



(19) **RU** <sup>(11)</sup> **2 168 858** <sup>(13)</sup> **C1**  
(51) МПК<sup>7</sup> **H 03 M 13/00, 13/41, H 04 L**  
**1/20**

РОССИЙСКОЕ АГЕНТСТВО  
ПО ПАТЕНТАМ И ТОВАРНЫМ ЗНАКАМ

(12) **ОПИСАНИЕ ИЗОБРЕТЕНИЯ К ПАТЕНТУ РОССИЙСКОЙ  
ФЕДЕРАЦИИ**

(21), (22) Заявка: 99127943/09, 30.12.1999  
(24) Дата начала действия патента: 30.12.1999  
(43) Дата публикации заявки: 10.06.2001  
(46) Дата публикации: 10.06.2001  
(56) Ссылки: RU 2141167 C1, 10.11.1994. RU 2085035 C1, 20.07.1997. GB 2238933 A, 12.06.1991. US 5796757 A1, 23.05.1995. FR 2681486 A1, 19.03.1993. DE 19727431 A1, 22.01.1998. EP 0731567 A2, 11.09.1996. WO 95/08152 A1, 23.05.1995.  
(98) Адрес для переписки:  
394077, г.Воронеж, Московский пр-т, 97, ЗАО "Кодифон"

(71) Заявитель:  
Закрытое акционерное общество "Кодифон"  
(72) Изобретатель: Гармонов А.В.,  
Филатов А.Г., Савинков А.Ю.  
(73) Патентообладатель:  
Закрытое акционерное общество "Кодифон"

(54) СПОСОБ ДЕКОДИРОВАНИЯ ДАННЫХ В ПРЯМОМ КАНАЛЕ UMTS-2000 ДЛЯ ВТОРОГО ТИПА ПРЕРЫВИСТОЙ ПЕРЕДАЧИ

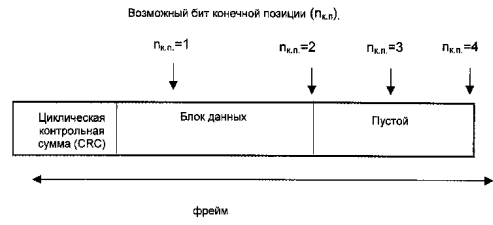
(57) Реферат:  
Изобретение относится к радиотехнике, в частности к способам декодирования данных в прямом канале по проекту стандарта UMTS-2000 для второго типа прерывистой передачи. Технический результат - повышение достоверности. Способ декодирования данных в прямом канале UMTS-2000 для второго типа прерывистой передачи (Type II DTX), заключается в том, что декодируют данные транспортного канала от точки начала фрейма до всех возможных точек окончания блока данных фрейма, образуя декодированные последовательности данных, для каждой последовательности данных формируют решающую величину, выделяют минимальную из полученных решающих величин и сравнивают с порогом, при этом, если минимальная решающая величина оказывается меньше порога, то вычисляют циклическую контрольную сумму (CRC) для той последовательности декодированных данных, которая соответствует минимальной решающей величине, если циклическая контрольная сумма (CRC) совпадает, то соответствующую последовательность декодированных данных считают истинной. Новым в способе является то, что циклическую контрольную сумму вычисляют для каждой последовательности декодированных данных, начиная с наиболее короткой, причем независимо от значения

решающей величины, при совпадении циклической контрольной суммы для блока декодированных данных формируют оценку вероятности символьной ошибки (SER) путем обратного кодирования, которую используют в качестве решающей величины, сравнивая ее с порогом, при этом если оценка вероятности символьной ошибки меньше порога, то принимают решение о том, что данная последовательность декодированных символов истинна и прекращают декодирование фрейма, в противном случае продолжают декодирование до следующей возможной точки останова, если достигли конца фрейма и решение относительно правильной последовательности декодированных данных еще не принято, то решение принимают из условий: если циклическая контрольная сумма совпала только для одной последовательности декодированных данных, то ее считают истинной, если циклическая контрольная сумма совпала для  $k$  последовательностей декодированных данных, где  $k > 1$  (любое целое число), то истинной считают ту из них, которая обеспечила минимальную оценку вероятности символьной ошибки (SER), если циклическая контрольная сумма не совпала ни для одной последовательности декодированных данных, то истинной считают ту последовательность, которая обеспечила минимальную оценку

RU 2 168 858 C1

RU 2 168 858 C1

вероятности символьной ошибки (SER). 4 ил.



RU 2168858 C1

RU 2168858 C1



(19) **RU** <sup>(11)</sup> **2 168 858** <sup>(13)</sup> **C1**  
 (51) Int. Cl.<sup>7</sup> **H 03 M 13/00, 13/41, H 04 L**  
**1/20**

RUSSIAN AGENCY  
FOR PATENTS AND TRADEMARKS

(12) **ABSTRACT OF INVENTION**

(21), (22) Application: 99127943/09, 30.12.1999  
 (24) Effective date for property rights: 30.12.1999  
 (43) Application published: 10.06.2001  
 (46) Date of publication: 10.06.2001  
 (98) Mail address:  
 394077, g.Voronezh, Moskovskij pr-t, 97, ZAO  
 "Kodofon"

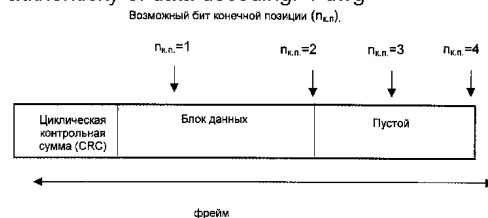
(71) Applicant:  
 Zakrytoe aktsionernoe obshchestvo "Kodofon"  
 (72) Inventor: Garmonov A.V.,  
 Filatov A.G., Savinkov A.Ju.  
 (73) Proprietor:  
 Zakrytoe aktsionernoe obshchestvo "Kodofon"

(54) **TECHNIQUE OF DATA DECODING IN DIRECT CHANNEL OF UMTS-2000 FOR SECOND TYPE OF INTERMITTENT TRANSMISSION**

(57) Abstract:

FIELD: radio engineering. SUBSTANCE: invention specifically refers to methods of data decoding in direct channel of project of UMTS-2000 standard for second type of intermittent transmission. Technique of data decoding in direct channel of UMTS-2000 for second type of intermittent transmission ( type II DTX ) consists in decoding of data of transport channel from point of start of frame to all possible points of termination of data block of frame to form decoded chains of data. Resolving value is formed per each chain of data. Minimum value from obtained resolving values is isolated and compared with threshold value. If minimum value is less than threshold value then cyclic control sum ( CRC ) for this chain of decoded data which corresponds to minimum resolving value is calculated. If cyclic control sum ( CRC ) coincides then corresponding chain of decoded data is considered true. Novelty of technique lies in calculation of cyclic control sum per each chain of decoded data beginning from shortest chain. Independent of resolving value evaluation of probability of symbol error ( SER ) is formed by way of backward coding which is used as resolving value for comparison with threshold if cyclic control sum per decoded data block coincides. If

evaluation of probability of symbol error is less than threshold then decision is made that given chain of decoded symbols is true and decoding of frame is stopped. Otherwise decoding is continued to next possible point of stop. When end of frame is reached and decision on correct chain of decoded data is not made yet then this decision is made on following conditions: if cyclic control sum coincides per one chain of decoded data only then it is considered true; if cyclic control sum coincides per k chains of decoded data, where  $k > 1$  ( any integral number ), then sum providing for minimum evaluation of probability of symbol error is considered true; if cyclic control sum did not coincide with single chain of decoded data then chain that provided for minimum evaluation of probability of symbol error ( SER ) is considered true. EFFECT: increased authenticity of data decoding. 4 dwg



Фиг. 1

RU 2 168 858 C1

RU 2 168 858 C1

Данное изобретение относится к области радиотехники, к способам декодирования данных в прямом канале по проекту стандарта UMTS-2000 для второго типа прерывистой передачи (Type II DTX).

UMTS-2000 - проект стандарта "Широкополосные системы передачи- приема радиосигнала", разработан Европейским институтом стандартов по связи (ETSI).

Канальная структура системы по проекту стандарта UMTS-2000 характеризуется тремя типами каналов [1, Материалы сервера IMT-2000 -<http://www.itu.int/imt>], [2, Материалы сервера UMTS Forum - <http://www.cdg.org>], [3, Ю.М. Горностаев, Л.М. Невдяев. Новые стандарты широкополосной радиосвязи на базе технологий W-CDMA. Москва, 1999 г., стр. 70-98];

- логические каналы,
- транспортные каналы,
- физические каналы.

Термин "транспортный канал" обозначает способ передачи радиосигналов на физическом уровне, т.е. набор характеристик радиоканала без учета структуры данных.

Транспортные каналы соответственно классифицируются на две группы:

- общие каналы, в которых не требуется идентификация мобильных станций в рабочей полосе частот (к ним относятся: канал произвольного доступа (RACH), канал прямого доступа (FACH), канал управления широкополосным режимом (BCCH) и канал пейджинга (радиовызова, PCH);

- выделенные каналы (DCH), в которых мобильная станция однозначно идентифицируется физическим каналом, т.е. определенным кодом и частотой.

Каждый тип транспортного канала характеризуется также своим форматом транспорта информации. Транспортный формат - это определенная комбинация параметров кодирования, перемежения, битовой скорости и отображения абонентских и управляющих данных в формат физического канала.

Рассмотрим способ декодирования данных транспортного канала, который используют при известном формате (способе кодирования), но неизвестной длительности сообщения. При этом возможные длительности сообщения должны быть известны на приемной стороне (см. фиг. 1).

Проект стандарта использует следующие обозначения:

Type II DTX - второй тип прерывистой передачи (discoutinuous transmission),

TtCH - транспортный канал,

CRC - циклическая контрольная сумма,

SER - вероятность символьной ошибки на входе декодера Витерби,

TFCI - информация о транспортном формате (transport format channel information).

По каналу прямого доступа передается управляющая информация от базовых станций к мобильным. Базовая чиповая скорость 4,096 Мчип/с, длина кадра 10 мс, при передаче информации используется сверточное кодирование различной избыточности. Длина кода во всех случаях равна 9.

Информация, поступающая на мобильную станцию (МС) по нескольким выделенным каналам (DCH), обрабатывается и

мультиплексируется параллельно, используя один блок кодирования и мультиплексирования. Общий выходной поток поступает на сплиттер, который разделяет данные на несколько физических подканалов.

Способ декодирования данных в прямом канале по проекту стандарта UMTS-2000 для второго типа прерывистой передачи заключается в том, что декодирование транспортного канала выполняют от начала фрейма и до первой возможной позиции окончания сообщения и проверяют циклическую контрольную сумму (CRC). Если CRC совпадает, то декодирование прекращают. Если CRC не совпадает, то декодирование продолжают до следующей возможной позиции останова.

Описанный способ декодирования данных предполагает использование длинной CRC, что снижает информационную емкость кадра. Необходимость длинной CRC обусловлена тем, что вероятность случайного совпадения CRC  $P_f$  составляет

$$P_f = \frac{1}{2^{N_{CRC}}}$$

$N_{CRC}$  - длина CRC. Для снижения вероятности случайного совпадения до приемлемого значения необходимо увеличивать  $N_{CRC}$ .

Наиболее близким техническим решением к заявляемому способу является способ декодирования транспортного формата данных в прямом канале, описанный [5, проект стандарта W-CDMA/ARIB, п. 3.2.6.4.1.2."Blind Rate Detection using CRC (Слепое детектирование скорости с использованием CRC)", разработанный Ассоциацией радиопромышленности и бизнеса Японии. Материалы сервера - <http://www.arib.or.jp>] и [3, Ю.М. Горностаев, Л.М. Невдяев. Новые стандарты широкополосной радиосвязи на базе технологий W-CDMA. Москва, 1999 г., стр. 110-120].

Способ используется для случая мультипликативного транспортного формата (возможные скорости данных: 0,..., (полная скорость/r),..., полная скорость, а также постоянная передача CRC для всех транспортных форматов), (см. фиг. 1).

В передатчике данные транспортного канала данных (DCH data), имеющие переменную скорость, закодированы для передачи блочным кодированием с использованием CRC, а затем сверточным кодированием (посредством Turbo кодера). Необходимо, чтобы четные биты CRC были расположены в начальной позиции (или определенной позиции) во фрейме.

Приемник знает только возможные транспортные форматы (или возможную конечную битовую позицию  $\{n_{end}\}$  от Later-3 (фиг. 1). Приемник осуществляет декодирование Витерби (Turbo декодирование) последовательностей отсчетов мягкого решения.

Каждое декодирование данных транспортного канала начинают от точки начала фрейма до последней возможной позиции окончания блока данных фрейма, образуя декодированные последовательности данных. Для каждой последовательности данных формируют решающую величину S, характеризующую качество декодирования, и сравнивают ее с порогом D. Для проверки циклической контрольной суммы (CRC)

выбирают только те последовательности декодированных данных, для которых выполняется условие  $S \cong D$ . Если циклическая контрольная сумма совпадает, то соответствующую последовательность декодированных данных считают истинной.

Недостатком этого способа декодирования данных является то, что всегда выполняют декодирование вплоть до последней возможной позиции окончания, что существенно увеличивает вычислительные затраты, которые создают высокую загрузку декодера Витерби.

Предлагается способ декодирования данных в прямом канале UMTS-2000, который используют при известном формате (способе кодирования), но неизвестной длительности сообщения. При этом возможные длительности сообщения должны быть известны на приемной стороне (см. фиг. 2).

Задача, на решение которой направлено заявляемое изобретение, - это обеспечение высокой достоверности декодирования данных (даже при короткой циклической контрольной сумме) и сокращение вычислительных затрат, которые позволяют уменьшить загрузку декодера Витерби.

Эта задача решается следующим образом.

В способ декодирования данных в прямом канале UMTS-2000 для второго типа прерывистой передачи (Type II DTX), который заключается в том, что декодируют данные транспортного канала от точки начала фрейма до всех возможных точек окончания блока данных фрейма, образуя декодированные последовательности данных, для каждой последовательности данных формируют решающую величину, выделяют минимальную из полученных решающих величин и сравнивают с порогом, при этом, если минимальная решающая величина оказывается меньше порога, то вычисляют циклическую контрольную сумму (CRC) для той последовательности декодированных данных, которая соответствует минимальной решающей величине, если циклическая контрольная сумма (CRC) совпадает, то соответствующую последовательность декодированных данных считают истинной, дополнительно вводят следующую последовательность новых операций:

циклическую контрольную сумму вычисляют для каждой последовательности декодированных данных, начиная с наиболее короткой, причем независимо от значения решающей величины,

при совпадении циклической контрольной суммы для блока декодированных данных формируют оценку вероятности символьной ошибки (SER) путем обратного кодирования, которую используют в качестве решающей величины, сравнивая ее с порогом,

при этом, если оценка вероятности символьной ошибки меньше порога, то принимают решение о том, что данная последовательность декодированных символов истинна и прекращают декодирование фрейма, в противном случае продолжают декодирование до следующей возможной точки останова,

если достигли конца фрейма и решение относительно правильной

последовательности декодированных данных еще не принято, то решение принимают из условий:

если циклическая контрольная сумма совпала только для одной последовательности декодированных данных, то ее считают истинной,

5 если циклическая контрольная сумма совпала для  $k$  последовательностей декодированных данных, где  $k > 1$  (любое целое число), то истинной считают ту из них, которая обеспечила минимальную оценку вероятности символьной ошибки (SER),

10 если циклическая контрольная сумма не совпала ни для одной последовательности декодированных данных, то истинной считают ту последовательность, которая обеспечила минимальную оценку вероятности символьной ошибки (SER).

15 Сравнение заявляемого способа с прототипом показывает, что:

- идея реализации способа-прототипа заключается в том, что декодирование всегда выполняют до последней возможной точки останова, при этом на последней возможной

20 точке останова (с целью исключения ошибки, когда CRC не обнаруживает ошибку) решающую величину сравнивают с заданной величиной порога, и, если решающая величина равна или ниже порога, то декодирование останавливают,

25 - идея реализации заявляемого способа заключается в том, что декодирование выполняют до первой возможной позиции окончания сообщения и проверяют CRC, причем если CRC совпадает, то формируют оценку SER путем обратного кодирования и сравнивают полученную оценку с порогом, если оценка SER меньше порога, то декодирование прекращают, в

30 противоположном случае декодирование продолжают до следующей возможной позиции останова, если SER для всех проверяемых позиций декодирования оказалась выше порога, то окончанием фрейма считают позицию, давшую минимальное значение SER.

35 Введение процедуры декодирования с порогом сравнения SER на каждой возможной точке останова позволяет уменьшить загрузку декодера Витерби. Таким образом, очевидно, что заявляемый способ декодирования данных в прямом канале UMTS для второго типа прерывистой

40 передачи (Type II DTX) обладает новизной по сравнению с прототипом, а также позволяет уменьшить загрузку декодера и повысить достоверность декодирования данных. Сопоставительный анализ заявляемого

45 способа с другими техническими решениями в данной области техники не позволил выявить признаки, заявленные в отличительной части формулы изобретения. Следовательно, заявляемый способ декодирования данных в прямом канале UMTS для второго типа прерывистой передачи отвечает критериям

50 "новизна", "существенные отличия" и обладает неочевидностью решения. Описание изобретения поясняется графическими материалами.

55 На фиг. 1 показан пример процедуры слепого декодирования транспортного канала данных по проекту стандарта ARIB (Япония).

60 Фиг. 2 иллюстрирует процедуру декодирования с использованием CRC (по заявляемому способу).

На фиг. 3 изображена блок-схема устройства, на котором реализуют

заявляемый способ декодирования данных в прямом канале по стандарту UMTS для Type II DTX.

Фиг. 4 (a, b, c, d) иллюстрирует эффективность работы заявляемого способа в сравнении с прототипом на основании результатов проведенного компьютерного моделирования.

Устройство (фиг. 3) содержит декодер Витерби 1, блок вычисления циклической контрольной суммы 2 (CRC), блок обратного кодирования 3, блок формирования и сравнения вероятности символьной ошибки (SER) 4 и блок принятия решения 5, при этом первый вход декодера Витерби 1 и первый вход блока формирования и сравнения символьной ошибки (SER) 4 объединены и являются сигнальным входом устройства, выход декодера Витерби 1 подключен к блоку обратного кодирования 3 и блоку вычисления циклической контрольной суммы (CRC) 2, выход которого соединен со вторым входом блока формирования и сравнения (SER) 4, выход которого подключен к первому входу блока принятия решения 5, второй вход которого соединен с выходом блока вычисления циклической контрольной суммы (CRC) 2, первый выход блока принятия решения 5 соединен со вторым входом декодера Витерби 1 и является сигналом продолжения декодирования, а второй выход является выходом устройства, сигналом принятого решения о том, что данная последовательность декодированных символов истинна.

Заявляемый способ реализуют следующим образом (см. фиг. 3).

Предполагается, что информация, поступающая на мобильную станцию (МС) по нескольким выделенным каналам (DCH), обрабатывается и мультиплексируется параллельно (по проекту стандарта UMTS-2000), используя один блок кодирования и мультиплексирования. Общий выходной поток поступает на сплиттер, который разделяет данные на несколько физических подканалов.

Транспортный формат данных (т.е. конфигурация параметров кодирования, мультиплексирования, мощности) декодируется "вслепую" - каждые 10 мс для каждого кадра. Приемное устройство знает только возможные транспортные форматы.

На вход декодера Витерби 1 поступают мягкие решения. Декодирование транспортного канала (TrCH) начинают в точке начала первого фрейма и продолжают до всех возможных точек окончания блока данных фрейма, образуя декодированные последовательности данных.

Декодированные последовательности данных поступают на вход блока вычисления циклической контрольной суммы 2. В блоке 2 вычисляют циклическую контрольную сумму для каждой последовательности декодированных данных, начиная с наиболее короткой, причем независимо от значения решающей величины и сравнивают ее.

При совпадении циклической контрольной суммы для блока декодированных данных формируют оценку вероятности символьной ошибки в блоке формирования и сравнения SER 4. Формируют SER путем обратного кодирования в блоке 3 и используют ее в качестве решающей величины, сравнивая с

порогом в блоке 4.

Если CRC совпадает и оценка вероятности символьной ошибки меньше порога, то блок 5 принимает решение о том, что данная последовательность декодированных символов истинна и прекращает декодирование фрейма.

В противоположном случае блок 5 принимает решение о продолжении декодирования до следующей возможной точки останова и выходной сигнал подает на второй вход декодера Витерби 1.

Если достигли конца фрейма и решение относительно правильности последовательности декодированных данных еще не принято, то блок 5 решение принимает из условий:

если циклическая контрольная сумма совпала только для одной последовательности декодированных данных, то ее считают истинной;

если циклическая контрольная сумма совпала для  $k$  последовательностей декодированных данных, где  $k > 1$  (любое целое число), то истинной считают ту из них, которая обеспечила минимальную оценку вероятности символьной ошибки (SER);

если циклическая контрольная сумма не совпала ни для одной последовательности декодированных данных, то истинной считают ту последовательность, которая обеспечила минимальную оценку вероятности символьной ошибки (SER).

Таким образом идея реализации заявляемого способа заключается в том, что декодирование выполняют до первой возможной позиции окончания сообщения и проверяют CRC, причем, если CRC совпадает, то формируют оценку SER путем обратного кодирования и сравнивают полученную оценку с порогом, если оценка SER меньше порога, то декодирование прекращают, в противном случае декодирование продолжают до следующей возможной позиции останова, если SER для всех проверяемых позиций декодирования оказалась выше порога, то окончанием фрейма считают позицию, давшую минимальное значение SER.

Использование SER оправдано, поскольку, когда определенная конечная точка не согласуется с транспортным форматом, то может иметь место случайное согласование CRC, ухудшающее характеристики. Введение дополнительной проверки SER в алгоритм декодирования данных уменьшает влияние случайного согласования CRC на характеристики декодирования.

Введение процедуры декодирования и сравнения с порогом SER на каждой возможной точке останова позволяет уменьшить загрузку декодера Витерби.

Для иллюстрации эффективности работы заявляемого способа в сравнении с прототипом на фиг. 4 (a, b, c, d) представлены результаты компьютерного моделирования следующей ситуации:

Прямой канал системы связи UMTS.

Скорость физического канала 32000 символов в секунду.

Возможные скорости данных 8 кб/с и 13 кб/с.

Канал распространения гауссовский.

Измеряемым параметром является вероятность ошибочного приема фрейма и

относительные вычислительные затраты на декодирование.

Как следует из результатов моделирования, вероятность фреймовой ошибки в зависимости от отношения энергии кодового символа к спектральной плотности мощности шума одинакова в заявляемом способе и в прототипе. В то же время при передаче данных на скорости 8 кб/с вычислительные затраты заявляемого способа составляют всего 40% от прототипа (на уровне фреймовой ошибки 1%). На скорости 13 кб/с затраты одинаковы. Если предположить, что в реальных условиях скорости 8 и 13 кб/с одинаковы, то вычислительные затраты заявляемого способа составят 70% от прототипа.

#### Формула изобретения:

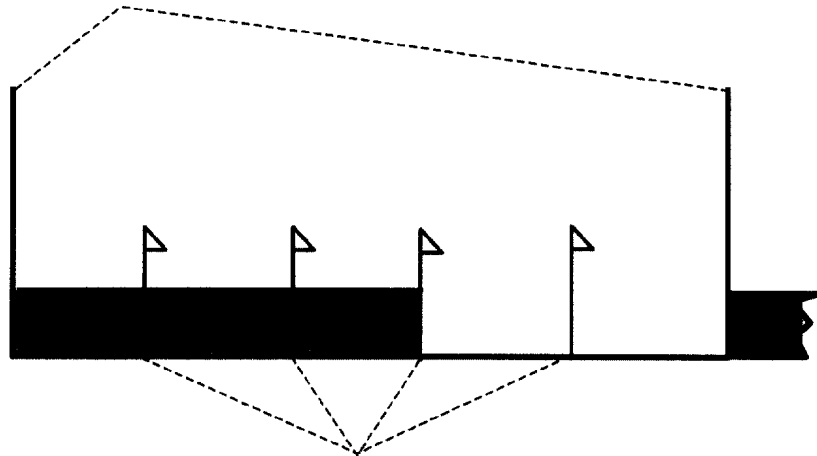
Способ декодирования данных в прямом канале UMTS-2000 для второго типа прерывистой передачи, заключающийся в том, что декодируют данные транспортного канала от точки начала фрейма до всех возможных точек окончания блока данных фрейма, образуя декодированные последовательности данных, для каждой последовательности данных формируют решающую величину, выделяют минимальную из полученных решающих величин и сравнивают с порогом, при этом если минимальная решающая величина оказывается меньше порога, то вычисляют циклическую контрольную сумму для той последовательности декодированных данных, которая соответствует минимальной решающей величине, если циклическая контрольная сумма совпадает, то соответствующую последовательность

декодированных данных считают истинной, отличающийся тем, что циклическую контрольную сумму вычисляют для каждой последовательности декодированных данных, начиная с наиболее короткой, причем независимо от значения решающей величины, при совпадении циклической контрольной суммы для блока декодированных данных формируют оценку вероятности символьной ошибки путем обратного кодирования, которую используют в качестве решающей величины, сравнивая ее с порогом, при этом если оценка вероятности символьной ошибки меньше порога, то принимают решение о том, что данная последовательность декодированных символов истинна и прекращают декодирование фрейма, в противоположном случае продолжают декодирование до следующей возможной точки останова, если достигли конца фрейма и решение относительно правильной последовательности декодированных данных еще не принято, то решение принимают из условий: если циклическая контрольная сумма совпала только для одной последовательности декодированных данных, то ее считают истинной, если циклическая контрольная сумма совпала для  $k$  последовательностей декодированных данных, где  $k > 1$  (любое целое число), то истинной считают ту из них, которая обеспечила минимальную оценку вероятности символьной ошибки, если циклическая контрольная сумма не совпала ни для одной последовательности декодированных данных, то истинной считают ту последовательность, которая обеспечила минимальную оценку вероятности символьной ошибки.

RU 2 1 6 8 8 5 8 C 1

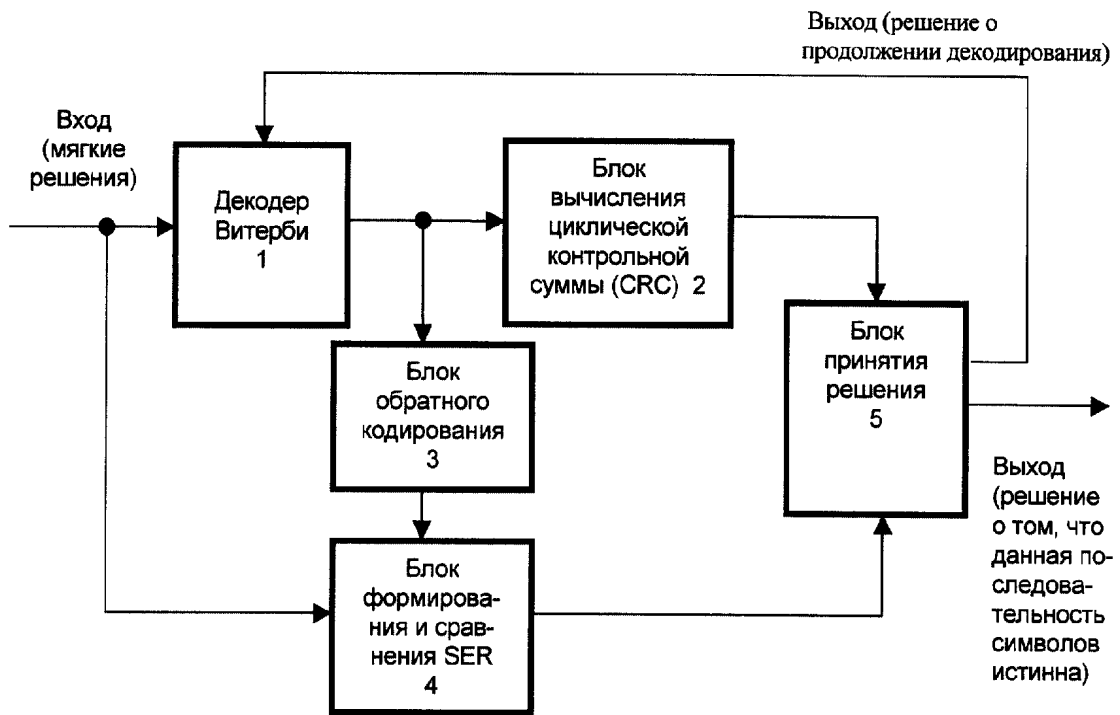
RU 2 1 6 8 8 5 8 C 1

Начало сообщения



Возможное окончание сообщения

Фиг. 2

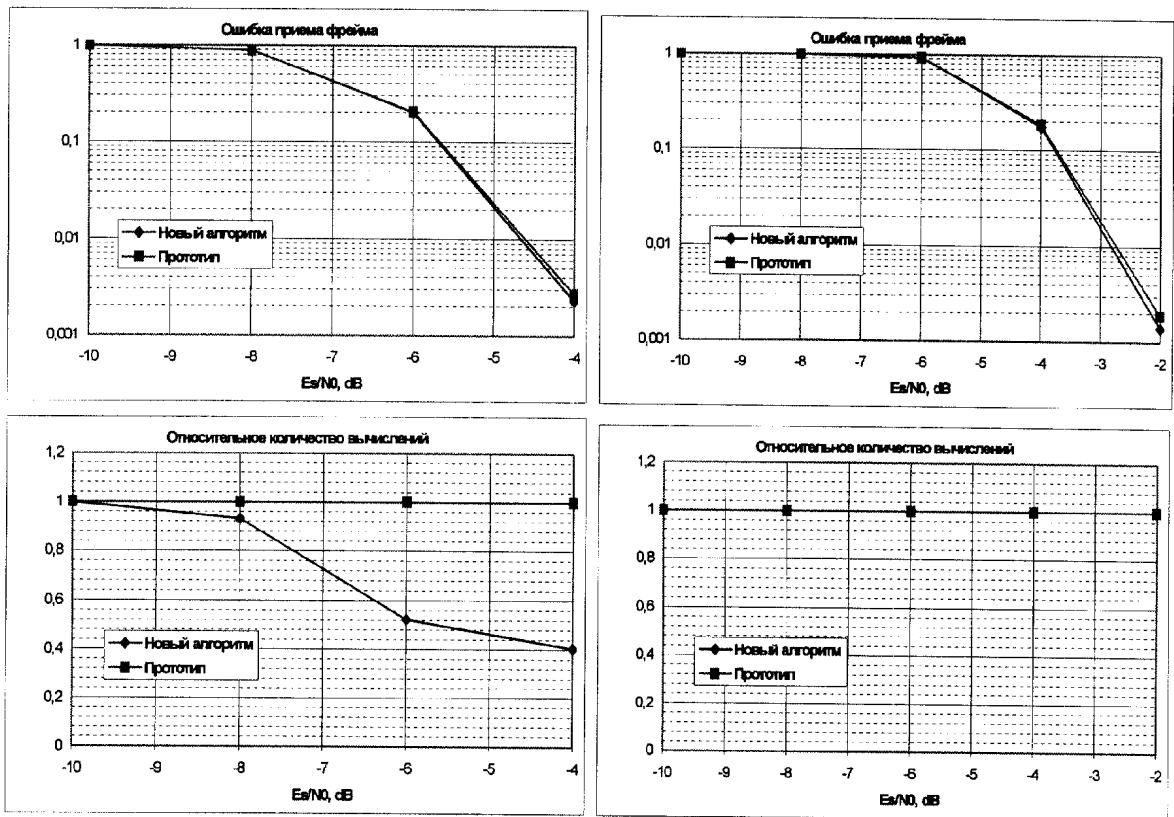


Фиг. 3

RU 2168858 C1

RU 2168858 C1





Фиг.4 (соответственно позиции a, b, c, d)