

## МЕТОД ОПЕРАТИВНОГО КОНТРОЛЯ ДАННЫХ В КЛАССЕ ВЫЧЕТОВ НА ОСНОВЕ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ ПОЗИЦИОННОГО ПРИЗНАКА НЕПОЗИЦИОННОГО КОДА

С.А. МОРОЗ, В.А. КРАСНОБАЕВ, А.А. ЗАМУЛА

В данной статье рассматривается метод оперативного контроля данных, представленных кодом класса вычетов. Приведены примеры конкретного выполнения операций контроля.

*Ключевые слова:* немодульные (позиционные) операции, кодовая структура, контроль данных, непозиционная система счисления.

### ВВЕДЕНИЕ

Основное преимущество непозиционной системы счисления в классе вычетов (КВ) заключается в возможности организации процесса быстрой реализации следующих модульных операций: арифметические операции сложения, вычитания и умножения; операции логического сложения, вычитания и умножения по модулю два; деление целых чисел и пр. [1, 2]. Однако, в системе передачи и обработки данных (СПОД) общего назначения кроме вышеперечисленных арифметических операций необходимо осуществлять так называемые в КВ немодульные (позиционные) операции. К таким операциям в первую очередь относятся следующие:

- арифметическое и алгебраическое сравнение операндов и их абсолютных величин;
- определение знака операнда;
- определение наличия переполнения разрядной сетки СПОД;
- округление величины результата операции;
- вычисление абсолютной величины числа;
- деление и умножение дробей;
- перевод данных из кода в КВ в позиционную систему счисления (ПСС) и наоборот;
- расширение исходного КВ (это информационный процесс, когда по известным остаткам  $\{a_i\}$ , соответствующих основаниям  $\{m_i\}$ , определяются значения остатков этой же кодовой структуры по другим дополнительным основаниям);
- контроль, диагностика и коррекция ошибок и др.

В общем случае все позиционные операции сводятся к процедуре определения номера  $j$  числового  $[j \cdot m_i, (j+1) \cdot m_i)$  интервала попадания (нахождения) числа  $A = (a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_n, a_{n+1})$ . Для определения номера  $j$  числового интервала нахождения числа  $A$  целесообразно использовать так называемыми позиционными признаками непозиционного кода (ППНК). Из существующих ППНК чаще всего в КВ используют следующие признаки [1, 3]:

- признаки, основанные на процедуре перевода числа из КВ в ПСС;
- признаки, основанные на процедуре нулевизации (определение значения  $\gamma_{n+1}$ );

- признаки, основанные на процедуре расширения системы оснований данного КВ;
- ранг  $r$  числа  $A$ .

Основными недостатками вышеперечисленных ППНК является, во-первых, техническая и временная сложность их формирования (разработка) для заданной кодовой структуры  $A = (a_1, a_2, \dots, a_n, a_{n+1})$  данных и, во-вторых, значительное время реализации, посредством существующих позиционных признаков, немодульных операций в КВ, в частности, операции контроля данных [3].

Таким образом, важны исследования, посвященные разработке ППНК в КВ, с помощью которых оперативно реализуются немодульные операции. Отметим, что любая немодульная операция может быть реализована посредством совокупности (последовательности) определенных модульных и немодульных операций, реализующиеся посредством ППНК.

**Цель статьи** – сформировать ППНК, на основании которого разработать метод оперативного контроля данных в КВ.

**Основная часть.** Рассмотрим основные требования к ППНК, на основе которого в дальнейшем будет разработан метод повышения оперативности контроля данных [4, 5]:

- посредством используемого (выбранного, разработанного, сформированного) ППНК необходимо достоверно определить правильность или неправильность числа  $A$  в КВ (определить факт нахождения или нет числа  $A$  в информационном числовом  $[0, M]$  интервале, где  $M = \prod_{i=1}^n m_i$ );

- простота формирования ППНК для заданных кодовой  $A = (a_1, a_2, \dots, a_n, a_{n+1})$  структуры данных;

- простота использования сформированного признака для проведения контроля данных в КВ;

- признак должен иметь четкий и понятный физический смысл;

- аналитически признак должен описываться не сложным математическим соотношением;

- посредством использования ППНК возможно технически просто реализовать систему контроля (СК) данных в КВ;

– применение выбранного признака непозиционного кода должно обеспечить повышение контроля данных в КВ;

– использование ППНК должно по возможности исключать наиболее сложные позиционные операции из процедуры контроля, диагностики и коррекции ошибок в КВ.

В связи с вышеизложенным целесообразно разработать и исследовать метод оперативного контроля данных в КВ на основе использования ППНК. Вначале рассмотрим процедуру (алгоритм) формирования ППНК, на основе непозиционной кодовой структуры  $A = (a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_n, a_{n+1})$  данных, представленной в КВ основаниями  $\{m_i\}$ ,  $i = \overline{1, n+1}$ , так называемого однорядового кода (ОК). В общем виде ОК  $K_N^{(n_A)} = \{Z_{N-1}^{(A)} Z_{N-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$  представляет собой последовательность двоичных  $Z_K^{(A)}$  ( $K = \overline{0, N-1}$ ) разрядов, состоящую из единиц и только одного нуля, находящегося на  $n_A$ -м месте (считая справа, от разряда  $Z_0^{(A)}$ , налево, до разряда  $Z_{N-1}^{(A)}$ ).

Физически ППНК  $n_A$  определяет номер  $j$  числового  $[j \cdot m_i, (j+1) \cdot m_i)$  числового интервала нахождения числа  $A$ . Математически ППНК представляет собой натуральное  $n_A$  число, которое указывает на местоположение нулевого двоичного разряда в записи ОК  $K_N^{(n_A)} (Z_{n_A}^{(A)} = 0)$ .

Процедура формирования ОК  $K_N^{(n_A)}$  состоит в следующем. Для выбранного основания  $m_i$  КВ по значению остатка  $a_i$  числа  $A = (a_1, \dots, a_{i-1}, a_i, a_{i+1}, \dots, a_n, a_{n+1})$  в блоке констант нулевизации (БКН) определяется константа вида  $KH_{m_i}^{(A)} = (a_1, \dots, a_{i-1}, a_i, a_{i+1}, \dots, a_{n+1})$ .

Далее, посредством выбранной константы нулевизации  $KH_{m_i}^{(A)}$ , число  $A$  смещаем на левый край интервала  $[j \cdot m_i, (j+1) \cdot m_i)$  путем реализации операции

$$A_{m_i} = A - KH_{m_i}^{(A)} = (a_1, a_2, \dots, a_{i-1}, a_i, a_{i+1}, \dots, a_{n+1}) - (a_1, a_2, \dots, a_{i-1}, a_i, a_{i+1}, \dots, a_{n+1}) = [a_1^{(1)}, a_2^{(1)}, \dots, a_{i-1}^{(1)}, 0, a_{i+1}^{(1)}, \dots, a_{n+1}^{(1)}].$$

Очевидно, что число  $A_{m_i}$  кратно значению модуля  $m_i$  КВ.

Известно, что правильность числа  $A$  в КВ определяется попаданием или непопаданием его в числовой информационный  $[0, M)$  интервал. Если число  $A$  находится вне этого интервала ( $A \geq M$ ), то оно считается искаженным (неправильным). В этом случае ППНК  $n_A$  должен определить факт попадания или непопадания исходного числа  $A$  в интервал  $[0, M)$ . Чтобы определить факт нахождения числа в информационном  $[0, M)$  числовом интервале необходимо провести операцию вида  $A_{m_i} - K_A \cdot m_i = Z_{K_A}^{(A)}$  (1). Данная операция (1) проводится одновременно

и параллельно во времени посредством совокупности из  $N$  констант  $K_A \cdot m_i (K_A = \overline{0, N-1})$ , где

$$N = \prod_{\substack{K=1 \\ K \neq i}}^{n+1} m_K: \begin{cases} A_{m_i} - 0 \cdot m_i = Z_0^{(A)}, \\ A_{m_i} - 1 \cdot m_i = Z_1^{(A)}, \\ A_{m_i} - 2 \cdot m_i = Z_2^{(A)}, \\ \dots \\ A_{m_i} - (N-2) \cdot m_i = Z_{N-2}^{(A)}, \\ A_{m_i} - (N-1) \cdot m_i = Z_{N-1}^{(A)}. \end{cases} \quad (2)$$

В этом случае ОК представится в виде  $K_N^{(n_A)} = \{Z_{N-1}^{(A)} Z_{N-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$  (3).

В совокупности (2) аналитических соотношений существует единственное значение  $n_A$  из (1) для которого  $Z_{K_A}^{(A)} = Z_{n_A}^{(A)} = 0 (K_A = n_A)$ , т.е.  $A_{m_i} - n_A \cdot m_i = 0$ . Остальные значения (2) равны  $Z_l^{(A)} = 1 (A_{m_i} - l \cdot m_i \neq 0; l \neq n_A)$ . В общем случае количество  $N$  двоичных разрядов в записи ОК

$K_N^{(n_A)}$  равно значению  $N = \prod_{\substack{K=1 \\ K \neq i}}^{n+1} m_K$ . Отметим, что

для определения только факта искажения числа ( $A \geq M$ ) нет необходимости иметь всю последовательность значений  $Z_{K_A}^{(A)}$  совокупности (3). Достаточно иметь ОК  $K_{N_i}^{(n_A)}$  длиной всего  $N_i = ]M / m_i[$  двоичных разрядов (где значение  $]M / m_i[$  обозначает целую часть числа  $M / m_i$ , его не меньшую). Так как в этом случае значение величин числовых интервалов  $[j \cdot m_i, (j+1) \cdot m_i)$ , расположенных вне информационного интервала  $[0, M)$ , не имеют никакого значения для установления факта контроля правильности числа  $A$ . Алгоритм формирования ППНК  $n_A$  в КВ представлен на рис. 1.

Таким образом, суть метода контроля данных в КВ состоит в следующем (рис. 2). Для контролируемой кодовой структуры  $A = (a_1, a_2, \dots, a_i, a_n, a_{n+1})$ , представленной в КВ, разрабатывается (определяется) ППНК  $n_A$  путем формирования ОК  $K_{N_i}^{(n_A)} = \{Z_{N_i-1}^{(A)} Z_{N_i-2}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$  в виде последовательности из  $N_i$  двоичных разрядов. Выбор основания  $m_i$  КВ производится специальным образом, в соответствии с определенными критериями. Исходя из значения остатка  $a_i$  числа  $A$ , выбирается константа нулевизации вида  $KH_{m_i}^{(A)} = (a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_n, a_{n+1})$ . Далее проводится реализация операции

$$A_{m_i} = A - KH_{m_i}^{(A)} = (a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_n, a_{n+1}) - (a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_n, a_{n+1}) = [a_1^{(1)}, a_2^{(1)}, \dots, 0, \dots, a_n^{(1)}, a_{n+1}^{(1)}].$$

Используя  $N_i$  констант  $K_A \cdot m_i (K_A = \overline{0, N_i-1})$  одновременно проводятся операции вычитания  $A_{m_i} - K_A \cdot m_i$ , в результате которых образуется значение двоичных разрядов  $Z_{K_A}^{(A)}$ , т.е. формируется ОК  $K_{N_i}^{(n_A)}$ . Значение ППНК  $n_A$  определяется

из равенства  $A_{m_i} - n_A \cdot m_i = 0$ . Если  $n_A > N_i$ , то считается что число  $A$  – неправильное число. В противоположном случае ( $n_A \leq N_i$ ) число  $A$  – правильное.

Рассмотрим примеры реализации метода контроля для конкретного КВ, который задан основаниями  $m_1 = 3, m_2 = 4, m_3 = 5, m_4 = 7$  и  $m_k = m_{n+1} = m_5 = 11$ . Данный КВ обеспечивает обработку данных в однобайтовой ( $l = 1$ ) разрядной сетке СПОД. При этом  $M = \prod_{i=1}^4 m_i = 420, M_0 = M \cdot m_{n+1} = 4620; N_i = N_{n+1} = \lfloor M/m_i \rfloor = \lfloor M/m_{n+1} \rfloor = \lfloor 420/11 \rfloor = \lfloor 38,18 \rfloor = 39$ .

В табл. 1 приведено содержимое блока констант нулевизации относительно основания  $m_K = m_{n+1} = 11$ .

Таблица 1

Константы  $KH_{m_{n+1}}^{(A)}$  нулевизации

Остаток $a_k = a_{n+1}$	Константы нулевизации				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_k = m_5 = 11$
	$a'_1$	$a'_2$	$a'_3$	$a'_4$	$a_5$
0000	00	00	000	000	0000
0001	01	01	001	001	0001
0010	10	10	010	010	0010
0011	00	11	011	011	0011
0100	01	00	100	100	0100
0101	10	01	000	101	0101
0110	00	10	001	110	0110
0111	01	11	010	000	0111
1000	10	00	011	001	1000
1001	00	01	100	010	1001
1010	01	10	000	011	1010

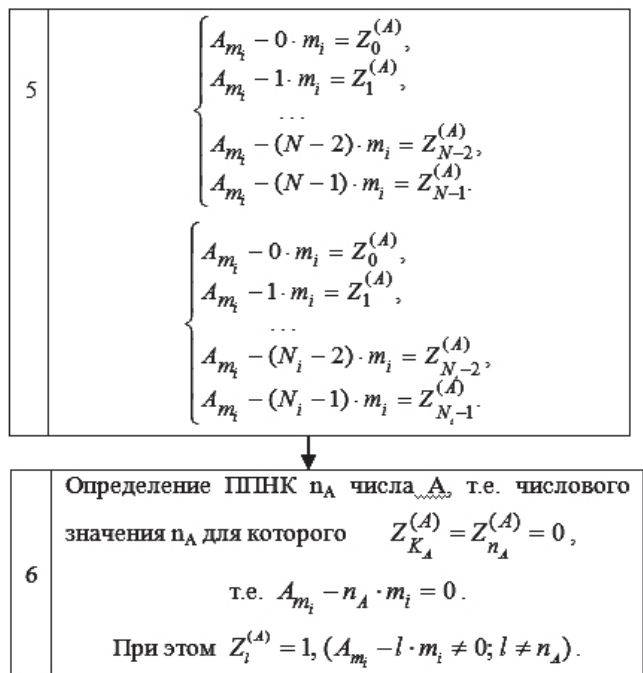
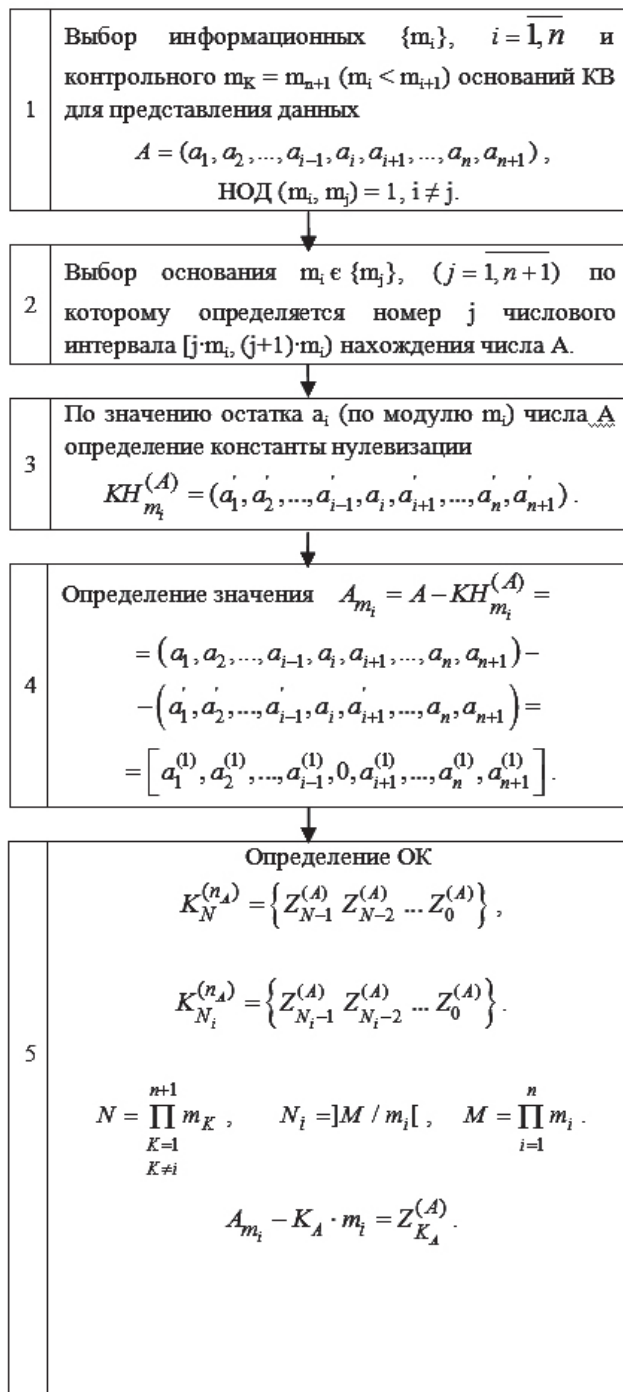


Рис. 1. Алгоритм формирования ППНК в КВ

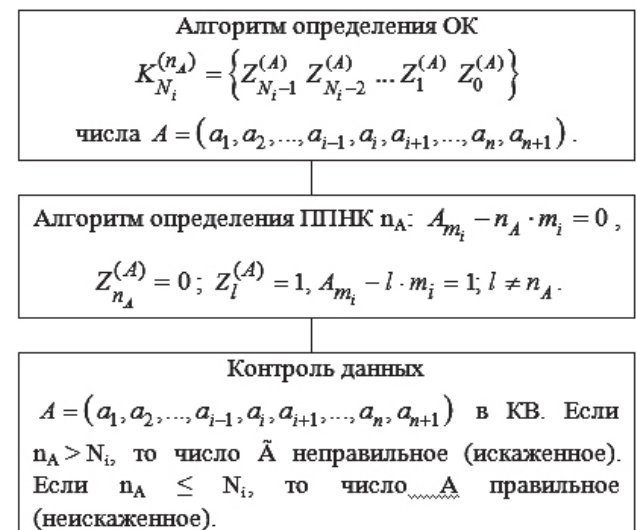


Рис. 2. Метод контроля данных в КВ

**Пример 1.** Провести контроль данных, представленных в виде  $A=(01,00,000,010,0001)$ . По значению остатка  $a_K = a_{n+1} = a_5 = 0001$  числа  $A$  в БКН (табл. 1) выбирается константа  $KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (01,01,001,001,0001)$  нулевизации. Далее определяем  $A_{m_{n+1}} = A - KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (00,11,100,001,0000)$ .

Посредством реализации соотношения (2) формируем ОК  $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{39}^{(9)} = \{11...110111111111\}$ . Исходя из вида ОК и используя выражение  $A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 0$ , определяем, что

$$n_A = 9 ( A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 99 - 9 \cdot 11 = 0 ),$$

т.е.  $Z_{n_A}^{(A)} = Z_9^{(A)}$ . Так, как  $N_i = 39 > n_A = 9$ , то ошибки в данных нет.

Проверка:  $A = 100 < M = 420$  (число  $A$  правильное).

**Пример 2.** Провести контроль данных  $A = (00, 01, 000, 010, 1010)$ . По значению  $a_5 = 1010$  в БКН (табл. 1) выбирается константа вида  $KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (01,10,000,011,1010)$ . Получим, что

$$A_{m_{n+1}} = A - KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (10,00,000,110,0000).$$

Так как  $A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 440 - 44 \cdot 11 = 0$ , то ОК имеет вид

$$K_{N_i}^{(n_A)} = K_{39}^{(40)} = \{11...11...11\} \text{ и } n_A = 40.$$

Так как  $N_i = 39 < n_A = 40$ , то ошибка в данных присутствует.

Проверка:  $A = 450 > M = 420$  (число  $A$  неправильное).

**Пример 3.** Провести контроль данных  $A = (01, 11, 010, 000, 1001)$ . По значению  $a_5 = 1001$  в БКН (табл. 1) выбирается константа

$$KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (00,01,100,010,1001). \text{ Определим что}$$

$$A_{m_{n+1}} = A - KH_{m_{n+1}}^{(A)} = (01,10,011,101,0000).$$

Так как  $A_{m_{n+1}} - n_A \cdot m_{n+1} = 418 - 38 \cdot 11 = 0$ , то ОК имеет вид

$$K_{N_i}^{(n_A)} = K_{39}^{(38)} = \{011...11...11\} \text{ и } n_A = 38.$$

Исходя из того, что  $n_A = 38 < N_i = 39$  делается вывод: число  $A$  правильное (не искажено). Однако проверка показывает, что  $A = 427 > M = 420$ , т.е.  $A$  неправильное число (рис. 3).

Ошибка контроля данных (низкая достоверность контроля) в примере 3 вызвана наличием остатка  $\alpha = M_i / m_{n+1}$ . В св-ю очередь наличие остатка  $\alpha$  определяется фактом не кратности значения  $M_i$  контрольному модулю  $m_{n+1}$ . Для рассмотренного числового [418, 429] диапазона совокупность неправильных  $\tilde{A}$  чисел воспринимается как набор правильных  $A$  чисел (табл. 2).

Таблица 2

Совокупность кодовых слов	
Числовой диапазон [418, 429]	
Правильные числа $A$	Совокупность неправильных $\tilde{A}$ чисел, которые определяются системой контроля как правильные
418, 419	420, 421, 422, 423, 424, 425, 426, 427, 428

Показатель для количественной оценки достоверности контроля данных в КВ может быть представлен в виде соотношения  $P_{\text{дк}} = V_{\text{пс}} / V_0$ , где:

$$V_{\text{пс}} = M = \prod_{i=1}^n m_i - \text{количество правильных, лежащих в информационном числовом } [0, M] \text{ диапазоне, кодовых слов для данного КВ; } V_0 = V_{\text{пс}} + \Delta - \text{общее количество кодовых слов, которые в результате проведения контроля данных считаются правильными; } \Delta = (N \cdot m_{n+1} - M) - \text{количество правильных кодовых слов, которые в результате проведения контроля данных считаются правильными } (N = \lceil M / m_{n+1} \rceil). \text{ В этом случае показатель достоверности определяется соотношением}$$

$$P_{\text{дк}} = \frac{V_{\text{пс}}}{V_0} = \frac{V_{\text{пс}}}{V_{\text{пс}} + \Delta} = \frac{M}{M + N \cdot m_{n+1} - M} = \frac{M}{N \cdot m_{n+1}}.$$

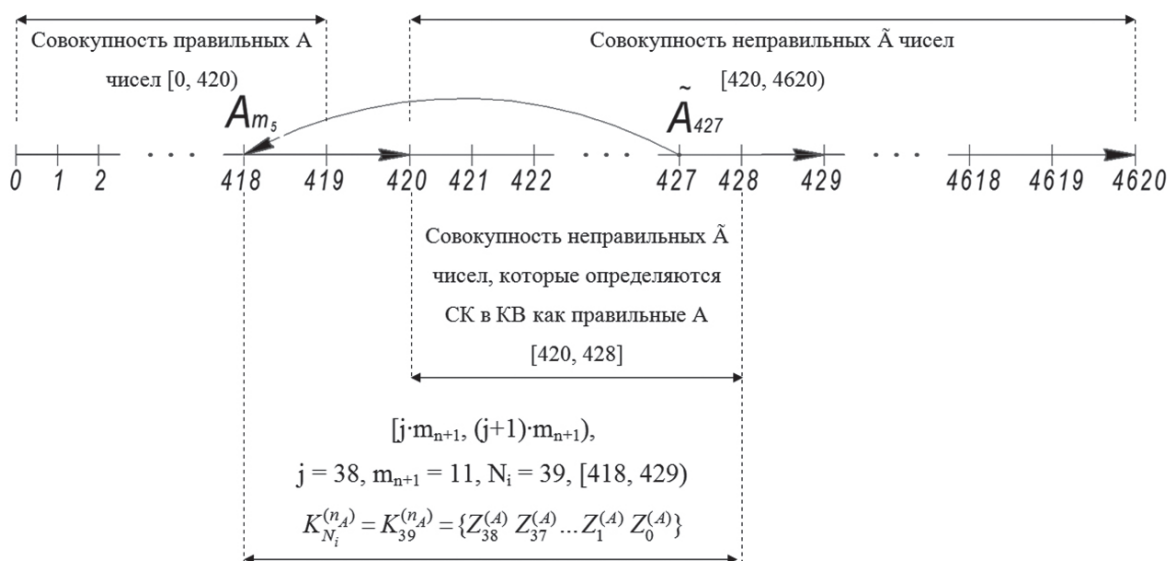


Рис. 3. Пример реализации операции контроля данных в КВ для  $m_{n+1} = m_5 = 11$



Очевидно, что при  $\Delta = 0$  показатель достоверности максимальный и равен  $P_{\text{дк}} = 1 (M = N \cdot m_{n+1})$ .

Чтобы обеспечить максимальную достоверность контроля ( $P_{\text{дк}} = 1$ ) данных для выражения  $N_i = \lfloor M/m_i \rfloor$  необходимо выбрать модуль  $m_i$ , определяющий номер  $j$  числового интервала  $[j \cdot m_i, (j+1) \cdot m_i)$  нахождения числа  $A = (a_1, a_2, \dots, a_i, \dots, a_n, a_{n+1})$ , из совокупности информационных  $n$  модулей КВ, кратных значению  $M$ . В этом случае  $\alpha = M - \lfloor M/m_i \rfloor \cdot m_i = 0$  (где  $\lfloor M/m_i \rfloor$  – целая часть числа  $M/m_i$  его не большая), что и обеспечивает максимальное значение показателя достоверности контроля  $P_{\text{дк}} = 1$ .

**Пример 4.** Из вышеприведенного КВ выбираем информационное основание  $m_i = m_1 = 3$ . При этом  $N_i = N_1 = M/m_1 = 4 \cdot 5 \cdot 7 = 140$ . В этом случае рабочий числовой  $[0, M_0)$  диапазон КВ разбивается на интервалы  $[j \cdot m_i, (j+1) \cdot m_i)$ , т.е.  $[j \cdot m_1, (j+1) \cdot m_1)$ . Для значения  $m_1 = 3$  информационный интервал  $[0, M)$  разбивается на  $N_1 = M/m_1 = 140$  отрезков длиной три единицы (см. рис. 4). В таблице приведено содержимое БКН относительно основания  $m_1 = 3$ .

Пусть необходимо провести контроль числа  $A = (01, 11, 010, 000, 1001)$ . По значению  $a_1 = 01$  в БКН (табл. 3) выбираем константу  $KH_{m_1}^{(A)} = (01, 01, 001, 001, 0001)$ .

Таблица 3

Содержимое БКН для  $m_1 = 3$

$a_i$	Константы				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_5 = 11$
00	00	00	000	000	0000
01	01	01	001	001	0001
10	10	10	010	010	0010

Далее определяем

$$A_{m_1} = A - KH_{m_1}^{(A)} = (00, 10, 001, 110, 1000).$$

Если  $A_{m_1} - n_A \cdot m_1 = 426 - 142 \cdot 3 = 0$ , то ОК имеет вид  $K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(142)} = \{Z_{139}^{(A)} Z_{138}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\} = \{11 \dots 11 \dots 11\}$ . Так как  $N_i = 140 < n_A = 142$ , то есть ошибка в числе  $A$ .

Проверка:  $A = 427 > M = 420$ . Число  $A > M$ , т.е. оно неправильное (искажено).

Отметим, что количество оборудования СК в основном зависит от количества сумматоров, реализующих операции вида (1). Таким образом, количество оборудования СК зависит от значения  $N_i (i = \overline{1, n})$ . В этом случае для минимизации количества оборудования СК в КВ необходимо выбрать максимальный по величине информационный модуль. Для упорядоченного  $(m_i < m_{i+1})$  КВ это будет основание  $m_n$ .

Предварительная оценка количества оборудования для  $l$ -байтового машинного слова СПОД может быть проведена посредством коэффициента эффективности представленного в виде:

$$K_{\text{эф}}^{(l)} = \frac{N_1}{N_n} = \frac{M/m_1}{M/m_n} = \frac{M_1}{M_n} = \frac{m_n}{m_1}.$$

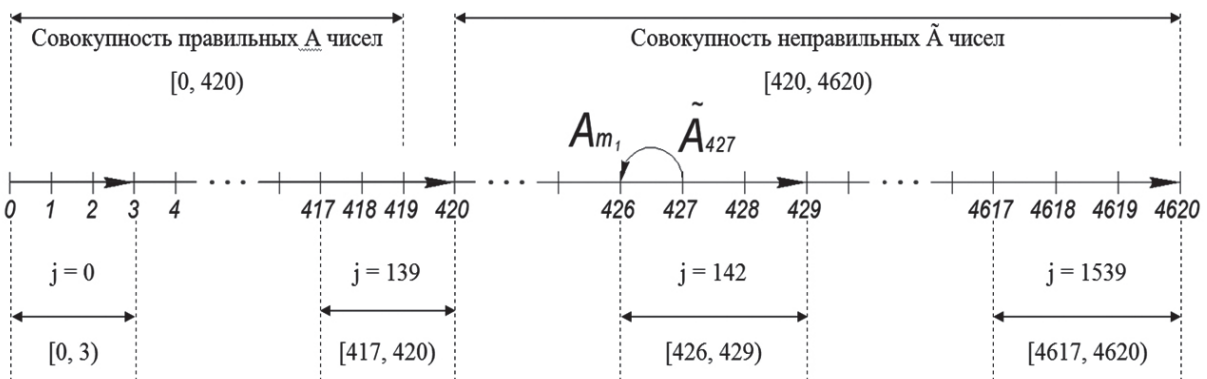
**Пример 5.** Максимальным из информационных оснований данного КВ является  $m_n = m_4 = 7$ . При этом  $N_i = N_4 = M/m_4 = 3 \cdot 4 \cdot 5 = 60$ . Рабочий числовой  $[0, M_0)$  диапазон разбивается на интервалы  $[j \cdot m_4, (j+1) \cdot m_4)$ , т.е. на  $M_0/m_4 = 4620/7 = 660$  отрезков. Для значения  $m_4 = 7$  информационный  $[0, M)$  интервал разбивается на  $N_4 = M/m_4 = 60$  числовых отрезков длиной семь единиц (см. рис. 5). В табл. 4 приведено содержимое БКН относительно основания  $m_4 = 7$  (табл. 4).

Таблица 4

Содержимое БКН для  $m_4 = 7$

$a_4$	Константы				
	$m_1 = 3$	$m_2 = 4$	$m_3 = 5$	$m_4 = 7$	$m_5 = 11$
000	00	00	000	0000	0000
001	01	01	001	001	0001
010	10	10	010	010	0010
011	00	11	011	011	0011
100	01	00	100	100	0100
101	10	01	000	101	0101
110	11	10	001	110	0110

Пусть необходимо провести контроль числа  $A = (01, 11, 010, 000, 1001)$ . По значению  $a_4 = 000$  в БКН (табл. 4) выбираем константу



$$j = 142, m_1 = 3, N_i = 140$$

$$K_{N_i}^{(n_A)} = K_{140}^{(142)} = \{Z_{139}^{(A)} Z_{138}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\}$$

Рис. 4. Пример реализации операции контроля данных в КВ для  $m_1 = 3$

$KH_{m_n}^{(A)} = KH_7^{(A)} = (00,00,000,000,0000)$ . Далее определяем значение

$$A_{m_n} = A_7 = A - KH_7^{(A)} = (01,11,010,000,1001).$$

Посредством реализации соотношений (2) формулируем ОК

$$K_{N_4}^{(n_A)} = K_{60}^{(61)} = \{Z_{59}^{(A)} Z_{58}^{(A)} \dots Z_1^{(A)} Z_0^{(A)}\} = \{11\dots 11\dots 11\}.$$

Исходя из вида ОК и используя выражение  $A_{m_n} - n_A \cdot m_n = 0$ , определяем, что  $n_A = 61$  ( $A_{m_n} - n_A \cdot m_n = 427 - 61 \cdot 7 = 0$ ).

Так как  $N_4 = 60 < n_A = 61$ , то ошибка в данных  $A$  присутствует.

Проверка:  $A = 427 > M = 420$ .

В табл. 5 приведены расчетные данные сравнительного анализа оперативности контроля и выигрыша в сокращении количества оборудования системы контроля в КВ в относительных единицах.

**Выводы.** Таким образом, в статье разработан метод контроля данных в КВ, который в отличие от известных, основан на использовании ППНК  $n_A$ , что повышает оперативность контроля данных в СПОД. Использование табличного метода реализации арифметических операций позволило сформировать ОК, посредством которого всего за три условных временных такта получить ППНК  $n_A$ . В этом случае метод оперативного контроля данных в КВ, включающий алгоритм формирования  $n_A$ , сводится к простой реализации операции сравнения чисел  $n_A$  и  $N_i$  (определение местоположения нулевого разряда  $Z_{n_A}^{(A)}$  в

записи ОК  $K_{N_i}^{(n_A)}$ , что технически можно реализовать за один машинный такт, путем использования одного многоходового элемента И). Если  $n_A \geq N_i$  (все двоичные разряды ОК единичны), то число  $A$  считается неправильным, а если  $n_A < N_i$  (в записи ОК присутствует один нулевой разряд  $Z_{n_A}^{(A)}$ ), то число  $A$  – правильное.

Расчетные данные и сравнительный анализ оперативности контроля данных по времени обнаружения ошибок и количества оборудования СК в КВ (табл. 5) показал, что с ростом разрядной сетки обрабатываемых данных в СПОД, что характерно для современной тенденции развития информационно-телекоммуникационных систем, эффективность непозиционного кодирования в классе вычетов существенно возрастает.

**Литература**

- [1] И.Я. Акушский, Д.И. Юдицкий. Машинная арифметика в остаточных классах. – М.: Советское радио, 1968. – 440 с.
- [2] S.A. Koshman, V.I. Barsov, V.A. Krasnobayev, K.V. Yaskova, N.S. Derenko. Method of bit-by-bit tabular realization of arithmetic operations in the system of residual classes // Радіоелектронні і комп'ютерні системи. – 2009. – № 5 (39). – С. 44–48.
- [3] Мороз С.А., Краснобаев В.А. Исследование путей повышения эффективности использования информационно-телекоммуникационных систем на основе применения непозиционных кодовых структур класса вычетов // Системи озброєння та військова техніка: Науковий журнал. – Х.: ХУПС ім. Івана Кожедуба. – 20011. – № 1 (25). – С. 114–118.

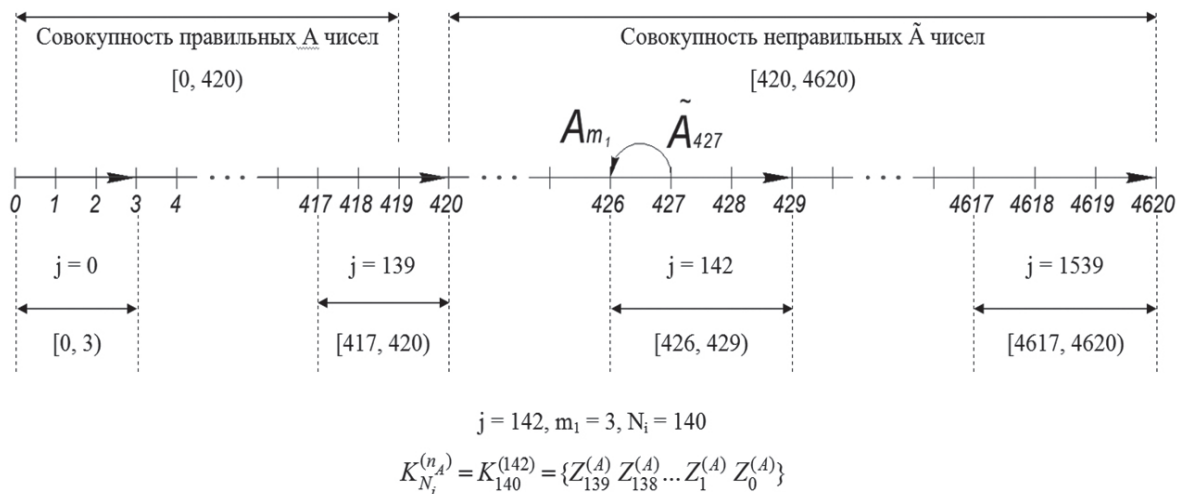


Рис. 5. Пример реализации операции контроля данных в КВ для  $m_4 = 7$

**Таблица 5**

Сравнительные данные оперативности контроля данных и количества оборудования СК в КВ

Длина $l(n)$ разрядной сетки СПОД	Условное время контроля данных			Выигрыш в сокращении количества оборудования СК		
	Наилучший из известных методов контроля в КВ	Разработанный метод контроля (ППНК)	Выигрыш во времени контроля данных в [%]	$m_1$	$m_n$	$K_{эф}^{(l)}$
1 (4)	8	4	50	3	7	2
2 (6)	12	4	66	2	13	6
3 (8)	16	4	75	3	19	6
4 (10)	20	4	80	2	29	14,5
8 (16)	32	4	88	2	53	26,5

- [4] С. А. Мороз, В. А. Краснобаев. Метод контроля информации в непозиционной системе счисления класса вычетов // Системы управління, навігації та зв'язку. – 2011. – Вип. 2 (18). – С. 134-138.
- [5] Мороз С. А., Краснобаев В.А. Метод контроля данных, представленных кодом непозиционной системы счисления класса вычетов // Радиоэлектроника и информатика. 2011. Вып. № 1 (52). С. 47-51.

Поступила в редколлегию 14.03.2012

**Мороз Сергей Александрович**, аспирант кафедры автоматизации и компьютерно-интегрированных технологий Харьковского национального технического университета сельского хозяйства им. Петра Василенка. Область научных интересов: создание отказоустойчивого спецпроцессора быстрой и достоверной обработки данных на основе использования непозиционной системы счисления в классе вычетов.



**Краснобаев Виктор Анатольевич**, профессор кафедры автоматизации и компьютерных технологий Харьковского национального технического университета сельского хозяйства им. Петра Василенко, доктор техн. наук, профессор, Заслуженный изобретатель Украины, Почётный радист СССР. Область научных интересов: теоретическое обоснование и практическое соз-



дание сверхбыстродействующих и высокоотказоустойчивых вычислительных структур в модулярной арифметике.

**Замула Александр Андреевич**, фото и сведения об авторе см. на с. 193.

УДК 681.142:681.3

**Метод оперативного контролю даних в класі вирахувань на основі використання позиційної ознаки непозиційної коди** / С.А. Мороз, В.А. Краснобаев, О.А. Замула // Прикладна радіоелектроніка: наук.-техн. журнал. – 2012. – Том 11. № 2. – С. 281–287.

У даній статті розглядається метод оперативного контролю даних, представлених кодом класу вирахувань. Наведені приклади конкретного виконання операцій контролю.

*Ключові слова:* немодульні (позиційні) операції, кодова структура, контроль даних, непозиційна система числення.

Табл. 05. Іл.05. Бібліогр.: 05 найм.

UDC 681.142:681.3

**Method of operative data control in the residue class on the basis of using a nonpositional code position sign** / S.A. Moroz, V.A. Krasnobayev, A.A. Zamula // Applied Radio Electronics: Sci. Journ. – 2012. Vol. 11. № 2. – P. 281–287.

The method of operative control of data represented by a residue class code is considered in the paper. Specific examples of control operations are given.

*Keywords:* nonmodular (position) operations, code structure, data control, nonpositional system of notation.

Tab. 05. Fig. 05. Ref.: 05 items.