

ОБЪЕДИНЕННЫЙ
ИНСТИТУТ
ЯДЕРНЫХ
ИССЛЕДОВАНИЙ
ДУБНА

65/83

31-83

P13-82-628

Р.И.Гайдамака, В.А.Калинников, Н.М.Никитюк,
В.П.Шириков

НОВЫЙ СПОСОБ ПОСТРОЕНИЯ
МАЖОРИТАРНЫХ СХЕМ СОВПАДЕНИЙ

Направлено в журнал "ПТЭ"

1982

1. ВВЕДЕНИЕ

В настоящее время в многоканальных годоскопических системах /сцинтилляционных счетчиках, МПК/ нашли широкое применение несколько способов построения блоков, определяющих число частиц, одновременно прошедших через годоскопическую плоскость. В работе /1/ дается краткая характеристика и сравнение трех способов построения мажоритарных схем совпадений: а/ последовательного способа; б / параллельно-последовательного, основанного на цифровом суммировании; в/ способа параллельного перебора возможных вариантов совпадений.

С целью сокращения логических элементов при сохранении относительно высокого быстродействия в этой работе предлагается способ построения мажоритарной схемы совпадений, основанный на сочетании метода параллельного перебора с последовательным методом.

При большой кратности совпадений /свыше четырех/ применяется метод цифрового суммирования /2-6/. Элементарной базой такого метода являются полусумматоры или полные сумматоры. Устройства отбора, создаваемые на базе полных сумматоров, получили название параллельных счетчиков. Известны параллельные счетчики, создаваемые как на цифровых, так и на аналоговых элементах. Применяя параллельные счетчики, можно легко создавать устройства, определяющие число частиц, прошедших через годоскопическую плоскость не только по признаку большинства, но и по признаку строгого равенства.

Однако используемые на практике методы построения мажоритарных схем совпадений строятся по иерархическому принципу, и поэтому при большом числе входов /например, свыше 50/ возникают значительные задержки в логических элементах. Так, в параллельном счетчике величина задержки T оценивается из выражения /7/:

$$T \leq 2[\log_2 n] - 1.$$

Эта величина существенно зависит от числа входов n . Наименьшая величина T может быть получена, если использовать элементы на n входов, однако для реализации устройства потребуется $2^n - 1$ таких элементов. Поэтому практическая реализация такого устройства даже при небольших n затруднительна.

В работе /8/ было предложено применять метод синдромного кодирования для построения специализированных процессоров. Показано, что простота выполнения алгебраических операций в поле Галуа $GF(2^m)$ может быть плодотворно использована для создания ряда

логических устройств комбинационного типа с интересными свойствами. Так, используя теорию БХЧ-кодов, можно создавать параллельные шифраторы, с помощью которых преобразуется t одновременно поступивших на его вход единиц в унитарном коде в циклический код. На основе тождества Ньютона /связь элементарных симметрических функций σ_i с симметрическими функциями S_j / можно создавать быстродействующие мажоритарные схемы и параллельные комбинационные счетчики. Наличие системы аналогий между алгебраической теорией кодирования и теорией годоскопических систем рассмотрено в работе /9/.

В данной работе на базе алгебраической теории кодирования рассматривается более детально возможность построения простого алгоритма для построения мажоритарных схем совпадения, реализация которых упрощается в связи с появлением быстродействующих микросхем средней степени интеграции.

2. АЛГЕБРАИЧЕСКОЕ ПРЕДСТАВЛЕНИЕ МАЖОРИТАРНЫХ СХЕМ СОВПАДЕНИЙ

В целях дальнейшего изложения введены обозначения:

- n - число входов устройства, $n = 2^m - 1$;
- $GF(2^m)$ - стандартное обозначение поля Галуа, где 2 - характеристика поля;
- m - степень неприводимого полинома, над которым строится поле Галуа;
- t - число сигналов, одновременно поступивших на вход /кратность совпадения/;
- S_j - симметрические функции $1 \leq j \leq 2t - 1$;
- σ_i - элементарные симметрические функции;
- БХЧ - код Боуза-Чоудхури -Хоквингема;
- H^T - матрица проверочных соотношений для БХЧ-кода.

Суть предлагаемого алгоритма заключается в следующем. Прежде всего, напомним основную теорему, известную в теории БХЧ-кодов: для любых целых положительных чисел m и $t < n/2$ существует БХЧ-код длины $n = 2^m - 1$, исправляющий все комбинации из t или меньшего числа ошибок и содержащий не более mt проверочных символов.

Первым этапом в процессе исправления ошибок является этап вычисления синдрома $S_1, S_3 \dots S_{2t-1}$ /симметрических функций/ в соответствии с матрицей проверочных соотношений H^T :

$$H^T = \begin{vmatrix} 1 & 1 & \dots & 1 \\ a & a^3 & \dots & a^{2t-1} \\ a^2 & a^6 & \dots & a^{2(2t-1)} \\ a^3 & a^9 & \dots & a^{3(2t-1)} \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ a^{n-1} & a^{3(n-1)} & \dots & a^{(n-1)(2t-1)} \end{vmatrix}$$

Синдром дает mt проверочных символов или $2t$ симметрических функций S_j . Причем вычислению подлежат только нечетные степенные симметрические функции, поскольку в двоичной системе счисления $S_2 = S_1^2$; $S_4 = S_1^4$; $S_6 = S_1^6$ и вообще $S_{2i} = S_1^{2i}$. Иными словами, из матрицы H^T вычисляются такие функции, как S_1, S_3, S_5, S_{2t-1} .

Как показано в работе /11/, для вычисления синдрома можно использовать микросхемы средней степени интеграции типа К155ИП2 и К500ИЕ160, которые используются для вычисления проверок на четность. Предлагаемый алгоритм базируется на следующем свойстве матрицы $L_t(10, 12)$:

Матрица размерности $t \times t$

$$L_t = \begin{vmatrix} S_1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & \dots & 0 \\ S_3 & S_2 & S_1 & 1 & 0 & 0 & \dots & 0 \\ S_5 & S_4 & S_3 & S_2 & S_1 & 1 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ S_{2t-1} & S_{2t-2} & S_{2t-3} & S_{2t-4} & S_{2t-5} & S_{2t-6} & \dots & S_t \end{vmatrix}$$

невыврождена, если степенные симметрические функции зависят от t или $t+1$ элементов поля, и вырождена, если S_j зависят от меньшего чем $t-1$ числа различных элементов поля.

Таким образом, для определения величины t нужно вычислять определитель L_t .

Выражения для определителя L_t для $t=1, 2, \dots, 5$, вычисленные с помощью ЭВМ, приведены в табл.1.

Таблица 1

t	det L_t
1	S_1
2	$S_1^3 + S_3$
3	$S_1^6 + S_1^3 S_3 + S_1 S_5 + S_3^2$
4	$S_1^{10} + S_1 S_3 + S_1^5 S_5 + S_1^3 S_7 + S_1^2 S_3 S_5 + S_1 S_3^3 + S_3 S_7 + S_5^2$
5	$S_1 S_3^3 S_5 + S_1 S_5 S_9 + S_1 S_7^2 + S_1^2 S_3 S_5^2 + S_1^2 S_3^2 S_7 + S_1^3 S_3 S_9 + S_1^3 S_5 S_7 + S_1^4 S_3^2 S_5 + S_1^5 S_3 S_7 + S_1^5 S_5^2 + S_1^6 S_3^3 + S_1^6 S_9 + S_1^7 S_3 S_5 + S_1^8 S_7 + S_1^9 S_3^2 + S_1^{12} S_3 + S_1^{15} + S_3^2 S_9 + S_5^3 + S_3^3$

Каждое из значений определителя L_t вычисляется отдельно и анализируется на "0". В зависимости от результата анализа принимается решение, причем количество слагаемых в каждом из выражений для L_t определяется величиной t и не зависит от n . Для вычисления определителя L_t необходимо выполнение таких операций, как умножение, возведение в степень и суммирование по модулю 2 элементов в поле Галуа $GF(2^m)$. Эти операции реализуются при помощи элементов И и многоходовых схем проверки на четность. Причем каждое слагаемое может вычисляться независимо. Логические уравнения для мажоритарной схемы совпадения, содержащей n входов и t выходов, имеет следующий вид:

$$\begin{aligned} \text{Выход } 1 &= \det L_1 V \det L_2 V \det L_3 V \dots V \det L_j \dots V \det L_t & 1 \\ \text{Выход } 2 &= \det L_2 V \det L_3 V \dots V \det L_j \dots V \det L_t & 2 \\ \text{Выход } 3 &= \det L_3 V \dots V \det L_j \dots V \det L_t & 3 \\ &\dots & \\ \text{Выход } j &= \det L_j \dots V \det L_t & j \\ &\dots & \\ \text{Выход } t &= \det L_t & t \end{aligned}$$

Соотношения /1/ описывают блок-схему мажоритарной схемы совпадений, содержащей n входов и t выходов. Процесс вычисления переключательных функций для составления принципиальной схемы состоит из следующих этапов:

1. По заданному $n=2^m-1$ из таблиц /10/ выбирается неприводимый полином m -степени и вычисляется 2^m-1 ненулевых элементов поля Галуа $GF(2^m)$. Для $m=4 \div 10$ можно рекомендовать такие полиномы X^4+X+1 ; X^5+X^2+X+1 ; X^6+X+1 ; X^7+X^3+1 ; $X^8+X^4+X^3+X^2+1$; X^9+X^4+1 ; $X^{10}+X^3+1$.
2. По заданному $t < n/2$ строится матрица проверочных соотношений H . Число колонок в матрице H^T должно быть t , а число столбцов - mt .
3. В матрице H^T элементы поля заменяются на их двоичные эквиваленты.
4. Вычисляются выражения для определителей порядка от 1 до t . При $t > 4$ эти вычисления выполняются уже на ЭВМ. На основании вычислений составляются таблицы величин L_t .
5. Элементы поля в выражениях для L_t разлагаются по линейно независимым элементам, на основе чего вычисляются переключательные функции, с помощью которых реализуются операции умножения и возведения в степень элементов поля Галуа. При $n > 4$ такие вычисления целесообразно выполнить на ЭВМ /13/. Численный пример.

Допустим, что $n=2^4-1=15$ и $t=4$. Выбираем неприводимый полином четвертой степени X^4+X+1 . Тогда 15 ненулевых элементов поля Галуа $GF(2^4)$ будут иметь вид: $a^0=1000$; $a^1=0100$; $a^2=0010$; $a^3=0001$;

$a^4=1100$; $a^5=0110$; $a^6=0011$; $a^7=1101$; $a^8=1010$; $a^9=0101$; $a^{10}=1110$; $a^{11}=0111$; $a^{12}=1111$; $a^{13}=1011$; $a^{14}=1001$.

Строим матрицу H^T :

1	1000	1000	1000	1000	
2	0100	0001	0110	1101	
3	0010	0011	1110	1001	
4	0001	0101	1000	0011	
5	1100	1111	0110	1011	
6	0110	1000	1110	0110	
$H^T=$ 7	0011	0001	1000	1111	
8	1101	0011	0110	1100	
9	1010	0101	1110	0111	
10	0101	1111	1000	0001	
11	1110	1000	0110	1110	
12	0111	0001	1110	0010	
13	1111	0011	1000	0101	
14	1011	0101	0110	0100	
15	1001	1111	1110	1010	
Номера входов	↑	↓	↓	↓	
		S_1	S_3	S_5	S_7

Рассмотрим три случая: $1/t=1$; $t=2$ и $t=4$. Для определенности положим, что сигналы поступают на входы 1; 1 и 3, 2 и 7 и 10 и 11. Подробные вычисления определителя L_t для всех трех случаев приведены в табл.2. Как видно из таблицы, в первом случае величина $\det L_1 \neq 0$, $\det L_2 = \det L_3 = \det L_4 = 0$. Во втором случае $\det L_1 \neq 0$ и $\det L_2 \neq 0$, но $\det L_3 = \det L_4 = 0$. И, наконец, в третьем случае ни одна из величин определителей $\det L_1 \div \det L_4$ не равна нулю.

В качестве элементной базы выберем микросхемы 500-й серии /12/, из которой элементы И имеют задержку 2 нс, а 12-входовые схемы проверки на четность типа К500ИЕ160 имеют величину задержки 4 нс. На рис.1 в качестве примера приведена принципиальная схема, с помощью которой формируются величины S_i в соответствии с матрицей H^T . Здесь цифрами обозначены номера тех входов, сигналы с которых подаются на соответствующие им контакты микросхем М1-М4 типа К500ИЕ160. Количество единиц в столбце матрицы H^T равно в среднем $n/2$.

Используя каскадное включение аналогичных микросхем, можно создавать схемы для вычисления проверок на четность при больших n . Так, на рис.2 приведена принципиальная схема для проверки на четность от 144 входных переменных за время, равное 8 нс. При меньшем числе переменных можно использовать комбинацию схем К500ИЕ160, К500ЛП107 и 10170 /14/. При этом время задержки можно уменьшить до 6 нс.

Известно, что сложность комбинационной схемы можно оценивать по числу ее входов. Общее число входов устройства для вычисле-

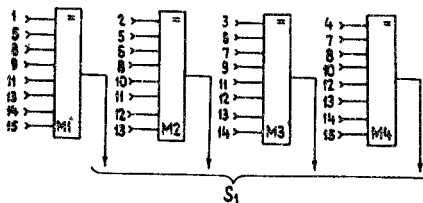
Таблица 2

Численное решение для определителей

t	S _j	det L _t
1	S ₁ =a ⁰	det L ₁ =a ⁰ =0
	S ₃ =a ⁰	det L ₂ =a ⁰ + a ⁰ =0
	S ₅ =a ⁰	det L ₃ =a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ =0
	S ₇ =a ⁰	det L ₄ =a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ + +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ a ⁰ +a ⁰ =0
1 и 3	S ₁ =a ⁰ +a ² =a ⁸	det L ₁ =a ⁸ =0
	S ₃ =a ⁰ +a ⁶ =a ¹³	det L ₂ =(a ⁸)+a ¹³ =a ⁹ +a ¹³ =a ¹⁰ =0
	S ₅ =a ⁰ +a ¹⁰ =a ⁵	det L ₃ =(a ⁸) ⁶ +(a ⁸) ³ a ¹³ +a ⁸ a ⁵ +(a ¹³) ² = =a ³ +a ⁷ +a ¹³ +a ¹¹ =0
	S ₇ =a ⁰ +a ¹⁴ =a ³	det L ₄ =a ⁵ +a ⁹ +a ⁰ +a ¹² +a ⁴ +a ¹ +a ¹⁰ =0
2 и 7	S ₁ =a ¹ +a ⁶ +a ⁹ +a ¹⁰ =a ⁴	det L ₁ =a ⁴ =0
	S ₃ =a ³ +a ³ +a ³ +a ¹² +a ⁰ =a ¹¹	det L ₂ =a ¹² +a ¹¹ =a ⁰ =0
	и S ₅ =a ⁵ +a ⁰ +a ⁰ +a ⁵ =0	det L ₃ =a ³ +a ⁸ +0+a ⁷ =a ² =0
10 и 11	S ₇ =a ⁷ +a ¹² +a ³ +a ¹⁰ =a ⁷	det L ₄ =a ⁵ +a ⁹ +0+a ⁴ +0+a ⁷ +a ³ +0=a ⁶ =0

ния симметрических функций S_j можно вычислить из формулы:

$$N = \frac{n}{2} mt = \frac{n^2 m}{4}$$



Как показано в работах^{8,15/}, алгебраические операции над элементами поля Галуа GF(2^m) довольно просто реализуются при Рис.1. Принципиальная схема вычисления величины S₁. M1-M4 - микросхемы К500ИЕ160.

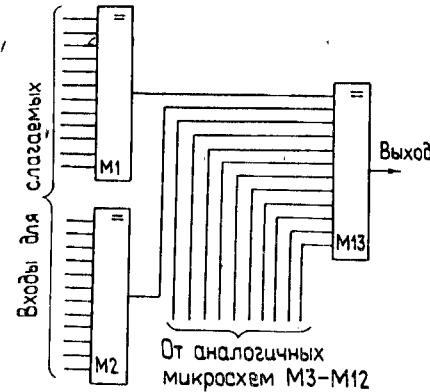


Рис.2. Принципиальная схема проверки на четность для 144 входных переменных. M1-M12 - микросхемы К500ИЕ160.

помощи элементов комбинационной логики. В случае нашего примера любой элемент поля A GF(2⁴) можно представить в виде полинома:

A = A₀a⁰ + A₁a¹ + A₂a² + A₃a³, где a⁰, a¹, a² и a³ - базисные элементы и A₀ ÷ A₃ - коэффициенты, которые в зависимости от элемента A могут принимать значения 1 или 0.

Произведение двух элементов A = A₀a⁰ + A₁a¹ + A₂a² + A₃a³ и B = B₀a⁰ + B₁a¹ + B₂a² + B₃a³ в поле Галуа GF(2⁴) можно представить в виде: P = AB = P₀a⁰ + P₁a¹ + P₂a² + P₃a³, где

$$P_0 = A_0B_0 + A_1B_3 + A_2B_2 + A_3B_1;$$

$$P_1 = A_0B_1 + A_1B_0 + A_1B_3 + A_2B_2 + A_2B_3 + A_3B_2 + A_3B_1;$$

$$P_2 = A_0B_2 + A_1B_1 + A_2B_0 + A_2B_3 + A_3B_2 + A_3B_3; \quad //$$

$$P_3 = A_0B_3 + A_1B_2 + A_2B_1 + A_3B_0 + A_3B_3.$$

Следует отметить, что независимо от величины n = 2^m - 1, для построения схемы умножения двух элементов вначале необходимо с помощью элементов И получить произведение типа A_iB_j с последующим суммированием таких произведений по модулю 2 в соответствии с выражениями ///. При заданном m количество элементов И, необходимых для реализации произведений типа A_iB_j, равно m². В одном корпусе микросхемы типа К500ЛМ102 содержится 4 элемента И. Кроме того, положим, что для вычисления суммы по модулю 2 используются микросхемы К500ИЕ160, имеющие 12 входов. Тогда общее количество микросхем, необходимых для построения схемы умножения двух элементов в поле Галуа GF(2^m), можно оценить из формулы:

$$M = \frac{m^2}{k} + mk,$$

где k - коэффициент, который зависит от числа слагаемых типа A_iB_j, необходимых для вычисления коэффициентов P_i (i = 1 ÷ m). Так, например, при m = 4 ÷ 7 k = 1. При m = 8 и 9 k = 2.

Правила выполнения умножения в поле Галуа позволяют получить булевы выражения для быстрого умножения нескольких элементов поля, хотя при этом существенно возрастает количество элементов И, необходимых для аппаратной реализации таких произведений.

Так, для построения схемы, реализующей схему умножения трех элементов поля А, В и С, необходимо иметь m^3 элементов И на три входа, а для одновременного умножения четырех элементов необходимо иметь m^4 элементов И на 4 входа и т.д. Однако количество микросхем для получения суммы увеличивается пропорционально числу произведений при заданном m .

Если в выражениях /1/ положить $A=B$, то получим выражение для возведения элемента А в квадрат. Далее, пользуясь методом последовательного умножения, можно получить выражения для возведения элемента А, начиная от 3 до 14 степеней. В табл.3 приведены такие выражения, по которым можно судить о количестве микросхем, необходимых для построения схем возведения в степень элемента А. Из табл.3 следует, что для построения устройства возведения в степени от 2 до 14 в поле Галуа $GF(2^m)$ достаточно образовать схемы для получения двойных и тройных совпадений типа $A_i A_j$ и $A_i A_j A_k$, где каждый из индексов принимает величины в пределах от 0 ÷ 3. Количество микросхем, необходимых для суммирования, примерно такое же, как для устройства умножения. Количество двойных или тройных совпадений составляет соответственно $C_4^2=6$ и $C_4^3=4$. Точный расчет микросхем, необходимый для построения устройств для возведения в степень элементов при большом m , можно получить с помощью ЭВМ. Однако этот вопрос выходит за рамки данной статьи.

Примеры вычислений, приведенных выше для поля Галуа $GF(2^m)$, доказывают реальность построения мажоритарных схем совпадений на базе аналитических вычислений. Нетрудно заметить, что предложенный в данной работе алгебраический способ построения мажоритарных схем совпадений является более общим по сравнению с известными методами. Все зависит от того, каким способом вычислять величину определителя L_t . Если требуется максимальное быстродействие, то необходимо параллельно вычислять все слагаемые независимо от их сложности и затем сложить их по модулю 2. При величинах $n=20-30$ и $t=4-6$, время, требуемое для умножения отдельных слагаемых, составляет 6-8 нс, а время суммирования не превышает 4 нс. Таким образом, минимальное время, необходимое для вычисления величины определителя L_t , составляет 10-12 нс. При больших величинах n и t возможны компромиссные решения с точки зрения затрат оборудования и приемлемого быстродействия, так как вычисления определителя L_t можно производить параллельным, параллельно-последовательным и последовательным методами.

В заключение следует отметить, что предлагаемый в данной работе способ построения мажоритарных схем совпадений имеет следующие положительные качества:

Таблица 3

Выражения для возведения элемента А в степени в поле $GF(2^4)$

Степень элемента А	Разложение по базисным элементам
2	$(A_0+A_2)a^0 + A_2a^1 + (A_1+A_3)a^2 + A_3a^3$
3	$(A_0+A_0A_2+A_1A_2+A_1A_3)a^0 + (A_0A_1+A_0A_2+A_2A_3+A_3)a^1 + A_0A_2 + A_2 + A_1A_2 + A_0A_1+A_1A_3 + A_0A_3 + A_2A_3)a^2 + (A_2A_3+A_1A_2+A_1A_3+A_3)a^3$
4	$(A_0+A_1+A_2+A_3)a^0 + (A_1+A_3)a^1 + (A_2+A_3)a^2 + A_3a^3$
5	$(A_0+A_0A_2+A_0A_1+A_0A_3+A_3+A_2+A_2A_3)a^0 + (A_1A_2+A_1A_0A_3+A_2+A_2A_3+A_1A_3)a^1 + (A_2+A_1A_2+A_1+A_1A_3+A_0A_3+A_2A_3) + 0 \cdot a^3$
6	$(A_0+A_2+A_0A_1+A_0A_3+A_2A_3)a^0 + (A_0A_2+A_1A_2+A_0A_1+A_1A_3+A_0A_3+A_2A_3+A_2)a^1 + (A_0A_1+A_0A_2+A_2+A_1+A_1A_3)a^2 + (A_2A_3+A_2+A_1A_3+A_3)a^3$
7	$(A_0+A_0A_1+A_0A_1A_2+A_2+A_1+A_0A_1A_3+A_1A_2A_3+A_1A_3)a^0 + (A_0A_1+A_0A_2+A_2A_3+A_1+A_1A_3+A_1A_2A_3+A_0A_2A_3)a^1 + (A_0A_2+A_0A_1+A_0A_1A_3+A_3+A_1A_3+A_1A_2)a^2 + (A_1+A_1A_2A_3+A_0A_3+A_3+A_2A_3+A_2+A_1A_3)a^3$
8	$(A_0+A_1)a^0 + (A_2+A_3)a^1 + A_1a^2 + A_3a^3$
9	$(A_0+A_0A_1+A_1A_3+A_1A_2+A_2A_3+A_3)a^0 + (A_0A_2+A_0A_3+A_0A_1+A_1A_1A_2+A_3)a^1 + A_0A_1 + A_0A_2 + A_2A_3 + A_3)a^2 + (A_2+A_1A_2A_3+A_3+A_1A_3)a^3$
10	$(A_0+A_0A_2+A_0A_1+A_3+A_1A_2+A_1+A_1A_3)a^0 + (A_2+A_1A_2+A_1+A_1A_3+A_0A_3+A_2A_3)a^1 + (A_1A_2+A_1+A_0A_3+A_2+A_2A_3+A_1A_3)a^2 + 0 \cdot a^3$
11	$(A_0+A_0A_2+A_0A_3+A_0A_1A_2+A_0A_1A_3+A_0A_2A_3+A_2+A_2A_3+A_1A_2A_3)a^0 + (A_0A_2+A_0A_1+A_0A_1A_3+A_0A_3+A_1A_2+A_1+A_2+A_2A_3+A_1A_2A_3)a^1 + (A_0A_1+A_0A_3+A_0A_2+A_0A_2A_3+A_1+A_1+A_1A_3+A_2A_3)a^2 + (A_0A_1A_3 + A_1A_3 + A_2 + A_0A_2A_3+A_2A_3)a^3$

ЧЕТ ЛИ ПРОБЕЛОВ В ВАШЕЙ БИБЛИОТЕКЕ?

Вы можете получить по почте перечисленные ниже книги, если они не были заказаны ранее.

D13-11182	Труды IX Международного симпозиума по ядерной электродинамике. Варна, 1977.	5 р. 00 к.
D17-11490	Труды Международного симпозиума по избранным проблемам статистической механики. Дубна, 1977.	6 р. 00 к.
D6-11574	Сборник аннотаций XV совещания по ядерной спектроскопии и теории ядра. Дубна, 1978.	2 р. 50 к.
D3-11787	Труды III Международной школы по нейтронной физике. Алушта, 1978.	3 р. 00 к.
D13-11807	Труды III Международного совещания по пропорциональным и дрейфовым камерам. Дубна, 1978.	6 р. 00 к.
	Труды VI Всесоюзного совещания по ускорителям заряженных частиц. Дубна, 1978 /2 тома/	7 р. 40 к.
D1,2-12036	Труды V Международного семинара по проблемам физики высоких энергий. Дубна, 1978	5 р. 00 к.
D1,2-12450	Труды XII Международной школы молодых ученых по физике высоких энергий. Приморско, НРБ, 1978.	3 р. 00 к.
	Труды VII Всесоюзного совещания по ускорителям заряженных частиц, Дубна, 1980 /2 тома/	8 р. 00 к.
D11-80-13	Труды рабочего совещания по системам и методам аналитических вычислений на ЭВМ и их применению в теоретической физике, Дубна, 1979	3 р. 50 к.
D4-80-271	Труды Международной конференции по проблемам нескольких тел в ядерной физике. Дубна, 1979.	3 р. 00 к.
D4-80-385	Труды Международной школы по структуре ядра. Алушта, 1980.	5 р. 00 к.
D2-81-543	Труды VI Международного совещания по проблемам квантовой теории поля. Алушта, 1981	2 р. 50 к.
D10,11-81-622	Труды Международного совещания по проблемам математического моделирования в ядерно-физических исследованиях. Дубна, 1980	2 р. 50 к.
D1,2-81-728	Труды VI Международного семинара по проблемам физики высоких энергий. Дубна, 1981.	3 р. 60 к.
D17-81-758	Труды II Международного симпозиума по избранным проблемам статистической механики. Дубна, 1981.	5 р. 40 к.
D1,2-82-27	Труды Международного симпозиума по поляризационным явлениям в физике высоких энергий. Дубна, 1981.	3 р. 20 к.
P18-82-117	Труды IV совещания по использованию новых ядерно-физических методов для решения научно-технических и народнохозяйственных задач. Дубна, 1981.	3 р. 80 к.

Заказы на упомянутые книги могут быть направлены по адресу:
101000 Москва, Главпочтамт, п/я 79
Издательский отдел Объединенного института ядерных исследований

Гайдамака Р.И. и др. P13-82-628
Новый способ построения мажоритарных схем совпадений

Приводится описание нового способа построения быстродействующих устройств комбинаторного отбора по числу частиц, прошедших через многоканальный детектор заряженных частиц. Алгоритм работы таких устройств базируется на современной алгебраической теории кодирования. Применяя аналитические методы расчетов на ЭВМ, можно получить булевы выражения для построения принципиальных схем на большое число входов. Рассматривается пример расчета совпадений на 15 входов.

Работа выполнена в Лаборатории высоких энергий и Лаборатории вычислительной техники и автоматизации ОИЯИ.

Препринт Объединенного института ядерных исследований. Дубна 1982

Gaidamaka R.I. et al. P13-82-628
New Way of Designing Majorant Coincidence Circuits

A new way of designing high-speed devices of combinatorial selection by the number of particles passing through multi-channel charged particle detector is described. The algorithm of their operation is based on modern algebraic coding theory. By application of analytical computational methods Boolean expressions can be obtained for designing basic circuits for a large number of inputs. An example of computation of 15 inputs majorant coincidence circuit is considered.

The investigation has been performed at the Laboratory of High Energies and Laboratory of Computing Techniques and Automation, JINR.

Preprint of the Joint Institute for Nuclear Research. Dubna 1982

Перевод О.С.Виноградовой.