

# ОПИСАНИЕ ПОЛЕЗНОЙ МОДЕЛИ К ПАТЕНТУ

(12)

РЕСПУБЛИКА БЕЛАРУСЬ



НАЦИОНАЛЬНЫЙ ЦЕНТР  
ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНОЙ  
СОБСТВЕННОСТИ

(19) ВУ (11) 8653

(13) U

(46) 2012.10.30

(51) МПК

H 03M 13/43 (2006.01)

H 04K 1/00 (2006.01)

## (54) УСТРОЙСТВО МАЖОРИТАРНОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ С МЯГКИМ РЕШЕНИЕМ НА ВЫХОДЕ КАНАЛА СВЯЗИ

(21) Номер заявки: u 20120089

(22) 2012.01.31

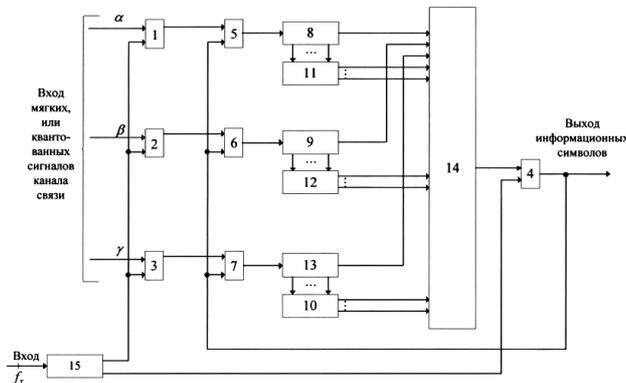
(71) Заявитель: Учреждение образования "Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники" (ВУ)

(72) Авторы: Королёв Алексей Иванович; Конопелько Валерий Константинович; Салас Валор Нестор Альфредо; Хоанг Нгок Зьонг; Макейчик Екатерина Геннадьевна; Борискевич Анатолий Антонович (ВУ)

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

(57)

Устройство мажоритарного декодирования с мягким решением на выходе канала связи, содержащее один канал декодирования на основе последовательно соединенных ключа управления и буферного регистра, первый выход которого подключен к первому входу мажоритарного элемента, а остальные входы которого подключены к соответствующим входам блока сумматоров по модулю два, входы которого подключены к соответствующим входам буферного регистра, а выход мажоритарного элемента является выходом устройства для мажоритарного декодирования циклических кодов и одновременно подключен ко второму входу ключа управления, первый вход которого подключен к выходу дискретного канала связи, отличающееся тем, что введены три коммутатора, три ключа управления, два буферных регистра, два блока сумматоров по модулю два, формирователь сигналов управления ключами и арифметическо-логическое устройство, входы которого подключены к соответствующим входам буферных регистров и блоков сумматоров по модулю два соответствующих каналов декодирования, а входы блоков



Фиг. 1

ВУ 8653 U 2012.10.30

сумматоров по модулю два подключены к соответствующим выходам буферных регистров соответствующих каналов декодирования, а входы буферных регистров подключены через соответствующие коммутаторы и ключи управления к выходам  $\alpha$ ,  $\beta$  и  $\gamma$  дискретного канала связи, а выход арифметическо-логического устройства подключен к первому входу четвертого ключа управления, выход которого является выходом устройства для мажоритарного декодирования циклических кодов и одновременно подключен ко вторым входам коммутаторов, а второй вход четвертого ключа управления подключен к первому выходу формирователя сигналов управления ключами, вход которого является входом тактовой частоты, а второй выход формирователя сигналов управления ключами подключен ко вторым входам ключей управления каналов декодирования.

(56)

1. А.с. СССР 328459, МПК Н 03К 13/32, 1968.
2. А.с. СССР 387521, МПК Н 03К 13/38, Н 04 Л1/10, 1971.
3. Теория прикладного кодирования: учеб. пособие Т. 2 / Под ред. проф. В.К.Конопелько. - Минск: БГУИР. - С. 146, рис. 10.11.
4. Витерби А., Омура Дж. Принципы цифровой связи и кодирования. - М.: Радио и связь, 1982. - С. 101.

---

Полезная модель относится к технике электросвязи и может быть использована в устройствах помехоустойчивого кодирования при передаче данных по каналам связи.

Известно устройство для мажоритарного декодирования двоичных кодов при трехкратном повторении сообщений, содержащее схему сравнения, управляемый вентиль, троичный регистр и переключающий элемент [1].

Однако известному устройству для мажоритарного декодирования двоичных кодов при трехкратном повторении сообщений присущи следующие недостатки:

высокая избыточность ( $\eta = 66\%$ ) передаваемой информации, которая определяется способом передачи сообщений;

низкая корректирующая способность: вероятность ошибочного декодирования принятых информационных символов определяется выражением  $P_{\text{ош.век}} = 3 \cdot k \cdot P_k^2$ , где  $k$  - количество информационных символов передаваемого сообщения,  $P_k$  - вероятность ошибочного приема информационного символа на выходе дискретного канала связи.

Известно устройство для мажоритарного декодирования двоичных кодов при трехкратном дублировании сообщений, содержащее управляемые вентили, схему ИЛИ, информационный регистр, дополнительный управляемый вентиль, вспомогательный регистр и сумматор [2].

Однако известному устройству для мажоритарного декодирования двоичных кодов при трехкратном дублировании сообщений присущи следующие недостатки:

высокая избыточность ( $\eta = 66\%$ ) передаваемой информации, которая определяется трехкратным дублированием одного и того же сообщения;

низкая корректирующая способность: вероятность ошибочного декодирования данного способа передачи информационных символов определяется равенством  $P_{\text{ош.век}} = 3 \cdot k \cdot P_k^2$ , где  $k$  - количество передаваемых информационных символов,  $P_k$  - вероятность ошибочного приема информационного символа на выходе дискретного канала связи.

Известно устройство для мажоритарного декодирования циклических кодов, содержащее ключ управления (Кл.), буферный регистр (БР), блок сумматоров по модулю два (БСМ) и мажоритарный элемент [3].

Однако известное устройство для мажоритарного декодирования циклических кодов обладает недостаточной помехоустойчивостью, которая определяется тем, что устройство

## BY 8653 U 2012.10.30

для мажоритарного декодирования циклических кодов использует жесткое, или некантованное, принятие решения на выходе дискретного канала связи. В соответствии с [4], использование при декодировании помехоустойчивых кодов результатов жесткого принятия решения на выходе дискретного канала связи приводит к уменьшению энергетического выигрыша кодирования (ЭВК) на 2 дБ или к увеличению вероятности ошибочного декодирования в 1,8 раза по сравнению с использованием мягкого принятия решения.

Задача данной полезной модели - повышение помехоустойчивости устройства мажоритарного декодирования с мягким решением на выходе канала связи.

Поставленная задача достигается тем, что в устройство для мажоритарного декодирования, содержащее один канал декодирования на основе последовательно соединенных ключа управления (Кл. 1) и буферного регистра (БР), первый выход которого подключен к первому входу мажоритарного элемента (МЭ), а остальные входы которого подключены к соответствующим выходам блока сумматоров по модулю два, входы которого подключены к соответствующим выходам буферного регистра, а выход мажоритарного элемента является выходом устройства для мажоритарного декодирования циклических кодов и одновременно подключен ко второму входу ключа управления (Кл. 1), первый вход которого подключен к выходу дискретного канала связи, введены три коммутатора (К1-К3), три ключа управления (Кл. 2 - Кл. 4), два буферных регистра, два блока сумматоров по модулю два, формирователь сигналов управления ключами и арифметическо-логическое устройство, входы которого подключены к соответствующим выходам трех буферных регистров и трех блоков сумматоров по модулю два соответствующих каналов декодирования, а входы трех блоков сумматоров по модулю два подключены к соответствующим выходам трех буферных регистров соответствующих каналов декодирования, а входы трех буферных регистров подключены через соответствующие коммутаторы К1-К3 и ключи управления Кл. 1 - Кл. 3 к выходам  $\alpha$ ,  $\beta$ ,  $\gamma$  дискретного канала связи, а выход арифметическо-логического устройства подключен к первому входу четвертого ключа управления (Кл. 4), выход которого является выходом устройства для мажоритарного декодирования циклических кодов и одновременно подключен ко вторым входам коммутаторов К1-К3, в второй вход четвертого ключа управления (Кл. 4) подключен к первому выходу формирователя сигналов управления ключами, вход которого является входом тактовой частоты, а второй выход формирователя сигналов управления ключами подключен ко вторым входам ключей управления Кл. 1 - Кл. 3 каналов декодирования.

На фиг. 1 приведена структурная схема устройства мажоритарного декодирования с мягким решением на выходе канала связи.

На фиг. 2 приведены временные диаграммы, поясняющие способ формирования мягкого, или квантованного, решения на выходе канала связи при квантовании выходных сигналов демодулятора ФМ-2 дискретного канала связи на  $Q = 8$  уровней.

На фиг. 3 приведена схема, поясняющая способ подключения устройства мажоритарного декодирования с мягким решением при квантовании выходных сигналов демодулятора ФМ-2 канала связи на  $Q = 8$  уровней.

На фиг. 4 а и б приведены соответственно порождающая  $G(x)$  и проверочная  $H(x)$  матрицы циклического кода Хэмминга с параметрами  $(n; k; d_0) = (7; 3; 4)$ .

На фиг. 5 а и б приведены системы проверочных уравнений соответственно при жестком, или некантованном, и мягком, или квантованном, принятии решения на выходе канала связи и при использовании циклического кода Хэмминга с параметрами  $(n; k; d_0) = (7; 3; 4)$ .

На фиг. 6 приведены временные диаграммы сигналов управления ключами Кл. 1 - Кл. 4 формирователя сигналов управления.

На фиг. 7 приведена функциональная схема устройства мажоритарного декодирования кода Хэмминга с параметрами  $(n; k; d_0) = (7; 3; 4)$  с мягким решением на выходе канала связи.

В таблице приведены результаты моделирования алгоритма работы устройства мажоритарного декодирования циклического кода Хэмминга с параметрами  $(n; k; d_0) = (7; 3; 4)$  при квантовании выходных сигналов демодулятора ФМ-2 на  $Q = 2$  и  $Q = 8$  уровней с равным интервалом квантования с когерентным способом обработки ФМ-сигналов и при передаче данных по каналу связи с аддитивным белым гауссовским шумом (АБГШ).

Устройство мажоритарного декодирования с мягким решением на выходе канала связи (фиг. 1) содержит первый (1), второй (2), третий (3) и четвертый (4) ключи управления, первый (5), второй (6) и третий (7) коммутаторы, первый (8), второй (9) и третий (10) буферные регистры, первый (11), второй (12) и третий (13) блоки сумматоров по модулю два, арифметическо-логическое устройство (14) и формирователь (15) сигналов управления ключами.

Рассмотрим принцип работы устройства мажоритарного декодирования при использовании циклического кода Хэмминга с параметрами  $(n; k; d_0) = (7; 3; 4)$ , при квантовании выходных сигналов демодулятора канала связи с однократной или двухфазовой модуляцией или ФМ-2 на  $Q = 8$  уровней и когерентном способе обработки ФМ-сигналов. На фиг. 2 и 3 приведены соответственно временные диаграммы, поясняющие способ формирования мягкого решения на выходе канала связи путем квантования выходных сигналов демодулятора однократной фазовой модуляции на  $Q = 8$  уровней и способ подключения заявляемого устройства мажоритарного декодирования с мягким решением на выходе канала связи.

Кодирование блока из  $k = 3$  информационных символов осуществляется с использованием порождающей матрицы  $G(x)$ , приведенной на фиг. 4 а, а формирование системы отдельных проверочных уравнений для мажоритарного декодирования циклического кода Хэмминга выполняется с использованием проверочной матрицы  $H(x)$ , приведенной на фиг. 4 б. В соответствии с проверочной матрицей (фиг. 4 б) для мажоритарного декодирования информационных символов циклического кода Хэмминга при жестком, или неквантованном, решении формируется система из четырех отдельных проверочных уравнений,

представленных на фиг. 5 а, с порогом принятия решения  $\prod \geq \frac{\mu}{2} + 1 = \frac{4}{2} + 1 = 3$ . Решение о

принятом информационном символе принимается по большинству одинаковых решений проверочных уравнений; при равном числе решений мажоритарный элемент принимает решение в пользу нулевого информационного двоичного символа, т.е. "0".

Мягкое решение на выходе дискретного канала связи реализуется как квантование выходных сигналов демодулятора ФМ-2 канала связи на  $Q = 8$  уровней (фиг. 2). Так как число уровней квантования  $Q = 8$ , условно обозначенных  $(0; 1; 2; 3; 4; 5; 6; 7)$ , то каждый кодовый символ циклического кода на выходе демодулятора ФМ-2 канала связи пред-

ставляется  $\Pi = \log_2 8 = 3$  двоичными символами:  $0 - \left\{ \begin{matrix} \alpha & \beta & \gamma \\ 0 & 0 & 0 \end{matrix} \right\}$ ,  $1 - \{001\}$ ,  $2 - \{010\}$ ,  $3 - \{011\}$ ,

$4 - \{100\}$ ,  $5 - \{101\}$ ,  $6 - \{110\}$  и  $7 - \{111\}$ . Фигурные скобки записи двоичных символов означают мягкое, или квантованное, значение амплитуды детектированного сигнала демодулятора ФМ-2 канала связи. Старший разряд  $\alpha$  квантованного детектированного сигнала демодулятора ФМ-2 канала связи определяет полярность или знак принятых кодовых символов, а два других разряда  $\beta; \gamma$  характеризуют надежность принятия кодовых символов; каждый уровень и, следовательно, принятый кодовый символ характеризуется весом надежности.

Максимальный вес надежности имеет нулевой и седьмой уровни квантования, т.е.  $0 \rightarrow \{000\}$  и  $7 \rightarrow \{111\}$ , которые характеризуют прием с высокой надежностью соответственно нулевых и ненулевых двоичных символов кодовой последовательности циклического кода. Таким образом, уровни квантования имеют значения:  $0 \rightarrow \{000\}$  - надежного нулевого двоичного символа;  $3 \rightarrow \{011\}$  - ненадежного нулевого двоичного символа (вес - 1);

$4 \rightarrow \{100\}$  - ненадежного нулевого двоичного символа (вес + 1), а остальные значения уровней квантования определяют надежность приема соответственно нулевых и ненулевых символов выше, чем уровни 3 и 4.

С выхода демодулятора ФМ-2 канала связи квантованные кодовые символы  $\{\alpha; \beta; \gamma\}$  поступают в параллельном коде через открытые ключи управления Кл. 1 - Кл. 3 (ключ управления Кл. 4 в это время закрыт, фиг. 6) на входы соответственно первого, второго и третьего каналов устройства мажоритарного декодирования циклического кода Хэмминга, функциональная схема которого приведена на фиг. 7.

Первый, или верхний, канал декодирования формирует систему отдельных проверочных уравнений (фиг. 5 б) на основе использования двоичных символов  $\alpha$  квантованных значений ФМ-сигналов, а два других канала декодирования формируют системы отдельных проверочных уравнений (фиг. 5 б) на основе использования двоичных символов  $\beta$  и  $\gamma$  соответственно и характеризующих надежность принятия кодовых символов. Таким образом, результат решения каждого из четырех проверочных уравнений каждого канала декодирования представляется трехразрядным кодовым вектором. Каждый канал декодирования содержит буферный регистр 8-10 из  $n = 7$  ячеек памяти, коммутатор 5-7 К, реализуемый в виде двухвходовой схемы ИЛИ, и блок сумматоров по модулю два 11-13, формирующих весовые оценки надежности принятых кодовых символов.

Решение о знаке, или полярности, декодируемого информационного символа принимает арифметическо-логическое устройство 14, или АЛУ, на основе сравнения арифметической суммы  $S_{ар}$  весовых оценок сформированных четырех систем отдельных проверочных уравнений каналов декодирования с установленным порогом  $\Pi_{ар}$ , который определяется также с учетом алгоритма мягкого, или квантованного, декодирования циклических кодов и представляется в десятичной форме записи. АЛУ 14 формирует декодируемые информационные символы по следующему правилу: если  $S_{ар} \geq \Pi_{ар}$  - на выходе АЛУ 14 формируется ненулевой информационный символ, т.е. "1", и наоборот "0", если  $S_{ар} < \Pi_{ар}$ .

Выбор величины порога при мягком, или квантованном, решении на выходе канала связи выполняется по следующему правилу: если для коррекции  $t_{исп}$  ошибочных информационных символов при мажоритарном алгоритме декодирования и жестком, или неквантованном, решении на выходе канала связи необходимо сформировать  $\mu \geq 2 \cdot t_{исп} + 1$  проверочных уравнений, одно из которых является тривиальным, т.е.  $a_i = a'_i$ , а порог решения выбирается равным или более  $\mu/2 + 1$ , т.е.  $\Pi \geq \frac{\mu}{2} + 1$ , то при мягком, или кванто-

ванном, решении количество проверочных уравнений  $\mu$  должно также рассматриваться в плане мягкого, или квантованного, решения, и в этом случае количество проверочных уравнений  $\mu_{нж}$  равно  $(Q-1)\mu$ , т.е.  $\mu_{нж} = (Q-1)\mu$ . Для рассматриваемого циклического кода Хэмминга с параметрами (7; 3; 4), а также  $Q = 8$  и  $\mu = 4$  количество проверочных уравнений с учетом квантованного решения будет равно  $\mu_{нж} = (Q-1)\mu = (8-1) \cdot 4 = 28$ . Корректирующая способность циклического кода составит  $t_{нж} \leq \frac{\mu_{нж} - 1}{2}$  ошибочных символов в их весовой оценке квантованных, или нежестких, цифр.

Величина  $(\mu_{нж}-1)/2$ , представленная в десятичной форме записи, выбирается в качестве нежесткого порога, т.е.  $\Pi_{нж} = \Pi_{ар} \geq \frac{\mu_{нж} - 1(2)}{2}$ ; для рассматриваемого циклического кода Хэмминга величина порога  $\Pi_{нж} = \Pi_{ар} \geq \frac{28 - 2}{2} \geq 13$ .

Таким образом, если арифметическая сумма  $S_{ар}$  сформированных проверочных уравнений в их весовой оценке превысит порог  $\Pi_{нж} = \Pi_{ар}$ , то, как отмечалось выше, на выход

## BY 8653 U 2012.10.30

устройства мажоритарного декодирования с мягким решением на выходе канала связи выдается информационный символ с уровнем логической единицы, т.е. двоичный символ "1", а в противном случае выдается информационный символ с уровнем логического нуля, т.е. двоичный символ "0". Сформированные АЛУ 14 информационных символы поступают одновременно через открытый ключ 4 управления на выход устройства декодирования и через коммутаторы 5-7 на входы буферных регистров 8-10 каналов декодирования для формирования в весовой оценке проверочных уравнений для решения по полярности или знаку второго информационного символа, а также последующих информационных символов.

Рассмотрим принятие решения устройством мажоритарного декодирования циклического кода Хэмминга с параметрами кода (7; 3; 4) о достоверности принятого информационного символа при мягком, или квантованном декодировании в момент времени  $t_0$ , если передавали кодовую последовательность, состоящую из  $n = 7$  нулевых двоичных символов ( $F(x) = a_1a_2a_3b_1b_2b_3b_4 = 0000000$ ,  $a_1-a_3$  - информационные символы,  $b_1-b_4$  - проверочные символы), а в канале связи под воздействием помех был искажен старший информационный символ  $a_1 = 1$ , т.е.  $F'(x) = 1000000$ :  $a_1 = \{011\}$ ,  $a_2 = \{010\}$ ,  $a_3 = \{001\}$ ,  $b_1 = \{110\}$ ,  $b_2 = \{101\}$ ,  $b_3 = \{100\}$ ,  $b_4 = \{011\}$ .

Данные мягкие решения кодовых символов тремя параллельными потоками записываются через открытые ключи 1-3 управления, а ключ 4 управления закрыт, и коммутаторы 5-7 в буферные регистры 8-10. Временные диаграммы сигналов управления ключей 1-4 управления приведены на фиг. 6. По окончании  $n = 7$  такта положение ключей меняется на обратное, т.е. ключи 1-3 управления закрываются, а ключ 4 управления - открывается, и к этому моменту времени заканчивается формирование весовой оценки достоверности первого информационного символа в плане нежесткого (квантованного) решения системы  $M_{нж}$  отдельных проверочных уравнений (фиг. 5 б). Арифметическая сумма весовых оценок проверочных уравнений  $S_{AP} = \{011\} + (\{010\} \oplus \{110\}) + (\{101\} \oplus \{100\}) + (\{001\} \oplus \{011\}) = 3 + 4 + 1 + 2 = 10$ , что меньше установленного порога  $\Pi_{нж} = 13$ . Арифметическо-логическое устройство 14 сформирует нулевой информационный символ, т.е. "0", который поступит одновременно через открытый ключ 4 управления на выход устройства мажоритарного декодирования и через соответствующий коммутатор 1-3 на вход соответствующего буферного регистра 8-10. Аналогично производится декодирование последующих информационных символов.

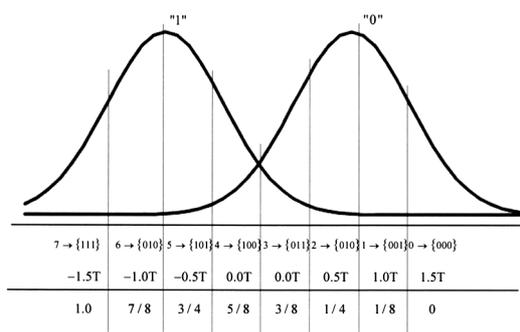
Результаты моделирования работы устройства мажоритарного декодирования циклического кода Хэмминга с параметрами (7; 3; 4) при квантовании выходных сигналов демодулятора ФМ-2 канала связи на  $Q = 2$  и  $Q = 8$  уровней с равным интервалом квантования и с когерентным способом обработки ФМ-сигналов при передаче данных по каналу связи с аддитивным белым гауссовским шумом приведены в таблице.

Из результатов моделирования следует, что использование мягкого, или квантованного, алгоритма мажоритарного декодирования циклического кода обеспечивает дополнительное увеличение энергетического выигрыша кодирования на 0,37-0,74 дБ соответственно при  $P_k = 5 \cdot 10^{-2} - 5 \cdot 10^{-4}$  или уменьшение вероятности ошибочного приема (декодирования) информационных символов в 1,4-1,2 раза соответственно по сравнению с алгоритмом мажоритарного декодирования циклического кода при жестком, или неквантованном, решении на выходе канала связи.

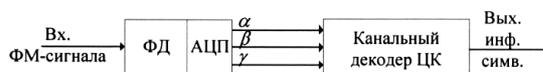
# ВУ 8653 U 2012.10.30

## Значения средней вероятности ошибочного декодирования канального декодера и энергетического выигрыша кодирования

Параметры ЦК	Вероятность ошибочного приема двоичного символа $P_k$ при жестком принятии решения на выходе демодулятора ФМ-2				
	$5 \cdot 10^{-2}$	$10^{-2}$	$5 \cdot 10^{-3}$	$10^{-3}$	$5 \cdot 10^{-4}$
(7; 3; 4)	Вероятность ошибочного приема двоичного символа при мягком принятии решения на выходе демодулятора ФМ-2				
	$3 \cdot 10^{-2}$	$5,3 \cdot 10^{-2}$	$10^{-4}$	$7 \cdot 10^{-5}$	$10^{-6}$
	Энергетический выигрыш кодирования				
	0,37	0,42	0,57	0,68	0,74



Фиг. 2



ФД – фазовый детектор ФМ – сигналов  
 АЦП – аналого – цифровой преобразователь  
 $\alpha$  – разряд, определяющий полярность декодируемого символа  
 $\beta, \gamma$  – разряды, характеризующие надёжность декодируемого символа

Фиг. 3

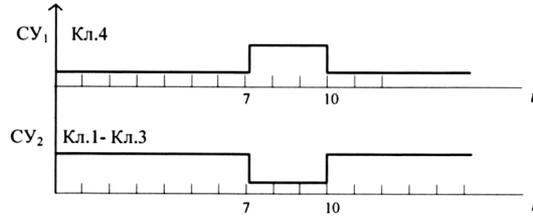
$$\text{а) } G_{7,3}(x) = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 1 & 1 \end{bmatrix} \quad \text{б) } H_{7,3}(x) = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix}$$

Фиг. 4

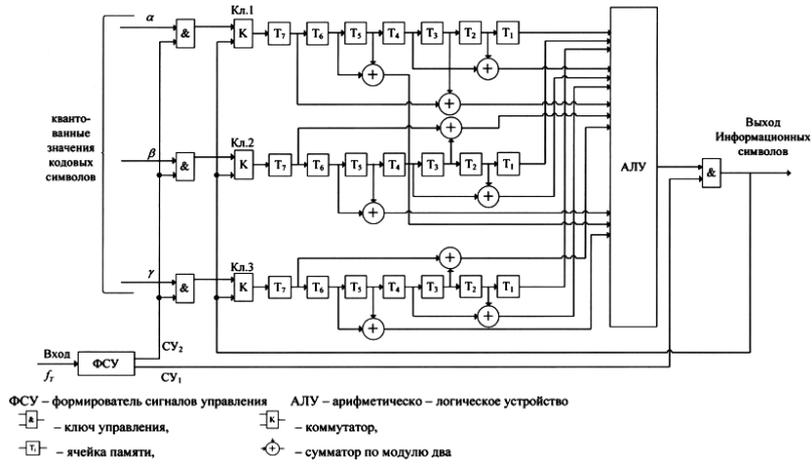
$$\begin{array}{ll}
 \text{а) } \delta_1 = a_1 = a'_1, & \text{б) } \delta_{НЖ1} = \{\alpha, \beta, \gamma\}, \\
 \delta_2 = a_2 \oplus a_4, & \delta_{НЖ2} = \{\alpha_2 + \alpha_4, (\beta_2 + \beta_4), (\gamma_2 + \gamma_4)\}, \\
 \delta_3 = a_5 \oplus a_6, & \delta_{НЖ3} = \{\alpha_5 + \alpha_6, (\beta_5 + \beta_6), (\gamma_5 + \gamma_6)\}, \\
 \delta_4 = a_3 \oplus a_7. & \delta_{НЖ4} = \{\alpha_3 + \alpha_7, (\beta_3 + \beta_7), (\gamma_3 + \gamma_7)\}.
 \end{array}$$

Фиг. 5

# BY 8653 U 2012.10.30



Фиг. 6



Фиг. 7