УДК 681.3.05

АЛГОРИТМЫ И СТРУКТУРЫ УСТРОЙСТВ ПРЕОБРАЗОВАНИЯ ЧИСЕЛ ИЗ СИСТЕМЫ ОСТАТОЧНЫХ КЛАССОВ В ДВОИЧНЫЙ КОД С ВЫЧИСЛЯЕМЫМИ И ТАБЛИЧНЫМИ СЛАГАЕМЫМИ

Исмаилов Ш.-М. А.

Дагестанский научный центр (отдел математики и информатики)

monitoringST@mail.ru

В настоящее время достаточно много внимания уделяется вопросам применения в специализированных вычислительных устройствах системы счисления в остаточных классах (СОК). Преимущества и недостатки СОК по сравнению с позиционными системами счисления (ПСС) общеизвестны и приведены в литературе соответствующего направления.

В статье рассматриваются вопросы разработки алгоритмов и структур устройств преобразования числовой информации из системы остаточных классов в двоичный код.

Ключевые слова: алгоритмы, преобразование чисел, системы счисления, двоичный код.

Enough attention are granting at present to the questions of using in specialized computing devices of the system of numeration in residual classes (NRC). The advantages and shortcomings of NRC in comparison with positional systems of numeration (PSN) are well-known and provided in correspond literature. In the article questions are considered of algorithms and structures elaboration for devices of numerical information transformation from a system of residual classes to binary code.

Keywords: algorithms, transformation of numbers, systems of numeration, binary code.

Пусть задан набор модулей в системе остаточных классов (СОК) $P=(P_1,P_2,...P_n)$, $i=\overline{1,n}$. В этом случае диапазон представления чисел в заданной системе модулей ограничен числом $D=\prod_{i=1}^{n} P_i$.

В системе остаточных классов для каждого модуля P_i введем понятие базиса следующим образом:

$$d_i=1,\ \ d_i=\prod_{k=1}^{i=1} P_k,\ \ i=\overline{2,n}.$$

Очевидно, что представление базиса в d_i СОК остатки по модулям $P_1,P_2,...P_{i-1}$ будут равны нулю, т.е.

$$d_i=(0,0,\dots,0,\text{a}_i,\text{a}_{i+1},\dots,\text{a}_n)$$

Следует также заметить, что величины, кратные базисам

$$E_i^k=b_i^k\ \ d_i,$$

$$(i=1,n,\ K=1,P_i-1,b_i^k\ E\ \{1,2,\dots,P_i-1\}$$

также обладают тем свойством, что их представления в СОК содержат нулевые остатки по модулям $P_1,P_2,...P_{i-1}$.

Величины b_i^k выбраны так, что

$$E_i^k=b_i^k\cdot d_i=(0,0,\dots,0,K,l_{i+1},l_{i+2},\dots,l_n),$$

т.е. для числа E_i^k остаток по модулю P_i представляет собой $l_i = k$.

Величины b_i^k назовем весовыми коэффициентами базиса (см.табл.1)

Предлагаемый метод преобразования чисел из СОК в двоичный код

Таблица 1

Весовые коэффициенты d_i для базисов P_i (i=1) в СОК

d_2=2		d_3=6		d_4=30		d_5=210	
P_2=3		P_3=5		P_4=7		P_5=11	
K	b_i^k	K	b_i^k	K	b_i^k	K	b_i^k
1	2	1	1	1	4	1	1
2	1	2	2	2	1	2	2
0	0	3	3	3	5	3	3
0	0	4	4	4	2	4	4
0	0	0	0	5	6	5	5
0	0	0	0	6	3	6	6
0	0	0	0	0	0	7	7
0	0	0	0	0	0	8	8
0	0	0	0	0	0	9	9
0	0	0	0	0	0	10	10
0	0	0	0	0	0	0	0

заключается в разложении исходного числа:

$$A = (\alpha_1^1, \alpha_2^1, \ldots, \alpha_n^1), \quad i = 1, \ldots, n \qquad (1)$$

на сумму следующего вида

$$A = \sum_{i=1}^{n} C_i \qquad (2)$$

Частичные суммы

$$C_i = (\alpha_1^1, \alpha_2^1, \ldots, \alpha_n^1), \quad i = 1, \ldots, n$$

выражают величины, соответствующие остаткам α_i в представлении числа А

$$C_i = (\alpha_1^1, \alpha_2^1, \ldots, \alpha_n^1), \quad i = 1, \ldots, n$$

в СОК. Слагаемые C_i определяются последовательно, причем алгоритм вычисления зависит от величин α_i, P_i, d_i и от слагаемых, полученных на предыдущих шагах разложения $\{C_k, \ k = 1, \ldots i_k - 1\}$.

Исходное число А на основании формул (1) и (2) может быть представлено в СОК в следующем виде

$$A = \sum_{i=1}^{n} C = \sum_{i=1}^{n} (\alpha_1^1, \alpha_2^1, \ldots, \alpha_n^1) = (\alpha_1^1 + \alpha_1^2 + \ldots + \alpha_1^n, \alpha_2^1 + \alpha_2^2 + \ldots + \alpha_2^n, \alpha_n^1 + \alpha_n^2 + \ldots + \alpha_n^n) \qquad (3)$$

Параллельно с суммированием в СОК выполняется суммирование слагаемых C_i в двоичном коде с целью получения представления числа в двоичном коде.

Алгоритм вычисления C_i, i=1,…,n выглядит следующим образом.

Пусть для α_i известно его позиционное представление (в двоичном коде):

$\alpha_i = C_i$, где $C_i \in (0, 1, \ldots, P_{i-1})$.

Пусть также известно представление α_i в СОК по модулям $P_1, P_2, \ldots P_n$

$$A' = (\alpha_1^l, \alpha_2^l, \ldots, \alpha_n^l)$$

Если A' совпадает по всем остаткам с исходным числом, т.е. $\alpha'_i = \alpha_i$, тогда $C_i = 0$ для $i = 2, \ldots, n$ и исходное число А в двоичном коде будет равно:

$$A = \sum_{i=1}^{n} C_i$$

Допустим, что $\alpha'_i \neq \alpha_i$, причем $\alpha'_k = \alpha_k$ для k<j, тогда $C_k = 0$, $C_j \neq 0$ для $K = 2, \ldots, j-1$.

Слагаемое определяется следующим образом. Для определения в разложении (1) числа А остатка α_j по модулю P_j необходимо к A' добавить частичную сумму C_i, такую, чтобы скорректировать остаток α'_j до α_j на величину $r = \alpha_j - \alpha'_j$, если $\alpha_j - \alpha'_j > 0$ или $r = \alpha_j - \alpha'_j + P$, если $\alpha_j - \alpha'_j < 0$.

Используя весовой коэффициент b^r, находим

$$C_j^j = (b_j^r\, d_j)_2 = (0, 0, \ldots, 0, r, C_{j+1}^i, C_{j+2}^j, \ldots, C_n^j)_{сок} \quad (5)$$

Вычисляем новое значение A':

$$A' = A' + C_j = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_j^l, \alpha_{j+1}^l, \ldots, \alpha_n^l) + (0, 0, \ldots, C_{j+1}^j, \ldots, C_n^j) =$$
$$(\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_j^l + r, \alpha_{j+1}^l + C_{j+1}^j, \ldots, \alpha_n^l + C_n^j).$$

Здесь $\alpha'_j + r = \alpha_j$. Введем обозначения:

$$\alpha_{j+1}^l = \alpha_{j+1}^l + C_{l+1}^j, \ldots, \alpha_n^l = C + \alpha_n^l$$

тогда

$$A' = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_j, \alpha_{j+1}^l, \ldots, \alpha_n^l)$$

Если в результате операции суммирования A' и А совпадают по всем остаткам α'_i и α_i для $i = j+1, \ldots, n$, тогда $C_i = 0$ для $i = j+1, \ldots, n$. Если же имеются несовпадающие остатки α_i и α'_i для $i > j$, тогда $C_{j+1} = C_{j+2} = \ldots = C_{j-1} = 0$. Определение значения слагаемого C_i аналогично алгоритму вычисления C_j.

После того, как слагаемые C_i, i=1,…,n определены, находим позиционное представление числа А операцией суммирования в двоичной системе счисления:

$$A = \sum_{i=1}^{n} C_i$$

Предположим, что исходное число в СОК имеет следующее представление:

$$A = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_i, \ldots, \alpha_n)$$

Пусть

$$R_{СОК} = (R_{СОК}^1, \ldots, R_{СОК}^n)$$

обозначает сумматор, функционирующий в СОК, где $R_{СОК}$ представляет собой остаток α по модулю P_i.

Обозначим через $R^{(2)}_{СОК}$ сумматор, функционирующий в двоичной системе счис-ления. Введем переменную L, содержимое которой будет указывать номер i первого по порядку еще не определенного слагаемого C_i в разложении (2).

АЛГОРИТМ

1. Определить для α_i позиционное представление, т.е. $\alpha_i = C_i$, где

$$C_i \in \{0, 1, \ldots, P_i - 1\}$$

а также его представление в СОК .

$$A' = \left(\alpha_1, \alpha_2^l, \alpha_3^l, \ldots, \alpha_n^l\right)$$

2. Загрузить в $R_{СОК}$ и $R_{ПСС}$ число C_1, т.е.

$$R_{СОК} = \left(\alpha_1, \alpha_2^l, \ldots, \alpha_n^l\right)$$

$$R_{ПСС} = C_1^{(2)}$$

3. Присвоить переменной L значение 2.
4. Организовать цикл по проверке на совпадение α_i и $R^i_{СОК}$ для $i = L,...,n$. По концу цикла перейти на п.14.
5. Определить наименьший номер j, для которого $\alpha_j \neq R^i_{СОК}$.
6. Вычислить в СОК величину $r=\alpha_j^j - R_{СОК}$
7. В зависимости от знака величины r вычислить C_i по следующим выражениям:

a) $r>0,\ C_j = b^r_j \cdot d_j$.

b) $r<0,\ r = r + P_j,\ C_j = b^r_j \cdot d_j$.

8. Выполнить операцию сложения в двоичной системе счисления:

$$R^{(2)}_{ПСС} = R^{(2)}_{ПСС} + C_j.$$

9. Определить представление C_j в СОК, т.е.:

$$C_j = (0, 0, \dots, r, C^n_j, \dots, C^j_j).$$

10. Выполнить операцию суммирования в СОК

$$R_{СОК} = R_{СОК} + C_j = (\boldsymbol{\alpha}_1, \boldsymbol{\alpha}_2, \dots, \boldsymbol{\alpha}_j, \boldsymbol{\alpha}_{j+1}, \dots, \boldsymbol{\alpha}_n)$$

11. Если содержимое $R_{СОК}$ совпадает с исходным числом, то перейти на п.14, иначе выполнить п. 12.
12. Присвоить переменной L значение $j+1$.
13. Если содержимое L больше n , то перейти на п.14, иначе перейти на п.4.
14. Конец.

В сумматоре $R^{(i)}_{СОК}$ находится позиционное представление исходного числа в двоичном коде.

Рассмотрим структуру устройства преобразования чисел из системы остаточных классов в двоичный код с вычисляемыми слагаемыми.

Принцип построения и работы структуры устройства преобразования чисел из СОК в двоичный код с вычисляемыми слагаемыми r_j, b^r_j, d_j, c_j, поясняется на рис.1.

Введены следующие обозначения: $R_{Pj}^{СОК}$ - накапливающий сумматор, функционирующий в СОК по модулю P_j, $j=1,\dots,n$; $R_{(2)}^{ПСС}$ - накапливающий двоичный сумматор; $Z_1, Z_2, \dots Z_n$ - управляющие шины коммутаторов.

Рассмотрим пример. Пусть дано представление в СОК числа $A=197_{(10)}$ по модулям $P_1 = 2,\ 4,\ P_2 = 3,\ P_3 = 5,\ P_4 = 7$:

$$\boldsymbol{\alpha}_1 = A\,\mathbf{mod}\,P_1 = \mathbf{197\ mod\,2 = 1;}$$
$$\boldsymbol{\alpha}_2 = A\,\mathbf{mod}\,P_2 = \mathbf{197\ mod3 = 2;}$$
$$\boldsymbol{\alpha}_3 = A\,\mathbf{mod}\,P_3 = \mathbf{197\ mod5 = 2;}$$
$$\boldsymbol{\alpha}_4 = A\,\mathbf{mod}\,P_4 = \mathbf{197\ mod7 = 1,}$$

т.е.

$$A = (\alpha_1 = \mathbf{1}, \alpha_2 = \mathbf{2}, \alpha_3 = \mathbf{2}, \alpha_4 = \mathbf{1})$$

Необходимо найти двоичное представление числа $A_{СОК}$. Считаем, что остатки α_j представлены в двоичной системе счисления (СС).

По сигналу, поданному на шине Z_1 коммутаторов, на входы блока вычислений r_j и b_j поступают значения кода остатков α_1=1 (с выхода коммутатора 1) и α^0_1=0 - содержимое $R_{P1}^{СОК}$ (с выхода коммутатора 2). Определяется их разность r_1, $r_1 = \alpha_1 - \alpha^0_1 = 1 - 0 = 1$ и по найденному значению r_1 находится весовой коэффициент b_1^{r1} по формуле:

$$b^k_j = (b^n_j \cdot k)\,\mathbf{mod}\,P_j$$

$$b_1^{r1} = \mathbf{1}$$

В блоках вычислений величин $C_j = b_j$

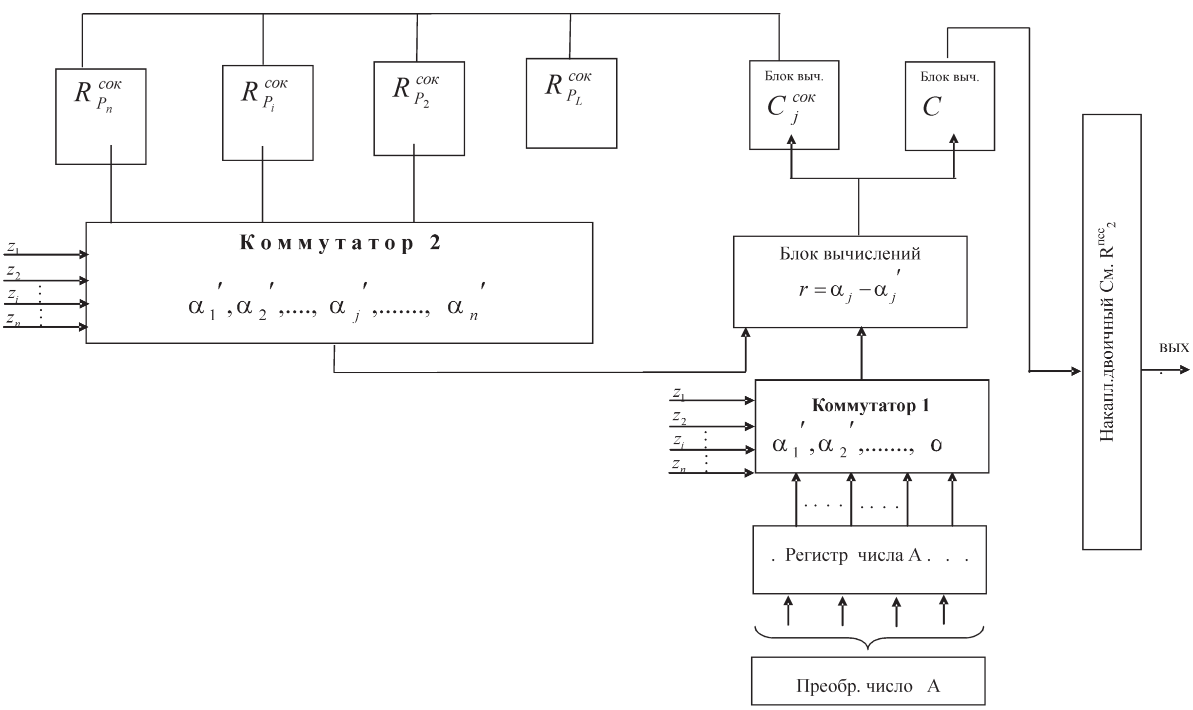

Рис. 1. Структура устройства преобразования чисел из системы счисления в остаточных классах в двоичный код с вычисляемым слагаемым

d_j определяется значение C_1 в двоичной СС и в СОК:

$$C_1^{(2)} = \mathbf{1}_{(10)}$$
$$C_1^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_4^1 = \mathbf{1}, \boldsymbol{\alpha}_3^1 = \mathbf{2}, \boldsymbol{\alpha}_2^1 = \mathbf{2}, \boldsymbol{\alpha}_1^1 = \mathbf{1}\right)$$

Найденные величины $C_1^{(2)}$ и $C_1^{(СОК)}$ и соответственно заносятся в $R^{(2)}_{ПСС}$ и $R_{Pj}^{СОК}$. Учитывая, что в исходном состоянии содержимое накапливающих сумматоров равно нулю, получим:

$$R_{p1}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_1^0 + \boldsymbol{\alpha}_1^1\right)\mathbf{mod}\,P_1 = \mathbf{(0+1)\,mod\,2} = \boldsymbol{\alpha}_1^{1*} = \mathbf{1}_{(10)}$$
$$R_{p2}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_{21}^0 + \boldsymbol{\alpha}_{21}^1\right)\mathbf{mod}\,P_{21} = \mathbf{(0+1)\,mod\,3} = \boldsymbol{\alpha}_{21}^{1*} = \mathbf{1}_{(10)}$$
$$R_{p3}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_3^0 + \boldsymbol{\alpha}_3^1\right)\mathbf{mod}\,P_3 = \mathbf{(0+1)\,mod\,5} = \boldsymbol{\alpha}_3^{1*} = \mathbf{1}_{(10)}$$
$$R_{p4}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_4^0 + \boldsymbol{\alpha}_4^1\right)\mathbf{mod}\,P_4 = \mathbf{(0+1)\,mod\,7} = \boldsymbol{\alpha}_4^{1*} = \mathbf{1}_{(10)}$$
$$R_{(2)}^{ПСС} = \mathbf{0} + C_1^{(2)} = \mathbf{0+1=1}$$

По сигналу, поданному на шины Z коммутаторов, на входы блока вычислений r_j, b_j^r поступают значения $\alpha_2=2$ и $\alpha_2^1*=1$. Аналогично вышеописанной процедуре,

$$C_2^{(2)} = \mathbf{2 \cdot 2 = 4}$$
$$C_2^{(СОК)} = \left(\boldsymbol{\alpha}_4^2 = \mathbf{4}, \boldsymbol{\alpha}_3^2 = \mathbf{4}, \boldsymbol{\alpha}_2^2 = \mathbf{1}, \boldsymbol{\alpha}_1^2 = \mathbf{0}\right)$$

находим:

После определения $C_2^{(2)}$ и $C_2^{(СОК)}$содер-

$$R_{p1}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_1^1 {}^{\ast} + \boldsymbol{\alpha}_1^2\right)\mathbf{mod}\,P_1 = \mathbf{(1+0)\,mod\,2} = \boldsymbol{\alpha}_1^{2\ast} = \mathbf{1}_{(10)}$$
$$R_{p2}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_2^1 {}^{\ast} + \boldsymbol{\alpha}_2^2\right)\mathbf{mod}\,P_2 = \mathbf{(1+1)\,mod\,3} = \boldsymbol{\alpha}_2^{2\ast} = \mathbf{2}_{(10)}$$
$$R_{p3}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_3^1 {}^{\ast} + \boldsymbol{\alpha}_3^2\right)\mathbf{mod}\,P_3 = \mathbf{(1+4)\,mod\,5} = \boldsymbol{\alpha}_3^{2\ast} = \mathbf{0}_{(10)}$$
$$R_{p4}^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_4^1 {}^{\ast} + \boldsymbol{\alpha}_4^2\right)\mathbf{mod}\,P_4 = \mathbf{(1+4)\,mod\,7} = \boldsymbol{\alpha}_4^{2\ast} = \mathbf{5}_{(10)}$$
$$R_{(2)}^{ПСС} = \mathbf{1} + C_2^{(2)} = \mathbf{5}_{(10)} = \mathbf{0101}_{(2)}$$

жимое $R_{(2)}^{ПСС}$ и $R_{Pj}^{СОК}$ и станет равным:

По сигналу, поданному на шины Z_3 коммутаторов, на входы блока вычислений r_j и b_j^r поступают значения $\alpha_3=2$

$$C_3^{(2)} = \mathbf{2 \cdot 6 = 12}_{(10)} = \mathbf{1100}_{(2)}$$
$$C_3^{СОК} = \left(\boldsymbol{\alpha}_4^3 = \mathbf{5}, \boldsymbol{\alpha}_3^3 = \mathbf{2}, \boldsymbol{\alpha}_2^3 = \mathbf{0}, \boldsymbol{\alpha}_1^3 = \mathbf{0}\right)$$

и $\alpha_3^2*=0$. Определяются $C_3^{(2)}$ и $C_3^{(СОК)}$:

$R_{P1}^{СОК} = (\alpha_1^2 * + \alpha_1^3) \bmod P_1 = (1+0) \bmod 2 = \alpha_1^3 * = 1_{(10)}$

$R_{P2}^{СОК} = (\alpha_2^2 * + \alpha_2^3) \bmod P_2 = (2+0) \bmod 3 = \alpha_2^3 * = 2_{(10)}$

$R_{P3}^{СОК} = (\alpha_3^2 * + \alpha_3^3) \bmod P_3 = (0+2) \bmod 5 = \alpha_3^3 * = 2_{(10)}$

$R_{P4}^{СОК} = (\alpha_4^2 * + \alpha_4^3) \bmod P_4 = (5+5) \bmod 7 = \alpha_4^3 * = 3_{(10)}$

$R_{(2)}^{ПСС} = 5 + C_3^2 = 17_{(10)} = 10001_{(2)}$

Содержимое накапливающих сумматоров $R_{Pj}^{СОК}$, $R_{(2)}^{ПСС}$ равно:

По сигналу, поданному на шины Z_4

$$C_4^{(2)} = 6 \cdot 30 = 180_{(10)} = 10110100_{(2)}$$
$$C_4^{СОК} = (\alpha_4^4 = 5, \alpha_3^4 = 0, \alpha_2^4 = 0, \alpha_1^4 = 0)$$

коммутаторов, на входы блока вычислений поступают значения $\alpha_4=1$ и $\alpha_4^3*=3$.

$R_{P1}^{СОК} = (\alpha_1^3 * + \alpha_1^4) \bmod P_1 = (1+0) \bmod 2 = \alpha_1^4 * = 1_{(10)}$

$R_{P2}^{СОК} = (\alpha_2^3 * + \alpha_2^4) \bmod P_2 = (2+0) \bmod 3 = \alpha_2^4 * = 2_{(10)}$

$R_{P3}^{СОК} = (\alpha_3^3 * + \alpha_3^4) \bmod P_3 = (2+0) \bmod 5 = \alpha_3^4 * = 2_{(10)}$

$R_{P4}^{СОК} = (\alpha_4^3 * + \alpha_4^4) \bmod P_4 = (3+5) \bmod 7 = \alpha_4^4 * = 1_{(10)}$

$R_{(2)}^{ПСС} = 17_{(10)} + 180_{(10)} = 11000101_{(2)}$

Соответственно определяются:

Содержимое накапливающих сумматоров $R_{Pj}^{СОК}$, $R_{(2)}^{ПСС}$ равно:

Содержимое $R_{(2)}^{ПСС}=197_{(10)}$ и есть искомый результат преобразования (СОК ==> 2), так как $\alpha_1^{4*}=\alpha_1$, $\alpha_2^{4*}=\alpha_2$, $\alpha_3^{4*}=\alpha_3$, $\alpha_4^{4*}=\alpha_4$.

Временные затраты работы устройства на преобразование чисел из СОК по модулям $P_1, P_2, \ldots, P_j, \ldots, P_n$ в двоичный код определяются в основном быстродействием блоков вычислений выражений b_j^r, $C_j^{(2)}$, $C_j^{СОК}$.

Рассмотрим, каким образом можно увеличить быстродействие алгоритма и соответственно структуры устройства, рассмотренного ранее. Для этого часть данных можно представить в табличном виде.

Пусть исходное число имеет следующее представление в СОК $A = (\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_n)$,

$$\alpha_1 = A \bmod P_1,\ i = 1, \ldots, n.$$

Через $R_{СОК}$ и $R_{ПСС}^{(2)}$ обозначим сумматоры, соответственно функционирующие в СОК и двоичной системе счисления для накопления разложения исходного числа. Как было показано в предыдущем разделе, вновь определяемое слагаемое в разложении исходного числа зависит от суммы в СОК всех ненулевых слагаемых C_i, i E{1,…, n}, которые были определены на предыдущих шагах. Пусть сумма слагаемых C_i в СОК накапливается на сумматоре $R_{СОК.}$ Для слагаемого C_i имеет место $R^i_{СОК} = \alpha_i$, $R^i_{СОК} = \alpha_i$ для i = 1,…,j.

Рассмотрим от каких величин зависит C_j. Из формул (5) и (6) видно, что слагаемое зависит от:

а) величины $r = f(\alpha_j, (\alpha^1_j + \alpha^2_j + \ldots + \alpha_j^{j-1})$ или иначе

$$r = f(\alpha_j, R^j_{сок})$$

1. базиса d_j,
2. модуля P_j,
3. веса b^r_j.

В данном алгоритме предлагается для определения C_j исключить вычисления, используя для этой цели таблицы соот-ветствия.

Для каждого модуля P_j, j=2,…,n предполагается организовать две таблицы. Таблица первого типа является двухвходной (табл. 2), причем её выход является входом для таблицы второго типа (табл.3). Слагаемое C_i является результатом выхода таблицы второго типа, причем C_i выдается сразу в двух формах представления: в двоичной СС и СОК. Входными данными таблицы первого типа являются остатки по модулям P_i исходного числа A и остаток, находящийся в накапливающем сумматоре $R^j_{сок}$. Выходом таблицы первого типа является номер строки входа таблицы второго типа, где находится C_i. Кроме того, вводится таблица третьего типа (табл. 4), содержащая представление в СОК по всем модулям P_j, $j = 1,\ldots, n$.

Ниже приводится описание алгоритма перевода чисел из СОК в ПСС (двоичную) с использованием таблиц соответствия.

Алгоритм

1^0. Определить для α_1 позиционное представление, т. е.

$$\alpha_1 = C_1,\ C_1 E\ \{0,1,\ldots,P_1 -1\},$$

а также выполнить выбор из таблицы третьего типа его представления для СОК

$$C_1=(\alpha_1,\alpha_2',\ldots,\alpha_n').$$

2^0. Загрузить в $R_{сок}$ и $R^{(2)}_{ПСС}$ число C_1, т. е. $R_{сок} := (\alpha_1,\alpha_2, ...,\alpha'_n)$, $R^{(2)}_{ПСС} := C_1$.

3^0. Если содержимое $R_{сок}$ совпадает с исходным числом, то перейти к п.10^0, иначе выполнить п. 4^0.

4^0. Организовать цикл по проверке на совпадение α_i и $R_{сок}$ для $i = 1, 2,\ldots,n$.

По концу цикла перейти на п.10^0.

5^0. Определить наименьший номер j, для которого $\alpha_j \neq R^j_{сок}$.

6^0. В таблицах первого и второго вида для модуля P_j со входными данными α_j и $R^j_{сок}$ выполнить выбор C_j.

7^0. Выполнить операцию суммирования в двоичной СС

$$R^{(2)}_{псс} := R^{(2)}_{псс} + C_j.$$

8^0. Выполнить операцию суммирования в СОК

$R_{сок} := R_{сок} + C_j = (\alpha_1,\alpha_2,\ldots,\alpha_j,\alpha_{j+1},\ldots,\alpha_n)$.

9^0. Перейти к п. 3^0.

10^0. Конец. В сумматоре $R^{(2)}_{псс}$ находится позиционное (двоичное) представление исходного числа.

Рассмотрим структуру устройства

Таблица 2

Структура таблиц первого типа для табличного алгоритма преобразования чисел из СОК в двоичный код

ВХОДЫ		ВЫХОДЫ
J	$R^j_{сок.}$	номер строки таблицы 2.13
0	1 2 : P_j -1	r S : K
1	0 2 : P_j -1	1 1 : m
:	:	:
P_j -1	q 1 : P_j -1	n p : t

ПРИМЕЧАНИЕ: Выходы таблицы: α_j – остаток исходного числа A по mod P_j ; $R^j_{сок}$ - значение накапливающего сумматора в СОК по mod P_j .

Выход таблицы: номер входной строки в таблицу второго типа для определения величины

$$C_j = b^2_j \cdot d_j .$$

Таблица 3

Структура таблиц второго типа для табличного алгоритма преобразования чисел из СОК в двоичный код

ВХОД	ВЫХОДЫ							
№ СТРОКИ	$C_j = b^r_j\ b^r_j$							
	C_j в СОК				C_j в ПСС			
1	β_1^1	β_2^1	….	β_n^1	γ_1^1	γ_2^1	….	γ_m^1
2	β_1^2	β_2^2	….	β_n^2	γ_1^2	γ_2^2	….	γ_m^2
:			:				:	
K	β_1^k	β_2^k	….	β_n^k	γ_1^k	γ_2^k	….	γ_m^k
:			:				:	
p_j - 1	β_1^{P-1}	β_2^{P-1}	….	β_n^{P-1}	γ_1^{P-1}	γ_2^{P-1}	….	γ_m^{P-1}

ПРИМЕЧАНИЕ: Вход таблицы второго типа определяется выходом первого типа. Таблица имеет P_j-1 строк. Выходом таблицы является величина $C_j = b^2_j \cdot d_j$ в двух видах представления – СОК и ПСС.

преобразования чисел из СОК в двоичный код с табличными слагаемыми.

Недостатком рассмотренной выше структуры устройства преобразования чисел из СОК в двоичный код являются большие временные затраты, связанные с громозкостью вычисления коэффициентов $b^r_j \cdot \alpha_j$ и величин $C_j^{(2)}$, $C_j^{сок}$.

Таблица 4

Структура таблиц третьего типа для табличного алгоритма преобразования чисел из СОК в двоичный код

Значение α_j Е {1,2,…, P_j-1}	Представление α_j в СОК по всем модулям P_i, i = 1, 2, …, n
0	(0,0,…,0)
1	(1,1,…,1)
:	:
P_j - 1	((P_j - 1) mod P_1,(P_j - 1) mod P_2,…, P_1 (P_j - 1) mod P_n)

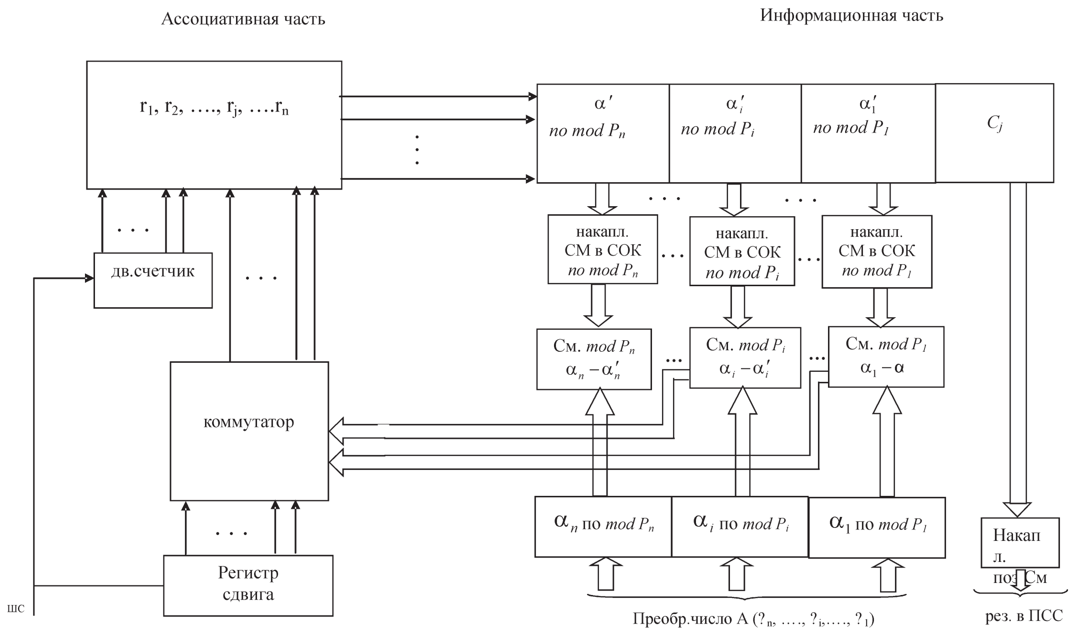

Рис. 2. Структура устройства преобразования чисел из СОК в двоичный код с табличными слагаемыми

Имеется возможность определения их с использованием таблиц соответствия вида $r ==> C_j^{(2)}, C_j^{сок}(\alpha^j_n,\ldots,\alpha^j_2,\alpha^j_1)$, обьединенных в единую таблицу.Пример организации такого соответствия для заданных значений СОК $P_1 = 2$, $P_2 = 3$, $P_3 = 5$, $P_4 = 7$ приведен в табл. 5, а структура устройства преобразования чисел из СОК в двоичный код с табличными слагаемыми – на рис.2.

Назначение двоичного счетчика с разрядностью 1=] $\log_2 n$ [, где n- количество модулей СОК, заключается в выборе определенной таблицы соответствия для модуля P_j, j = 1,…, n. Допустим, необходимо преобразовать число $A=197_{(10)}$, представленное в СОК по модулям $P_1 = 2$, $P_2 = 3$, $P_3 = 5$, $P_4 = 7$ (см. пример) $A=(1,2,2,1)_{сок}$.

В первом цикле работы устройства на входе АЧ формируется АП, имеющий вид 00 001, где 00 есть значение 1_1 (обращение к таблице соответствия) по модулю $P_1 =2$, а 001 – результат r_1 , $r_1 = \alpha_1 - \alpha_1 = 1-0 =1$, по которому из ИЧ считывается слово.

$C_1^2=1$ в $R_{(2)}^{ПСС}$ и $C_1^{СОК}$ ($\alpha^1_4=1$, $\alpha^1_3=1$, $\alpha^1_2=1$, $\alpha^1_1=1$) $R_{P..j}^{СОК}$, соответственно $R_{P..1}^{СОК}:=1$, $R_{P..2}^{СОК}:=1$, $R_{P..3}^{СОК}:=1$, $R_{P..4}^{СОК}:=1$.

Во втором цикле работы устройства на входе АЧ формируется АП – 01 $001_{(2)}$, где $1_{(2)} = 01$, а 001 есть результат $r_2 = \alpha_2 - \alpha^1{}_2^*$, $r_2 = 1_{(10)}$, по которому из ИЧ считывается слово $C_2^{(2)} = 4$ и $C_2^{СОК}$ ($\alpha^2_4=4$, $\alpha^2_3=4$, $\alpha^2_2=1$, $\alpha^2_1=0$).

Соответственно содержимое $R_{P..j}^{СОК}$, будет равным $R_{P..1}^{СОК}=1$, $R_{P..2}^{СОК}=2$, $R_{P..3}^{СОК}=0$, $R_{P..4}^{СОК}=5$, а $R_{(2)}^{ПСС}=1+C_2^{(2)}=1+4=5$

В третьем цикле работы устройства на входе АЧ формируется АП – 10010 $_{(2)}$, где $1_3 = 10_{(2)}$, а 010 и есть результат $r_3 = \alpha^2{}_3^* - \alpha_3 = 2-0 = 2_{(10)}$, по которому из ИЧ считывается слово $C_3^{(2)} = 12_{(10)}$ и $C_3^{СОК}$ ($\alpha^3_4=5$, $\alpha^3_3=2$, $\alpha^3_2=0$, $\alpha^3_1=0$). Соответственно содержимое $R_{P..j}^{СОК}$, будет равным $R_{P..1}^{СОК}=1$, $R_{P..2}^{СОК}=2$, $R_{P..3}^{СОК}=2$, $R_{P..4}^{СОК}=3$, а $R_{(2)}^{ПСС}=5$

Таблица 5

Пример организации таблицы соответствия вида r ==> $\alpha_4^j\ \alpha_3^j\ \alpha_2^j\ \alpha_1^{(2)}$, Cj для структуры устройства преобразования чисел из СОК в двоичный код

	l_j		r_j			α_4^j mod 7			α_3^j mod 5			α_2^j		α_1^j	$C_j^{(2)}$							
$P_1=2$	0 0	0 0	0 0	0 0	0 1	0 0	0 0	0 1	0 0	0 0	0 1	0 0	0 1	0 1	0 0	0 0	0 0	0 0	0 0	0 0	0 0	0 1
$P_2=3$	0 0 0	1 1 1	0 0 0	0 0 1	0 1 0	0 1 0	0 0 1	0 0 0	0 1 0	0 0 1	0 0 0	0 0 1	0 1 0	0 0 0	0 0 0	0 0 0	0 0 0	0 0 0	0 0 0	0 1 0	0 0 1	0 0 0
$P_3=5$	1 1 1 1 1	0 0 0 0 0	0 0 0 0 1	0 0 1 1 0	0 1 0 1 0	0 1 1 1 0	0 1 0 0 1	0 0 1 0 1	0 0 0 0 1	0 0 1 1 0	0 1 0 1 0	0 0 0 0 0	0 0 0 0 0	0 0 0 0 0	0 0 0 0 0	0 0 0 0 0	0 0 0 0 0	0 0 0 1 1	0 0 1 0 1	0 1 1 0 0	0 1 0 1 0	0 0 0 0 0
$P_4=7$	1 1 1 1 1 1 1	1 1 1 1 1 1 1	0 0 0 0 1 1 1	0 0 1 1 0 0 1	0 1 0 1 0 1 0	0 0 0 0 1 1 1	0 0 1 1 0 0 1	0 1 0 1 0 0 1	0 0 0 0 0 0 0	0 0 0 0 0 0 0	0 0 0 0 0 0 0	0 0 0 0 0 0 0	0 0 0 0 0 0 0	0 0 0 0 0 0 0	0 0 0 1 0 1 0	0 1 0 0 0 0 1	0 1 0 0 1 1 0	0 1 1 1 1 1 1	0 1 1 0 1 0 1	0 0 1 1 1 1 0	0 0 1 1 0 0 1	0 0 0 1 0 0 0

$+C_3^{(2)} = 5+12 = 17_{(10).}$

В четвертом цикле работы устройства на входе АЧ формируется АП – 11 001, где $1_4 = 11_{(2)}$, а $001_{(2)}$ есть результат $r_4 = \alpha^3{}_4{}^* - \alpha_4 = 1\text{-}3+ P_4 = 5_{(10),}$ по которому из ИЧ считывается слово $C_4^{(2)} = 180$ и $C_4^{СОК}$ ($\alpha^4{}_4=5$, $\alpha^4{}_3=0$, $\alpha^4{}_2=0$, $\alpha^4{}_1=0$). Содержимое $R_{P..j}^{СОК}$, будет равным $R_{P..1}^{СОК}=1$, $R_{P..2}^{СОК}=2$, $R_{P..3}^{СОК}=2$, $R_{P..4}^{СОК}=1$, а $R_{(2)}^{ПСС}=17+C_4^{(2)}=17+180=197_{(10)}$ есть искомый результат.

Временные затраты Т устройства определяются количеством остатков α_j в разложении числа А в СОК по модулям P_1, $P_2, \ldots, P_n$.

Затраты памяти устройства определяются следующими соотношениями:

- в словах $V_С = \sum_{j=1}^{n} P_j$

- в битах $V_Б = \{]\log_2 n\,[+]\log_2 P_n\,[+\sum_{j=1}^{n}]\log_2 P_j\,[+\log_2]\prod_{j=1}^{n} P_j\,[\,\}\cdot\sum_{j=1}^{n} P_j.$

Библиографический список

1. Смичкус Е. А., Баранов В.Л. О преобразовании чисел системы остаточных классов в позиционный код.// УСиМ, №7, 8, 1992. – с. 31-36.
2. А.с. № 1228290 (СССР). Преобразователь кода системы остаточных классов в позиционный код. Опубл. в Б.И., №16, 1986.