

УДК 681.3

О.Н. Дяченко (канд. техн. наук, доц.), **И.В. Юрьев** (магистрант)
Донецкий национальный технический университет
do@cs.dgtu.donetsk.ua

ВЛИЯНИЕ ПАРАМЕТРОВ КОДА РИДА-СОЛОМОНА НА ИЗБЫТОЧНОСТЬ КОДА

Рассмотрено влияние параметров кодов Рида-Соломона на избыточность, корректирующие возможности и скорость кодов, а также на аппаратные затраты их реализации.

коды Рида-Соломона, циклические коды, кодер, декодер, коды БЧХ, поле Галуа, избыточность, перемежение

Введение

При проектировании современных систем коммуникаций одной из важнейших является задача обеспечения высокой достоверности передачи информации, а также её хранение и обработка. Для обеспечения помехоустойчивости информации применяют коды, обнаруживающие и исправляющие ошибки, возникающие в ходе работы системы и её элементов.

Коды Рида-Соломона — циклические коды, позволяющие исправлять ошибки в блоках данных. Элементами кодового слова являются не биты, а группы битов (блоки). В настоящее время широко используются коды Рида-Соломона для космической связи NASA, цифрового телевидения высокого разрешения (формат HDTV), в системах восстановления данных с компакт-дисков, в контроллерах оперативной памяти, в модемах, в жестких дисках, при создании архивов с информацией для восстановления в случае повреждений и т.д. [1-2]. А также они не исчерпали свои возможности и преимущества и в других приложениях, таких, как например, задачи криптографии, устройствах компактного тестирования и т.д.

Вместе с тем, несмотря на известные схемотехнические решения построения кодов, а также кодирующих и декодирующих устройств, их реализующих, информация о них - платная. Например – исправление ошибок в CD дисках.

Популярность этих кодов заключается в высоких корректирующих возможностях - исправление пакетов и множественных пакетов ошибок.

Данная работа посвящена рассмотрению влияния параметров кода Рида-Соломона на избыточность кода.

Порождающие полиномы кодов Рида-Соломона

Коды Рида-Соломона являются частным случаем кодов БЧХ. Главное отличие кодов Рида-Соломона заключается в том, что в качестве символа выступает не двоичный символ (один бит), а элемент поля Галуа (несколько битов).

Порождающий полином кода Рида-Соломона, исправляющего s ошибок, должен содержать $2s$ корней:

$$\{\alpha_0^{j_0}, \alpha_0^{j_0+1}, \alpha_0^{j_0+2}, \dots, \alpha_0^{j_0+2s-1}\},$$

где j_0 – конструктивный параметр.

Как правило, j_0 выбирают равным 1. Тогда множество корней полинома принимает вид $\{\alpha, \alpha^2, \alpha^3 \dots \alpha^{2s}\}$.

Для кода Рида-Соломона, исправляющего s ошибок, порождающий полином имеет следующий вид:

$$RS(X) = (X - \alpha)(X - \alpha^2)(X - \alpha^3) \dots (X - \alpha^{2s}),$$

При таком представлении порождающий полином имеет множество корней $\{\alpha, \alpha^2, \alpha^3 \dots \alpha^{2s}\}$.

Сущность помехоустойчивого кодирования заключается во введении в первичные коды избыточности. Поэтому помехоустойчивые коды называют избыточными. Задача помехоустойчивого кодирования заключается в таком добавлении к информационным символам первичных кодов дополнительных символов, чтобы в приемнике информации могли быть найдены и исправлены ошибки, возникающие под действием помех при передаче кодов по каналам связи. Формула вычисления избыточности имеет вид: $R=p/n$, где p — количество проверочных символов, n —длина кода. Значение p вычисляется по следующей формуле $p=\deg RS(X)=2*s$.

Длина исправляемого пакета ошибок для последовательного кода без каких-либо ограничений равна $t=j*b-(b-1)$ для посимвольно перемеженного кода Рида-Соломона поля Галуа $GF(2^b)$ с параметром перемежения j .

Схему посимвольно перемеженного кода Рида-Соломона можно получить из схемы исходного кода, вставив дополнительно к каждому элементу памяти $j-1$ элементов. Например, для поля $GF(2^3)$ при перемежении с параметром $j=2$ каждую триаду элементов памяти нужно заменить двумя последовательно включенными триадами.

Чтобы из (n, k) -кода получить (jn, jk) -код, выберем из исходного кода j произвольных кодовых слов и укрупним кодовые слова, чередуя их символы. Если исходный код исправлял произвольный пакет ошибок длины d , то, очевидно, результирующий код будет исправлять все пакеты ошибок длины jd . Например, применяя метод перемежения к четырём копиям $(31, 25)$ -кода, исправляющего пакет ошибок длины 2, получаем $(124, 100)$ – код, который может исправлять пакет ошибок длины 8 [3]. Для циклических кодов метод перемежения приводит к циклическим кодам.

Предположим, что исходный код порождается полиномом $g(X)$. Тогда порождающий полином получаемого перемежением кода равен $g(X^j)$. Заметим, что перемежение символов нескольких информационных полиномов с последующим умножением на $g(X^j)$ даёт то же самое кодовое слово, что и умножение каждого из исходных информационных полиномов на $g(X)$ с последующим перемежением этих слов (n, k) -кода.

Влияние параметров кодов Рида-Соломона на избыточность

Избыточность кода и его скорость зависит, прежде всего, от количества исправляемых ошибок, которое задаётся при построении кода.

Для изменения избыточности кода применяют такие подходы:

- 1) изменение параметра b поля Галуа (2^b), на основе которого строится код;
- 2) метод посимвольного перемежения кодов.

Вначале рассмотрим параметры кодов в символах элемента поля Галуа $GF(2^b)$.

Для $s=1$: $p=2$, $n=2^b - 1$, $R=p/n=2/(2^b - 1)$.

Исправляется один b -битный символ. Чем больше b , тем меньше избыточность, следовательно, больше скорость кода. Корректирующие возможности и аппаратные затраты увеличиваются. Зависимость избыточности кода от его параметров представлены в таблице 1 и на рисунке 1.

Таблица 1. Зависимость параметров кода и избыточности кода при постоянном значении $s=1$

GF	p	n	R
GF(4)	2	3	0,67
GF(8)	2	7	0,29
GF(16)	2	15	0,13
GF(32)	2	31	0,065
GF(64)	2	63	0,032
GF(128)	2	127	0,016
GF(256)	2	255	0,008

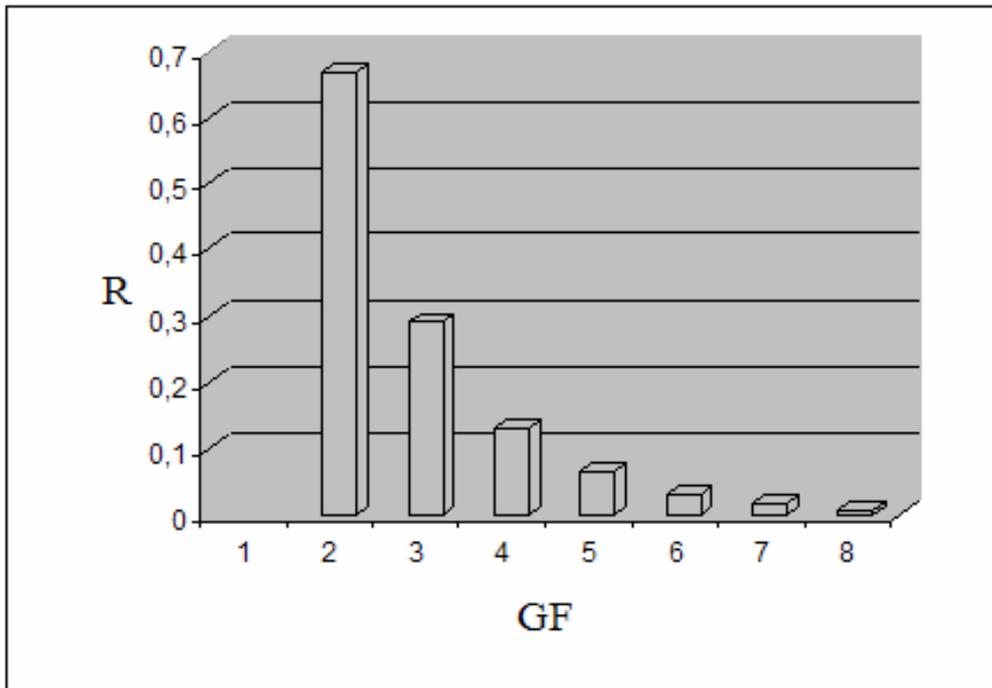


Рисунок 1 - Диаграмма зависимости изменения параметров поля Галуа на избыточность кода

Для $s=2$: $p=4$, $n=2^b - 1$, $R=p/n=4/(2^b - 1)$. Избыточность в 2 раза больше, чем для $s=1$.

Исправляются два b -битных символа, расположенных в любых двух символах из кодового слова длины $2^b - 1$.

Чем больше b , тем меньше избыточность, следовательно, больше скорость кода.

Корректирующие возможности увеличиваются в C_2^n раз (по сравнению с $s=1$), а аппаратные затраты увеличиваются незначительно, так как длина кода n одинакова для $s=1$ и $s=2$. Однако скорость кода в 2 раза меньше, поскольку избыточность кода R в 2 раза больше.

Рассмотрим избыточность и корректирующие возможности кодов в символах двоичной последовательности b -битов (применение кодов Рида-Соломона для исправления пакетов ошибок).

Для случая с ограничением характера расположения ошибок получаем такой же результат, как рассмотренный ранее для символов элементов поля Галуа (2^b).

Для произвольного расположения пакетов ошибок: для $s=1$ длина исправляемого пакета $t=1$ (всего 1 бит). Это можно пояснить следующим образом. При длине пакета $t=2$ в наихудшем случае один искаженный бит может оказаться в одном принятом символе кодового слова (b – двоичных символов), а второй – в другом соседнем символе, что равносильно двойной ошибке для кодов Рида-Соломона. Поскольку код построен для исправления одиночной ошибки, то рассмотренная ошибка неисправима.

В случае кодов Рида-Соломона, исправляющего две ошибки ($s=2$) длина произвольного расположенного исправляемого пакета ошибок $t=b+1$. Это объясняется тем, что в наихудшем случае при $t=b+2$ один искаженный бит может оказаться в одном символе кодового слова (b – двоичных символов), b искаженных двоичных битов – во втором символе, и еще один искаженный бит – в третьем символе. Таким образом, получили тройную ошибку, которую декодер кода Рида-Соломона не сможет исправить, поскольку построен для кода, исправляющего двойную ошибку. Вместе с тем, любой пакет ошибок искаженных битов длины $t=b+1$ не сможет расположиться в трех соседних символах принятого кодового слова кода Рида-Соломона. Поэтому, он будет исправим.

Таким образом, для одиночного исправляемого пакета максимальной длины увеличение b для $s=1$ нерационально; для $s=2$ увеличение длины исправляемого пакета незначительно по сравнению с методом перемежения.

Поэтому применение кодов Рида-Соломона, исправляющих одиночные ошибки, для исправления пакетов ошибок рационально только в случае их посимвольного перемежения.

Для произвольного расположения пакетов ошибок максимальной длины: для $s=1$ $t=j*b-(b-1)$; для $s=2$ $t=2*(j*b-(b-1))$, где j — параметр перемежения. Как видно из приведенных выражений зависимости длины исправляемого пакета ошибок, для обоих вариантов кода Рида-Соломона, допускающих синдромное декодирование, она значительно зависит не только от параметра перемежения j , но также от параметра b поля Галуа $GF(2^b)$.

Избыточность $R=j*p/j*n=p/n$ – не изменяется, следовательно, скорость кода также не изменяется, аппаратные затраты возрастают в j раз.

При посимвольном перемежении для $s=1$ появляются, а для $s=2$ увеличиваются дополнительные возможности исправления множественных пакетов ошибок. Однако при построении кодов следует ориентироваться на максимальную длину гарантированно исправляемого пакета ошибок, поскольку в большинстве случаев, в особенности, на носителях информации (радиальные царапины на CD-дисках, дефекты в запоминающих устройствах и др.), ошибки сгруппированы в одиночные пакеты.

На рисунке 2-5 представлены примеры схемной реализации декодеров кодов Рида-Соломона с полем Галуа $GF(8)$ и $GF(16)$, исправляющих одиночные или двойные ошибки (параметры $s=1$ и $s=2$), без перемежения и с параметром перемежения $j=2$ при $s=2$.

Кодеры для соответствующих кодов аналогичны по построению декодерам кодов Рида-Соломона, а также кодерам циклического кода Хэмминга и кодерам кода BCH.

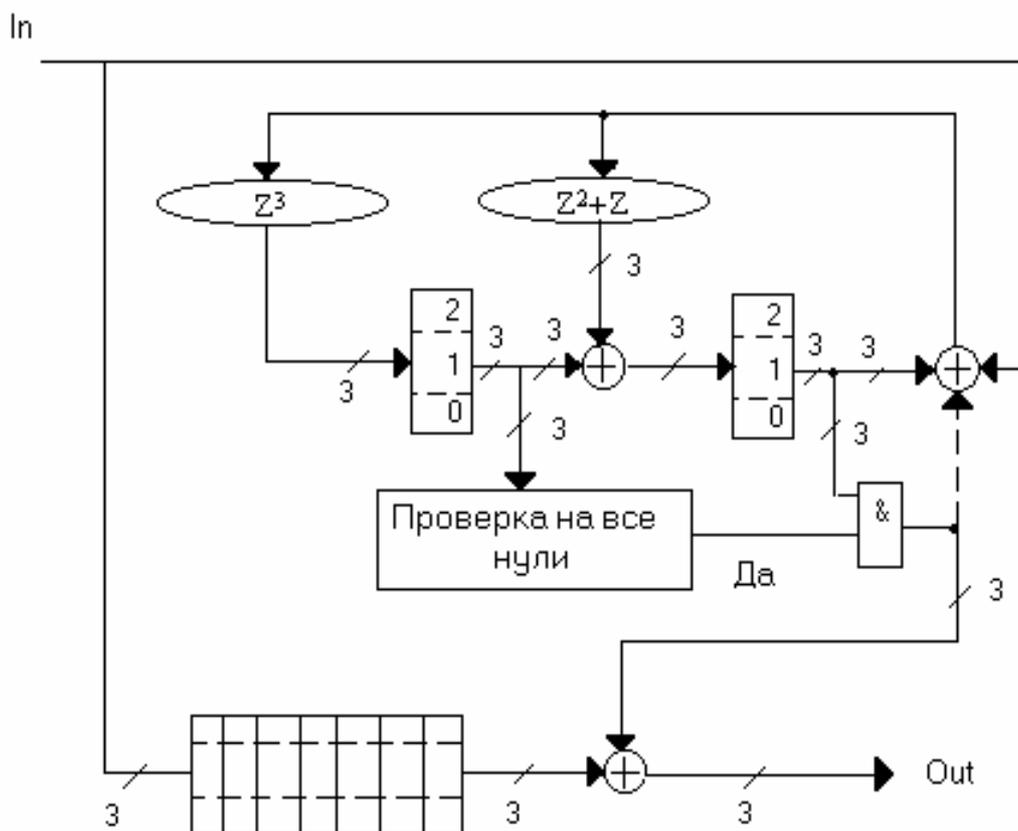


Рисунок 2 - Декодер кода Рида-Соломона для поля Галуа GF(8) при $s=1$

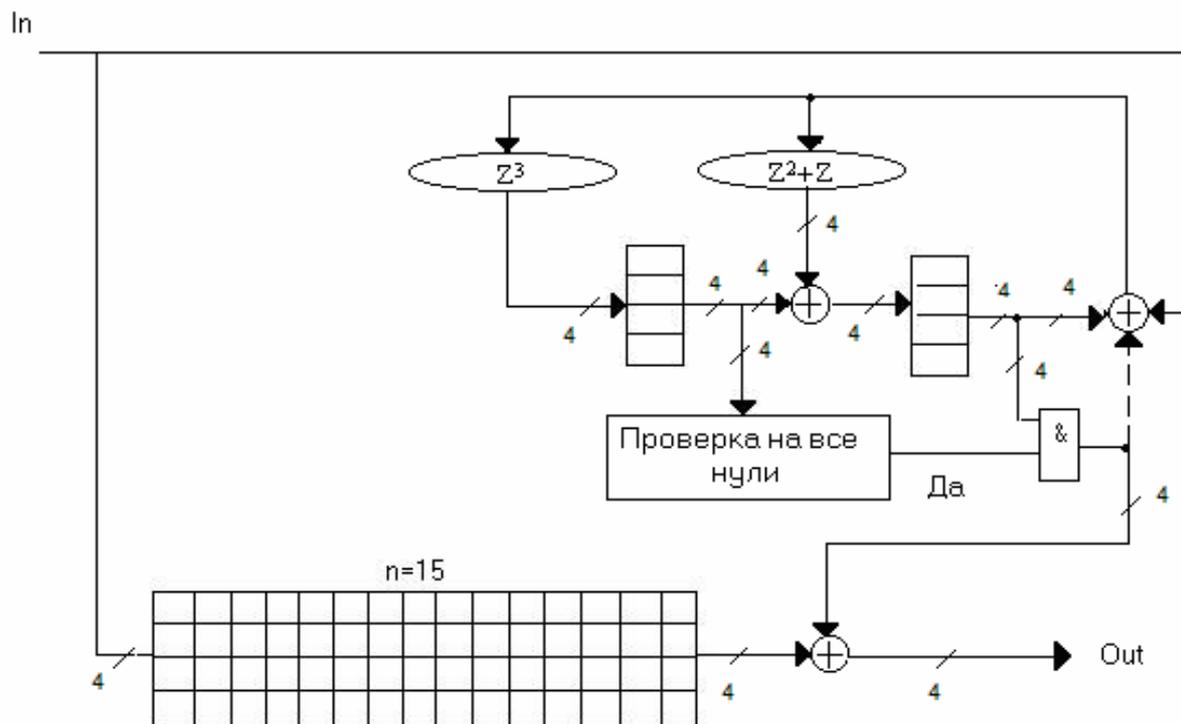


Рисунок 3 - Декодер кода Рида-Соломона для поля Галуа GF(8) при $s=1$

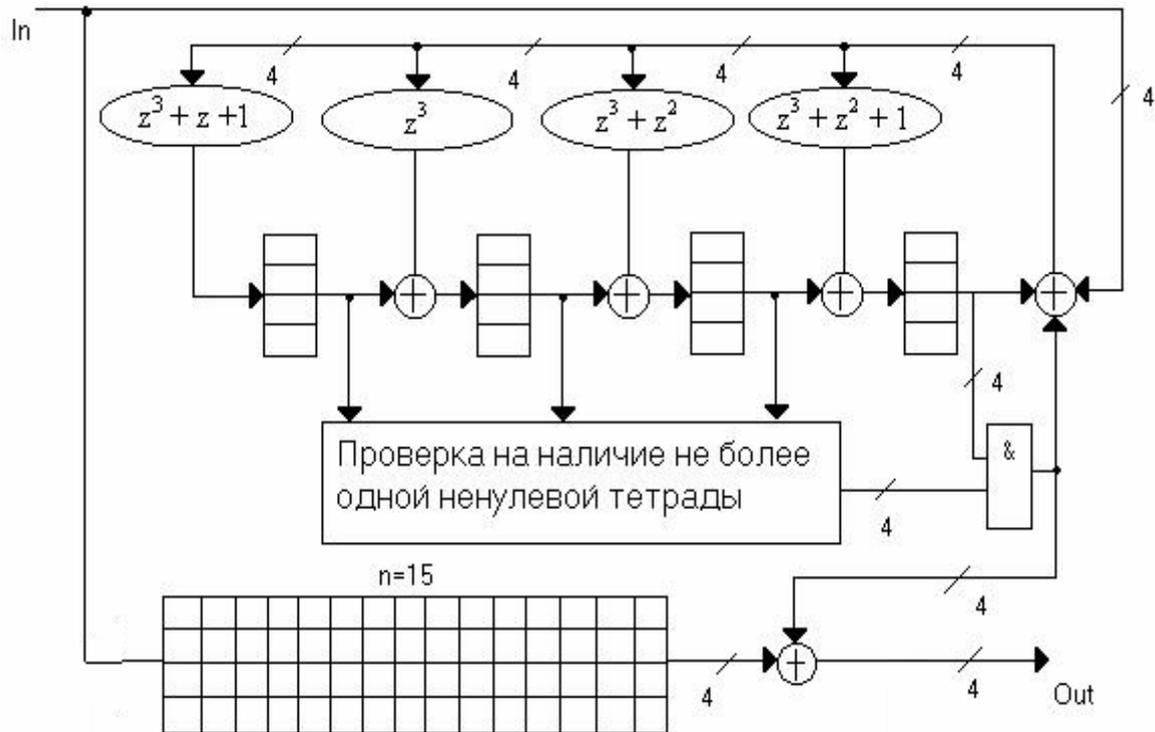


Рисунок 4 - Декодер кода Рида-Соломона для поля Галуа GF(16) при $s=2$

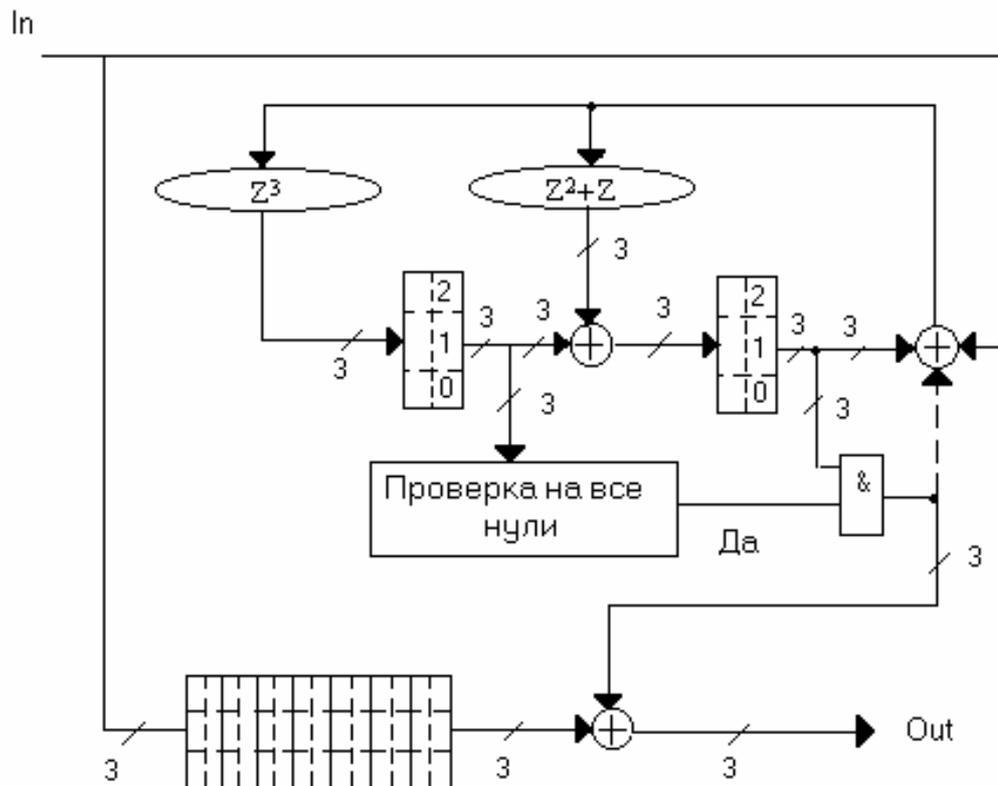


Рисунок 5 - Декодер кода Рида-Соломона для поля Галуа GF(8) и $j=2$

Выводы

Применение кодов Рида-Соломона, исправляющих одиночную ошибку, для исправления пакетов ошибок рационально только в случае их посимвольного перемежения.

Увеличение параметра b поля Галуа $GF(2^b)$, на основе которого строится код Рида-Соломона, уменьшает избыточность. Метод посимвольного перемежения не изменяет избыточность кода.

При перемежении для кодов Рида-Соломона, исправляющих одиночную ошибку, появляются, а для кодов Рида-Соломона, исправляющих двойную ошибку, увеличиваются дополнительные возможности исправления множественных пакетов ошибок. Однако при построении кодов следует ориентироваться на максимальную длину гарантированно исправляемого пакета ошибок.

Список литературы

1. Robert H. Morelos-Zaragoza. The Art of Error Correcting Coding. First Edition, John Wiley & Sons, 2002. – 221p.
2. Код Рида-Соломона. Википедия, свободная энциклопедия. Электронный ресурс. Режим доступа: http://ru.wikipedia.org/wiki/Код_Рида_—_Соломона
3. Richard E. Blahut. Theory and Practice of Error Control Codes. Addison-Wesley Publishing Company, Massachusetts, 1984. – 576p.

Надійшла до редколегії 28.09.2009р. Рецензент: к.т.н., доц. Зінченко Ю.Є.

О.М. Дяченко, І.В. Юр'єв

Донецький національний технічний університет

Вплив параметрів коду Ріда-Соломона на надлишковість коду. Розглянутий вплив параметрів кодів Ріда-Соломона на надлишковість, коригувальні можливості і швидкість кодів, а також на апаратні витрати та їх реалізацію.

коди Рида-Соломона, циклічні коди, кодер, декодер, коди BCH, поле Галуа, надлишковість, перемежування

O.N. Dyachenko, I.V. Yur'ev

Donetsk National Technical University

Influence of parameters of Reed–Solomon code on redundancy. Influence of parameters of Reed-Solomon codes on redundancy, correcting possibilities and speed of codes, and also on hardware and their implementation is considered.

Reed–Solomon codes, cyclic codes, encoder, decoder, BCH codes, Galois field, redundancy, interleaving