

**ОПИСАНИЕ
ИЗОБРЕТЕНИЯ
К ПАТЕНТУ**
(12)

РЕСПУБЛИКА БЕЛАРУСЬ



НАЦИОНАЛЬНЫЙ ЦЕНТР
ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНОЙ
СОБСТВЕННОСТИ

(19) **ВУ** (11) **17985**

(13) **С1**

(46) **2014.02.28**

(51) МПК

H 03M 13/00 (2006.01)

G 06F 11/08 (2006.01)

(54) **КАНАЛЬНЫЙ КОДЕК ДЛЯ КОДИРОВАНИЯ И ДЕКОДИРОВАНИЯ ДВОИЧНОЙ ИНФОРМАЦИИ ЦИКЛИЧЕСКИМ КОДОМ БОУЗА-ЧОУДХУРИ-ХОКВИНГЕМА**

(21) Номер заявки: а 20101053

(22) 2010.07.09

(43) 2012.02.28

(71) Заявитель: Учреждение образования "Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники" (ВУ)

(72) Авторы: Королев Алексей Иванович; Конопелько Валерий Константинович; Пирогов Константин Игоревич; Руис Луис Альфонсо; Салас Нестор Альфредо (ВУ)

(73) Патентообладатель: Учреждение образования "Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники" (ВУ)

(56) КОРОЛЕВ А.И. Коды и устройства помехоустойчивого кодирования информации. - Минск: Бестпринт, 2007. - С. 164, 166.

RU 2110148 С1, 1998.

JPS 6221329 А, 1987.

JPS 59201148 А, 1984.

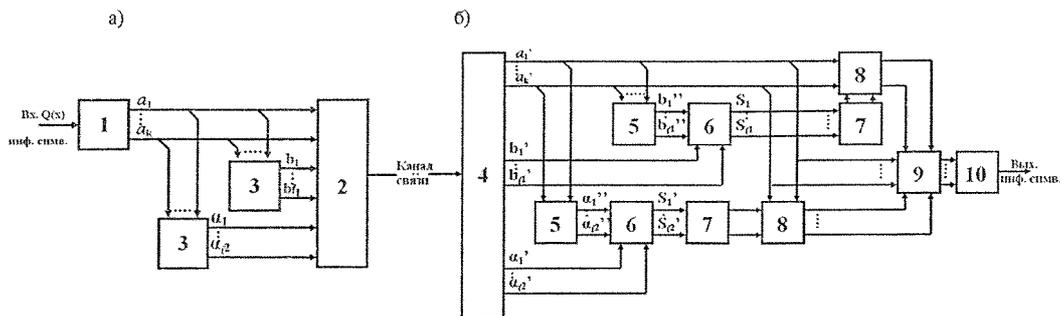
EP 0330001 А2, 1989.

CN 101567696 А, 2009.

JPS 57136836 А, 1982.

(57)

Канальный кодек для кодирования и декодирования двоичной информации циклическим кодом Боуза-Чоудхури-Хоквингема, характеризующийся тем, что содержит передатчик в виде кодера, содержащего демультиплексор кодера, выходы которого объединены с соответствующими входами первого формирователя проверочных символов кодера и соединены с соответствующими входами первой группы мультиплексора кодера, выход которого соединен со входом канала связи, входы второй группы мультиплексора кодера соединены с соответствующими выходами первого формирователя проверочных символов кодера, а вход демультиплексора кодера является входом передатчика; приемник в виде декодера, содержащего демультиплексор декодера, выходы первой группы которого объединены с соответствующими входами первого формирователя проверочных символов



Фиг. 1

ВУ 17985 С1 2014.02.28

декодера и входами первой группы первого корректора ошибок, входы второй группы которого соединены через первый дешифратор синдрома с соответствующими выходами первого формирователя синдрома, входы первой группы которого соединены с соответствующими выходами первого формирователя проверочных символов декодера, входы второй группы первого формирователя синдрома соединены с соответствующими выходами второй группы демультимплексора декодера, вход которого соединен с выходом канала связи, причем кодер содержит второй формирователь проверочных символов кодера, входы которого соединены с соответствующими выходами демультимплексора кодера, а выходы - с соответствующими входами третьей группы мультиплексора кодера, а декодер содержит последовательно соединенные второй формирователь проверочных символов декодера, второй формирователь синдрома, второй дешифратор синдрома, второй корректор ошибок и блок мажоритарных элементов, выходы которого соединены с соответствующими входами мультиплексора декодера, выход которого является выходом приемника, входы второй группы блока мажоритарных элементов соединены с соответствующими выходами первого корректора ошибок, входы третьей группы блока мажоритарных элементов объединены со входами второй группы второго корректора ошибок и входами первой группы первого корректора ошибок, входы второй группы второго формирователя синдрома соединены с соответствующими выходами третьей группы демультимплексора декодера, входы второго формирователя проверочных символов декодера соединены с соответствующими выходами первой группы демультимплексора декодера.

Изобретение относится к технике электросвязи и может быть использовано в кодеках помехоустойчивого кодирования данных при передаче по каналам связи различного назначения.

Известен способ и устройство передачи и приема поэтапно декодируемых сообщений, заключающийся в поэтапном кодировании информации циклическими кодами на передающей стороне и поэтапном декодировании на приемной стороне, при этом первый этап (ступень) декодирования используется для обнаружения некорректируемых ошибок и формирования сигнала отказа от декодирования для второго этапа (ступени) декодирования [1].

Однако известному способу и устройству присущие следующие недостатки:

низкая достоверность принятой информации, которая определяется отказом от декодирования символов информационных блоков при обнаружении некорректируемых ошибок;

высокая избыточность передаваемой информации, которая обеспечивается использованием двух циклических кодов;

большая задержка информации при декодировании, которая обеспечивается поэтапной обработкой кодовых символов.

Известен способ и устройство исправления многократных пакетов ошибок с помощью двухступенчатого кода, построенного на основе циклических БЧХ-кодов, первый из которых используется для обнаружения пакетов ошибок по отдельным участкам, а второй циклический БЧХ-код используется для исправления обнаруженных пакетов ошибок [2].

Однако известному способу и устройству кодирования и декодирования БЧХ-кодов присущие следующие недостатки:

использование двух циклических БЧХ-кодов;

высокая избыточность передаваемых кодовых последовательностей, которая определяется каскадным способом кодирования информации, в связи с чем скорость каскадного БЧХ-кода равна $R_k = R_1 \cdot R_2$ ($R_1 \leq 1$ и $R_2 \leq 1$ - скорости передачи исходных БЧХ-кодов), а

избыточность каскадного БЧХ-кода будет равна $r_k = 1 - R_k$ и будет больше из наибольших значений r_1 и r_2 ; r_1, r_2 - избыточности исходных БЧХ-кодов;

высокая задержка информации при декодировании, которая определяется двухступенчатым (каскадным) способом декодирования исходных БЧХ-кодов.

Известно устройство кодирования и декодирования циклических БЧХ-кодов, содержащее на передающей стороне один канал кодирования, состоящий из коммутатора распределения информации (демультиплексора), формирователя проверочных символов кодера и коммутатора объединения информации, а на приемной стороне - один канал декодирования, состоящий из коммутатора распределения информации (демультиплексора), формирователя проверочных символов декодера, формирователя синдромных символов, дешифратора синдрома, корректора ошибок и коммутатора объединения информации (мультиплексора) [3].

Недостатками известного устройства кодирования и декодирования циклических БЧХ-кодов являются:

низкая корректирующая способность, которая определяется реализуемым одним синдромным алгоритмом декодирования;

высокая сложность реализации синдромного алгоритма декодирования при коррекции группирующихся ошибок.

Задача изобретения - повышение корректирующей способности (уменьшение вероятности ошибочного декодирования) БЧХ-кодов на основе реализации синдромно-мажоритарного алгоритма декодирования.

Поставленная цель достигается тем, что каналный кодек для кодирования и декодирования двоичной информации циклическим кодом Боуза-Чоудхури-Хоквингема, характеризующийся тем, что содержит передатчик в виде кодера, содержащего демультиплексор кодера, выходы которого объединены с соответствующими входами первого формирователя проверочных символов кодера и соединены с соответствующими входами первой группы мультиплексора кодера, выход которого соединен со входом канала связи, входы второй группы мультиплексора кодера соединены с соответствующими выходами первого формирователя проверочных символов кодера, а вход демультиплексора кодера является входом передатчика; приемник в виде декодера, содержащего демультиплексор декодера, выходы первой группы которого объединены с соответствующими входами формирователя проверочных символов декодера и входами первой группы первого корректора ошибок, входы второй группы которого соединены через первый дешифратор синдрома с соответствующими выходами первого формирователя синдрома, входы первой группы которого соединены с соответствующими выходами первого формирователя проверочных символов декодера, входы второй группы первого формирователя синдрома соединены с соответствующими выходами второй группы демультиплексора декодера, выход которого соединен с выходом канала связи, причем кодер содержит второй формирователь проверочных символов кодера, выходы которого соединены с соответствующими выходами демультиплексора кодера, а выходы - с соответствующими входами третьей группы мультиплексора кодера, а декодер содержит последовательно соединенные второй формирователь проверочных символов декодера, второй формирователь синдрома, второй дешифратор синдрома, второй корректор ошибок и блок мажоритарных элементов, выходы которого соединены с соответствующими входами мультиплексора декодера, выход которого является выходом приемника, выходы второй группы блока мажоритарных элементов соединены с соответствующими выходами третьей группы демультиплексора декодера, выходы второго формирователя проверочных символов декодера соединены с соответствующими выходами первой группы демультиплексора декодера.

На фиг. 1 а и б приведены передающее и приемное устройства канального кодека кода Боуза-Чоудхури-Хоквингема (БЧХ-кода), на фиг. 2 - каноническая порождающая $G_{11,7}(x)$ и проверочная $H_{11,4}(x)$ матрицы примитивного полинома $m_1(x)$, на фиг. 3 - канонические

порождающая $G_{11,7}(x)$ и проверочная $H_{11,4}(x)$ матрицы примитивного полинома $m_2(x)$, на фиг. 4 а и б - формирователи (3) проверочных символов с использованием проверочных матриц соответственно фиг. 2 и 3, на фиг. 5 - функциональная схема мажоритарного элемента.

Канальный кодек для кодирования и декодирования двоичной информации циклическим кодом Боуза-Чоудхури-Хоквингема (фиг. 1) содержит передатчик, состоящий из демультимплексора (1), мультимплексора (2) и двух формирователей (3) проверочных символов кодера, и приемник, состоящий из демультимплексора (4), двух формирователей (5) проверочных символов декодера, двух формирователей (6) синдрома, двух дешифраторов (8) ошибок, блока (9) мажоритарных элементов и мультимплексора (10).

Принцип работы заявляемого канального кодека для кодирования и декодирования двоичной информации циклическим кодом Боуза-Чоудхури-Хоквингема (БЧХ-кодом) рассмотрим на примере использования известного БЧХ-кода с параметрами $(n, k, d_0) = (15, 7, 5)$, $l = n - k = 15 - 7 = 8$ проверочных символов и $P(x) = x^8 + x^7 + x^6 + x^4 + 1$. Известно [Блейхут Р. Теория и практика кодов, контролирующих ошибки. - М.: Мир, 1987. - С. 211-221], что порождающий полином БЧХ-кода определяется равенством $P(x) = \text{НОК}[m_1(x), m_3(x), \dots, m_{2t_{\text{исп}}}(x)]$; $m_i(x)$ - примитивные полиномы с максимальной степенью $\epsilon = \log_2(n + 1) = \log_2(16) = 4$. Количество данных полиномов равно кратности корректируемых БЧХ-кодом ошибок, т.е. $t_{\text{исп}} \leq (d_0 - 1)/2 = (5-1)/2 = 2$. Данные примитивные полиномы табулированы и имеют следующие значения: $m_1(x) = x^4 + x + 1 = 10011$, $m_2(x) = x^4 + x^3 + x^2 + x + 1 = 11111$.

Для декодирования кодовых последовательностей БЧХ-кода выбираем синдромный алгоритм декодирования, обеспечивающий минимальную задержку информации. Для реализации данного алгоритма декодирования необходимо сформировать канонические порождающую $G(x)$ и проверочную $H(x)$ матрицы БЧХ-кода, для чего используем не порождающий полином $P(x)$ БЧХ-кода, а примитивные полиномы $m_1(x)$ и $m_2(x)$.

Размерность, или ранг канонических порождающих и проверочных матриц, построенных на основе использования примитивных полиномов $m_1(x)$ и $m_2(x)$, равен соответственно их индексам, т.е. $G_{11,7}(x)$ и $H_{11,4}(x)$, а их структуры приведены на фиг. 2 при использовании $m_1(x)$ и фиг. 3 при использовании $m_2(x)$.

Ранги канонических порождающей и проверочной матриц исходного БЧХ-кода равны соответственно $G_{15,7}(x)$ и $H_{15,8}(x)$.

Передаваемые информационные символы, обозначенные как $Q(x) = a_1, a_2, \dots, a_r = a_1, a_2, \dots, a_7$, в DMX1 разделяются на семь параллельных подпотоков. Информационные символы a_1 - a_7 поступают одновременно на соответствующие входы первой группы МХ(2) и входы формирователей (3) проверочных символов кодера, каждый из которых формирует по $l_1 = l_2 = 4$ проверочных символов. Формирование проверочных символов l_1 и l_2 осуществляется с использованием канонических проверочных матриц примитивных полиномов $m_1(x)$ и $m_2(x)$ соответственно. Формирователи (3) проверочных символов кодера выполняются в виде четырех многовходовых сумматоров по модулю два.

На фиг. 4 а и б представлены обобщенные структурные схемы формирователей (3) проверочных символов, построенных с использованием проверочных матриц (фиг. 2 и 3). Проверочные символы $l_1 = b_1 - b_4$ и $l_2 = \alpha_1 - \alpha_4$ формируются по следующим правилам:

$$l_1 = \begin{cases} b_1 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5, \\ b_2 = a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 \oplus a_6, \\ b_3 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_6 \oplus a_7, \\ b_4 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 \oplus a_7. \end{cases} \quad l_2 = \begin{cases} \alpha_1 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_4 \oplus a_5 \oplus a_6, \\ \alpha_2 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_5 \oplus a_7, \\ \alpha_3 = a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_6, \\ \alpha_4 = a_1 \oplus a_3 \oplus a_4 \oplus a_5 \oplus a_7. \end{cases}$$

Сформированные проверочные символы b_1 - b_4 и α_1 - α_4 в параллельном коде поступают соответственно на входы второй и третьей групп МХ(2), который объединяет семь ин-

формационных символов (a_1 - a_7) и восемь проверочных символов (I_1 и I_2) в последовательный поток пятнадцати кодовых символов.

В приемнике принятые кодовые символы $F'(x) = a_1' - a_7', b_1' - b_4', \alpha_1' - \alpha_4'$ поступают на вход DMX(4), где распределяются на три подпотока: первый подпоток ($a_1' - a_7'$) - информационных символов; второй подпоток ($b_1' - b_4'$) - проверочных символов, сформированных с использованием проверочной матрицы (фиг. 2); и третий подпоток ($\alpha_1' - \alpha_4'$) - проверочных символов, сформированных с использованием проверочной матрицы (фиг. 3); знак прим. означает, что все эти символы приняты с той или иной степенью достоверности.

Принятые информационные символы ($a_1' - a_7'$) поступают в параллельном коде одновременно на соответствующие входы двух корректоров (8) ошибок, блока (9) мажоритарных элементов и двух формирователей (5) проверочных символов декодера.

Формирователи (5) проверочных символов декодера формируют проверочные символы соответственно ($b_1'' - b_4''$) и ($\alpha_1'' - \alpha_4''$) из принятых информационных символов ($a_1' + a_7'$) по правилам (уравнениям), принятым в передатчике (кодере). Сформированные проверочные символы ($b_1'' - b_4''$) и ($\alpha_1'' - \alpha_4''$) поступают на входы первых групп соответствующих формирователей (6) синдромов, на входы вторых групп которых поступают принятые проверочные символы, а именно: ($b_1' - b_4'$) - на входы формирователя (6) "первого канала декодирования", а ($\alpha_1' - \alpha_4'$) - на входы формирователя (6) "второго канала декодирования". Формирование синдромных символов (S_1 - S_4) и ($S_1' - S_4'$) соответственно данными формирователями (6) синдромов декодера осуществляется по одному правилу, а именно путем суммирования по модулю два принятых проверочных символов ($b_1' - b_4'$) и ($\alpha_1' - \alpha_4'$) и вновь сформированных проверочных символов, т.е. ($b_1'' - b_4''$) и ($\alpha_1'' - \alpha_4''$):

$$S_1 = b_1' \oplus b_1'', S_2 = b_2' \oplus b_2'', S_3 = b_3' \oplus b_3'' \text{ и } S_4 = b_4' \oplus b_4'';$$

$$S_1 = \alpha_1' \oplus \alpha_1'', S_2 = \alpha_2' \oplus \alpha_2'', S_3 = \alpha_3' \oplus \alpha_3'' \text{ и } S_4 = \alpha_4' \oplus \alpha_4''.$$

Сформированные синдромные символы (S_1 - S_4) и ($S_1' - S_4'$) в параллельном коде поступают на входы соответствующих дешифраторов (7) синдромов, которые по структуре синдрома (совокупности синдромных символов или векторов (S_1 - S_4) и ($S_1' - S_4'$)) определяют (фиксируют) достоверность принятых информационных символов ($a_1' - a_7'$). При безошибочном приеме информационных символов ($a_1' - a_7'$) структуры синдромов (S_1 - S_4) и ($S_1' - S_4'$) будут состоять из совокупности нулевых двоичных символов, т.е. S_1 - $S_4 = 0000$ и $S_1' - S_4' = 0000$. При ошибочном приеме информационного символа (символов) синдромы (S_1 - S_4) и ($S_1' - S_4'$) будут представлять собой совокупность ненулевых или ненулевых и нулевых двоичных символов и соответствовать определенному столбцу проверочных матриц (фиг. 2 и 3). Номер позиции столбца проверочной матрицы будет определять номер (позицию) ошибочного информационного символа, подлежащего коррекции (исправлению).

Рассмотрим следующий пример. Допустим, что передатчик (кодер) сформировал кодовую последовательность (КП) $F(x)$, состоящую из нулевых двоичных символов, т.е. $F(x) = a_1, a_2, \dots, a_{15} = 0, 0, \dots, 0$, а на вход приемника (декодера) поступила КП с одним ошибочным информационным символом, а именно в старшем разряде, т.е. $F'(x) = 1, 0, 0, \dots, 0$. В соответствии с проверочными матрицами (фиг. 2 и 3) будут сформированы проверочные символы: $b_1'' - b_4'' = 1011$ и $\alpha_1'' - \alpha_4'' = 1111$, а формирователи (6) синдромов сформируют синдромы (синдромные векторы) следующей структуры:

$$S_1 = 0 \oplus 1 = 1, S_2 = 0 \oplus 0 = 0, S_3 = 0 \oplus 1 = 1, S_4 = 0 \oplus 1 = 1, \text{ т.е. } S_1 - S_4 = 1011 \text{ и } S_1' = 0 \oplus \oplus 1 = 1, S_2' = 0 \oplus 1 = 1, S_3' = 0 \oplus 1 = 1, S_4' = 0 \oplus 1 = 1, \text{ т.е. } S_1' - S_4' = 1111.$$

Структуры синдромов (S_1-S_4) и ($S_1'-S_4'$) совпадают со структурой первых столбцов проверочных матриц (фиг. 2 и 3).

Дешифраторы (7) синдромов формируют сигналы коррекции (ненулевые двоичные символы), которые поступят на соответствующий вход соответствующего корректора (8) ошибок, где будет выполнена коррекция ошибочного информационного символа $a_1' = 1$; коррекция ошибочного информационного двоичного символа выполняется путем его инвертирования.

Скорректированные ошибочные и безошибочные информационные двоичные символы с выходов соответствующих корректоров (8) ошибок, а также принятые из канала связи информационные двоичные символы ($a_1' - a_7'$) без коррекции поступают на соответствующие входы блоков (9) мажоритарных элементов (МЭ), где принимается окончательное решение по достоверности принятых информационных двоичных символов; принятие решения осуществляется по мажоритарному принципу. Так как каждый МЭ имеет три входа, то порог принятия решения выбирается по правилу $\Pi \geq J - 1 = 3 - 1 = 2$, где J - количество входов МЭ. Все семь ($K = 7$) МЭ декодера имеют одинаковый принцип построения; на фиг. 5 приведена функциональная схема МЭ для первого информационного символа a_1 . Для рассматриваемого примера на входы МЭ поступят следующие двоичные символы: $a_1' = 1$ - принятый информационный символ с выхода ДМХ (4); $\overline{a_1} = 0$ - информационный символ с выхода корректора (8) ошибок первого канала декодирования и $\overline{\overline{a_1}} = 0$ - с выхода корректора (8) ошибок второго канала декодирования. Так как число нулевых символов равно порогу принятия решения $\Pi = 2$, то МЭ с высокой степенью достоверности выдаст на вход МХ 10 декодера первый информационный символ $a_1 = 0$. Аналогичным образом будет приниматься решение о достоверности (полярности) остальных информационных символов.

Скорректированные информационные двоичные символы ($a_1' - a_7'$) в параллельном коде поступают на соответствующие входы МХ 10 декодера, который преобразует их в последовательный код; с выхода декодера приемной части устройства кодирования и декодирования двоичной информации БЧХ-кодам передается информационный блок из семи двоичных символов $a_1' - a_7' = 0000000$.

Оценка вероятности ошибочного декодирования заявляемого устройства кодирования и декодирования двоичной информации БЧХ-кодами определяется выражением:

$$P_{\text{ош.дек.}} = 3 \cdot n \cdot (P_{\text{ош.дек.}i})^2,$$

где - $P_{\text{ош.дек.}i} = \sum_{i=tn+1}^{n1} C_{n1}^i \cdot (P_k)^i \cdot (1 - P_k)^{n1-i}$ - вероятность ошибочного декодирования одного из

канальных декодеров приемной части, $i = 2$ - количество каналов декодирования приемной части, $n1$ - длина КП одного из каналов декодирования, P_k - вероятность ошибочного приема двоичного символа дискретного канала связи, n - длина КП исходного БЧХ-кода.

Результаты расчетов показывают, что при $n = 15$ и $n1 = 11$ двоичных символов и $P_k = 10^{-3}$ вероятность ошибочного декодирования исходного БЧХ-кода $P_{\text{ош.дек.БЧХ}} = 7,36 \times 10^{-6}$, а вероятность ошибочного декодирования заявляемого устройства кодирования и декодирования двоичной информации составляет $P_{\text{ош.дек.}} = 1,43 \times 10^{-7}$. Следовательно, заявляемое устройство кодирования и декодирования двоичной информации БЧХ-кодом обеспечивает повышение достоверности передачи информации по сравнению с известным устройством кодирования и декодирования БЧХ-кодов в $P_{\text{ош.дек.БЧХ}} / P_{\text{ош.дек.}} = 7,36 \times 10^{-6} / 1,43 \times 10^{-7} = 52$ раза. При введении в порождающие и проверочные матрицы (фиг. 2 и 3) дополни-

тельной проверки вероятность ошибочного декодирования заявляемого устройства кодирования и декодирования двоичной информации БЧХ-кодом может быть дополнительно уменьшена более чем на два порядка.

Источники информации:

1. А. с. СССР 500595, МПК Н 04L 1/10, 1970.
2. А. с. СССР 369727, МПК Н 04L 1/10, 1970.
3. КОРОЛЕВ А.И. Коды и устройства помехоустойчивого кодирования информации. - Минск: Бестпринт, 2007. - С. 164, 166.

$$m_1 = x^4 + x + 1, d_{01}=3$$

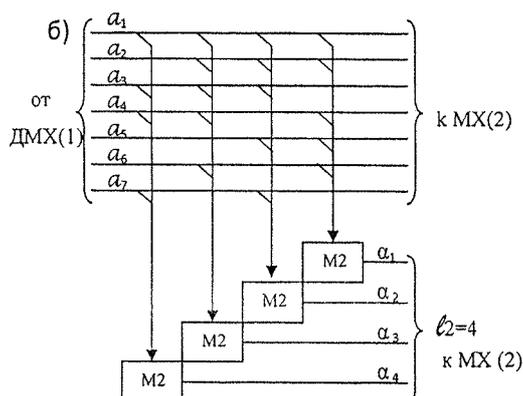
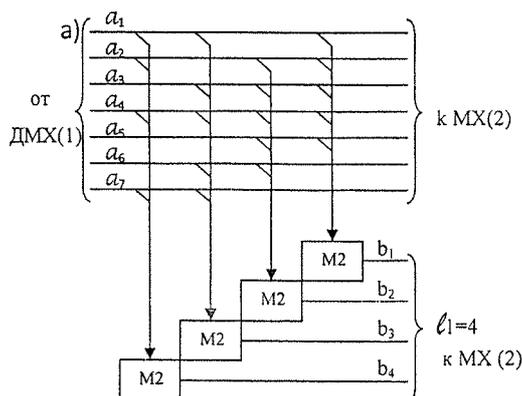
$$G_{11,7}(x) = \begin{bmatrix} 1000000 & \dots & 1011 \\ 0100000 & \dots & 1101 \\ 0010000 & \dots & 1110 \\ 0001000 & \dots & 1111 \\ 0000100 & \dots & 1100 \\ 0000010 & \dots & 0110 \\ 0000001 & \dots & 0011 \end{bmatrix}; H_{11,4}(x) = \begin{bmatrix} 1111100 & \dots & 1000 \\ 0111110 & \dots & 0100 \\ 1011011 & \dots & 0010 \\ 1101001 & \dots & 0001 \end{bmatrix}$$

Фиг. 2

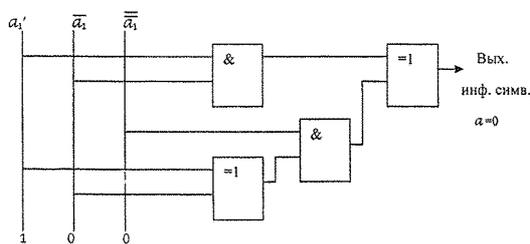
$$m_2 = x^4 + x^3 + x^2 + x + 1, d_{02}=3$$

$$G_{11,7}(x) = \begin{bmatrix} 1000000 & \dots & 1111 \\ 0100000 & \dots & 1110 \\ 0010000 & \dots & 0111 \\ 0001000 & \dots & 1011 \\ 0000100 & \dots & 1101 \\ 0000010 & \dots & 1010 \\ 0000001 & \dots & 0101 \end{bmatrix}; H_{11,4}(x) = \begin{bmatrix} 1101110 & \dots & 1000 \\ 1110101 & \dots & 0100 \\ 1111010 & \dots & 0010 \\ 1011101 & \dots & 0001 \end{bmatrix}$$

Фиг. 3



Фиг. 4



Фиг. 5