ОБЪЕДИНЕННЫЙ
ИНСТИТУТ
ЯДЕРНЫХ
ИССЛЕДОВАНИЙ

ДУБНА

Р13 - 10689

Н.М.Никитюк, Р.С.Раджабов, М.Д.Шафранов

НОВЫЙ СПОСОБ РЕГИСТРАЦИИ ИНФОРМАЦИИ С КООРДИНАТНЫХ ПРОПОРЦИОНАЛЬНЫХ КАМЕР

1977

P13 - 10689

Н.М.Никитюк, Р.С.Раджабов, М.Д.Шафранов

НОВЫЙ СПОСОБ РЕГИСТРАЦИИ ИНФОРМАЦИИ С КООРДИНАТНЫХ ПРОПОРЦИОНАЛЬНЫХ КАМЕР

Направлено в "Nuclear Instruments and Methods"

Никитюк Н.М., Раджабов Р.С., Шафранов М.Д. Р13 - 10689

Новый способ регистрации информации с координатных пропорциональных камер

Предлагается использовать свойство корректирующих кодов определять номера ошибочных разрядов в кодовых словах для сжатия информации, считываемой с координатных пропорциональных камер (КПК). Показано, что при этом значительно сокращается требуемый для набора статистики объем памяти ЭВМ, повышается скорость набора статистики, сокращается число каналов считывания информации с КПК.

Работа выполнена в Лаборатории высоких энергий ОИЯИ.

Препринт Объединенного института ядерных исследований. Дубна 1977

Nikityuk N.M., Radzhabov R.S., Shafranov M.D. P13 - 10689

A New Method of Information Registration from Multiwire Proportional Chambers

We suggest to use the property of correcting codes to determine the numbers of error patterns in code words for compression of the discrete information read out from multiwire proportional chambers (MWPC). It is shown that the computer memory is significantly decreased, the speed of data taking is increased, and the number of channels for reading out information from MWPC is reduced.

The investigation has been performed at the Laboratory of High Energies, JINR.

Preprint of the Joint Institute for Nuclear Research. Dubna 1977

В последние годы многопроволочные пропорциональные камеры /МПК/ находят все более широкое применение в различных физических экспериментах. Прежде всего, это связано с тем, что они обладают высоким пространственным и временным разрешением, высокой скоростью счета и сравнительной простотой конструкции. Значительную роль в развитии методики пропорциональных камер сыграл скачок в развитии электроники - в частности, появление дешевых и быстродействующих микросхем.

Пропорциональные камеры получили наибольшее распространение как измерители координат частиц. При этом электроника съема и регистрации сигналов с камер чаще всего строится таким образом, что считывается и запоминается в регистре информация с каждой проволочки камеры независимо. Для каждой проволочки строится свой канал, начинающийся с усилителя и заканчивающийся триггером регистра. После прохождения импульса от сработавшей проволочки до триггера регистра информация со всех триггеров считывается в память ЭВМ позиционным кодом. При дальнейшей его обработке номера сработавших проволочек шифруются двоичным кодом.

Такое построение электроники съема и регистрации информации с МПК приводит к требованию большого объема памяти ЭВМ, работающей на линии с установкой. Кроме того, так как информация с МПК содержит довольно большое число слов, затрачивается значительное время на ее считывание в память ЭВМ. Все это, в конечном итоге, приводит к значительному снижению скорости набора статистики при увеличении числа проволочек в установке и к росту времени работы ускорителя на эксперимент. Поэтому разработчики все большее внимание уделяют проблемам минимизации массива информации, считываемой с МПК /см., напр., [1–3] и др./.

Так как в реальных условиях одновременно срабатывает небольшая часть проволочек камеры, а во многих случаях важным требованием является прохождение через нее определенного числа частиц, то количество полезной информации составляет малую часть всего массива, считываемого с МПК. Поэтому проблема сжатия информации имеет большое значение. В данной работе рассматриваются возможности использования для этого корректирующих кодов.

В общем случае кодирование заключается в том, что к информационным символам добавляют контрольные. Каждый контрольный символ ставят в соответствие с определенными символами кодового слова. При декодировании полученного слова производят проверку всех его символов по проверочным соотношениям. При наличии ошибок в слове по результатам проверочных соотношений /синдрому корректирующего кода/ можно обнаружить и исправить определенное их количество. Количество ошибок, исправляемых данным кодом, называется корректирующей способностью кода, которая определяется количеством контрольных символов, числом и соответствующим построением проверочных соотношений. Исправление ошибок для многих корректирующих кодов заключается в вычислении синдрома, определении номеров ошибочных разрядов по синдрому и, в случае двоичных кодов, их инвертировании.

При передаче вектора U на приемном конце возникает вектор $R = U + e$, где e - вектор ошибок, содержащий единицы в тех разрядах, в которых произошла ошибка, и нули в остальных.

Рассматривая информацию с МПК как кодовое слово U, состоящее из одних нулей, а появление единиц при срабатывании проволочек как ошибки, можно видеть, что вектор e представляет собой информацию с МПК, где номера сработавших проволочек записаны в позиционном коде. Следовательно, по синдрому корректирующего кода можно обнаружить и "исправить" эти "ошибки". Естественно, процесс "исправления" должен заканчиваться определением номеров ошибочных разрядов, т.е. номеров сработавших проволочек. Всю информацию об "ошибочных" разрядах /номерах сработавших проволочек/ несет синдром корректирующего кода. А так как разрядность синдрома значительно меньше длины кодового слова /числа проволочек МПК/, то запись в ЭВМ синдрома корректирующего кода, содержащего всю информацию о номерах сработавших проволочек, значительно сокращает массив информации с МПК и время считывания ее в память ЭВМ. В результате значительно возрастет скорость набора статистики.

Рассмотрим некоторые из корректирующих кодов, представляющих несомненный интерес с точки зрения сжатия массива информации с МПК. В дальнейшем под ошибками будем понимать срабатывание проволочек камеры, а под номерами ошибочных разрядов - номера сработавших проволочек.

Наиболее обширный и практически важный класс корректирующих кодов составляют линейные коды. Эти коды характеризуются тем, что контрольные символы представляют собой линейные комбинации символов кодового слова. Это обстоятельство определяет способ декодирования. Для двоичных кодов в качестве линейной операции используют обычно сложение по модулю 2.

Код называется линейным, если он состоит из всех векторов, удовлетворяющих уравнению $H^T U = 0$, где H^T - проверочная матрица данного кода. Длина кода n равна числу столбцов матрицы H^T. Синдром любого полученного слова R определяется уравнением: $S = H^T R$ /4/.

Из этого выражения видно, что код исправляет все ошибки тогда и только тогда, когда все столбцы матрицы H^T отличны от нуля и друг от друга. Действительно, если какой-либо столбец этой матрицы нулевой, то ошибка, появившаяся на месте этого столбца, не скажется на синдроме. В результате код не позволит обнаружить эту ошибку. Если же два столбца матрицы одинаковы, то ошибки, появившиеся на этих местах, одинаково скажутся на синдроме. В результате возникнет неопределенность в точном указании местоположения ошибки.

Наиболее простым линейным кодом, исправляющим любую одиночную ошибку, является код Хэмминга/5/.

Предположим, что передавался кодовый вектор U, а в результате возникшей ошибки был принят вектор U+e , где e - вектор ошибок. Если произошла одна ошибка, то вектор e содержит одну единицу на том месте, на котором произошла ошибка, и нули на всех остальных местах.

Определим синдром принятого слова:

$$S = H^T(U+e) = H^TU + H^Te = H^Te,$$

так как U- кодовый вектор - $UH^T = 0$. Запишем матрицу H^T в виде:

$$H^T = \begin{vmatrix} a_1 & a_2 & a_3 & \dots a_n \\ b_1 & b_2 & b_3 & \dots b_n \\ \cdot & \cdot & \cdot & \dots \cdot \\ m_1 & m_2 & m_3 & \dots m_n \end{vmatrix}.$$

Пусть произошла ошибка на i-том месте. Тогда:

$$eH^T = e_1\begin{vmatrix} a_1 \\ b_1 \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ m_1 \end{vmatrix} + e_2\begin{vmatrix} a_2 \\ b_2 \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ m_2 \end{vmatrix} + \dots e_n\begin{vmatrix} a_n \\ b_n \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ m_n \end{vmatrix} = e_i\begin{vmatrix} a_i \\ b_i \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ m_i \end{vmatrix} = \begin{vmatrix} a_i \\ b_i \\ \cdot \\ \cdot \\ \cdot \\ m_i \end{vmatrix},$$

так как $e_i = 1$, а остальные - нули. То есть, если произошла одна ошибка на i-том месте, то синдром равен i-тому столбцу матрицы H^T. Сравнивая синдром с матрицей H^T, можно найти местоположение ошибки. Если в качестве i-того столбца матрицы H^T взять двоичное представление числа i, то для каждой одиночной ошибки синдром будет двоичным представлением номера разряда, в котором произошла ошибка. Именно это и было использовано Р.В.Хэммингом при построении кода/6/.

Нетрудно увидеть, что применительно к считыванию информации с МПК описанный код Хэмминга эквивалентен обычному кодированию номера сработавшей проволочки двоичным кодом. Подобные блоки разработаны и описаны /см., например, /1,7,8/ и др./. Так же как и в этих блоках при наличии двух и более единиц в векторе e /одновременном срабатывании двух или более проволочек в камере/, результат будет неверным.

Для того чтобы код Хэмминга обнаруживал двойные ошибки, достаточно ввести еще одну общую проверку на четность. Такой код называется модифицированным кодом Хэмминга. Декодирование в этом случае производится по следующему алгоритму:

1. Если синдром равен нулю, то ошибок не было.
2. Если проверка по четности дает единицу, то произошла одна ошибка. Синдром укажет местоположение ошибки.
3. Если проверка на четность дает нуль, а синдром не равен нулю, то произошло четное число ошибок. Исправление ошибок в этом случае невозможно.

Очевидно, что можно построить код Хэмминга для любого n и разрядность синдрома m будет: $m = \log_2(n+1)$, а для модифицированного кода Хэмминга: $m = 1 + \log_2(n+1)$.

Замечательным обобщением кодов Хэмминга являются коды Боуза-Чоудхури-Хоквингема /БЧХ-коды/. Эти коды позволяют исправлять любые t ошибок в слове длины n. Коды БЧХ являются циклическими. Циклическими кодами длины n называется пространство V последовательностей длины n, если для любого вектора $v = (a_0 a_1 a_2 \ldots a_{n-1})$ из подпространства V вектор $v' = (a_{n-1} a_0 a_1 \ldots a_{n-2})$, полученный циклическим сдвигом вектора v на единицу вправо, также принадлежит подпространству V /4/.

Пусть m_0 - любое целое число, а α - любой элемент поля Галуа $GF(q^m)$ /см., напр., /9/ /.

Кодом Боуза-Чоудхури-Хоквингема называется код, образованный всеми векторами $\{f(X)\}$ над полем Галуа $GF(q^m)$, такими, что элементы $\alpha^{m_0}, \alpha^{m_0+1}, \ldots \alpha^{m_0+d+2}$ являются корнями многочлена $f(X)$ /10/. Проверочная матрица для БХЧ-кодов в общем случае имеет вид:

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

Здесь α - примитивный элемент поля Галуа $GF(2^m)$ по модулю многочлена $f(X)$.

Важной особенностью БЧХ-кодов является то, что хорошо изучена их математическая структура. Это позволило У.Питерсону предложить алгебраический алгоритм декодирования этих кодов /11/, преимуществом которого является возможность применения для любого числа ошибок. Алгоритм заключается в следующем:

1. Проведение проверок на четность /задаваемых проверочной матрицей/ для вычисления синдрома и определения S_j по синдрому.

2. Вычисление элементарных симметрических функций по полученным значениям.

3. Подстановка каждого элемента поля в уравнение:

$$X^t + \sigma_1 X^{t-1} + \sigma_2 X^{t-2} + \dots + \sigma_t = 0.$$

Те элементы поля, которые удовлетворяют этому уравнению, указывают положение ошибок. Известны другие алгоритмы определения номеров искаженных разрядов для кодов БЧХ в случае двойных и тройных ошибок /11,12/. Можно показать, что для $t=1$ матрица H^T содержит только один столбец, который совпадает с проверочной матрицей кода Хэмминга. В этом смысле коды Хэмминга можно считать частным случаем кодов БЧХ при $t=1$.

Доказано /13/, что для любых m и t существует двоичный код БЧХ, длины $n=2^m-1$, исправляющий любые t и меньше ошибок, разрядность синдрома которого не превышает mt. Отсюда следует, что, применяя схему вычисления синдрома БЧХ-кодов для съема и регистрации информации с МПК, можно всю информацию о номерах сработавших в камере проволочек передать словом длиной $t \log_2(n+1)$, где n - число проволочек в камере. Например, если в камере на 63 проволочки одновременно срабатывает не более трех проволочек, то вся информация с камеры укладывается в 18 разрядов. Для этого первый шаг алгоритма /проведение проверок на четность/ необходимо выполнить до считывания информации в ЭВМ. Эту операцию может выполнить логическая схема, состоящая из сумматоров по модулю 2.

Завершая рассмотрение кодов БЧХ, необходимо отметить, что они образуют наиболее мощный /в смысле корректирующей способности/ класс кодов, исправляющих независимые ошибки.

Для сжатия информации с МПК определенный интерес представляют итеративные коды[5]. Для наглядности запишем номера проволочек МПК в виде матрицы и будем проверять строки и столбцы на срабатывание /например, по ИЛИ/.

$$\begin{array}{ccccc} & & x & & \\ 1 & 2 & 3 & 4 & x \\ 5 & 6 & 7 & 8 & \\ 9 & 10 & 11 & 12 & \\ 13 & 14 & 15 & 16 & \end{array}$$

При срабатывании какой-либо проволочки /в приведенном примере 3/, проверки по строкам и столбцам точно укажут, на пересечении какого столбца и какой строки находится номер сработавшей проволочки. На этом и основаны упомянутые выше работы[2] и [3], а сам этот принцип лежит в основе простого итеративного кода. Этот код позволяет исправлять только одиночные ошибки, и эффективен при срабатывании только одной проволочки. При одновременном срабатывании большего числа проволочек появляется неоднозначность в определении номеров сработавших проволочек.

Интересные результаты получаются, если в качестве строк этой матрицы брать слова одного корректирующего кода, а в качестве столбцов - другого. Например, если в качестве строк взять слова модифицированного кода Хэмминга, а в качестве столбцов - код с проверкой на срабатывание /проверка на четность/, то можно исправлять любые три ошибки и большую часть ошибок более высокой кратности. При этом разрядность синдрома будет больше, чем у БЧХ-кода, исправляющего тройные ошибки, но аппаратура и декодирование такого кода будут существенно проще.

Очевидно, что этим не ограничиваются возможности использования итеративных кодов для съема информации с МПК.

Рассмотрим возможности аппаратурной реализации электроники съема и регистрации информации с МПК с использованием корректирующих кодов.

Коды Хэмминга

Как отмечалось выше, аппаратурная реализация кодов Хэмминга, исправляющих одну ошибку, аналогична обычному шифратору. Здесь нам хотелось бы подчеркнуть следующее. Применение дешевых и быстродействующих микросхем позволяет строить шифраторы, способные работать от импульсов, имеющихся на выходе усилителей-формирователей. При этом можно сократить, кроме требуемого для набора статистики объема памяти ЭВМ и времени считывания информации, также и объем регистрирующей аппаратуры - количество элементов задержки и триггеров в регистрах.

Коды Боуза-Чоудхури-Хоквингема

В настоящее время промышленность выпускает микросхемы "Исключающее ИЛИ" на два входа и многовходовые микросхемы контроля четности. На основе этих микросхем достаточно просто строится аппаратура, вычисляющая синдром БЧХ кодов. Для разработки такого блока необходимо, построив матрицу кода, определить из нее проверочные соотношения. По полученным проверочным соотношениям разрабатывается принципиальная схема устройства. Номера сработавших проволочек определяются, например, по приведенному выше алгоритму.

Общая блок-схема такого устройства показана на *рис. 1*. На входы сумматоров по модулю 2, на выходе

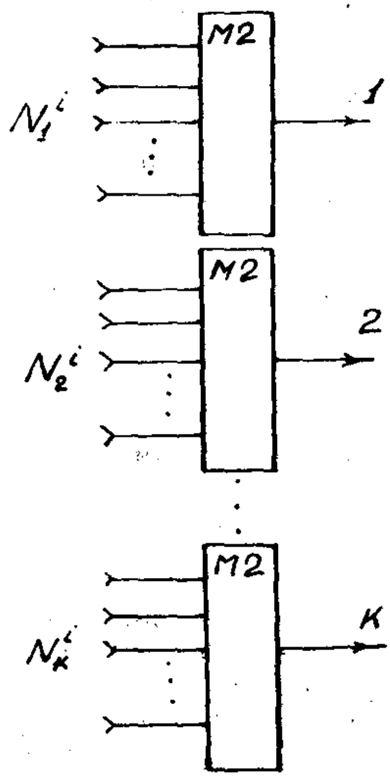

Рис. 1. Общая блок-схема устройства. N_1^i - *номера проволочек, входящих в проверочное соотношение из первого столбца матрицы.* N_2^i - *номера проволочек, входящих в проверочное соотношение из второго столбца матрицы.* N_k^i - *номера проволочек, входящих в проверочное соотношение из К-того столбца матрицы.*

которых формируется первый разряд синдрома, подаются сигналы с проволочек, номера которых входят в проверочное соотношение, полученное из первого столбца матрицы; на входы сумматоров по модулю 2, на выходе которых формируется второй разряд синдрома - сигналы с проволочек, номера которых входят в проверочное соотношение, полученное из второго столбца матрицы, и т.д. Очевидно, что на входы этого блока можно подавать сигналы не только с выходов регистров, но и с выходов усилителей-формирователей или элементов задержки. В двух последних случаях сокращается также и объем электроники считывания информации с МПК.

Итеративные коды

Электроника считывания информации с МПК на основе простого итеративного кода реализована с помощью резисторного ИЛИ [2]. В этом устройстве на входы резисторного ИЛИ подаются сигналы непосредственно с проволочек МПК, что позволило сократить также и число усилителей-формирователей. Очевидно, что реализация аппаратуры считывания информации с МПК на основе более сложных итеративных кодов не представит принципиальных трудностей и обеспечит определенную минимизацию массива информации с камеры.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В работе предложен новый подход к проблеме регистрации сигналов с МПК, основанный на применении свойства синдрома корректирующего кода содержать всю информацию об ошибках в кодовых словах. При этом необходимо вводить ограничение по числу одновременно срабатывающих проволочек в камере. Электроника считывания информации с МПК, построенная на этом принципе, дает:

1. Значительный выигрыш в объеме памяти ЭВМ, требуемом для набора статистики.

2. Повышает скорость набора статистики.

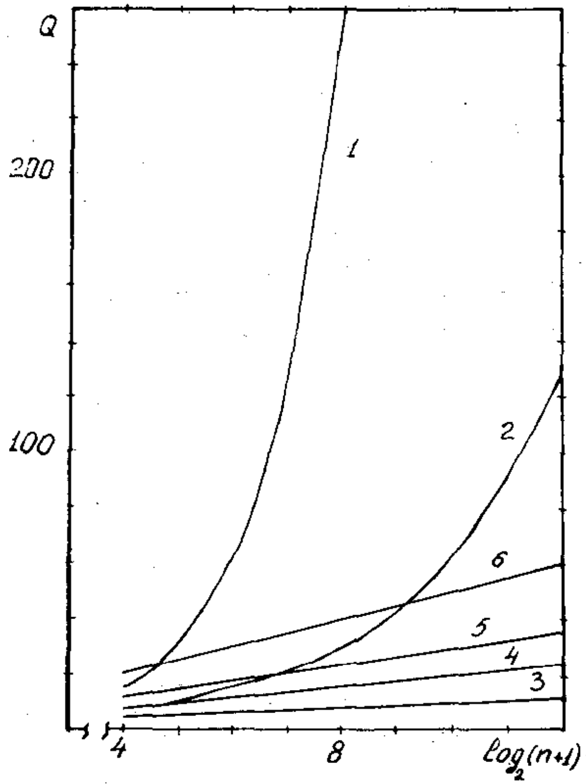

Рис. 2. Зависимость требуемого объема памяти Q *от числа проволочек в камере* n .

3. Сокращает число линий связи камеры с регистрирующей аппаратурой.

4. Уменьшает объем регистрирующей аппаратуры.

Последние два обстоятельства проявляются при подключении блока, вычисляющего синдром корректирующего кода либо непосредственно к проволочкам камеры, либо к выходам усилителей-формирователей. На *рис. 2* представлены зависимости требуемого объема памяти Q для записи информации об одном событии существующим методом /1/, при использовании простого итеративного кода /2/, с использованием кода Хэмминга /3/ и БЧХ-кодов для $t = 2$ /3/, для $t = 3$ /4/, $t = 5$ /6/, где t - число одновременно срабатывающих проволочек.

Из приведенных зависимостей видно, что применение теории и аппаратуры корректирующих кодов для считывания информации с МПК обеспечивает значительное сокращение требуемого для набора определенной статистики объема памяти.

Очевидно, что зависимости сокращения числа линий связи МПК с регистрирующей аппаратурой и изменение скорости набора статистики будут иметь аналогичный характер.

ЛИТЕРАТУРА

1. *Гузик З. и др. ОИЯИ, 13-6317, Дубна, 1972.*
2. *Bonazolla e.a. Материалы Международной конференции по аппаратуре в физике высоких энергий. ОИЯИ, Д-5805, Дубна, 1970, т.I, с.265.*
3. *Lee L.Y. Патент США №3777161,кл. 250-361.*
4. *Берлекэмп Э. Алгебраическая теория кодирования. "Мир", М., 1971.*
5. *Питерсон У. Коды, исправляющие ошибки. "Мир", М., 1964.*
6. *Хэмминг Р.В. Коды с обнаружением и исправлением ошибок. В сб.: Коды с обнаружением и исправлением ошибок. ИЛ., М., 1956.*
7. *Гузик З., Басиладзе С.Г. ОИЯИ, Р13-6917, Дубна, 1973.*
8. *Басиладзе С.Г. и др. ОИЯИ, Р13-7613, Дубна, 1973.*
9. *Постников М.М. Основы теории Галуа. Физматгиз, М., 1970.*
10. *Францис Т.А., Янбых Г.Ф. Избыточность в электронных дискретных устройствах. "Энергия", Л., 1969.*
11. *Блох Э.А. О методе декодирования для кодов Боуза-Чоудхори, исправляющих тройные ошибки. Изв. АН СССР, сер. "Техническая кибернетика", 1964, №3.*

12. Banerji R.B. A Decoding Procedure for Double-Error Correcting Bouse-Ray-Chaudhuri Codes. Proc. IRE 1961, 49, No. 10.
13. Питерсон У. Кибернетический сборник, №6, с.25-34, ИЛ., М., 1963.
14. Никитюк Н.М. и др. ОИЯИ, 13-10690, Дубна, 1977.

Рукопись поступила в издательский отдел
25 мая 1977 года.