты сжатия $\overline{R}^{1,2}$ по первому и второму алгоритмам и $\overline{R}_1^3$ по третьему алгоритму. Значения $\overline{R}_1^3$ превышают оценки для идеально возможного коэффициента сжатия $\overline{R}_0$. Это можно объяснить тем, что, во-первых, энтропия H для каналов вычислялась в предположении статистической независимости слов в последовательности и является завышенной, если такая зависимость имеется, и, во-вторых, в оценке $\bar{R}_1$ не учитывается служебная информация (синхронизация).

В оценке для $\bar{R}_3^3$ учитывается объем служебной информации, и эта оценка ниже величины $\bar{R}_0$. Наиболее эффективным оказался алгоритм 3. Это легко объяснить, поскольку этот алгоритм фактически специализирован к испытуемой на сжатие информации, так как оператор свертки основан на отбрасывании старших неизменяющихся разрядов выборок непрерывного сигнала.

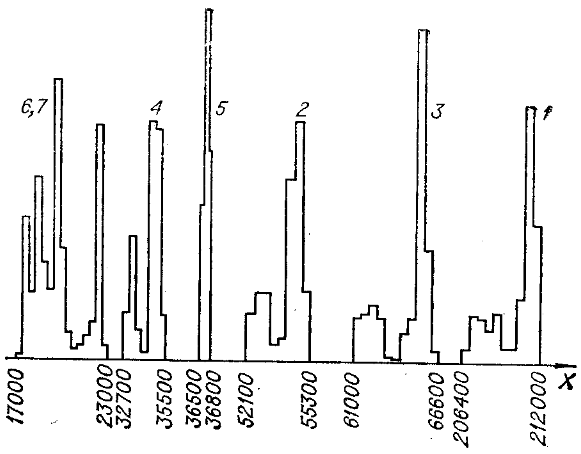

Рис. 4.

Заключение. Кодовая дельта-модуляция может быть использована для достаточно эффективного обратимого сжатия представления цифровой информации в каналах связи и при хранении.

Таблица 4

v	1	2	3	4	5	6	7	8
$\bar{R}_2^{1,2}(\vec{X}_1)$	2,02	1,43	1,25	1,18	1,15	1,12	1,16	1,13
$\bar{R}_2^{1,2}(\vec{X}_2)$	1,15	—	—	1,03	—	—	—	1,08

Достоинствами метода являются простота реализации только логическими операциями, малый объем памяти, относительно малое время задержки при сжатии и восстановлении, а также универсальность применения к информации с неизвестными статистическими характеристиками. Эффективность кодовой дельта-модуляции по сжатию может быть повышена при совместном использовании с другими методами кодирования, специализации метода или введении адаптации к исходной информации.

ЛИТЕРАТУРА

1. Кортман. Сокращение избыточности как практический метод сжатия данных.— ТИИЭР, 1967, т. 55 № 3.
2. Р. Фано. Передача информации. Статистическая теория связи. М., «Мир», 1965.
3. В. Ф. Бабкин, А. Б. Крюков, Ю. М. Штарьков. Сжатие данных.— В сб.: «Аппаратура для космических исследований». М., «Наука», 1972.
4. Д. М. Хаффмен. Метод построения кодов с минимальной избыточностью.— В кн.: Кибернетический сборник», вып. 3. М., Изд-во иностр. лит., 1964.
5. И. Я. Акушский, В. Н. Заболоцкий. О комбинаторном подходе к идее сжатия информации.— В сб.: «Цифровая вычислительная техника и программирование», вып. 6. М., «Советское радио», 1971.
6. В. А. Гайский. Метод обратимого сжатия объема представления цифровой измерительной информации.— В сб.: «Автоматизация научных исследований морей и океанов», часть 2. Севастополь, Изд-во МГИ АН УССР, 1972.
7. Д. А. Новик. Эффективное кодирование. М., «Энергия», 1965.

8. К. А. Мешковский, Н. Е. Кириллов. Кодирование в технике связи. М., «Связь», 1966.
9. А. Сардинас, Дж. Паттерсон. Необходимое и достаточное условие однозначного разложения закодированных сообщений.— В кн.: «Кибернетический сборник», вып. 3. М., Изд-во иностр. лит., 1961.
10. D. R. Sehwartz, R. C. Barker. Bit-Plane Encoding: A Technique for Souree Encoding.— IEEE Trans. on AES, 1966, v. 2, N 4.
11. Ng. Wai-Hung. Binary Nonconsecutive One Code for Time-Tay Data Compression.—Proc. IEEE, 1971, v. 118. № 10. (Экспресс-информация «Передача информаций», 1972, вып. 4).
12. В. А. Гайский, А. В. Хохлов, В. Ф. Сытников. Буксируемый управляемый измерительный комплекс.— В сб. «Морские гидрофизические исследования», вып. 3, Севастополь, Изд-во МГИ АН УССР, 1972.

Поступила в редакцию 2 апреля 1973 г.