

# РАЗРАБОТКА СТРУКТУРЫ БЫСТРОДЕЙСТВУЮЩЕГО ДЕКОДЕРА БЧХ-КОДА НА ОСНОВЕ ЦИКЛИЧЕСКОГО МЕТОДА ДЕКОДИРОВАНИЯ

Рыжова С.Е., Мыцко Е.А., Мальчуков А.Н.

Научный руководитель: Мальчуков А.Н.

Томский политехнический университет

evgenvt@tpu.ru, jgs@tpu.ru

## Введение

Для обнаружения и исправления ошибок при передаче данных широко применяются помехоустойчивые коды. Одним из самых популярных в данной области является БЧХ-код [1,2], который позволяет исправлять многократные независимые ошибки. Непосредственно для исправления ошибок в системах передачи данных используется циклический метод декодирования [3]. Существуют различные варианты декодера, которые требуют больших аппаратных затрат и памяти, при том, что циклический метод не обладает такими недостатками.

## Описание циклического метода декодирования БЧХ-кода классическим алгоритмом деления полиномов

Для исправления ошибок в системах передачи данных используется циклический метод декодирования.

Классический алгоритм деления полиномов основан на делении входного кодового слова на образующий полином [4,5], с последующим циклическим сдвигом входного полинома в том случае, если вес остатка от деления будет превышать кратность исправляемых ошибок, которая была задана образующим полиномом.

На рисунке 1 представлена блок-схема алгоритма циклического декодирования.

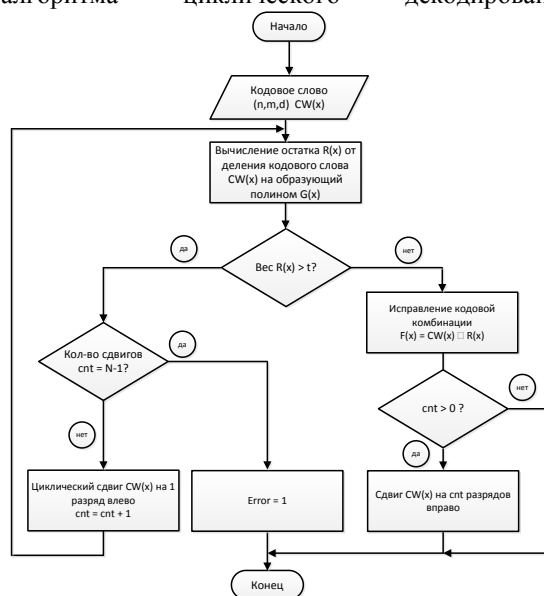


Рис. 1. Блок-схема алгоритма циклического декодирования БЧХ-кода

В данном алгоритме на первом шаге вычисляется остаток от деления кодового слова на образующий полином, после чего рассчитывается вес остатка. Если вес остатка больше заданной кратности ошибок  $t$ , то кодовое слово циклически сдвигается на 1 разряд влево (если не все сдвиги осуществлены, иначе выдается ошибка о невозможности исправления ошибки). При весе остатка меньше заданной кратности ошибок осуществляется исправление кодовой комбинации, путем сложения кодового слова по модулю 2 с остатком от деления. Также осуществляется сдвиг исправленного кодового слова вправо на количество разрядов, равное количеству сдвигов исходного кодового слова. На рисунке 2 представлена структурная схема устройства циклического декодирования с обратной связью.

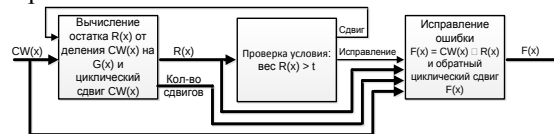


Рис. 2. Структурная схема устройства циклического декодирования

Кодовое слово подается на блок вычисления остатка от деления кодового слова на образующий полином, затем остаток подается на блок проверки веса остатка от деления. Если вес остатка от деления больше  $t$ , то формируется сигнал обратной связи для сдвига кодового слова влево и повторения операций деления и вычисления веса остатка, иначе формируется управляющий сигнал для блока исправления ошибки с обратным циклическим сдвигом результата на число разрядов, равное количеству сдвинутых позиций.

При реализации классического алгоритма циклического метода декодирования на каждый сдвиг кодового слова требуется  $n$  (длина кодового слова) итераций для вычисления остатка от деления кодового слова на образующий полином. Исходя из этого, максимальное число итераций для кодового слова длины  $n$ , при декодировании составляет  $n \cdot (n-1)$ . В связи с данным фактом, основной недостаток данного алгоритма заключается в том, что для декодирования требуется большое количество итераций, поэтому для увеличения быстродействия был разработан быстродействующий алгоритм декодирования

БЧХ-кода, основанный на операциях умножения вектора на матрицу.

## Быстродействующий алгоритм циклического декодирования БЧХ-кода

Принцип быстройдействующего алгоритма основан на матричном делении, в котором происходит замена самой процедуры деления на умножение вектора на матрицу, где в качестве вектора выступает делимое, а матрицы – предварительно вычисленная матрица для заранее определенных длин делимого и делителя. На рисунке 3 представлена структурная схема устройства быстройдействующего циклического декодирования.

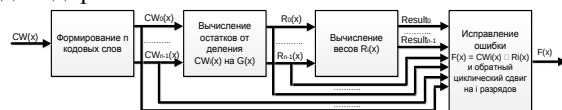


Рис. 3. Структурная схема устройства  
быстродействующего циклического  
декодирования

Кодовое слово подается на блок генерации всех вариантов сдвигов исходного кодового слова, после чего сформированные кодовые слова параллельно подаются на блок вычисления остатков от деления. Рассчитанные остатки для каждого из вариантов сдвига, подаются на блок вычисления весов для остатков и формирования соответствующих сигналов для блока исправления ошибки. Если вес остатка больше заданной кратности ошибок  $t$ , то на выходе формируется логический «0», иначе – логическая «1».

Основное преимущество данного алгоритма заключается в том, что для выполнения декодирования не требуется  $n*(n-1)$  итераций. Все операции выполняются за одну итерацию.

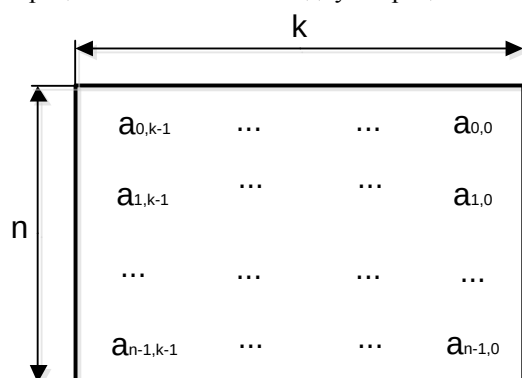


Рис. 4. Матрица предвычисленных значений;  $n$  – длина кодового слова;  $k$  – длина контрольного блока

На рисунке 4 представлена матрица предвычисленных значений, на основе которой рассчитываются остатки от деления кодового

слова на образующий полином, где  $n$  – длина кодового слова,  $k$  – длина контрольного блока кодового слова [6], при этом матрица остатков рассчитывается следующим образом:

$$R_{k-1} = CW_0 * a_{0, k-1} \oplus CW_1 * a_{1, k-1} \oplus \dots \oplus CW_{n-1} * a_{n-1, k-1};$$

$$R_{k-2} = CW_0 * a_{0, k-2} \oplus CW_1 * a_{1, k-2} \oplus \dots \oplus CW_{n-1} * a_{n-1, k-2};$$

...

$$R_0 = CW_0 * a_{0,0} \oplus CW_1 * a_{1,0} \oplus \dots \oplus CW_{n-1} * a_{n-1,0}.$$

## Заключение

В данной статье предложена структура быстродействующего декодера БЧХ-кода, основанная на методе циклического декодирования для аппаратной реализации. Аппаратный декодер БЧХ-кода с такой структурой сможет за 1-2 такта декодировать кодовое слово в отличие от других декодеров, которые основаны на многоитерационном процессе декодирования. К тому же, декодер, реализующий структуру, не требует больших аппаратных затрат или больших объёмов памяти для хранения предвычисленных значений соответствия между остатками от деления  $CW(x)$  на  $G(x)$  с шаблонами ошибок.

## Список литературы

1. Боуз Р.К., Рой-Чоудхури Д.К. Об одном классе двоичных групповых кодов с исправлением ошибок. – В кн.: Кибернетика. М., 1964. – С.112-118.
2. Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. М.Ж. Мир, 1986. – 567с.
3. Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования: методы, алгоритмы, применение: учебное пособие: пер. с англ. – М.: Техносфера, 2006. – 320 с.
4. Mytsko E. A., Malchukov A. N. Adaptation of technology MPI and OpenMP to search for the generators polynomials // 9th International Forum on Strategic Technology (IFOST-2014): Proceedings, Chittagong, October 21-23, 2014. - Chittagong: CUET, 2014 - p. 5-8
5. Mytsko E. A., Malchukov A. N. Application of parallel computing technology openmp to search for the generator polynomials // Mechanical Engineering, Automation and Control Systems: Proceedings of International Conference, Tomsk, October 16-18, 2014. - Tomsk: TPU Publishing House, 2014 - p. 1-5
6. Буркатовская Ю.Б., Мальчуков А.Н., Осокин А.Н. Быстродействующие алгоритмы деления полиномов в арифметике по модулю два. // Известия Томского политехнического университета. – 2006, - Т. 309. - № 1. – С. 19-24.