



(19) **RU** ⁽¹¹⁾ **2 236 752** ⁽¹³⁾ **C2**
(51) МПК⁷ **H 03 M 13/00, H 04 L 9/06**

РОССИЙСКОЕ АГЕНТСТВО
ПО ПАТЕНТАМ И ТОВАРНЫМ ЗНАКАМ

(12) ОПИСАНИЕ ИЗОБРЕТЕНИЯ К ПАТЕНТУ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

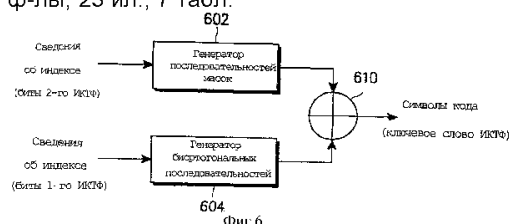
(21), (22) Заявка: 2002100061/09, 06.07.2000
(24) Дата начала действия патента: 06.07.2000
(30) Приоритет: 06.07.1999 KR 1999/27932
(43) Дата публикации заявки: 20.08.2003
(46) Дата публикации: 20.09.2004
(56) Ссылки: KR 99-15261 A, 05.03.1999. RU 2130693 C1, 20.05.1999. EP 0565506 A, 01.04.1993.
(85) Дата перевода заявки РСТ на национальную фазу: 04.01.2002
(86) Заявка РСТ: KR 00/00731 (06.07.2000)
(87) Публикация РСТ: WO 01/03366 (11.01.2001)
(98) Адрес для переписки: 129010, Москва, ул. Б. Спасская, 25, стр.3, ООО "Юридическая фирма Городисский и Партнеры", Ю.Д.Кузнецову, рег.№ 595

(72) Изобретатель: КИМ Дзае-Йоел (KR), КАНГ Хее-Вон (KR)
(73) Патентообладатель: САМСУНГ ЭЛЕКТРОНИКС КО., ЛТД (KR)
(74) Патентный поверенный: Кузнецов Юрий Дмитриевич

(54) УСТРОЙСТВО И СПОСОБ КОДИРОВАНИЯ/ДЕКОДИРОВАНИЯ ИНДИКАТОРА КОМБИНАЦИИ ТРАНСПОРТНОГО ФОРМАТА В СИСТЕМЕ МОБИЛЬНОЙ СВЯЗИ МДКРК

(57) Изобретение относится к радиосвязи, в частности к передаче данных в системе MMT 2000. Технический результат – повышение скорости передачи данных. В устройство кодирования ИКТФ одноразрядный генератор вырабатывает последовательность, имеющую одни и те же символы. Генератор базисных ортогональных последовательностей вырабатывает множество базисных ортогональных последовательностей. Генератор базисных последовательностей масок вырабатывает множество базисных последовательностей масок. Операционный блок принимает биты ИКТФ, которые делятся на первую информационную часть, представляющую преобразование биортогональной последовательности, вторую информационную часть, представляющую преобразование ортогональной последовательности, и третью информационную часть, представляющую преобразование последовательностей масок,

и объединяет ортогональную последовательность, выбранную из базисной ортогональной последовательности на основании второй информации, биортогональную последовательность, полученную посредством комбинирования выбранной ортогональной последовательности с одними и теми же символами, выбранными на основании первой информационной части, и последовательность маски, выбранной на основании биортогональной последовательности и третьей информационной части, посредством чего создавая последовательность ИКТФ. 7 з.п. ф-лы, 23 ил., 7 табл.





(19) **RU** ⁽¹¹⁾ **2 236 752** ⁽¹³⁾ **C2**
(51) Int. Cl.⁷ **H 03 M 13/00, H 04 L 9/06**

RUSSIAN AGENCY
FOR PATENTS AND TRADEMARKS

(12) **ABSTRACT OF INVENTION**

(21), (22) Application: 2002100061/09, 06.07.2000
(24) Effective date for property rights: 06.07.2000
(30) Priority: 06.07.1999 KR 1999/27932
(43) Application published: 20.08.2003
(46) Date of publication: 20.09.2004
(85) Commencement of national phase: 04.01.2002
(86) PCT application:
KR 00/00731 (06.07.2000)
(87) PCT publication:
WO 01/03366 (11.01.2001)
(98) Mail address:
129010, Moskva, ul. B. Spasskaja, 25, str.3,
OOO "Juridicheskaja firma Gorodisskij i
Partnery", Ju.D.Kuznetsovu, reg.№ 595

(72) Inventor: KIM Dzae-Joel (KR),
KANG Khee-Von (KR)
(73) Proprietor:
SAMSUNG EHLEKTRONIKS KO., LTD (KR)
(74) Representative:
Kuznetsov Jurij Dmitrievich

(54) DEVICE AND METHOD FOR CODING/DECODING TRANSPORT FORMAT PATTERN INDICATOR IN MOBILE CDMA COMMUNICATION SYSTEM

(57) Abstract:

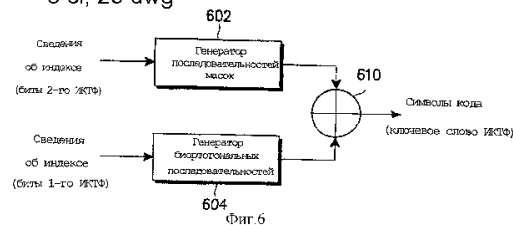
FIELD: radio communications.

SUBSTANCE: single-bit generator of coding device for transport format pattern indicator (TFPI) generates sequence of similar characters. Basic orthogonal sequence generator produces plurality of basic orthogonal sequences. Basic mask sequence generator functions to produce plurality of basic mask sequences. Operational unit receives TFPI bits which are broken down into first piece of information presenting conversion of biorthogonal sequence, second piece of information presenting orthogonal sequence conversion, and third piece of information presenting mask sequence conversion; this unit also integrates orthogonal sequence

chosen from basic orthogonal sequence basing on second information, biorthogonal sequence obtained by combining chosen orthogonal sequence with same characters chosen on the basis of first piece of information, and mask sequence chosen on the basis of biorthogonal sequence and third piece of information thereby producing TFPI sequence.

EFFECT: enhanced data transfer speed.

8 cl, 23 dwg



Область техники, к которой относится изобретение

Настоящее изобретение касается в общем устройства и способа передачи информации в системе ММТ 2000 (Международные мобильные телекоммуникации 2000) и, в частности, устройства и способа передачи индикатора комбинации транспортного формата (ИКТФ).

Система мобильной связи МДКРК (в дальнейшем называемая системой ММТ 2000) обычно передает кадры, которые обеспечивают службу передачи речи, службу передачи изображений, службу передачи символов по физическому каналу типа выделенного физического канала передачи данных (ВФКПД) на постоянной или переменной скорости передачи данных. В том случае, когда кадры данных, которые включают в себя этот вид услуг, передаются на фиксированной скорости передачи данных, нет необходимости информировать приемное устройство относительно скорости распространения каждого кадра данных. С другой стороны, если кадры данных передаются на переменной скорости передачи данных, что означает, что каждый кадр данных имеет различную скорость передачи данных, передающее устройство должно информировать приемное устройство относительно скорости распространения каждого кадра данных, определяемого его скоростью передачи данных. Скорость передачи данных оказывается пропорциональной скорости распространения данных, а скорость распространения данных обратно пропорциональна скорости распространения в обычной системе ММТ 2000.

В случае передачи форматов данных на переменной скорости передачи данных область ИКТФ канала ВФКПД информирует приемное устройство относительно скорости передачи данных текущего сервисного кадра. Область ИКТФ включает в себя ИКТФ, показывающий партию информации, содержащей скорость передачи данных сервисного кадра. ИКТФ представляет информацию, которая помогает надежно обслуживать речевую или информационную услугу.

На фиг.1А-1D показаны примеры применений ИКТФ. Фиг.1А иллюстрирует применение ИКТФ к линии связи абонента с центральным узлом ВФКПД и к линии связи абонента с центральным узлом выделенного физического канала управления (ВФКУ). Фиг.1В иллюстрирует применение ИКТФ к каналу произвольного доступа (КПД). Фиг.1С иллюстрирует применение ИКТФ к линии связи центрального узла с абонентом ВФКПД и к линии связи центрального узла с абонентом ВФКУ. Фиг.1D иллюстрирует применение ИКТФ к вторичному общему физическому каналу управления (ВФКУ).

Рассматривая фиг.1А-1D, отметим, что один кадр состоит из 16 участков, и каждый участок имеет область ИКТФ. Таким образом, один кадр включает в себя 16 областей ИКТФ. Область ИКТФ включает в себя $N_{\text{ИКТФ}}$ битов, а ИКТФ обычно имеет 32 бита в кадре. Для передачи 32-разрядного ИКТФ в одном кадре, можно назначить 2 бита ИКТФ каждому из 16 участков ($T_{\text{уч}}=0,625$ мс).

Фиг.2 представляет блок-схему

передающего устройства базовой станции в общей системе ММТ 2000.

Как показано на фиг.2, умножители 211, 231 и 232 умножают входные сигналы на коэффициенты усиления G_1 , G_3 и G_5 . Умножители 221, 241 и 242 умножают ключевые слова ИКТФ (кодовые символы ИКТФ), принимаемые из соответствующих кодеров ИКТФ, на коэффициенты усиления G_2 , G_4 и G_6 . Коэффициенты усиления G_1 - G_6 могут иметь различные значения в соответствии с типами услуг или ситуаций перемещения вызова. Входные сигналы включают в себя пробные сигналы и сигналы управления мощностью (УМП) данных ВФКУ и ВФКПД. Мультиплексор 212 вводит символы 32-разрядного кода ИКТФ (ключевое слово ИКТФ), принимаемые из умножителя 221, в области ИКТФ, как показано на фиг. 1С. Мультиплексор 242 вводит символы 32-разрядного кода ИКТФ, принятые из умножителя 241, в области ИКТФ. Мультиплексор 252 вводит символы 32-разрядного кода ИКТФ, принимаемые из умножителя 242, в области ИКТФ. Введение символов кода ИКТФ в области ИКТФ показаны на фиг.1А-1D. Символы 32-разрядного кода получают посредством кодирования битов ИКТФ (информационных битов), которые определяют скорость передачи данных сигнала данных по соответствующему каналу передачи данных, 1-ый, 2-ой и 3-ий последовательно-параллельные преобразователи (ППП) 213, 233 и 234 разделяют выходные сигналы мультиплексоров 212, 242 и 252 на каналы I и каналы Q. Умножители 214, 222 и 235-238 умножают выходные сигналы преобразователей ППП 213, 233 и 234 на коды C_{k1} , C_{k2} и C_{k3} формирования каналов. Коды формирования каналов являются ортогональными кодами. Первый сумматор 215 суммирует выходные сигналы умножителей 214, 235 и 237 и генерирует сигнал канала I, а второй сумматор 223 суммирует выходные сигналы умножителей 222, 236 и 238 и генерирует сигнал канала Q. Фазосдвигающее устройство 224 сдвигает фазу сигнала канала Q, принимаемого из второго сумматора 223, на 90° . Сумматор 216 складывает выходные сигналы первого сумматора 215 и фазосдвигающего устройства 224 и генерирует комплексный сигнал $I+jQ$. Умножитель 217 скремблирует комплексный сигнал с комплексной псевдошумовой последовательностью $S_{\text{скремб}}$ назначенной базовой станции. Процессор 218 сигнала (ППП) разделяет скремблированный сигнал на канал I и канал Q. Фильтры нижних частот (ФНЧ) 219 и 225 ограничивают полосы частот сигналов канала I и канала Q, принимаемых с процессора ППП 218, посредством фильтрования ФНЧ. Умножители 220 и 226 умножают выходные сигналы ФНЧ 219 и 225 посредством носителей $\cos(2\pi f_c t)$ и $\sin(2\pi f_c t)$, соответственно, благодаря чему преобразуют выходные сигналы фильтров ФНЧ 219 и 225 в ВЧ (высокочастотную) полосу. Сумматор 227 суммирует сигналы ВЧ канала I и канала Q. Фиг.3 представляет блок-схему передающей части подвижной станции в общей системе ММТ 2000.

Как показано на фиг.3, умножители 311, 321 и 323 умножают соответствующие сигналы на коды C_{k1} , C_{k2} и C_{k3} формирования каналов. Сигналы 1, 2, 3 являются первым, вторым и третьим сигналами ВФКПД. Входной сигнал 4 включает в себя пробный сигнал и сигналы УМП ВФКУ. Информационные биты ИКТФ кодируются в 32-разрядные символы кода ИКТФ посредством кодера 309 ИКТФ. Умножитель 310 вводит 32-разрядные символы кода ИКТФ в сигнал 4, как показано на фиг.1А. Умножитель 325 умножает сигнал ВФКУ, который включает в себя символ кода ИКТФ, принимаемый из умножителя 310, посредством кода C_{k4} формирования каналов. Коды C_{k1} - C_{k4} формирования каналов являются ортогональными кодами. Символы 32-разрядного кода ИКТФ получают посредством кодирования информационных битов ИКТФ, которые определяют скорость передачи данных сигналов ВФКПД. Умножители 312, 322, 324 и 326 умножают выходные сигналы умножителей 311, 321, 323 и 325 на коэффициенты усиления G_1 - G_4 , соответственно. Коэффициенты усиления G_1 - G_4 могут иметь различные значения. Первый сумматор 313 вырабатывает сигнал канала I посредством сложения выходных сигналов умножителей 312 и 322. Второй сумматор 327 вырабатывает сигнал канала Q посредством сложения выходных сигналов умножителей 324 и 326. Фазосдвигающее устройство 328 сдвигает фазу сигнала канала Q, принимаемого из второго сумматора 327, на 90° . Сумматор 314 складывает выходные сигналы первого сумматора 313 и фазосдвигающего устройства 328 и вырабатывает комплексный сигнал $I+jQ$. Умножитель 315 скремблирует комплексный сигнал с псевдошумовой (ПШ) последовательностью $C_{скремб}$ назначенной базовой станции. ППП 329 делит скремблируемый сигнал на канал I и канал Q. ФНЧ 316 и 330 фильтруют сигналы канала I и канала Q, принимаемые из ППП 329, и вырабатывают сигналы с ограниченными полосами частот. Умножители 317 и 331 умножают выходные сигналы ФНЧ 316 и 330 на носители $\cos(2\pi f_c t)$ и $\sin(2\pi f_c t)$, соответственно, преобразуя тем самым выходные сигналы ФНЧ 316 и 330 в ВЧ-полосы. Сумматор 318 суммирует ВЧ-сигналы канала I и канала Q.

ИКТФ классифицируются в базовый ИКТФ и расширенный ИКТФ.

Базовый ИКТФ представляет от 1 до 64 различных информационных, включающих скорости передачи данных соответствующих каналов передачи данных, используя 6 информационных битов ИКТФ, в то время как расширенный ИКТФ представляет от 1 до 128, от 1 до 256, от 1 до 512 или от 1 до 1024 различных информационных, используя 7, 8, 9 или 10 информационных битов ИКТФ. Расширенный ИКТФ был предложен для удовлетворения требованию системы ММТ 2000 для большего разнообразия услуг. Биты ИКТФ являются важными для приемного устройства в отношении приема кадров данных, принимаемых из передающего устройства. То есть, причина ненадежной передачи информационных битов ИКТФ заключается в том, что ошибки передачи ведут к неправильной интерпретации кадров в

приемном устройстве. Следовательно, передающее устройство кодирует биты ИКТФ кодом с исправлением ошибок до передачи так, что приемное устройство может исправлять возможные генерируемые ошибки в ИКТФ.

Фиг.4А схематически иллюстрирует основную структуру кодирования битов ИКТФ в обычной системе ММТ 2000, а фиг.4В представляет примерную таблицу кодирования, применяемую к биортогональному кодеру, показанному на фиг.4А. Как установлено выше, базовый ИКТФ имеет 6 битов ИКТФ (в дальнейшем называемых базовыми битами ИКТФ), которые показывают от 1 до 64 различных информации.

Как показано на фиг.4А и 4В, биортогональный кодер 402 принимает биты базового ИКТФ и выходные сигналы 32 кодированных символов (ключевое слово ИКТФ или кодовый символ ИКТФ). Базовый ИКТФ в основном выражается 6 битами. Следовательно, в случае, когда в биортогональный кодер 402 подаются биты базового ИКТФ в количестве меньше, чем 6 битов, к левому концу, то есть, к СДР (старший двоичный разряд) битов базового ИКТФ добавляют 0-и, чтобы увеличить количество битов базового ИКТФ до 6. Биортогональный кодер 402 имеет заранее определенную таблицу кодирования, как показано на фиг. 4В, для вывода 32 кодированных символов для ввода 6 битов базового ИКТФ. Как показано на фиг. 4В, таблица кодирования перечисляет 32 (32-символьная) ортогональных ключевых слова ($C_{32.1}$ - $C_{32.32}$) и 32 биортогональных ключевых слова ($C_{31.1}$ - $C_{32.32}$), которые являются дополнениями ключевых слов $C_{32.1}$ - $C_{32.32}$. Если МДР (младший двоичный разряд) базового ИКТФ является 1, биортогональный кодер 402 выбирает из 32 биортогональных ключевых слов. Если МДР является 0, биортогональный кодер 402 выбирает из 32 ортогональных ключевых слов. Затем на основании других битов ИКТФ выбирают одно из выбранных ортогональных ключевых слов или биортогональных ключевых слов.

Как установлено выше, ключевое слово ИКТФ должно иметь возможность исправления ошибок. Возможность исправления ошибок двоичных линейных кодов зависит от минимального расстояния ($d_{мин}$) между двоичными линейными кодами. Минимальное расстояние для оптимальных двоичных линейных кодов описано в работе О.Э.Брауэра и Тома Верхоуффа "Скорректированная таблица предельных значений минимальных расстояний для двоичных линейных кодов", труды ИИЭРА транзакции по теории информации, том 39, №2, март 1993 (в дальнейшем называемой ссылкой 1).

Ссылка 1 дает в качестве минимального расстояния 16 для двоичных линейных кодов величину, посредством которой выводятся 32 бита для ввода 6 битов. Вывод ключевых слов ИКТФ из биортогонального кодера 402 имеет минимальное расстояние 16, которое подразумевает, что ключевые слова ИКТФ являются оптимальными кодами.

Фиг.5А схематически иллюстрирует

расширенную структуру кодирования битов ИКТФ в обычной системе MMT 2000, фиг.5B представляет примерный алгоритм распределения битов ИКТФ в контроллере, показанном на фиг.5A, а фиг.5C иллюстрирует примерную таблицу кодирования, применяемую к биортогональным кодерам, показанным на фиг.5A. Расширенный ИКТФ также определяется количеством битов ИКТФ. То есть, расширенный ИКТФ включает в себя 7, 8, 9 или 10 битов ИКТФ (в дальнейшем называется битами расширенного ИКТФ), которые представляют от 1 до 128, от 1 до 256, от 1 до 512 или от 1 до 1024 различных информационных, как установлено выше.

Как показано на фиг.5A, 5B и 5C, контроллер 500 делит биты ИКТФ на две половины. Например, для ввода 10 битов расширенного ИКТФ контроллер 500 выводит первую половину расширенного ИКТФ в качестве первых битов ИКТФ (слово 1) и последнюю половину в качестве вторых битов ИКТФ (слово 2). Расширенный ИКТФ в основном выражен 10 битами. Следовательно, в том случае, когда вводятся биты расширенного ИКТФ в количестве меньше 10 битов, контроллер 500 прибавляет 0-и к СДР битов расширенного ИКТФ, чтобы представить расширенный ИКТФ 10 битами. Затем контроллер 500 делит 10 битов расширенного ИКТФ на слово 1 и слово 2. Слово 1 и слово 2 подаются в биортогональные кодеры 502 и 504, соответственно. Способ разделения битов a_1 - a_{10} расширенного ИКТФ на слово 1 и слово 2 иллюстрируется на фиг.5B.

Биортогональный кодер 502 вырабатывает первое ключевое слово ИКТФ, имеющее 16 символов, посредством кодирования слова 1, принятого из контроллера 500. Биортогональный кодер 504 вырабатывает второе ключевое слово ИКТФ, имеющее 16 символов, посредством кодирования слова 2, полученного из контроллера 500. Биортогональные кодеры 502 и 504 имеют заранее определенные таблицы кодирования с целью вывода 16-символьных ключевых слов ИКТФ для двух 5-разрядных входных сигналов ИКТФ (слово 1 и слово 2). Примерная таблица кодирования иллюстрируется на фиг.5C. Как показано на фиг.5C, таблица кодирования перечисляет 16 ортогональных ключевых слов длиной 16 битов $C_{16,1}$ - $C_{16,16}$ и биортогональные ключевые слова $c_{16,1}$ - $c_{16,16}$, которые являются дополнениями 16 ортогональных ключевых слов. Если МДР 5 битов ИКТФ представляет 1, то биортогональный кодер (502 или 504) выбирает 16 биортогональных ключевых слов. Если МДР представляет 0, биортогональный кодер выбирает 16 ортогональных ключевых слов. Затем биортогональный кодер выбирает одно из выбранных ортогональных ключевых слов или биортогональных ключевых слов на основании других битов ИКТФ и выводит выбранное ключевое слово в качестве первого или второго ключевого слова ИКТФ.

Мультиплексор 510 мультиплексирует первое и второе ключевые слова ИКТФ в окончательное 32-символьное ключевое слово ИКТФ.

При приеме 32-символьного ключевого

слова ИКТФ приемное устройство декодирует ключевое слово ИКТФ отдельно половинами (слово 1 и слово 2) и получает 10-разрядный ИКТФ посредством комбинирования две декодированные 5-разрядные половины ИКТФ. В этой ситуации возможная ошибка даже в одном декодируемом 5-разрядном выходном сигнале ИКТФ во время декодирования ведет к ошибке по всем 10 битам ИКТФ.

Расширенное ключевое слово ИКТФ также должно иметь сильную возможность исправления ошибки. Для этого расширенное ключевое слово ИКТФ должно иметь минимальное расстояние, как предложено в ссылке 1.

Учитывая количество 10 битов расширенного ИКТФ и количество 32 символа ключевого слова ИКТФ, ссылка 1 дает 12 в качестве минимального расстояния для оптимального кода. Однако выходной сигнал ключевого слова ИКТФ из структуры, показанной на фиг.5A, имеет минимальное расстояние 8, потому что ошибка по меньшей мере в одном из слова 1 и слова 2 во время декодирования дает ошибку в полном 10-разрядном ИКТФ. То есть, хотя биты расширенного ИКТФ кодируются отдельно по половинам, минимальное расстояние между конечными ключевыми словами ИКТФ равно минимальному расстоянию 8 между выходными ключевыми словами биортогональных кодеров 502 и 504.

Следовательно, ключевое слово ИКТФ, передаваемое из структуры кодирования, показанной на фиг.5A, является не оптимальным, и оно может увеличивать вероятность ошибок битов ИКТФ в той же конфигурации радиоканала. При увеличении вероятности появления ошибок в битах ИКТФ приемное устройство неправильно оценивает скорость передачи данных принятых кадров с увеличенной интенсивностью ошибок, вследствие чего уменьшая эффективность системы MMT 2000.

В соответствии с обычной технологией требуются отдельные структуры аппаратного оборудования, чтобы поддерживать базовый ИКТФ и расширенный ИКТФ. В результате на внедрение системы MMT 2000 накладываются ограничения в виде стоимости и размера системы.

Следовательно, задачей настоящего изобретения является создание устройства и способа для кодирования расширенного ИКТФ в системе MMT 2000.

Задачей настоящего изобретения является также создание устройства и способа для совместного кодирования базового ИКТФ и расширенного ИКТФ в системе MMT 2000.

Другой задачей настоящего изобретения является создание устройства и способа для декодирования расширенного ИКТФ в системе MMT 2000.

Еще одной задачей настоящего изобретения является создание устройства и способа для совместного декодирования базового ИКТФ и расширенного ИКТФ в системе MMT 2000.

Еще одной задачей настоящего изобретения является создание устройства и способа для формирования оптимального кода посредством кодирования расширенного ИКТФ в системе MMT 2000.

Еще одной задачей настоящего изобретения является обеспечение способа формирования последовательностей масок для использования в кодировании/декодировании расширенного ИКТФ в системе ММТ 2000.

Для решения вышеупомянутых задач, предлагается устройство и способ кодирования/декодирования ИКТФ в системе мобильной связи МДКРК. В устройстве кодирования ИКТФ, одноразрядный генератор генерирует последовательность, имеющую одни и те же символы. Генератор базисных ортогональных последовательностей генерирует множество базисных ортогональных последовательностей. Генератор базисных последовательностей масок генерирует множество базисных последовательностей масок. Операционный блок принимает биты ИКТФ, которые делятся на 1-ую информационную часть, представляющую преобразование биортогональной последовательности, 2-ую информационную часть, представляющую преобразование ортогональной последовательности, и 3-ью информационную часть, представляющую преобразование последовательности маски, и объединяет ортогональную последовательность, выбранную из базисной ортогональной последовательности, на основании 2-ой информации, биортогональную последовательность, полученную посредством объединения выбранной ортогональной последовательности с одними и теми же символами, выбранными на основании 1-ой информационной части, и последовательность маски, выбранную на основании биортогональной кодовой последовательности и 3-ей информационной части, вследствие чего вырабатывается последовательность ИКТФ.

Вышеупомянутые и другие задачи, особенности и преимущества настоящего изобретения станут более очевидными из последующего подробного описания, приведенного в связи с прилагаемыми чертежами, на которых:

фиг.1А-1D иллюстрируют примерные применения ИКТФ к канальным кадрам в обычной системе ММТ 2000;

фиг.2 представляет блок-схему передающего устройства базовой станции в обычной системе ММТ 2000;

фиг.3 представляет блок-схему передающего устройства подвижной станции в обычной системе ММТ 2000;

фиг.4А схематически иллюстрирует основную структуру кодирования ИКТФ в обычной системе ММТ 2000;

фиг.4В представляет пример таблицы кодирования, используемой в биортогональном кодере, показанном на фиг.4А;

фиг.5А схематически иллюстрирует структуру кодирования расширенного ИКТФ в обычной системе ММТ 2000;

фиг.5В представляет пример алгоритма расширения битов ИКТФ в контроллере, показанном на фиг.5А;

фиг.5С представляет пример таблицы кодирования, используемой в биортогональных кодерах, показанных на фиг.5А;

фиг.6 схематически иллюстрирует

структуру кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.7 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую вариант осуществления процедуры вырабатывания последовательности масок для кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.8 представляет блок-схему варианта осуществления устройства кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.9 представляет блок-схему варианта осуществления устройства декодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.10 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую действие управления компаратора корреляции, показанного на фиг. 9;

фиг.11 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую вариант осуществления процедуры кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.12 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую другой вариант осуществления процедуры кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.13 иллюстрирует вариант осуществления структур ортогональных последовательностей и последовательностей масок, определяемых ИКТФ в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.14 представляет блок-схему другого варианта осуществления устройства кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.15 представляет блок-схему другого варианта осуществления устройства декодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением;

фиг.16 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую другой вариант осуществления процедуры кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением; и

фиг.17 представляет блок-схему третьего варианта осуществления устройства декодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением.

Ниже будут описаны предпочтительные варианты осуществления настоящего изобретения со ссылкой на прилагаемые чертежи. В последующем описании не приводится подробное описание известных функций или конструкций, так как они затенили бы предлагаемое изобретение ненужными подробностями.

Настоящее изобретение касается концепции кодирования ИКТФ выходных конечных кодовых символов (ключевые слова ИКТФ) посредством сложения первых кодовых символов (первое ключевое слово ИКТФ), получающихся из первых битов ИКТФ, и вторых кодовых символов (второе ключевое слово ИКТФ), получающихся из вторых битов ИКТФ в системе ММТ 2000. Концепция кодирования ИКТФ показана на фиг.6. Здесь биортогональная последовательность и последовательность маски даны в качестве первого ключевого слова ИКТФ и второго ключевого слова ИКТФ, соответственно.

Как показано на фиг.6, биты ИКТФ разделяются на первые биты ИКТФ и вторые биты ИКТФ. Генератор 602 последовательностей масок генерирует заранее определенную последовательность маски посредством кодирования вторых битов ИКТФ, а генератор 604 биортогональных последовательностей генерирует заранее определенную биортогональную последовательность посредством кодирования первых битов ИКТФ. Сумматор 610 складывает последовательность маски и биортогональную последовательность и выводит итоговые кодовые символы (ключевое слово ИКТФ). Генератор 602 последовательностей масок может иметь таблицу кодирования, в которой перечисляются последовательности масок для всех возможных вторых битов ИКТФ. Генератор 604 биортогональных последовательностей может также иметь таблицу кодирования, в которой перечисляются биортогональные последовательности для всех возможных первых битов ИКТФ.

Как описано выше, для реализации настоящего изобретения должны быть определены последовательности масок и способ генерирования последовательностей масок. Например, в вариантах осуществления настоящего изобретения в качестве ортогональных последовательностей приводятся коды Уолша.

1. Способ генерирования последовательностей масок

Настоящее изобретение касается кодирования и декодирования битов ИКТФ и использования расширенного кода Рида-Мюллера в системе ММТ 2000. Для этой цели используются заранее определенные последовательности, и последовательности должны иметь минимальное расстояние, которое гарантирует превосходное выполнение исправления ошибок.

Значительный параметр, который определяет характеристику или способность линейного кода с исправлением ошибок, представляет минимальное расстояние между ключевыми словами кода с исправлением ошибок. Весовой коэффициент Хэмминга ключевого слова представляет количество его символов, отличных от 0. Если ключевое слово задается числом "0111", его весовой коэффициент Хэмминга равен 3. Самый маленький весовой коэффициент Хэмминга ключевого слова, за исключением ключевого слова со всеми "0", называется минимальным весовым коэффициентом, а минимальное расстояние каждого двоичного линейного кода равно минимальному весовому коэффициенту.

Линейный код с исправлением ошибок имеет лучшую характеристику исправления ошибок, поскольку его минимальное расстояние увеличивается. Подробные сведения приведены в работе "Теория кодов с исправлением ошибок" Ф.Дж.Макуилльямса и Н.Дж.Э.Слоуна, Северная Голландия (в дальнейшем называемой ссылкой 2).

Расширенный код Рида-Мюллера можно получить из набора последовательностей, каждая из которых является суммой элементов m -последовательности и заранее определенной последовательности. Для использования набора последовательностей

в качестве линейного кода с исправлением ошибок, набор последовательностей должен иметь большое минимальное расстояние. Такие наборы последовательностей включают в себя набор последовательностей Казами, набор последовательностей Гоулда и набор последовательностей Кердока. Если общая длина последовательности в таком наборе последовательностей составляет $L=2^{2m}$, то минимальное расстояние равно $(2^{2m}-2^m)/2$. Для $L=2^{2m+1}$, минимальное расстояние равно $(2^{2m+1}-2^m)/2$. То есть, если $L=32$, то минимальное расстояние равно 12.

Ниже будет выполнено описание способа производства линейного кода с исправлением ошибок с превосходным выполнением, то есть расширенного кода с исправлением ошибок (кодов Уолша и последовательностей масок).

Согласно теории кодирования имеется функция транспозиции столбцов для создания кодов Уолша из m -последовательностей в группе, которая была образована посредством циклического сдвига начальной m -последовательности на единицу до ' n ' раз, где ' n ' является длиной m -последовательности. Другими словами, каждая из m -последовательностей сформирована посредством циклического сдвига начальной m -последовательности конкретное количество раз. Функция транспозиции столбца является функцией преобразования, которая преобразует последовательности в группе m -последовательностей в коды Уолша. Мы предполагаем, что имеется последовательность типа последовательности Гоулда или последовательности Казами, которая сформирована посредством сложения начальной m -последовательности с другой начальной m -последовательностью. Другая группа m -последовательностей аналогично образуется посредством циклического сдвига другой начальной m -последовательности на единицу ' n ' раз, где ' n ' является длиной заранее определенной последовательности. Впоследствии применяется обратная функция транспозиции столбца ко второй группе m -последовательностей, сформированных из другой начальной m -последовательности. Применение обратной функции транспозиции столбца ко второй группе m -последовательностей создает другой набор последовательностей, которые следует определять в качестве последовательностей масок.

В варианте осуществления настоящего изобретения описан способ вырабатывания последовательности маски в связи с производством кода $(2^n, n+k)$ (расширенный код Рида-Мюллера) (здесь $k=1, \dots, n+1$), используя набор последовательностей Гоулда. Код $(2^n, n+k)$ представляет выходной сигнал 2^n -символьного ключевого слова ИКТФ для ввода $(n+k)$ битов ИКТФ (входные информационные биты). Известно, что последовательность Гоулда можно выразить в виде суммы двух различных m -последовательностей. Следовательно, для вырабатывания кода $(2^n, n+k)$, необходимо создавать последовательности Гоулда длиной (2^n-1) . Здесь последовательность

Гоулда представляет сумму двух m -последовательностей $m_1(t)$ и $m_2(t)$, которые вырабатываются из порождающих многочленов $f_1(x)$ и $f_2(x)$. Данные порождающие многочлены $f_1(x)$ и $f_2(x)$, m -последовательности $m_1(t)$ и $m_2(t)$ вычисляют, используя функцию Трейса.

$$m_1(t) = \text{Tr}\{A\alpha^t\}, t = 0, 1, \dots, 30$$

и

$$\text{Tr}(a) = \sum_{k=0}^{n-1} \alpha^{2^k} a, a \in \text{GF}(2^n)$$

(Уравнение 1)

где A определяется начальным значением m -последовательности, α - корень многочлена, а n - порядок многочлена.

Фиг.7 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую последовательность масок, вырабатываемую процесс для использования в производстве кода $(2^n, n+k)$ из набора последовательностей Гоулда.

Как показано на фиг.7, на этапе 710 вырабатываются m -последовательности $m_1(t)$ и $m_2(t)$ в соответствии с уравнением 1, используя порождающие многочлены $f_1(x)$ и $f_2(x)$, соответственно. На этапе 712, рассчитывается функция $\sigma(t)$ транспозиции последовательности с целью образования кодов Уолша из набора последовательностей, имеющего m -последовательности, образованные циклическим сдвигом $m_2(t)$ от 0 до $n-2$ раз, где все столбцы '0' вставляют перед m -последовательностями, сделанными из $m_2(t)$, как показано ниже:

$$\sigma: \{0, 1, 2, \dots, 2^n - 2\} \rightarrow \{1, 2, 3, \dots, 2^n - 1\}$$

$$\sigma(t) = \sum_{i=0}^{n-1} m_i(t + i)2^{n-1-i}, t = 0, 1, 2, \dots$$

(Уравнение 2)

Набор из 31 последовательности, произведенных циклическим сдвигом m -последовательности $m_1(t)$ от 0 до 30 раз, транспонируется по столбцам с использованием $\sigma^{-1}(t)+2$, полученным из обратной функции $\sigma(t)$, на этапе 730. Затем добавляются 0-и к началу каждой из получающихся последовательностей с транспонированием столбцов, с целью образования длины последовательности 2^n . Таким образом, генерируется набор $d_i(t)$ последовательностей (2^{n-1}) длиной 2^n ($i=0, \dots, 2^n-2, t=1, \dots, 2^n$).

$$\{d_i(t) | t = 1, \dots, 2^n, i = 0, \dots, 2^n - 2\}$$

$$d_i(t) = \begin{cases} 0, & \text{если } t = 1 \\ m_1(\sigma^{-1}(t + i) + 2), & \text{если } t = 2, 3, \dots, 2^n \end{cases}$$

(Уравнение 3)

Множество $d_i(t)$ представляет функции масок, которые можно использовать в виде 31 маски.

$d_i(t)$ отличается тем, что две различные маски среди вышеупомянутых масок добавляются к одной из (2^{n-1}) масок, кроме двух масок. Чтобы далее обобщить это, каждую из (2^{n-1}) масок можно выразить в виде суммы по меньшей мере двух из конкретных n масок, n масок называют базисными последовательностями масок. Если

необходимо создать код $(2^n, n+k)$, общее количество необходимых ключевых слов составляет 2^{n+k} для $n+k$ входных информационных битов (биты ИКТФ). Количество 2^n ортогональных последовательностей (последовательностей Уолша) и их дополнения, то есть, биортогональные последовательности, представляет $2^n \times 2 = 2^{n+1}$. $2^{k-1} - 1 (= (2^{n+k}/2^{n+1}) - 1)$ масок, которые не равны 0-м, необходимы для производства кода $(2^n, n+k)$. Здесь, $2^{k-1} - 1$ масок можно выразить посредством использования $k-1$ базисных последовательностей масок, как установлено выше.

Теперь будет приведено описание способа выбора $k-1$ базисных последовательностей масок. Для создания набора последовательностей на этапе 730 фиг.7 m -последовательность $m_1(t)$ циклически сдвигают $0-2^{n-1}$ раз. Здесь m -последовательность, полученная посредством циклического сдвига m -последовательности $m_1(t)$ i раз, выражается величиной $\text{Tr}(\alpha^i \cdot \alpha^t)$ согласно уравнению 1. То есть, набор последовательностей создается посредством циклического сдвига m -последовательности $m_1(t)$ $0-30$ раз относительно начальной последовательности $A = \{1, \alpha, \dots, \alpha^{2^n-2}\}$. Здесь, линейно независимые $k-1$ базисные элементы найдены из элементов Галоиза $1, \alpha, \dots, \alpha^{2^n-2}$, а последовательности масок, соответствующие выходным последовательностям функции Трейса с $k-1$ базисными элементами в качестве начальной последовательности, стали базисными последовательностями масок. Условие линейной независимости выражается следующим образом:

$$\alpha_1, \dots, \alpha_{k-1}: \text{линейно независимые}$$

$$\Leftrightarrow c_1 \alpha_1 + c_2 \alpha_2 + \dots + c_{k-1} \alpha_{k-1} \neq 0, \forall c_1, c_2, \dots, c_{k-1}$$

(Уравнение 4)

Для подробного описания вышеупомянутого обобщенного способа производства функции маски будет описан способ создания кода (32, 10) со ссылкой на фиг.7, используя набор последовательностей Гоулда. Известно, что последовательность Гоулда выражается как сумма различных заранее определенных m -последовательностей. Следовательно, вначале должна быть получена последовательность Гоулда длиной 31, с целью образования намеченного кода (32, 10). Последовательность Гоулда представляет сумму двух m -последовательностей, образованных, соответственно, из многочленов $x^5 + x^2 + 1$ и $x^5 + x^4 + x + 1$. При наличии соответствующего порождающего многочлена каждую из m -последовательностей $m_1(t)$ и $m_2(t)$ вычисляют, используя функцию Трейса

$$m_1(t) = \text{Tr}(A\alpha^t) \quad t=0, 1, \dots, 30 \text{ и}$$

$$\text{Tr}(a) = \sum_{n=0}^4 \alpha^{2^n} a, \quad a \in \text{GF}(2^5)$$

(Уравнение 5)

где A определяется начальным значением m -последовательности, α является корнем многочлена, а n - порядок многочлена, здесь

равный 5.

Фиг.7 иллюстрирует методику создания функции маски, с целью образования кода (32, 10).

Как показано на фиг.7, m-последовательности $m_1(t)$ и $m_2(t)$ создаются в соответствии с уравнением 1, используя порождающие многочлены $f_1(x)$ и $f_2(x)$, соответственно, на этапе 710. На этапе 712 рассчитывается функция $\sigma(t)$ транспозиции столбца, с целью создания кода Уолша m-последовательности $m_2(t)$ посредством уравнения

$$\sigma : \{0, 1, 2, \dots, 31\} \rightarrow \{1, 2, 3, \dots, 31\}$$

$$\sigma(t) = \sum_{i=0}^4 m_i(t-i)2^{4-i}$$

(Уравнение 6)

Затем набор из 31 последовательности, произведенный циклическим смещением m-последовательности $m_1(t)$ 0-30 раз осуществляется транспонированием столбца с использованием $\sigma^{-1}(t)+2$, полученной из обратной функции $\sigma(t)$, на этапе 730. Затем к началу каждой из получающихся последовательностей с транспонированием последовательности добавляются 0-и, чтобы сделать длину последовательности равной 31. Таким образом, создается 31 $d_i(t)$ длиной 32. Здесь, если $i=0, \dots, 31$, то $t=1, \dots, 32$. Набор последовательностей, образованный на этапе 730, можно выразить уравнением

$$\{d_i(t)\}_{t=1}^{32} = \{1, \dots, 32\} \quad i = 0, \dots, 31$$

$$d_i(t) = \begin{cases} 0 & \text{если } t = 1 \\ m_1(\sigma^{-1}(t+i) + 2) & \text{если } t = 2, 3, \dots, 32 \end{cases}$$

(Уравнение 7)

Множество $d_i(t)$, полученных в соответствии с уравнением 7, можно использовать в виде 31 последовательностей масок.

$d_i(t)$ отличается тем, что две различные маски среди вышеупомянутых масок добавляются к одной из 31 масок, кроме двух масок. Другими словами, каждую из 31 маски можно выразить в виде суммы 5 частных масок. Эти 5 масок являются базисными последовательностями масок.

Когда необходимо образовать код (32, 10), общее количество необходимых ключевых слов составляет $2^N=1024$ для всех возможных 10 входных информационных битов (биты ИКТФ). Количество биортогональных последовательностей длины 32 составляет $32 \times 2=64$. Для образования кода (32, 10) необходимо 15 масок. 15 масок можно выразить в виде комбинации 4 базисных последовательностей масок.

Теперь будет приведено описание способа выбора 4 базисных последовательностей масок, m-последовательность, полученная циклическим сдвигом m-последовательности $m_1(t)$ i раз выражается в виде $\text{Tr}(\alpha^i \cdot \alpha^t)$ согласно уравнению 1. То есть, набор последовательностей создается циклическим сдвигом m-последовательности $m_1(t)$ 0-30 раз относительно начальной последовательности $A=\{1, \alpha, \dots, \alpha^{2n-2}\}$. Здесь 4 линейно независимых базисных

элемента находят из элементов Галоиза $1, \alpha, \dots, \alpha^{2n-2}$ и последовательностей масок, соответствующих выходным последовательностям функции Трейса с 4 базисными элементами в качестве начальной последовательности, становящейся базисными последовательностями масок. Условие линейной независимости выражается следующим образом

$\alpha, \beta, \gamma, \delta$ - линейно независимые

$$\Leftrightarrow c_1\alpha + c_2\beta + c_3\gamma + c_4\delta \neq 0, \quad \forall c_1, c_2, c_3, c_4$$

(уравнение 8)
Фактически, $1, \alpha, \alpha^2, \alpha^3$ в функции Галоиза $\text{GF}(2^5)$ представляют подбазисы многочлена, которые являются известными, в виде четырех линейно независимых элементов. Путем замены переменной A в уравнении 1 многочленным базисом получаются четыре последовательности M1, M2, M4 и M8 базисных масок.

M1 =

00101000011000111111000001110111

M2 =

00000001110011010110110111000111

M4 =

00001010111110010001101100101011

M8 =

00011100001101110010111101010001

Ниже будет приведено описание устройства и способа кодирования/декодирования ИКТФ, используя базисные последовательности масок, получаемые вышеописанным способом в системе ММТ 2000 в соответствии с вариантами осуществления настоящего изобретения.

2. Первый вариант осуществления устройства и способа кодирования/декодирования

Фиг.8 и 9 представляют блок-схемы устройств кодирования и декодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с вариантом осуществления настоящего изобретения.

Как показано на фиг.8, 10 битов ИКТФ a0-a9 подаются на соответствующие умножители 840-849. Одноразрядный генератор 800 непрерывно генерирует заранее определенный кодовый бит. То есть,

поскольку настоящее изобретение имеет дело с биортогональными последовательностями, генерируются необходимые биты для производства биортогональной последовательности из ортогональной последовательности. Например, одноразрядный генератор 800 генерирует биты, имеющие 1-ы для инверсии ортогональной последовательности (то есть, кода Уолша), созданной генератором 810 базисного кода Уолша, и таким образом, создания биортогональной

последовательности. Генератор 810 базисных кодов Уолша вырабатывает базисные коды Уолша заранее определенной длины. Базисные коды Уолша относятся к кодам Уолша, из которых можно создавать все намеченные коды, которые можно производить посредством произвольного добавления. Например, когда используются коды Уолша длиной 32, базисными кодами Уолша являются 1-ый, 2-ой, 4-ый, 8-ой и 16-ый коды Уолша W1, W2, W4, W8 и W16, где:

W1: 010101010101010101010101010101

W2: 00110011001100110011001100110011
W4: 00001111000011110000111100001111
W8: 00000000111111110000000011111111
W16: 00000000000000001111111111111111.
Генератор 820 базисных последовательностей масок генерирует базисную последовательность маски заранее определенной длины. Способ создания базисной последовательности маски уже описан выше, и его подробное описание приводиться не будет. Если используется последовательность маски длиной 32, базисными последовательностями масок являются 1-ая, 2-ая, 4-ая и 8-ая последовательности масок M1, M2, M4, M8, где:

M1: 00101000011000111111000001110111
M2: 00000001110011010110110111000111
M4: 00001010111110010001101100101011
M8: 00011100001101110010111101010001.

Умножитель 840 умножает единицы выходного сигнала одноразрядного генератора 800 на входной информационный бит a0 в символьных битах.

Умножитель 841 умножает базисный код Уолша W1, принятый из генератора 810 базисных кодов Уолша, на бит a1 входной информации. Умножитель 842 умножает базисный код Уолша W2, принятый из генератора 810 базисных кодов Уолша, на бит a2 входной информации. Умножитель 843 умножает базисный код Уолша W4, принятый из генератора 810 базисных кодов Уолша, на бит a3 входной информации. Умножитель 844 умножает базисный код Уолша W8, принятый из генератора 810 базисных кодов Уолша, на бит a4 входной информации. Умножитель 845 умножает базисный код Уолша W16, принятый из генератора 810 базисных кодов Уолша, на бит a5 входной информации. Умножители 841-845 посимвольно умножают принятые базисные коды Уолша W1, W2, W4, W8 и W16 на их соответствующие биты входной информации.

Между тем, умножитель 846 умножает базисную последовательность маски M1 на бит a6 входной информации. Умножитель 847 умножает базисную последовательность маски M2 на бит a7 входной информации. Умножитель 848 умножает базисную последовательность маски M4 на бит a8 входной информации. Умножитель 849 умножает базисную последовательность маски M8 на бит a9 входной информации. Умножители 846-849 посимвольно умножают принятые базисные последовательности масок M1, M2, M4 и M8 на их соответствующие биты входной информации.

Сумматор 860 складывает кодированные биты входной информации, принятые из умножителей 840-849, и выводит итоговые кодовые символы длиной 32 бита (ключевое слово ИКТФ). Длина итоговых кодовых символов (ключевое слово ИКТФ) определяется длинами базисных кодов Уолша, вырабатываемых генератором 810 базисного кода Уолша, и базисных последовательностей масок, создаваемых генератором 820 базисных последовательностей масок.

Например, если битами a0-a9 входной информации являются "0111011000", умножитель 840 умножает 0, в виде a0, на 1-цы, принятые из одноразрядного генератора

800, и генерирует 32 кодовых символа, которые все представляют "0-и". Умножитель 841 умножает 1 в виде a1 на W1, принятый из генератора 810 базисного кода Уолша, и генерирует кодовые символы "0101010101010101010101010101". Умножитель 842 умножает 1 в виде a2 на W2, принятый из генератора 810 базисного кода Уолша, и генерирует кодовые символы "0011001100110011001100110011". Умножитель 843 умножает 1 в виде a3 на W4, принятый из генератора 810 базисного кода Уолша, и генерирует кодовые символы "00001111000011110000111100001111". Умножитель 844 умножает 0 в виде a4 на W8, принятый из генератора 810 базисного кода Уолша, и генерирует 32 кодовых символа, которые все являются "0-и". Умножитель 845 умножает 1 в виде a5 на W16, принятый из генератора 810 базисного кода Уолша, и генерирует "00000000000000001111111111111111". Умножитель 846 умножает 1 в виде a6 на M1, принятую из генератора 820 базисных последовательностей масок, и генерирует "00101000011000111111000001110111". Умножитель 847 умножает 0 в виде a7 на M2, принятую из генератора 820 базисных последовательностей масок, и генерирует 32 кодовых символа, которые все являются "0-и". Умножитель 848 умножает 0 в виде a8 на M4, принятую из генератора 820 базисных последовательностей масок, и генерирует 32 кодовых символа, которые все являются "0-и". Умножитель 849 умножает 0 в виде a9 на M8, принятую из генератора 820 базисных последовательностей масок, и генерирует 32 кодовых символа, которые все являются "0-и". Сумматор 860 складывает кодовые символы, принятые из умножителей 840-849, и выводит итоговые кодовые символы "01000001000010100110011011100001". Итоговые кодовые символы можно получить посредством посимвольного сложения базисных кодов Уолша W1, W2, W4 и W16, соответствующих информационным битам "1", с базисной последовательностью маски M1. Другими словами, базисные коды Уолша W1, W2, W4 и W16 суммируются с W23, а код Уолша W23 и базисная последовательность маски M1 складываются с целью образования ключевого слова ИКТФ (итоговые кодовые символы) (=W23-M1), которое выводится из сумматора 860. Фиг.11 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую вариант осуществления способа кодирования ИКТФ в системе MMT 2000 в соответствии с настоящим изобретением.

Как показано на фиг.11, на этапе 1100 принимаются 10 битов входной информации (то есть, биты ИКТФ), а сумма переменных и j устанавливаются на начальное значение 0. Сумма переменных показывает итоговые кодовые символы, а j показывает счет количества итоговых кодовых символов на выходе после сложения на символьной основе. На этапе 1110 определяется, равно ли j 32, ввиду длины 32 символов кодов Уолша и последовательностей масок, используемых для кодирования битов входной информации. Этап 1110 выполняется с целью проверки, все ли биты входной информации посимвольно кодируются кодами Уолша и последовательностями масок.

Если на этапе 1110 j не равно 32, то это означает, что биты входной информации кодируются не полностью относительно всех символов кодов Уолша, последовательностей масок, j -ых символов $W1(j)$, $W2(j)$, $W4(j)$, $W8(j)$ и $W16(j)$ базисных кодов Уолша $W1$, $W2$, $W4$, $W8$ и $W16$, и на этапе 1120 принимаются j -ые символы $M1(j)$, $M2(j)$, $M4(j)$ и $M8(j)$ базисных последовательностей масок $M1$, $M2$, $M4$ и $M8$. Затем на этапе ИЗО принятые символы умножаются на биты входной информации на символической основе, и произведения символов суммируются. Сумма становится суммой переменных.

Этап 1130 можно выразить следующим образом:

$$\text{Сумма} = a0 + a1 \cdot W1(j) + a2 \cdot W2(j) + a3 \cdot W4(j) + a4 \cdot W8(j) + a5 \cdot W16(j) + a6 \cdot M1(j) + a7 \cdot M2(j) + a8 \cdot M4(j) + a9 \cdot M8(j)$$

(Уравнение 9)

Как отмечено в уравнении 9, биты входной информации умножаются на соответствующие символы базисных кодов Уолша и базисные последовательности масок, произведения символов суммируются, и сумма становится предназначенным кодовым символом.

На этапе 1140 выводится сумма, показывающая достигнутый j -й кодовый символ. На этапе 1150 j увеличивается на 1, и затем процедура возвращается к этапу 1110. Между тем, если j на этапе 1110 равно 32, процедура кодирования заканчивается.

Показанное на фиг.8 устройство кодирования, соответствующее варианту осуществления настоящего изобретения, может обеспечивать расширенные ИКТФ, а также базовые ИКТФ. Кодеры для обеспечения расширенного ИКТФ включают в себя кодер (32, 10), кодер (32, 9) и кодер (32, 7).

Для ввода 10 битов входной информации кодер (32, 10) выводит комбинацию из 32 кодов Уолша длиной 32, 32 биортогональных кода, инвертированных относительно кодов Уолша, и 15 последовательностей масок. 32 кода Уолша могут создаваться из комбинаций 5 базисных кодов Уолша. 32 биортогональных кода могут быть получены посредством добавления 1 к 32 символам каждого кода Уолша. Этот результат имеет такое же действие, как умножение -1 на 32 кода Уолша, видимых как реальные числа. 15 последовательностей масок можно получить посредством комбинаций 5 базисных последовательностей масок. Следовательно, кодером (32, 10) можно создать общее количество 1024 ключевых слов.

Кодер (32, 9) принимает 9 битов входной информации и выводит комбинацию из 32 кодов Уолша длиной 32, 32 биортогональных кодов, инвертированных из кодов Уолша, и 4 последовательностей масок. 4 последовательности масок получают посредством комбинирования двух из 4 базисных последовательностей масок.

Кодер (32, 7) получает 7 битов входной информации и выводит комбинацию из 32

кодов Уолша длиной порядка 1024 ключевых слов, 32 биортогональных кодов, инвертированных из кодов Уолша, и одной из 4 базисных последовательностей масок.

Вышеупомянутые кодеры для обеспечения расширенной ИКТФ имеют минимальное расстояние 12 и могут быть выполнены посредством блокирования ввода и вывода по меньшей мере 4 базисных последовательностей масок, создаваемых генератором 820 базисных последовательностей масок.

То есть, кодер (32, 9) может быть выполнен посредством блокирования ввода и вывода одной из четырех базисных последовательностей масок, произведенных генератором 820 базисных последовательностей масок, показанным на фиг.8. Кодер (32, 8) можно реализовать посредством блокирования ввода и вывода двух из базисных последовательностей масок, производимых генератором 820 базисных последовательностей масок. Кодер (32, 7) можно реализовать посредством блокирования ввода и вывода трех из базисных последовательностей масок, производимых генератором 820 базисных последовательностей масок. Как описано выше, устройство кодирования, соответствующее варианту осуществления настоящего изобретения, может кодировать гибко согласно количеству битов входной информации, то есть количеству битов ИКТФ, подлежащих передаче, и максимизирует количество битов ИКТФ, подлежащих передаче, и максимизирует минимальное расстояние, которое определено характеристикой устройства кодирования.

Ключевые слова о вышеописанном устройстве кодирования представляют последовательности, полученные посредством комбинирования 32 кодов Уолша длиной 32, 32 биортогональных кодов, получающихся от добавления единиц к кодам Уолша, и 15 последовательностей масок длиной 15. Структура ключевых слов показана на фиг.13.

Для лучшего понимания процедуры кодирования битов ИКТФ, в таблицах 1a-1f перечислены кодовые символы (ключевые слова ИКТФ) в зависимости от 10 битов ИКТФ.

Таблица 1a

0000000000	0000000001
00000000000000000000000000000000	11111111111111111111111111111111
0000000010	0000000011
01010101010101010101010101010101	10101010101010101010101010101010
0000000100	0000000101
00110011001100110011001100110011	11001100110011001100110011001100
0000000110	0000000111
01100110011001100110011001100110	10011001100110011001100110011001
0000001000	0000001001
00001110000111100001111000011111	11110000111100001111000011110000
0000001010	0000001011
01011010010110100101101001011010	10100101101001011010010110100101
0000001100	0000001101
00111100001111000011110000111100	11000011110000111100001111000011
0000001110	0000001111
01101001011010010110100101101001	10010110100101101001011010010110
0000010000	0000010001
00000000111111100000000111111111	11111110000000011111111000000000
0000010010	0000010011

60

60

60

60

010101010011000110001101101101	10101010010011001100010010010
0010100100:	0010100101:
001100101111101010001000100101	110011010000000101011101110100
0010100110:	0010100111:
0110011101010111101000101110	1001100001010100000010110100001
0010101000:	0010101001:
000011011000010100110100110111	111000100111010101000101001000
0010101010:	0010101011:
01010110010111100100001100010	101001000110100000110111001101
0010101100:	0010101101:
01101000101001001111101010001	1100010001010100001001010110
0010110000:	0010110001:
000000010011001010010101000111	111111011001101011011010011000
0010110010:	0010110011:
010101000110011110001110001010	1010011001100100000110000110101
0010110100:	0010110101:
000011000111011001101110010010	111100011000010011000100011011
0010110100:	0010110101:
010101010101000110010001001110	1010001000011001010001011011
0010111000:	0010111001:
000011000111011001101110010010	111100011000010100010000100110
0010111010:	0010111011:
010101010101000110010001000110	1010001000011001011011100010
0010111100:	0010111101:
00111010000110101011101111011	110000101110001010100100001000
0010111110:	0010111111:
01100000101011111011101010110	101000101000000000010001010001
0011000000:	0011000001:
00101001101011101011011010000	110101100101000101000100100111
0011000010:	0011000011:
01111100111101110010001100101	100000100000100001011100011010
0011000100:	0011000101:
000110101001110101011101000011	111001010100010010100010111100
0011000110:	0011000111:
01001111100100011110111010110	101100000011011000010000101001
0011001000:	0011001001:
001001101010000110010010101111	101100000011011000010000101001

Таблица 1в

0011001001:	0011001010:
110110010101110011011010100000	011100111110100110001111101010
0011001011:	0011001100:
1000110000001011001100000010101	000101011001001010000110001100
0011001101:	0011001110:
1110101001101101010111001110011	010000001100011111101001101001
0011001111:	0011001100:
101111100111000000010100100110	001010010101000110011101001111
0011010001:	0011010010:
110101001010110011000101010000	0111110000000100110010000011010
0011010011:	0011010011:
100000111111011001101111100101	00011010011001100011100010101
0011011011:	0011011011:
10111100110010010010101110100110	00010101010101010100010110011
0011011111:	0011011111:
101111111000111000010111101001	00100000001100011101000100100111
0011100001:	0011100010:
11010110010100011001110101010000	011110011110110011011100011010
0011100011:	0011100011:
10000011000001001100100011100101	000110100110011001010111001101
0011100101:	0011100110:
111001010110001010111010000011	01001111100100000001010000011001

5

10

15

20

25

30

35

40

45

50

55

60

0011100111:	0011101000:
101100000011011111110111010110	001001101010000101010101000000
0011101001:	0011101010:
110110010111101001001010111111	011100111110100001100000010101
0011101011:	0011101100:
1000110000001011110001111101010	0001010110010010010111001110211
0011101101:	0011101110:
1110101001010101010000110001100	0100000011000111000010100100110
0011101111:	0011101110:
101111100111000111010011011001	0010100101000101000101010000
0011110001:	0011110010:
110101010101110100111010010111	011110000000100001101111100101
0011110011:	0011110100:
1000001111110111100100000011010	000101001100010101000110000011
0011110101:	0011110110:
11100101000110101011100111100	0011110110:
0011110111:	0011110110:
1011000111001000111101100101001	01100110000101000101010101010
0011111001:	0011111000:
100011001110100110001100010101	00010010010111100101010111111
0011111001:	0011111010:
110110011001000011001001000000	011100110000010100110001101010
0011111011:	0011111010:
100011001110100110001100010101	00010010010101010111010001100
0011111011:	0011111011:
111010100000110111001010001010	010000000011000000010111011001
0011111111:	0100000000:
1011111110001111101000010010	0000010101111001000110110010101
0100000001:	0100000001:
11101010000011011101010100	0100111101010001001100111110
0100000011:	0100000011:
1010000001010001010000000000	00111001110001010001010000011000
0100000011:	0100000011:
1001000110011110100110001100	0100000011:
0100000011:	0100000011:
100100110110000100000101010010	000001011110110001010000100100
01000001001:	0100000101:
111110000001001110101110101:	01010000010000101000010001

0100000101:	0100000100:
101011101011000101111010001110	001101101100010101001110001011
0100000101:	0100000110:
1100100100111010101100011101000	01100011100100000110010000010
0100001111:	0100010000:
1001110001101111100011011011101	000010100000011000010211101000
0100010001:	0100010010:
11110101111110011110010000101011	0100010010:
0100001011:	0100010101:
1010000010101100010111110	01100100010101010100000101
0100010101:	0100010110:
110001101100101010111000110001	01101100010000001111101010010
0100010111:	0100011000:
1001001110011111000001001001101	000001010000010001010011011011
0100011001:	0100011010:
11111010111010110101100100100	010100000101100010000110001110
0100011011:	0100011100:
1010111110100011101111001110001	0011011000110100001001111101000
0100011101:	0100011110:
110010011000101101100000010111	01100011011001101110010111101
0100011111:	0100010000:
1001100110010000100010101000010	00001010111100011110010011010100
0100100001:	0100100010:
1111010100000110000110110010101	010111111010100101000100000001
0100100011:	0011100110010101010111100111
101000000101001101001110011110	0100100110:
0100010101:	0110110000011111000001010110010
110001100011101001010000011000	0100010100:
0100100111:	000001011:
1001001101100000011110101001101	0100100110:
0100101001:	0100101110:
111111010000010101000101000100	0100101110:
0100101011:	0100101110:
101011101011000000011110101001101	0100101110:
0100101101:	0100101110:
11001001001110100010011100010111	010000010000010001010111101

60

Таблица 1с

60

60

01101110000011:0:00001010111100	1001000111:10001011110101000011
1001001100:	10001001101:
0000100001101000:1:0001100011010	111011:100101:10001110011100101
1001001110:	100100111:
0101110100111101101101100100111	1010001011100010010010011110000
1001010000:	1001010001:
001101001010101110111111011001	1100101101010160001000000100110
1001010010:	1001010011:
01100001111111101000101010001:00	100111100000000101110101110011
1001010100:	0010:0101:
0000011110011000110110011101010	11111000011001110001001100010101
1001010110:	1001010111:
010100101:1001101:101110011011111	101010101001100100100011001000000
10001011000:	10010111001:
00111011:1001101011010001010110	11000100010101100101111001100101
1001011010:	
01101110111:00011000010110000011	

60

[illegible]

60

-17-

0110101111100001101110101011	10010100000011100100010101000
1101100100:	11101100101:
000011011001110000010001000001	11110010011000011110110011110
1101100110:	11011100111:
01011000110010110...01110110010100	10100011001101001010001001101011
1101101000:	1101101001:
0011000110100000001101000:1111101	11001110001011101100101100000010
1101101010:	1101101011:
01100100111101110110000110101000	10011011000010001001111001010111
1101101100:	1101101101:
00000010100100010001000011111001110	1111111001101101111000000110001
1101101110:	1101101111:
0101011110001000101001010011011	110110000111:
1101110000:	1101100000110111010110101100100
00111110010100100011010100001101	11000001101011011100010011110010
11011100010:	1111110011:
01101110000001110110111001011000	100101101111000100100010100111
1101110100:	1110110101:
00001101010000100000000000011110	111001010011110111101111000001
1101110110:	1101110111:
0101100001010000101110101101011	1010011111001011101000010001000
1101111000:	1101111001:
0011000101011101011010000000010	1100111001:
1101111010:	11001111101:
01100100000000000100001001011	10011011111011011110101010000
1101111100:	1101111001:
000000010011000000001100110001	111110110010001111100011001110
1101111100:	1101111111:
010101110011101101100001100100	11011000110000000101010110010101
1110000000:	1100000001:
000101110000001010101101111101	111010001111110001010011001000010
11100000010:	1110000011:
0100010010101010000110011101000	101110110101011111001100010111
1110000100:	1110000001:
001010000110000011010100001110	11011011110001111000101010110001
111000010:	1110000110:

011100010110010100111111101011	1000111010011010110000000100100
1110001000:	1110001001:
00011000000011000101010101010010	111001111110011100111010001001101
1110001010:	1110001011:
0100110101011001000000111100111	1011001010100110111110000011000
1110001100:	1110001101:
0010101100111110110010110000001	1101010011000000100110100111110
1110001110:	1110001111:
0111110011010100011000111010100	100000011001010111001110010101
1110010000:	1110010001:
000101111111000101100101000010	111001101011101001101011101
1110010010:	1110010011:
0100001010101001000011000010111	1011101010101011100111101000
1110010100:	1110010101:
00100100110011110101001110001	11010101010100100101010001110
1110010110:	1110010111:
01111110100101010011000000101011	10000001010101010011111010100
1110100000:	1110100001:
0001011100000011101001100100010	1110100011:
1110100010:	1110100011:
0001000111001101010100100101	11101001:
1110010100:	1110010101:
0100010011001111001100110011001	1110010101:
1110010110:	1110010111:
00011000000100101000100100101	1110010111:
1110010110:	1110010111:
00011000000100101000100100101	1110010111:
1110010110:	1110010111:

010011010101001111110000011000	1011001010100110000000111100111
1110010100:	1110010101:
0010101000111111001101001111110	1101010011000000110010110000001
1110010110:	1110010111:
01111100110101010011110010101	100000011001010011000011010100
1110110000:	1110110000:
00010111111110010011010111101	11101000000000110101001000010
1110110010:	1110110011:
010000101010100111100111101000	1011101010101000010000010111
1110110100:	1110110101:
00100100110011110010101000110	1101101100110000011010100110001
1110110110:	1110110111:
011100011001101010000001101011	1000111001010100111100100100
1110111000:	1110111001:
000110001110011100110100110010	111001100001000101011001001101
1110111010:	1110011011:
01111100010101100111111010100	100000010101010001100000010101
1110000000:	1110000001:
001111101100000101010011001010	1110000001:
1110000010:	1110000011:
01101010001101011111100100111	100101011001010000000110110000
1110000000:	1110000001:
000011000101000110010101111001	111000110101000110010100000110
1110001110:	1110001111:
010110010000010100011110101100	101001101111001001100000101001
1110010100:	1110010101:
0011000001101111001001101000101	11001111001000000100100111010
1110010110:	1110010111:
011001000111001100110011001000	100110101100010100011000110111
1110010100:	1110010101:
000000110101110010010111101010	1110010111:
1110011110:	1110011111:

5

10

15

20

25

30

35

40

45

50

55

60

010101100000100110000001010001	1010100111110100001111101011100
1110100000:	1110100001:
001111110011111010100100110101	110000000110000001010101001010
1110100010:	1110100011:
0110101011001010111110001100000	1001010100110101000000110011111
1110101000:	1110101001:
0000110010101100100110000000110	11100110101001101001010111001
1110101110:	1110101111:
010110011111001110011110101001	1010011000000110001100001010100
1110110000:	1110110001:
0011000010010001010011000111010	11000011010111011101011000101
1110110100:	1110110101:
0011000011100001010011000111010	1100110100011101000001100100000000
1110110100:	1110110101:
000000111000011001010100001001	1110110111:
1110110100:	1110110111:
010101011101011000000011100	101010010000100100111101000011
1110100000:	1110100001:
001111110110000001010011010101	1100000001001111101010011001010
1110100010:	1110100011:
01101000110101000000110100000	100101011001010111110010011111
1110101000:	1110101001:
00001100010100110010100000110	1110001110101010010101111001
1110101100:	1110101101:
01010010000010001100000101001	10100110111100110011110101100
1110101000:	1110101001:
001100000101011001100110101010	11001111000100000100101000101
1110101010:	1110101011:
01100101001101000001100110111	10011010100010111100110010000
1110101000:	1110101001:

Таблица 1f

1111101101	:
11111100101000111001010111110110	:
1111101110	:
01010110000010010011111101011100	:
1111101111	:
10101001111101101100000010100011	:
1111110000	:
00111111100111110101011011001010	:
1111110001	:
11000000011000001010100100110101	:
1111110010	:
01101010110010100000001110011111	:
1111110011	:
1001010100110101111110001100000	:
1111110100	:
000011001010111000110010111111001	:
1111110101	:
11110011010100111001101000000110	:
1111110110	:
01011001111110010011000010101100	:
1111110111	:
10100110000001101100111101010011	:
1111111000	:
00110000100100000101100111000101	:
1111111001	:
11001111011011111010011000111010	:
1111111010	:
01100101110001010000110010010000	:
1111111011	:
10011010001110101111001101101111	:
1111111100	:
00000011101000110110101011110110	:
1111111101	:
11111100010111001001010100001001	:
1111111110	:
0101011011110110001111110100011	:
1111111111	:
10101001000010011100000001011100	:

Устройство декодирования в соответствии с вариантом осуществления настоящего изобретения будет описано со ссылкой на фиг.9. Входной сигнал $r(t)$ подается на 15 умножителей 902-906 и калькулятор 920 корреляции. Входной сигнал $r(t)$ закодирован заранее определенным кодом Уолша и заранее определенной последовательностью маски в передающем устройстве. Генератор 910 последовательностей масок генерирует все возможные 15 последовательностей масок M1-M15. Умножители 902-906 умножают последовательности масок, полученные из генератора 910 последовательностей масок, на входной сигнал $r(t)$. Умножитель 902 умножает входной сигнал $r(t)$ на последовательность маски M1, принятую из генератора 910 последовательностей масок. Умножитель 904

умножает входной сигнал $r(t)$ на последовательность маски M2, принятую из генератора 910 последовательностей масок. Умножитель 906 умножает входной сигнал $r(t)$ на последовательность маски M15, принятую из генератора 910 последовательностей масок. Если биты ИКТФ закодированы в передающем устройстве заранее определенной последовательностью маски, один из выходных сигналов умножителей 902-906 оказывается свободным от последовательности маски, а это означает, что последовательность маски не оказывает влияния на корреляции, рассчитанные одним из калькуляторов корреляции. Например, если передающее устройство использовало последовательность маски M2 для кодирования битов ИКТФ, выходной сигнал умножителя 904, который умножает последовательность маски M2 на входной сигнал $r(t)$, оказывается свободным от последовательности маски. Свободный от последовательности маски сигнал представляет биты ИКТФ, закодированные заранее определенным кодом Уолша. Калькуляторы 920-926 корреляции вычисляют корреляции входного сигнала $r(t)$ и выходных сигналов умножителей 902-906 для 64 биортогональных кодов. 64 биортогональных кода были определены прежде. Калькулятор 920 корреляции вычисляет значения корреляции входного сигнала $r(t)$ для 64 биортогональных кодов длиной 32, выбирает максимальное значение корреляции из 64 корреляций и выводит выбранное значение корреляции, где индекс биортогонального кода соответствует выбранному значению корреляции, а его уникальный индекс "0000" - компаратору 940 корреляции.

Калькулятор 922 корреляции вычисляет значения корреляции выходного сигнала умножителя 902 для 64 биортогональных кодов, выбирает максимальное значение из 64 корреляций и выводит выбранное значение корреляции, индекс биортогонального кода, соответствующий выбранной корреляции, и его уникальный индекс "0001" на компаратор 940 корреляции. Калькулятор 924 корреляции вычисляет значения корреляции выходного сигнала умножителя 904 для 64 биортогональных кодов, выбирает максимальное значение из 64 значений корреляции и выводит выбранное значение корреляции, индекс биортогонального кода, соответствующий выбранному значению корреляции, и его уникальный индекс "0010" на компаратор 940 корреляции. Другие калькуляторы корреляции (не показанные) вычисляют значения корреляции выходных сигналов соответственных умножителей для 64 биортогональных кодов и работают подобно вышеописанным калькуляторам корреляции, соответственно.

И наконец, калькулятор 926 корреляции вычисляет значения корреляции выходного сигнала умножителя 906 для 64 биортогональных кодов, выбирает максимальное значение из 64 корреляций и выводит выбранное значение корреляции, индекс биортогонального кода, соответствующий выбранному значению корреляции, и его уникальный индекс "1111" на компаратор 940 корреляции.

Уникальные индексы калькуляторов

920-926 корреляции являются такими же, как индексы последовательностей масок, умноженные на входной сигнал $g(t)$ в умножителях 902-906. В таблице 2 в качестве примера перечислены 15 индексов масок, умноженных в умножителях, и индекс маски, назначенный случайно, когда последовательность маски не используется.

Таблица 2

Последовательность маски	Индекс последовательности маски	Последовательность маски	Индекс последовательности маски
Не используется	СС0	М8	1200
М1	0001	М9	1001
М2	0010	М10	1000
М3	0011	М11	1001
М4	0101	М12	1100
М5	0101	М13	1101
М6	0110	М14	1100
М7	0111	М15	1101

Как показано в таблице 2, калькулятор 922 корреляции, который принимает сигнал, являющийся произведением входного сигнала $g(t)$ и последовательности маски М1, выводит "0001" в качестве его индекса. Калькулятор 926 корреляции, который принимает сигнал, представляющий произведение входного сигнала

$g(t)$ и последовательности маски М15, выводит "1111" в качестве его индекса. Калькулятор 920 корреляции, который принимает только входной сигнал $g(t)$, выводит "0000" в качестве его индекса.

Между тем, индексы биортогонального кода выражены в двоичном коде. Например, если корреляцией для $\overline{W4}$, который является дополнением значению W4, оказывается наибольшее значение корреляции, соответствующим индексом биортогонального кода (а0-а9) является "001001".

Компаратор 940 корреляции сравнивает 16 максимальных значений корреляции, принятых из калькуляторов 920-926 корреляции, выбирает наибольшее значение корреляции из 16 принятых максимальных значений корреляции и выводит биты ИКТФ на основании индекса биортогонального кода и индекса последовательности маски (уникального индекса), принятого из калькулятора корреляции, который соответствует самому высокому значению корреляции. Биты ИКТФ могут быть определены посредством комбинирования индекса биортогонального кода и индекса последовательности маски. Например, если индексом последовательности маски является индекс М4 (0100), а индексом биортогонального кода является

индекс $\overline{W4}$ (001001), битами (а9-а0) ИКТФ являются "индекс (0100) М4 + индекс (001001) $\overline{W4}$ ". То есть, битами (а9-а0) ИКТФ являются "010001001".

Предполагая, что передаваемые передающим устройством кодовые символы соответствуют битам ИКТФ (а0-а9) "1011000010", можно сказать, что передающее устройство кодирует биты ИКТФ величинами $\overline{W6}$ и М4 согласно вышеописанной процедуре кодирования. Приемное устройство может решить, что входной сигнал $g(t)$ кодируется последовательностью маски М4 посредством умножения входного сигнала $g(t)$ на все последовательности масок, и что входной сигнал $g(t)$ кодируется последовательностью $\overline{W6}$ посредством вычисления корреляций входного сигнала $g(t)$ для всех биортогональных кодов. На основании

вышеприведенного примера пятый калькулятор корреляции (не показанный) выводит самое большое значение корреляции, индекс $\overline{W6}$ (101100) и его

уникальный индекс (0010). Затем приемное устройство выводит декодированные биты ИКТФ (а0-а9) "1011000010" посредством добавления индекса $\overline{W6}$ "101100" и индекса М4 "0010".

В варианте осуществления устройства декодирования входной сигнал $g(t)$ параллельно обрабатывается в соответствии с количеством последовательностей масок. Можно далее предположить, что входной сигнал $g(t)$ последовательно умножается на последовательности масок, и корреляции произведений последовательно рассчитываются в другом варианте осуществления устройства декодирования.

Фиг.17 иллюстрирует другой вариант осуществления устройства декодирования.

Рассматривая фиг.17, отметим, что память 1720 запоминает входной 32-символьный сигнал $g(t)$. Генератор 1710 последовательностей масок генерирует 16 последовательностей масок, которые использовались в передающем устройстве, и последовательно их выводит. Умножитель 1730 умножает одну из 16 последовательностей масок, полученных из генератора 1710 последовательностей масок, на входной сигнал $g(t)$, принятый из памяти 1720. Калькулятор 1740 корреляции вычисляет выходной сигнал умножителя 1730 для 64 биортогональных кодов длиной 32 и выводит максимальное значение корреляции и индекс биортогонального кода, соответствующий наибольшему значению корреляции, на компаратор 1750 корреляции. Компаратор 1750 корреляции запоминает максимальное значение корреляции и индекс биортогонального кода, принимаемый из калькулятора 1740 корреляции, и индекс последовательности маски, принимаемый из генератора 1710 последовательностей масок.

При завершении вышеописанной обработки последовательности маски память 1720 выводит запомненный входной сигнал $g(t)$ на умножитель 1730. Умножитель 1730 умножает входной сигнал $g(t)$ на одну из других последовательностей масок. Калькулятор 1740 корреляции вычисляет корреляцию выходного сигнала умножителя 1730 для 64 биортогональных кодов длиной 32 и выводит максимальное значение корреляции и индекс биортогонального кода, соответствующего максимальному значению корреляции. Компаратор 1750 корреляции запоминает максимальное значение корреляции, индекс биортогонального кода, соответствующий максимальному значению корреляции, и индекс последовательности маски, принятый из генератора 1710 последовательностей масок.

Вышеупомянутая процедура выполняется на всех 16 последовательностях масок, вырабатываемых генератором 1710 последовательностей масок. Затем, 16 максимальных значений корреляции индексов биортогональных кодов, соответствующих максимальному значению корреляции, запоминаются в компараторе 1750 корреляции. Компаратор 1750 корреляции сравнивает запомненные 16 значений

корреляции и выбирает одно с самой высокой корреляцией и выводит биты ИКТФ посредством комбинации индексов биортогонального кода и индекса последовательности маски, соответствующего выбранному максимальному значению корреляции. Когда декодирование битов ИКТФ заканчивается, входной сигнал $g(t)$ удаляется из памяти 1720, и запоминается следующий входной сигнал $g(t+1)$.

Хотя компаратор 1750 корреляции одновременно сравнивает 16 максимальных значений корреляции в устройстве декодирования фиг.17, можно осуществлять сравнение значений корреляции в реальном масштабе времени. То есть, первое входное максимальное значение корреляции сравнивается со следующим входным максимальным значением корреляции и запоминается большее из двух значений корреляции и индекс последовательности маски и индекс биортогонального кода, соответствующий корреляции. Затем третья входная максимальная корреляция сравнивается с запомненной корреляцией и запоминаются большая из двух корреляций и индекс последовательности маски и индекс биортогонального кода, соответствующий выбранной корреляции. Это сравнение/действие происходит 15 раз, что соответствует количеству последовательностей масок, создаваемых генератором 1710 последовательностей масок. При завершении всех операций компаратор 1750 корреляции выводит окончательно запомненный биортогональный индекс (а0-а6) и индекс последовательности маски (а7-а9) и выводит дополнительные биты в виде битов ИКТФ.

На фиг.10 представлена графическая схема программы, иллюстрирующая работу компаратора 940 корреляции, показанного на фиг.9. Компаратор 940 корреляции запоминает шестнадцать максимальных значений корреляции, выбирает самое большое значение корреляции из 16 максимальных значений корреляции и выводит биты ИКТФ на основании индексов биортогонального кода и последовательности маски, соответствующей выбранному самому большому значению корреляции. Шестнадцать значений корреляции сравниваются, и биты ИКТФ выводятся на основании индексов биортогонального кода и последовательности маски, соответствующей самому большому значению корреляции.

Как показано на фиг.10, максимальный индекс i корреляции устанавливается на 1, а индексы максимального значения корреляции, биортогонального кода и подлежащей проверке последовательности маски устанавливаются на этапе 1000 на 0-и. На этапе 1010, компаратор 940 корреляции принимает 1-ое максимальное значение корреляции, 1-ый индекс биортогонального кода и 1-ый индекс последовательности маски из калькулятора 920 корреляции. На этапе 1020 компаратор 940 корреляции сравнивает 1-ую максимальную корреляцию с предыдущим максимальным значением корреляции. Если 1-ая максимальная корреляция больше, чем предыдущая максимальная корреляция, процедура переходит к этапу 1030. Если 1-ая

максимальная корреляция равна или меньше, чем предыдущая максимальная корреляция, процедура переходит к этапу 1040. На этапе 1030 компаратор 940 корреляции обозначает 1-ю максимальную корреляцию как итоговую максимальную корреляцию и запоминает индексы 1-ого биортогонального кода и последовательности маски в качестве заключительных индексов биортогонального кода и последовательности маски. На этапе 1040 компаратор 940 корреляции сравнивает индекс i с количеством 16 калькуляторов корреляции, чтобы определить, проведено ли полное сравнение всех 16 максимальных корреляций. Если i не равно 16, то на этапе 1060 индекс i увеличивается на 1, и процедура возвращается к этапу 1010. Затем вышеупомянутая процедура повторяется.

На этапе 1050 компаратор 940 корреляции выводит индексы биортогонального кода и последовательности маски, которые соответствуют итоговой максимальной корреляции, в качестве декодированных битов. Индекс биортогонального кода и индекс последовательности маски, соответствующие декодированным битам, являются индексами, соответствующими окончательной максимальной корреляции среди 16 максимальных значений корреляции, полученных из 16 калькуляторов корреляции.

3. Второй вариант осуществления устройства и способа кодирования/декодирования

Кодер ИКТФ (32, 10), который выводит 32-символьное ключевое слово ИКТФ в виде 16 участков, описан в первом варианте осуществления настоящего изобретения. В настоящее время спецификация стандарта ММТ-2000 определяет наличие 15 участков в одном кадре. Следовательно, второй вариант осуществления настоящего изобретения касается кодера (30, 10) ИКТФ, который выводит 30-символьное ключевое слово ИКТФ в виде 15 участков. Таким образом, второй вариант осуществления настоящего изобретения предлагает устройство и способ кодирования для выведения 30 кодовых символов посредством удаления двух символов в 32 кодированных символах (ключевое слово), вырабатываемых кодером (32, 10) ИКТФ.

Устройства кодирования, соответствующие первому и второму вариантам осуществления настоящего изобретения, имеют одинаковую конфигурацию, за исключением последовательностей вывода из одноразрядного генератора, генератора базисного кода Уолша и генератора базисных последовательностей масок. Устройство кодирования выводит кодированные символы длиной 30 с удаленными символом №0 (1-ый символ) и символом №16 (17-ый символ) в устройстве кодирования второго варианта осуществления.

Как показано на фиг.8, 10 входных информационных битов а0-а9 подаются на входы 840-849. Одноразрядный генератор 800 выводит символы единиц (длина 32) на множитель 840. Множитель 840 умножает бит а0 входной информации на каждые 32 символа, принятые из одноразрядного генератора 800. Генератор 810 базисного кода Уолша одновременно генерирует

базисные коды Уолша W1, W2, W4, W8 и W16 длиной 32. Умножитель 841 умножает входной информационный бит a1 на базисный код Уолша W1 "0101010101010101010101010101".

Умножитель 842 умножает входной информационный бит a2 на базисный код Уолша W2 "0011001100110011001100110011".

Умножитель 843 умножает входной информационный бит a3 на базисный код Уолша W4 "00001111000011110000111100001111".

Умножитель 844 умножает входной информационный бит a4 на базисный код Уолша W8 "00000000111111110000000011111111".

Умножитель 845 умножает входной информационный бит a5 на базисный код Уолша W16 "00000000000000001111111111111111".

Генератор 820 базисных последовательностей масок одновременно вырабатывает базисные последовательности масок M1, M2, M4 и M8 длиной 32. Умножитель 846 умножает входной информационный бит a6 на базисную последовательность маски M1 "00101000011000111111000001110111".

Умножитель 847 умножает входной информационный бит a7 на базисную последовательность маски M2 "00000001110011010110110111000111".

Умножитель 848 умножает входной информационный бит a8 на базисную последовательность маски M4 "0000101011110010001101100101011".

Умножитель 849 умножает входной информационный бит a9 на базисную последовательность маски M8 "0001110000110111001011101010001".

Умножители 840-849 функционируют подобно переключателям, которые управляют выводами или вырабатыванием битов одноразрядного генератора, каждого базисного кода Уолша и каждой базисной последовательности маски.

Сумматор 860 выполняет посимвольное суммирование выходных сигналов умножителей 840-849 и выходных сигналов 32 закодированных символов (то есть, ключевое слово ИКТФ). Из 32 закодированных символов будут удалены два символа в заранее определенных местоположениях (то есть, удаляются символ №0 (первый символ) и символ №16 (17-ый символ) выходного сигнала сумматора 860). Оставшиеся 30 символов становятся 30 символами ИКТФ. Второй вариант осуществления настоящего изобретения можно легко изменить. Например, одноразрядный генератор 800, базисный генератор 810 Уолша, базисный генератор 820 последовательностей масок могут генерировать 30 символов, которые исключают символы №0 и №16. Затем сумматор 860 складывает выходной сигнал одноразрядного генератора 800, базисного генератора 810 Уолша и базисного генератора 820 последовательностей масок на битовой основе и выводит 30 закодированных символов в качестве символов ИКТФ.

Фиг.12 представляет способ кодирования для второго варианта осуществления настоящего изобретения. Графическая схема

программы иллюстрирует этапы устройства кодирования согласно второму варианту осуществления настоящего изобретения, когда количество участков равно 15.

5 Как показано на фиг.12, на этапе 1200 принимаются 10 входных информационных битов a0-a9, а сумма переменных и j устанавливаются на начальное значение 0. На этапе 1210 определяется, равно ли j 30-и. Если на этапе 1210 j не равно 30, то на

10 этапе 1220 принимаются j-ые символы W1(j), W2(j), W4(j), W8(j) и W16(j) базисных кодов Уолша W1, W2, W4, W8 и W16 (каждый из которых имеет два удаленных бита) и j-ые символы M1(j), M2(j), M4(j) и M8(j) базисных последовательностей M1, M2, M4 и M8 масок

15 (каждая из которых имеет два удаленных бита). Затем принятые символы умножаются на символьной основе на входные информационные биты, а умноженные символы на этапе 1230 суммируются. На

20 этапе 1240 выводится сумма, показывающая достигнутый j-ый кодовый символ, на этапе 1250 j увеличивается на 1, и затем процедура возвращается к этапу 1210. Между тем, если j на этапе 1210 равен 30, процедура кодирования заканчивается.

25 Кодер (30, 10) выводит 1024 ключевых слова, эквивалентных ключевым словам кодера (32, 10) с удаленными символами №0 и №16. Следовательно, общее количество информации может быть выражено величиной 1024.

30 Выходной сигнал кодера (30, 9) представляет комбинацию из 32 кодов Уолша длиной 30, полученную посредством удаления символов №0 и №16 каждого из 32 кодов Уолша длиной 32, 32 биортогональных кодов, полученных посредством добавления 1 к каждому символу кодов Уолша с удалением (посредством умножения -1 на каждый символ в случае вещественного числа), и 8 последовательностей масок, полученных

35 посредством объединения любых трех из четырех базисных последовательностей масок с удалением.

40 Выходной сигнал кодера (30, 8) представляет объединение 32 кодов Уолша длиной 30, полученных посредством удаления символов №0 и №16 в каждом из 32 кодов Уолша, имеющих длину 32 символа, 32 биортогональных кодов, полученных

45 посредством добавления 1 к каждому символу кодов Уолша с удалением (путем умножения -1 на каждый символ в случае вещественного числа), и 4 последовательностей масок, полученных

50 посредством объединения любых двух из четырех базисных последовательностей масок с удалением.

55 Выходной сигнал кодера (30, 7) представляет комбинации 32 кодов Уолша длиной 30, полученных посредством удаления символов №0 и №16 в каждом из 32 кодов Уолша, имеющих длину 32 символа, 32 биортогональных кодов, полученных

60 посредством добавления 1 к каждому символу кодов Уолша с удалением (путем умножения -1 на каждый символ в случае вещественного числа), и одной из четырех базисных последовательностей масок с удалением.

Все вышеперечисленные кодеры для обеспечения расширенного ИКТФ имеют минимальное расстояние, равное 10. Кодеры

(30, 9), (30, 8) и (30, 7) можно реализовать посредством блокирования ввода и вывода по меньшей мере одной из четырех базисных последовательностей масок, созданных генератором 820 базисных последовательностей масок, показанным на фиг.8.

Вышеупомянутые кодеры гибко кодируют биты ИКТФ согласно количеству битов ИКТФ и имеют максимизированное минимальное расстояние, которое определяет выполнение кодирования.

Устройство декодирования согласно второму варианту осуществления настоящего изобретения имеет такую же конфигурацию и работает как устройство декодирования первого варианта осуществления, за исключением различных длин сигналов кодируемых символов. То есть, после кодирования (32, 10) удаляются два символа из 32 закодированных символов, или используются базисные коды Уолша с двумя удаленными символами и базисные последовательности масок с двумя удаленными символами для вырабатывания 30 закодированных символов. Следовательно, за исключением принятого сигнала $g(t)$, который включает в себя сигнал из 30 закодированных символов, и введения фиктивных сигналов в удаленных местоположениях, все действия декодирования одинаковые с описанием первого варианта осуществления настоящего изобретения.

Как показано на фиг.17, этот второй вариант осуществления декодирования также можно выполнить посредством одного умножителя для перемножения масок с $g(t)$ и одного калькулятора корреляции для вычисления значений корреляции биортогональных кодов.

4. Третий вариант осуществления устройства и способа кодирования/декодирования

Третий вариант осуществления настоящего изобретения обеспечивает устройство кодирования для блокирования выходного сигнала одноразрядного генератора в кодере (30, 7), (30, 8), (30, 9) или (30, 10) (в дальнейшем мы выражаем его (30, 7-10)) второго варианта осуществления и производства другой последовательности маски, вместо порядка установки минимального расстояния на 11. Кодеры относятся к кодеру, который выводит 30-символьное ключевое слово ИКТФ для ввода 7, 8, 9 или 10 битов ИКТФ.

Фиг.14 представляет блок-схему третьего варианта осуществления устройства кодирования для кодирования ИКТФ в системе MMT 2000. На чертеже кодер (30, 7-10) сконфигурирован так, чтобы он имел минимальное расстояние 11.

Устройство кодирования третьего варианта осуществления по структуре аналогично устройству второго варианта осуществления, за исключением того, что в устройстве кодирования, соответствующем третьему варианту осуществления настоящего изобретения, дополнительно обеспечиваются генератор 1480 последовательностей масок для производства базисной последовательности маски M16 и выключатель 1470 для выключения генератора 1480

последовательностей масок и одноразрядный генератор 1400 для умножителя 1440.

Базисными последовательностями масок с двумя удаленными битами M1, M2, M4, M8 и M16, используемыми на фиг.14, являются

M1=000001011111000010110100111110
M2=000110001100110001111010110111
M4=010111100111101010000001100111
M8=011011001000001111011100001111
M16=100100011110011111000101010011

Как показано на фиг.14, при использовании кодера (30, 6), выключатель 1470 подключает одноразрядный генератор 1400 к умножителю 1440 и блокирует все базисные последовательности масок, создаваемые генератором 1480 базисных последовательностей масок. Умножитель 1440 посимвольно перемножает символы из одноразрядного генератора 1400 с битом a_0 входной информации.

Если используется кодер (30, 7-10), то выключатель 1470 подключает генератор 1480 последовательностей масок к умножителю 1440 и избирательно использует четыре базисные последовательности масок, создаваемые генератором 1420 базисных последовательностей масок. В этом случае, 31 последовательность масок M1-M31 можно создавать посредством объединения 5 базисных последовательностей масок.

Структура и действие вывода кодовых символов в качестве битов входной информации a_0 - a_9 , используя умножители 1440-1449, являются такими же, как в первом и втором вариантах осуществления. Следовательно, их описание будет опущено.

Как установлено выше, выключатель 1470 подключает генератор 1480 последовательностей масок к умножителю 1440, для использования кодера (30, 7-10), в то время как выключатель 1470 подключает одноразрядный генератор 1400 к умножителю 1440, для использования кодера (30, 6).

Для ввода 6 информационных битов кодер (30, 6) выводит 30-символьное ключевое слово посредством комбинирования 32 кодов Уолша длиной 30 с 32 биортогональными кодами, полученными путем инверсии кодов Уолша при помощи одноразрядного генератора 1400.

Для ввода 10 информационных битов кодер (30, 10) выводит 30-символьное ключевое слово посредством комбинирования 32 кодов Уолша длиной 30 и 32 последовательностей масок, создаваемых с использованием пяти базисных последовательностей масок. Здесь пятью базисными последовательностями масок являются M1, M2, M4, M8 и M16, как

установлено выше, и базисная последовательность маски M16 выводится из генератора 1480 последовательностей масок, которая добавляется для устройства

кодирования согласно третьему варианту осуществления настоящего изобретения. Следовательно, 1024 ключевых слова могут быть достигнуты посредством кодера (30, 10). Кодер (30, 9) выводит 30-символьное ключевое слово посредством комбинирования 32 кодов Уолша и 16 последовательностей масок для ввода 9 информационных битов. 16 последовательностей масок получают посредством комбинирования четырех из пяти базисных последовательностей масок. Кодер (30, 8) выводит 30-символьное ключевое

слово посредством комбинирования 32 кодов Уолша и 8 последовательностей масок для ввода 8 информационных битов. 8 последовательностей масок получаются посредством комбинирования трех из пяти базисных последовательностей масок. Для ввода 7 информационных битов кодер (30, 7) выводит 30-символьное ключевое слово посредством комбинирования 32 кодов Уолша длиной 30 и четырех последовательностей масок. Четыре последовательности масок получаются посредством комбинирования двух из пяти базисных последовательностей масок.

Все вышеописанные кодеры (30, 7-10) имеют минимальное расстояние 11, чтобы обеспечить расширенные ИКТФ. Кодеры (32, 7-10) можно выполнить посредством управления использованием по меньшей мере одной из пяти базисных последовательностей масок, создаваемых генератором 1420 базисных последовательностей масок, и генератором 1480 последовательностей масок, показанными на фиг.14.

Фиг.16 представляет графическую схему программы, иллюстрирующую третий вариант осуществления процедуры кодирования ИКТФ в системе ММТ 2000 в соответствии с настоящим изобретением.

Как показано на фиг.16, принимаются 10 информационных битов (биты ИКТФ) а0-а9, а сумма переменных и j устанавливаются на этапе 1600 на начальные значения 0-и. Сумма переменных показывает вывод заключительных кодовых символов после добавления базисных символов, а переменная j показывает счет количества заключительных кодовых символов, выводимых после дополнения базисного символа. На этапе 1610 определяется, равна ли j по длине 30, 30 кодов Уолша и последовательностей масок с удаленными символами, используемых для кодирования.

Цель исполнения этапа 1610 состоит в оценке, кодируются ли биты входной информации относительно 30 символов каждого кода Уолша и 30 символов каждой последовательности масок.

Если на этапе 1610 j не равна 30, а это подразумевает, что кодирование не закончено относительно всех символов кодов Уолша и последовательностей масок, на этапе 1620 принимаются j-ые символы W1(j), W2(j), W4(j), W8(j) и W16(j) базисных кодов Уолша W1, W2, W4, W8 и W16 и j-ые символы M1(j), M2(j), M4(j), M8(j) и M16(j) базисных последовательностей масок M1, M2, M4, M8 и M16. На этапе 1630, биты входной информации посимвольно умножаются на принятые символы и суммируются произведения символов.

Этап 1630 можно выразить в таком виде:

Сумма = а0. M16(j) + а1. W1(j) + а2. W2(j) + а3. W4(j) + а4. W8(j) + а5. W16(j) + а6. M1(j) + а7. M2(j) + а8. M4(j) + а9. M8(j) (Уравнение 10)

Как видно из Уравнения 10, назначенный кодовый символ получается посредством умножения каждого бита входной информации на символы соответствующего базисного кода Уолша или базисной последовательности маски и суммирования произведений.

На этапе 1640 выводится сумма,

показывающая полученный j-ый кодовый символ. На этапе 1650 j увеличивается на 1, и затем процедура возвращается к этапу 1610. Между тем, если j на этапе 1610 равно 30, процедура кодирования заканчивается.

5 Теперь будет приведено описание третьего варианта осуществления устройства декодирования со ссылкой на фиг.15. Входной сигнал r(t), который включает в себя сигнал 30 кодированных символов, передаваемый передающим устройством, и два фиктивных символа, которые были введены в местоположениях, где кодером удалены символы, подаются на 31 умножитель 1502-1506 и калькулятор 1520 корреляции. Генератор 1500 15 последовательностей масок вырабатывает все возможные 31 последовательности масок M1-M31 длиной 32. Умножители 1502-1506 умножают последовательности масок, принятые из генератора 1500 20 последовательностей масок, на входной сигнал r(t). Если биты ИКТФ закодированы передающим устройством заранее определенной последовательностью маски, один из выходов умножителей 1502-1506 оказывается свободным от 25 последовательности маски, а это означает, что последовательность маски не оказывает влияния на следующий калькулятор корреляции. Например, если передающее устройство использовало последовательность маски M31 для 30 кодирования битов ИКТФ, выход умножителя 1506, который умножает последовательность маски M31 на входной сигнал r(t), оказывается свободным от последовательности маски. Однако если передающее устройство не использует последовательность маски, сам входной 35 сигнал r(t), подаваемый на калькулятор 1520 корреляции, является свободным от последовательности маски сигналом. Каждый из калькуляторов корреляции 1520-1526 вычисляет значение корреляции выходных сигналов умножителей 1502-1506 с 64 биортогональными кодами длиной 32, определяет максимальное значение корреляции из наборов с 64 корреляциями и выводит определяемые максимальные значения корреляции, где индексы каждого биортогонального кода соответствуют 40 определяемым максимальным значениям корреляции, а каждый индекс последовательностей масок - компаратору 1540 корреляции, соответственно. 45 Компаратор 1540 корреляции сравнивает 32 максимальных значения корреляции, принятых из калькуляторов 1520-1526 корреляции, и определяет самое большое из максимальных значений корреляции в качестве итоговой максимальной корреляции. Затем компаратор 1540 корреляции выводит декодированные биты ИКТФ, передаваемые 50 передающим устройством на основе индексов биортогонального кода и последовательности маски, соответствующим конечному максимальному значению корреляции. Как показано на фиг.17, третий вариант осуществления настоящего изобретения можно также реализовать посредством единственного умножителя для умножения масок на r(t) и единственного калькулятора корреляции для вычисления значений корреляции биортогональных кодов. 60

Как описано выше, настоящее изобретение обеспечивает устройство и способ для кодирования и декодирования переменного базового ИКТФ и расширенного ИКТФ так, что упрощается аппаратное оборудование. Другое преимущество состоит в том, что поддержка схемы кодирования с исправлением ошибок и основного ИКТФ и расширенного ИКТФ увеличивает стабильность обслуживания. Кроме того, минимальное расстояние, то есть фактор, который определяет характеристику устройства кодирования, является достаточно большим, чтобы удовлетворить требованию системы MMT 2000, гарантируя тем самым превосходное выполнение.

Хотя изобретение показано и описано относительно определенных его вариантов осуществления, специалисты в данной области техники понимают, что можно осуществлять различные изменения формы и деталей, не выходя при этом за рамки сущности и объема настоящего изобретения, как определено в прилагаемой формуле изобретения.

Формула изобретения:

1. Устройство кодирования индикатора комбинации транспортного формата (ИКТФ) в системе мобильной связи МДКР, содержащее генератор (810) ортогональных последовательностей для вырабатывания множества базисных биортогональных последовательностей, в соответствии с первой частью информационных битов, генератор последовательностей масок (820) для вырабатывания множества базисных последовательностей масок в соответствии со второй частью информационных битов, и сумматор (860) для суммирования базисных биортогональных последовательностей и базисных последовательностей масок, вырабатываемых генератором ортогональных последовательностей и генератором последовательностей масок.

2. Устройство кодирования ИКТФ по п.1, в котором множество базисных биортогональных последовательностей представляют первый код Уолша, второй код Уолша, четвертый код Уолша, восьмой код Уолша, шестнадцатый код Уолша и последовательность "все 1", в котором коды Уолша являются базисными кодами Уолша, из которых все другие подразумеваемые коды Уолша выводятся через произвольное сложение этих базисных кодов Уолша.

3. Устройство кодирования ИКТФ по пп.1 и 2, в котором генератор последовательностей масок приспособлен вырабатывать первую m-последовательность и вторую m-последовательность, складываемых вместе для формирования кода Гоулда, далее приспособлен формировать первую группу последовательностей, формируемую посредством циклического сдвига второй m-последовательности, далее приспособлен вырабатывать и применять функцию

транспозиции столбца к последовательностям в первой группе для преобразования последовательностей в первой группе в ортогональные последовательности, далее приспособлен вставлять столбец "0" в передней части последовательностей во второй группе, и далее приспособлен вырабатывать и применять обратную функцию транспозиции столбца к последовательностям во второй группе для преобразования последовательностей во второй группе в последовательности масок.

4. Устройство кодирования ИКТФ по любому из пп.1-3, содержащее множество первых умножителей (840-845) для умножения базисных биортогональных последовательностей на первую часть информационных битов, множество вторых умножителей (846-849) для умножения базисных последовательностей масок на вторую часть информационных битов, и сумматор, приспособленный суммировать выходные сигналы первых и вторых умножителей.

5. Устройство кодирования ИКТФ по любому из пп.1-4, которое приспособлено вырабатывать на выходе 30-символьные последовательности, в которых символы № 0 и № 16 исключают из 32-символьных кодов Уолша,

"01010101010101010101010101010101",
"00110011001100110011001100110011",
"00001111000011110000111100001111",
"00000000111111110000000011111111",
"00000000000000000000111111111111",
"11111111111111111111111111111111".

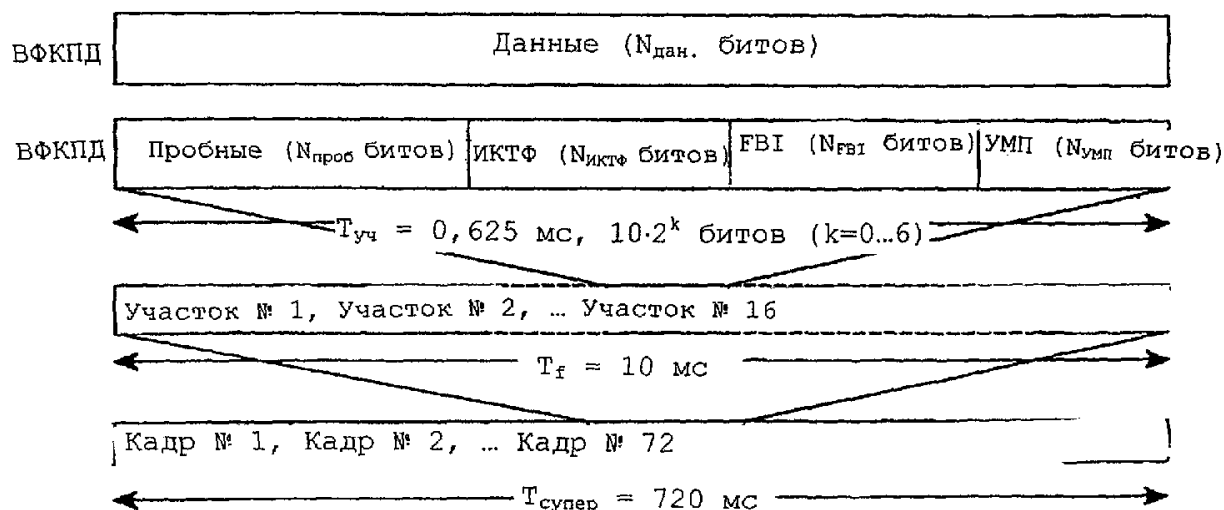
6. Устройство кодирования ИКТФ по любому из пп.1-5, которое приспособлено вырабатывать на выходе 30-символьные последовательности, в которых символы № 0 и № 16 исключают из 32-символьных базисных последовательностей масок,
"00101000011000111111000001110111",
"00000001110011010110110111000111",
"0000101011110010001101100101011",
"0001110000110110010111101010001".

7. Устройство кодирования ИКТФ по любому из пп.1-4, которое приспособлено вырабатывать на выходе 30-символьную последовательность, в которой символы № 0 и № 16 исключают из последовательности полученной при суммировании базисных биортогональных последовательностей и базисных последовательностей масок.

8. Устройство кодирования ИКТФ по п.7, в котором базисными биортогональными последовательностями являются
"01010101010101010101010101010101",
"00110011001100110011001100110011",
"00001111000011110000111100001111",
"00000000111111110000000011111111",
"00000000000000000000111111111111", и в котором базисными последовательностями масок являются

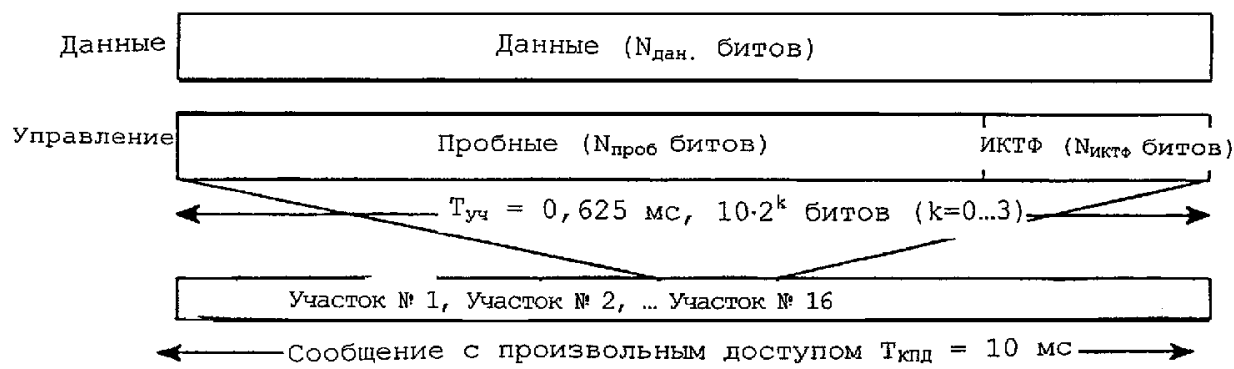
"00101000011000111111000001110111",
"00000001110011010110110111000111",
"0000101011110010001101100101011",
"0001110000110110010111101010001".

60



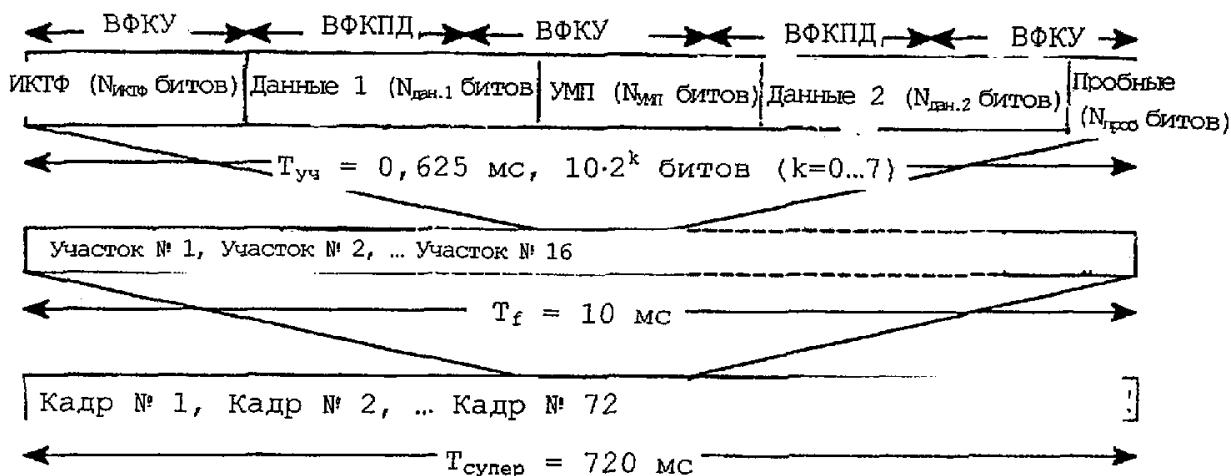
Структура кадра для ВФКПД/ВФКУ линии связи абонента с центральным узлом

Фиг.1А



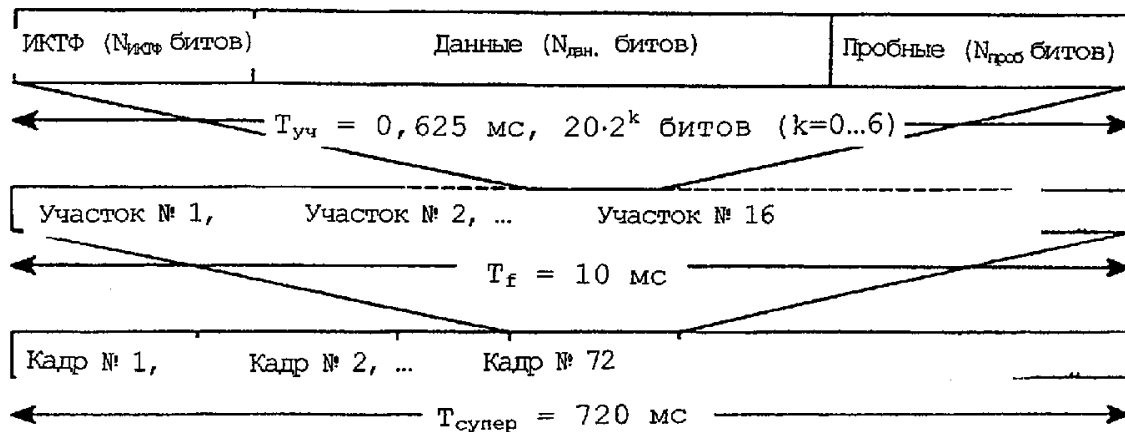
Структура части сообщения с произвольным доступом

Фиг.1В



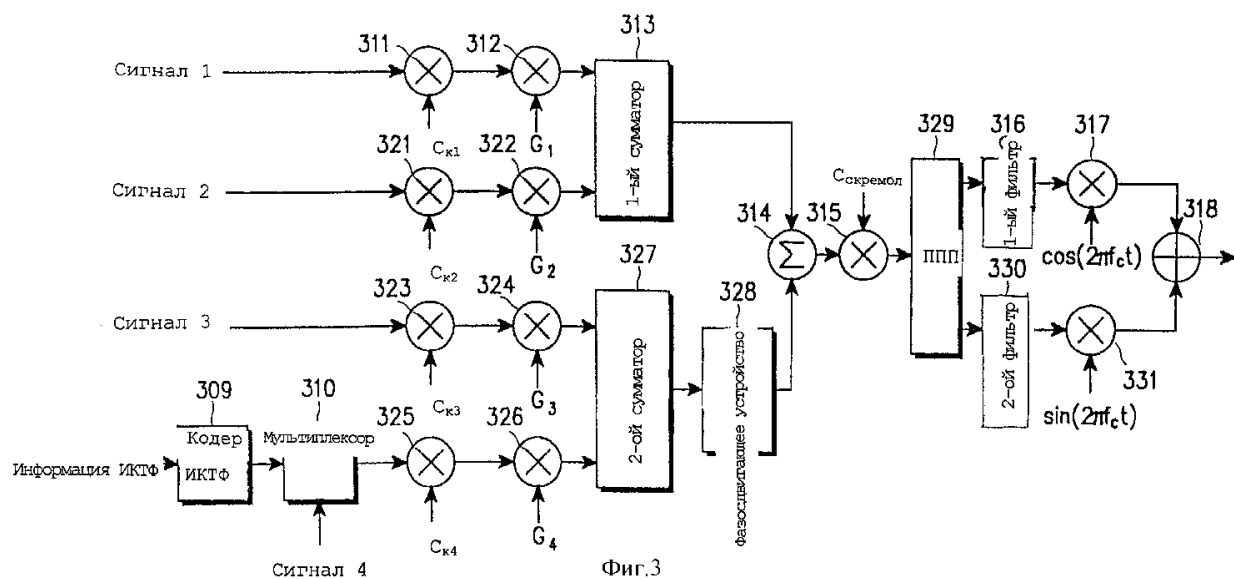
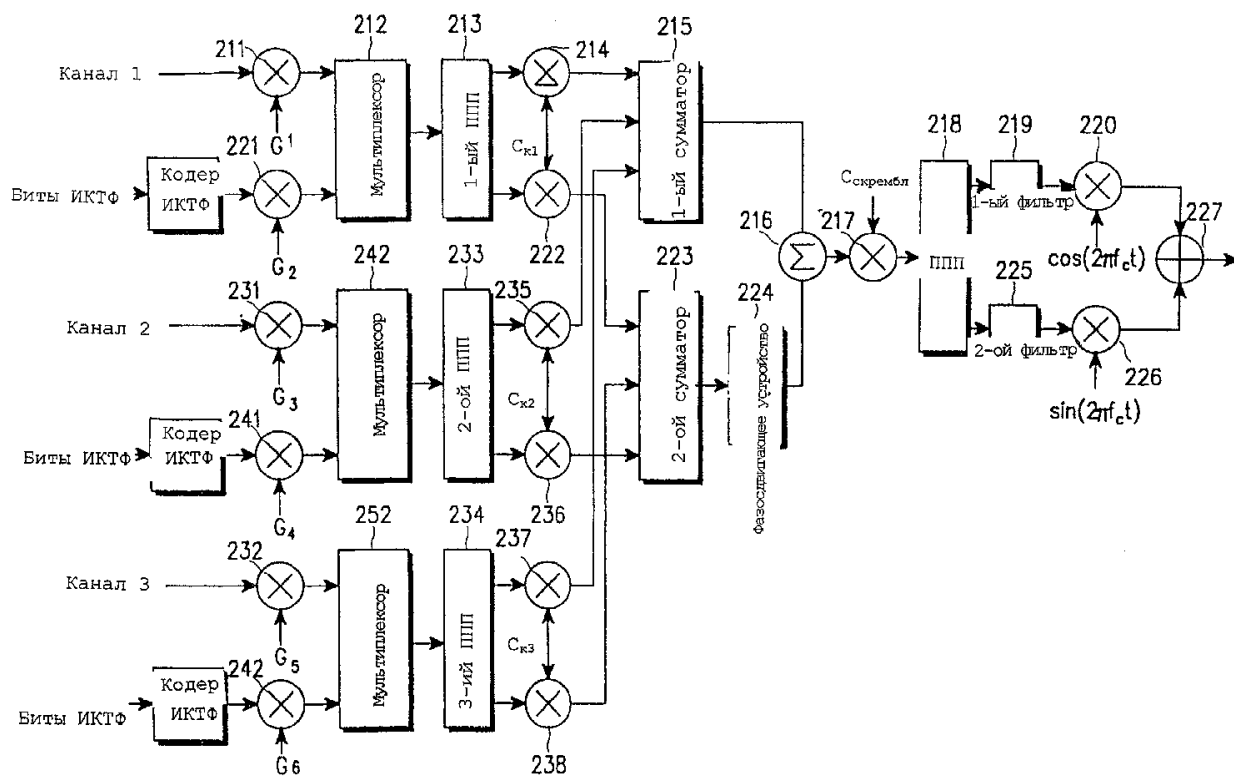
Структура кадра ВФКУ линии связи центрального узла с абонентом

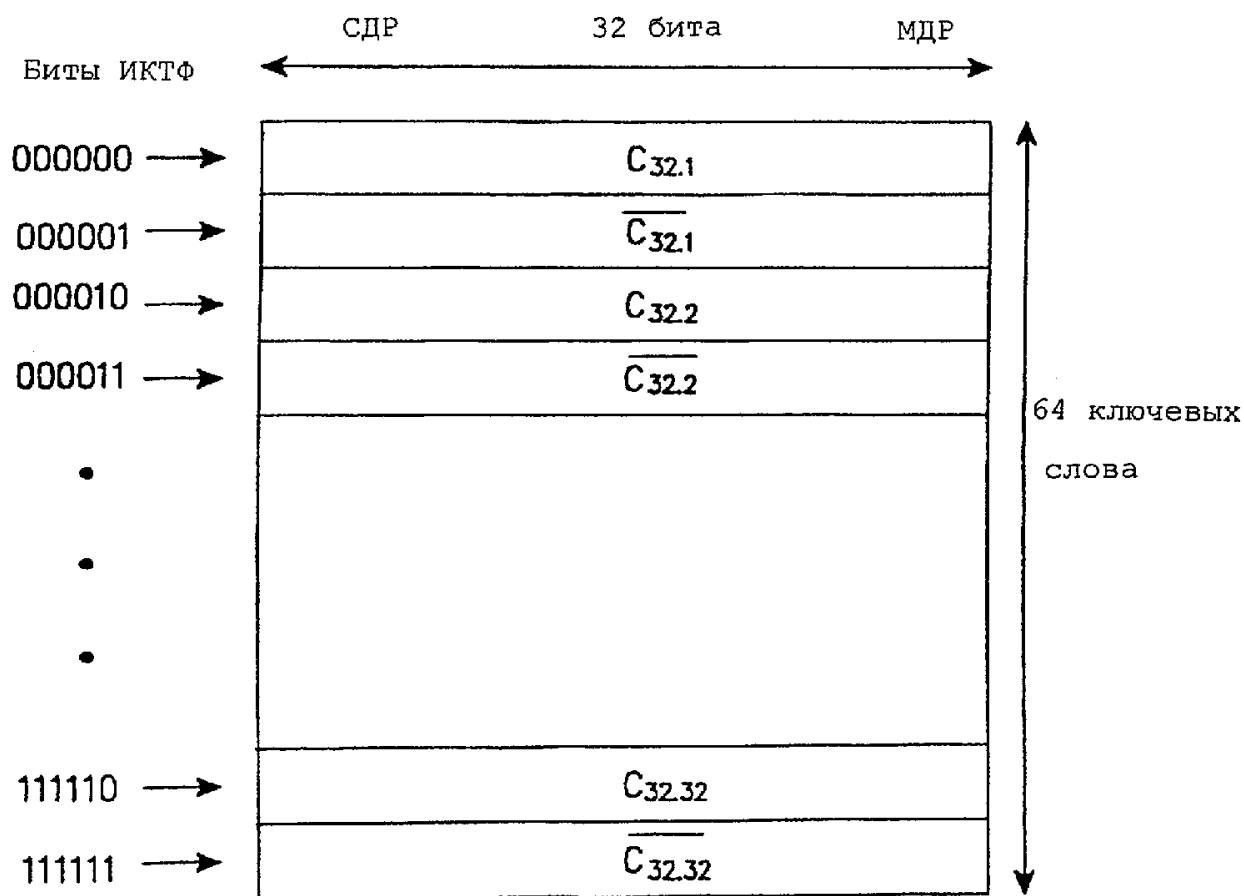
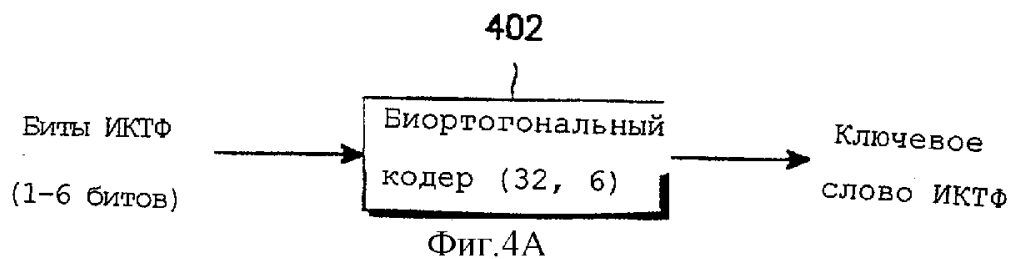
Фиг.1С



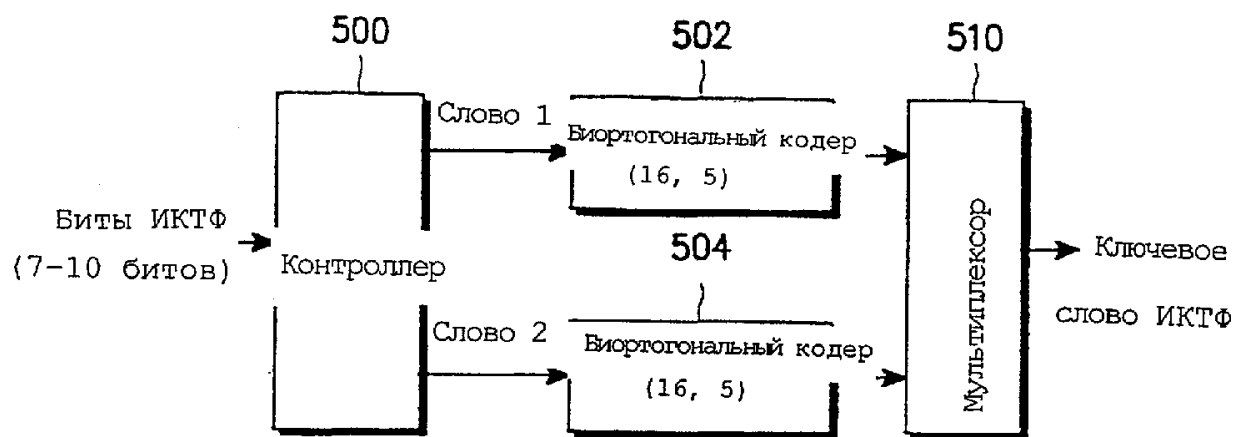
Структура кадра для вторичного общего физического канала управления

Фиг.1D





Фиг.4В



Фиг.5А

$$\text{ИКТФ} = a_{10}a_9a_8a_7a_6a_5a_4a_3a_2a_1$$

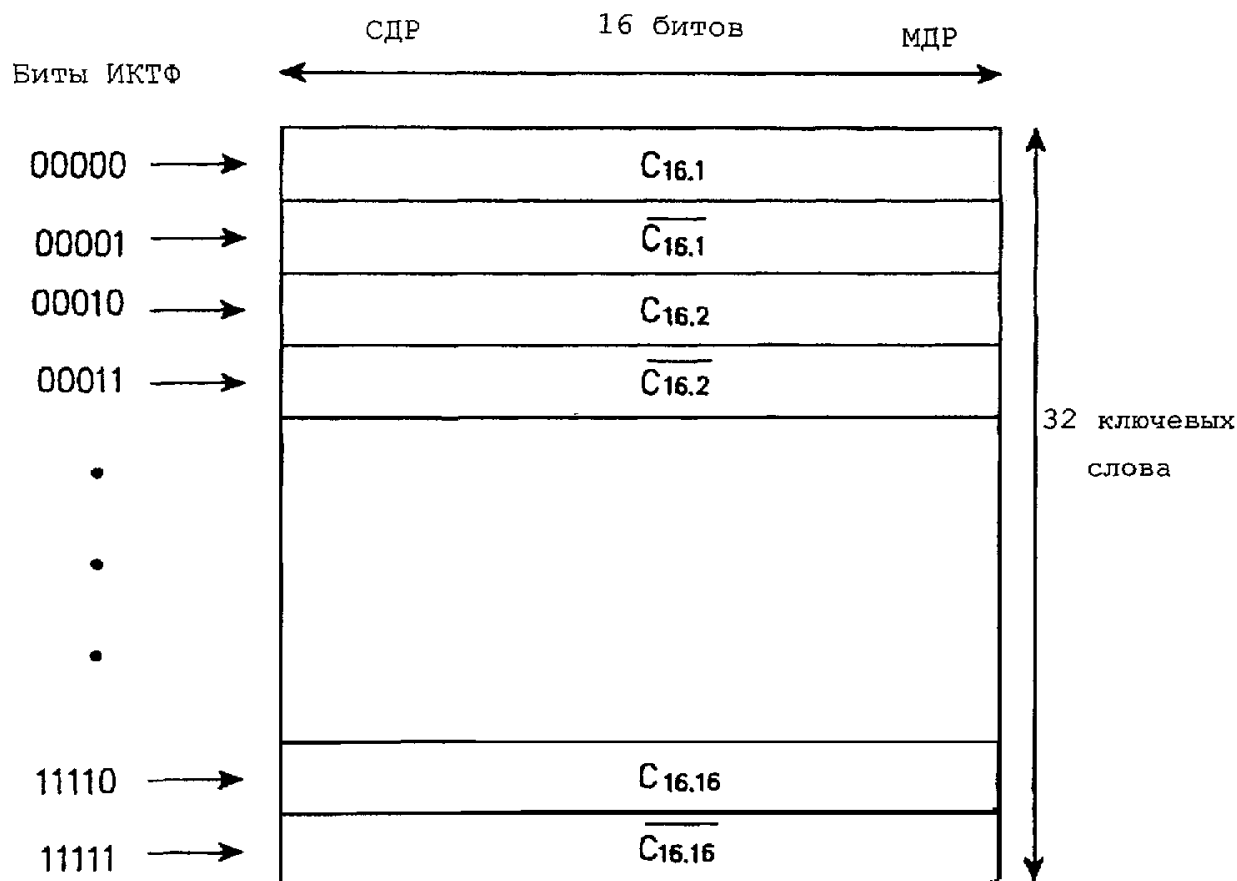
$n = (\text{максимальное целое число, равное или меньше } (\text{ИКТФ}))$

Если $\text{ИКТФ} < n^2 + n$

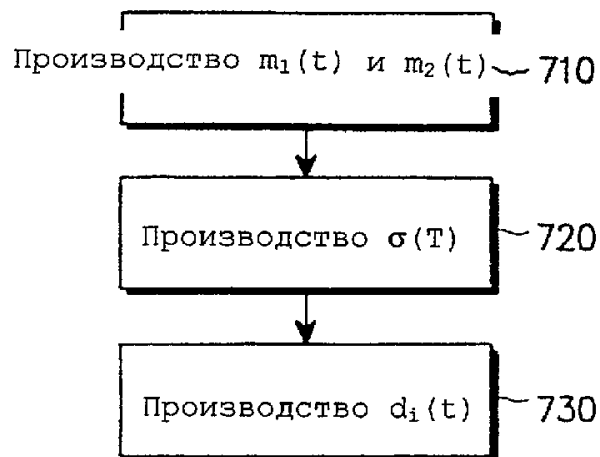
То Слово 1 = n ; Слово 2 = $\text{ИКТФ} - n^2$

Или Слово 1 = $\text{ИКТФ} - n^2$; Слово 2 = n

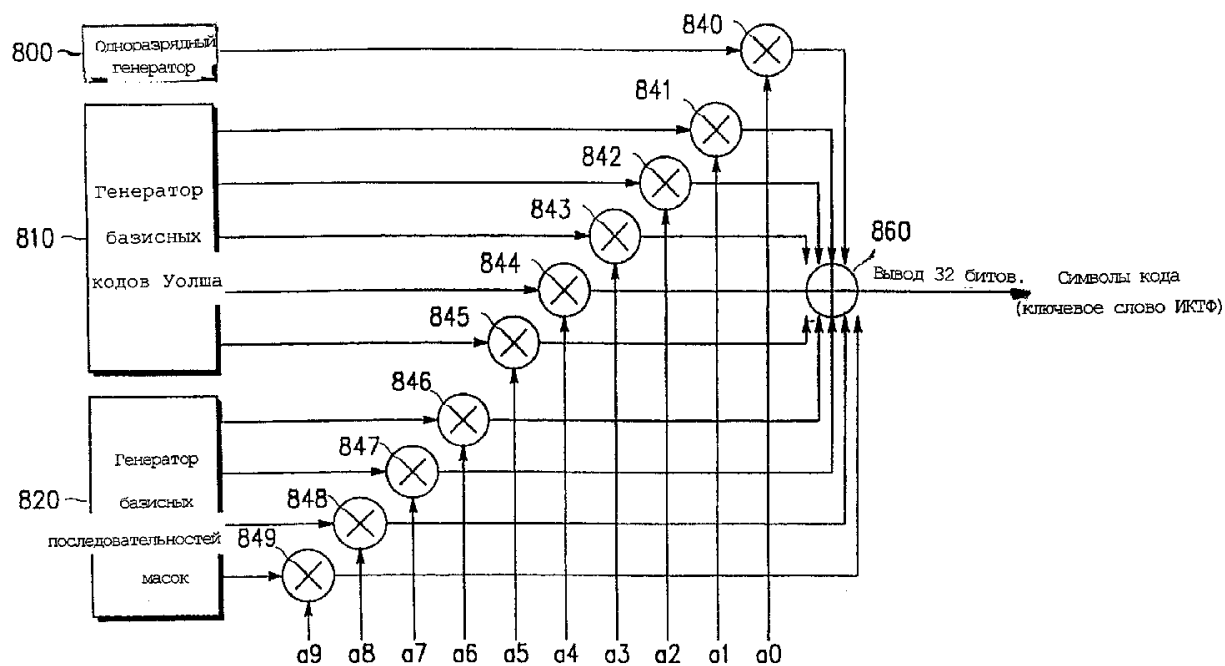
Фиг.5В



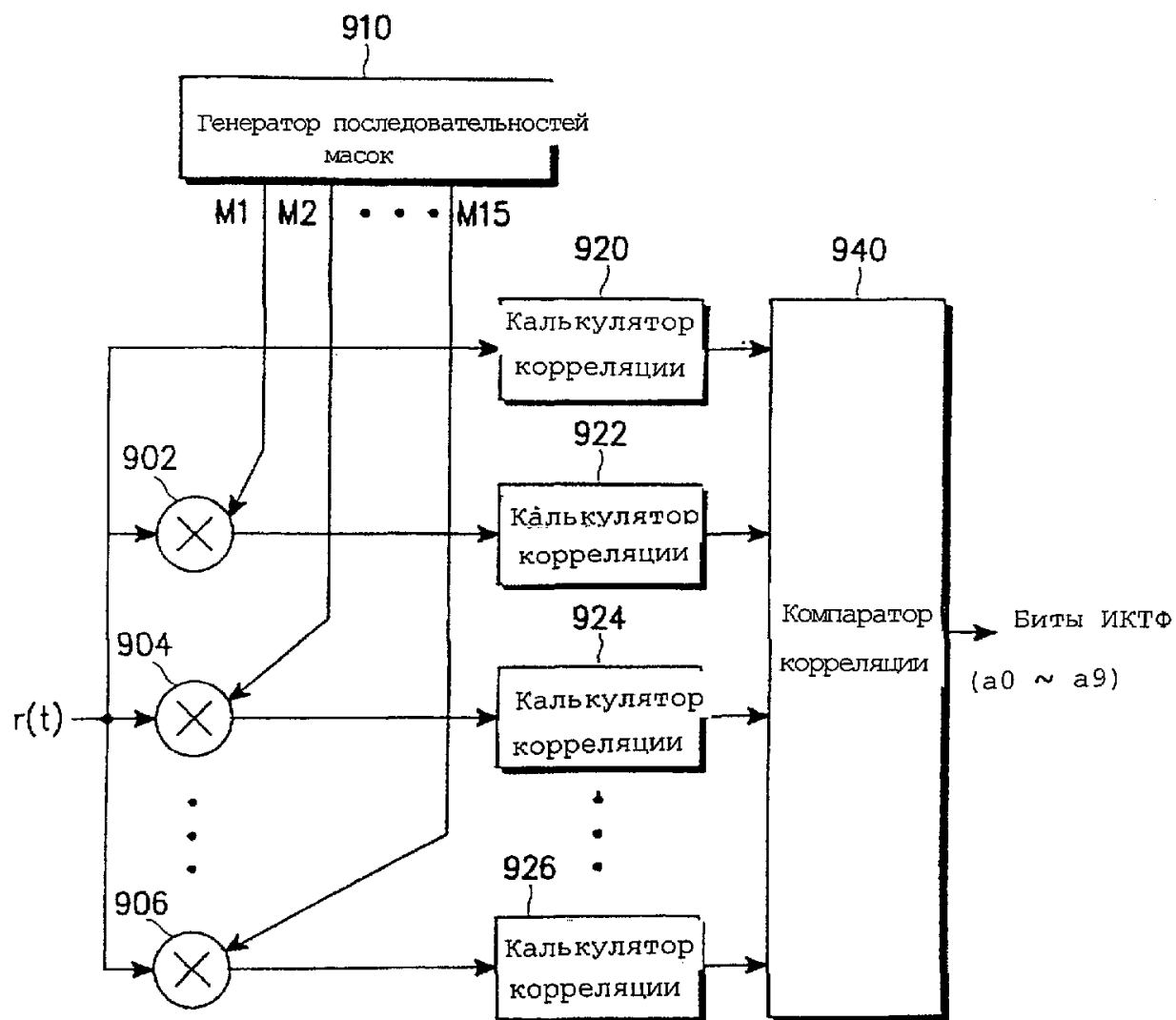
Фиг.5С



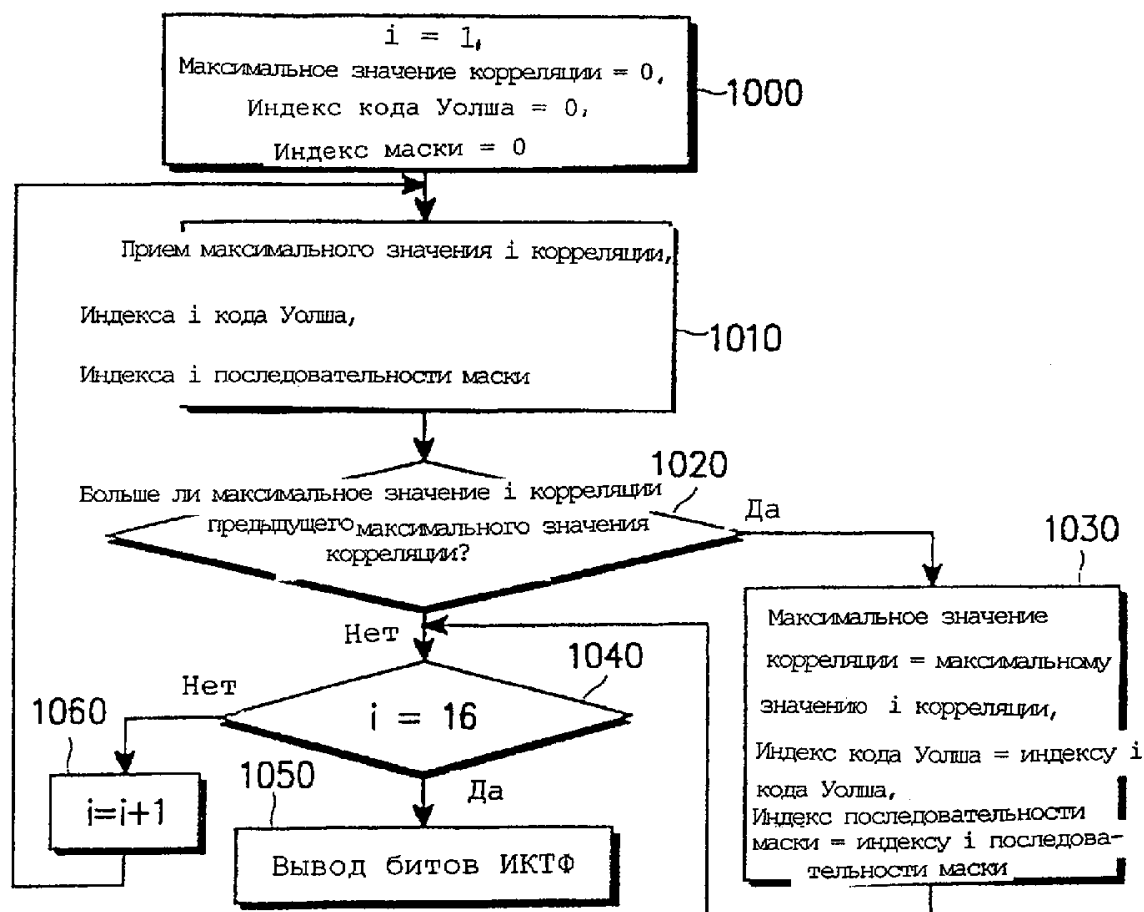
Фиг.7



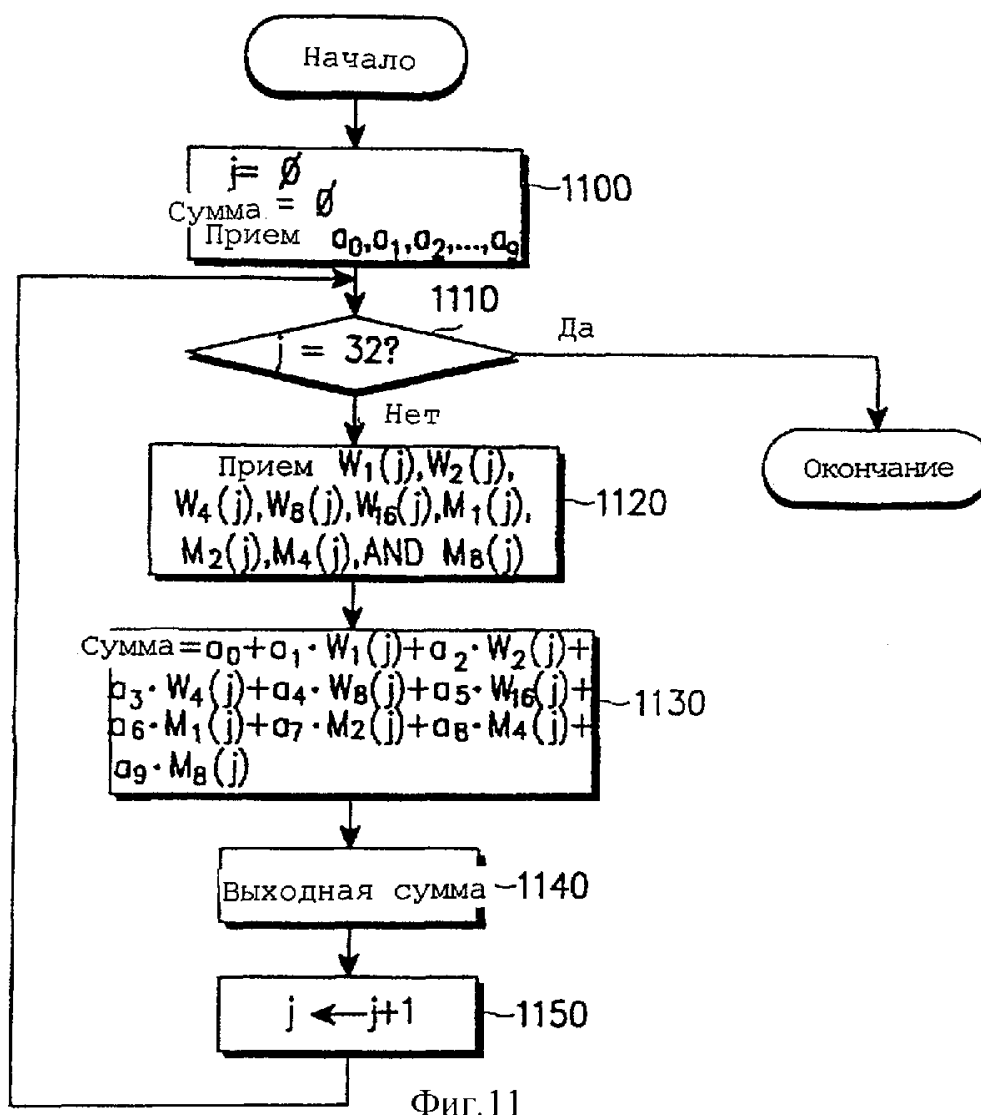
Фиг.8

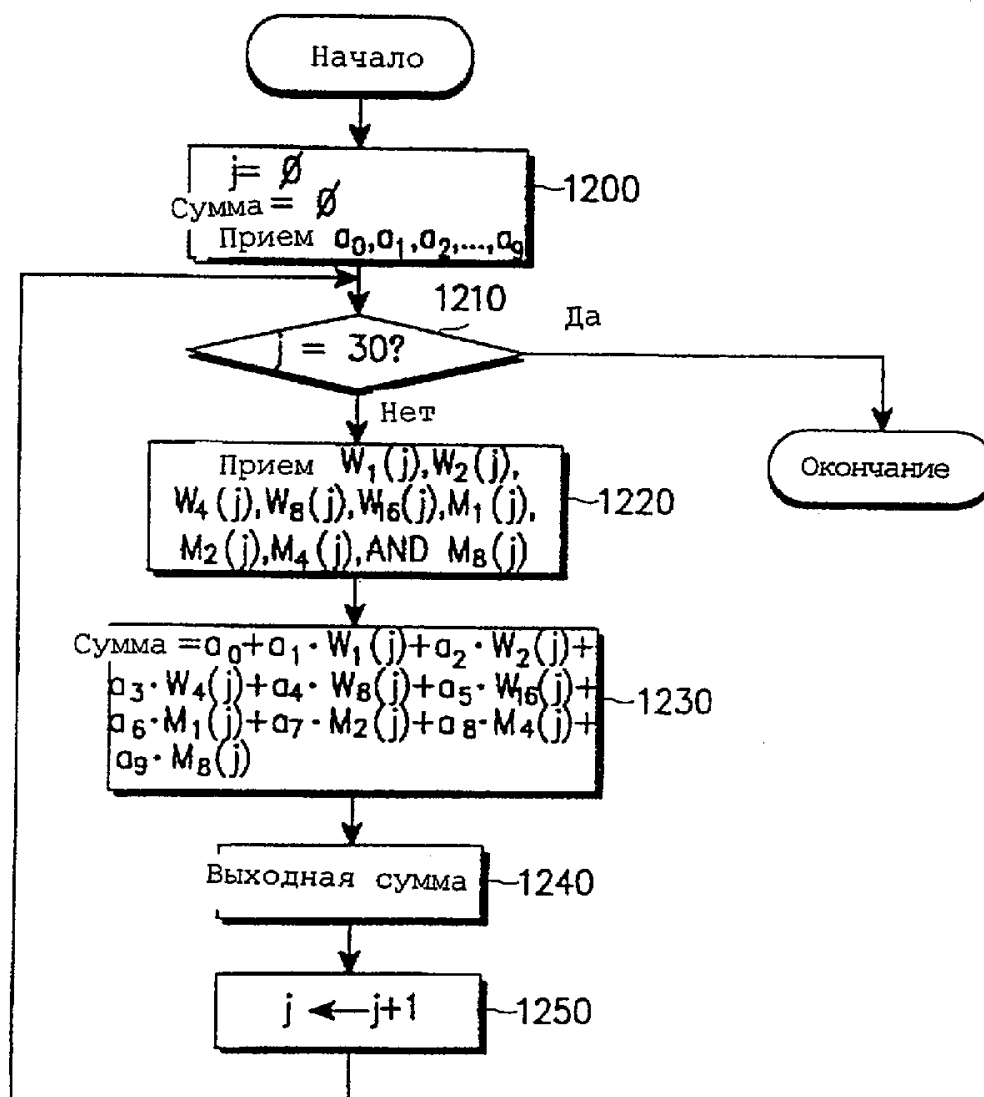


Фиг. 9

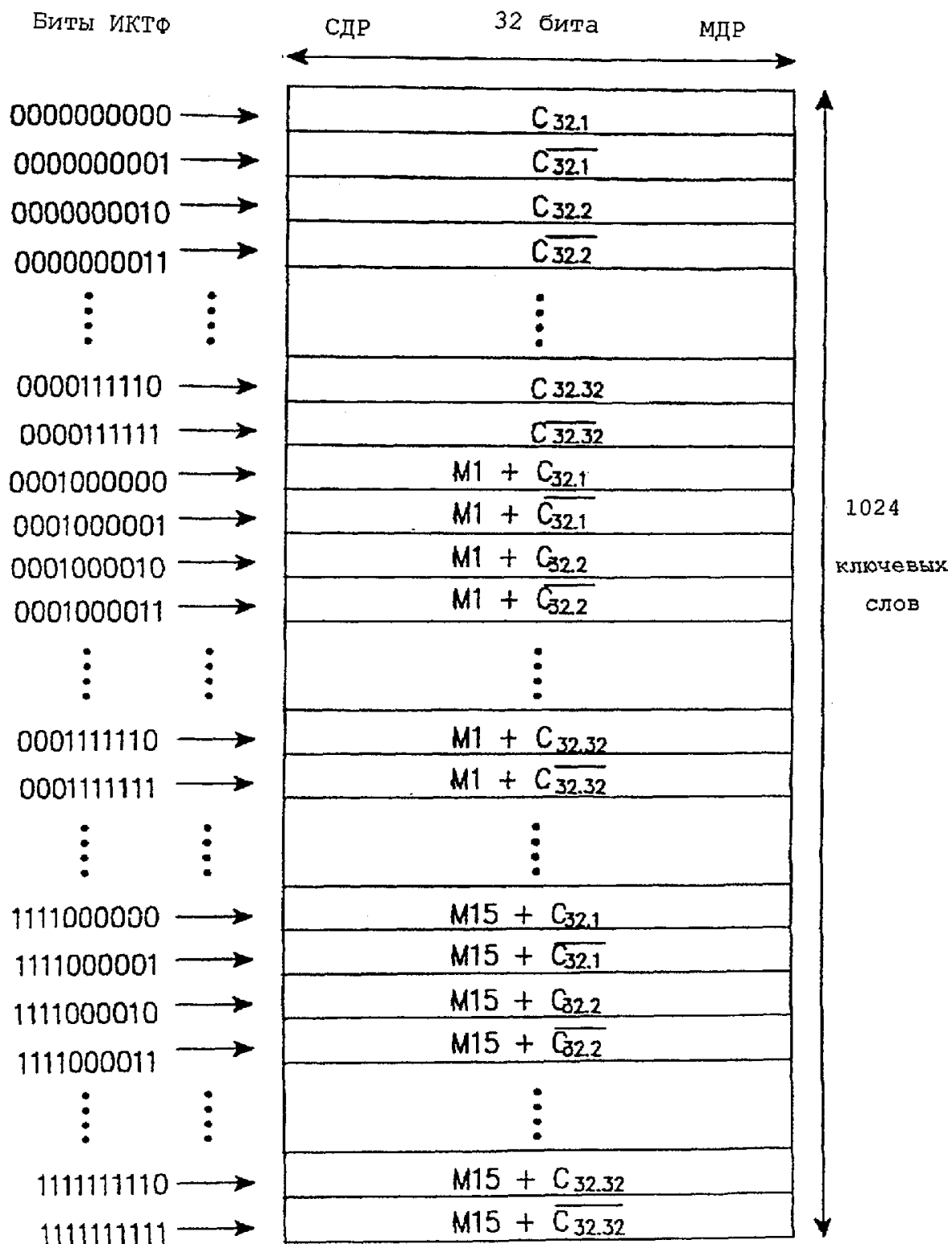


Фиг.10

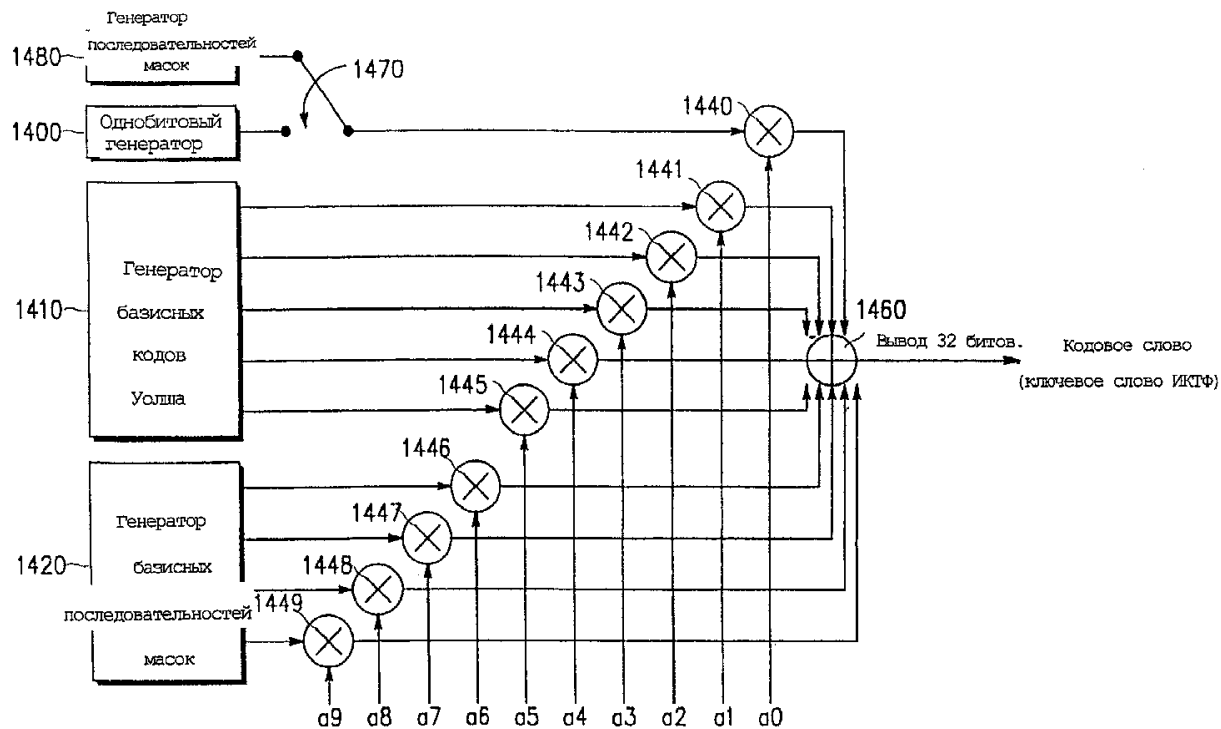




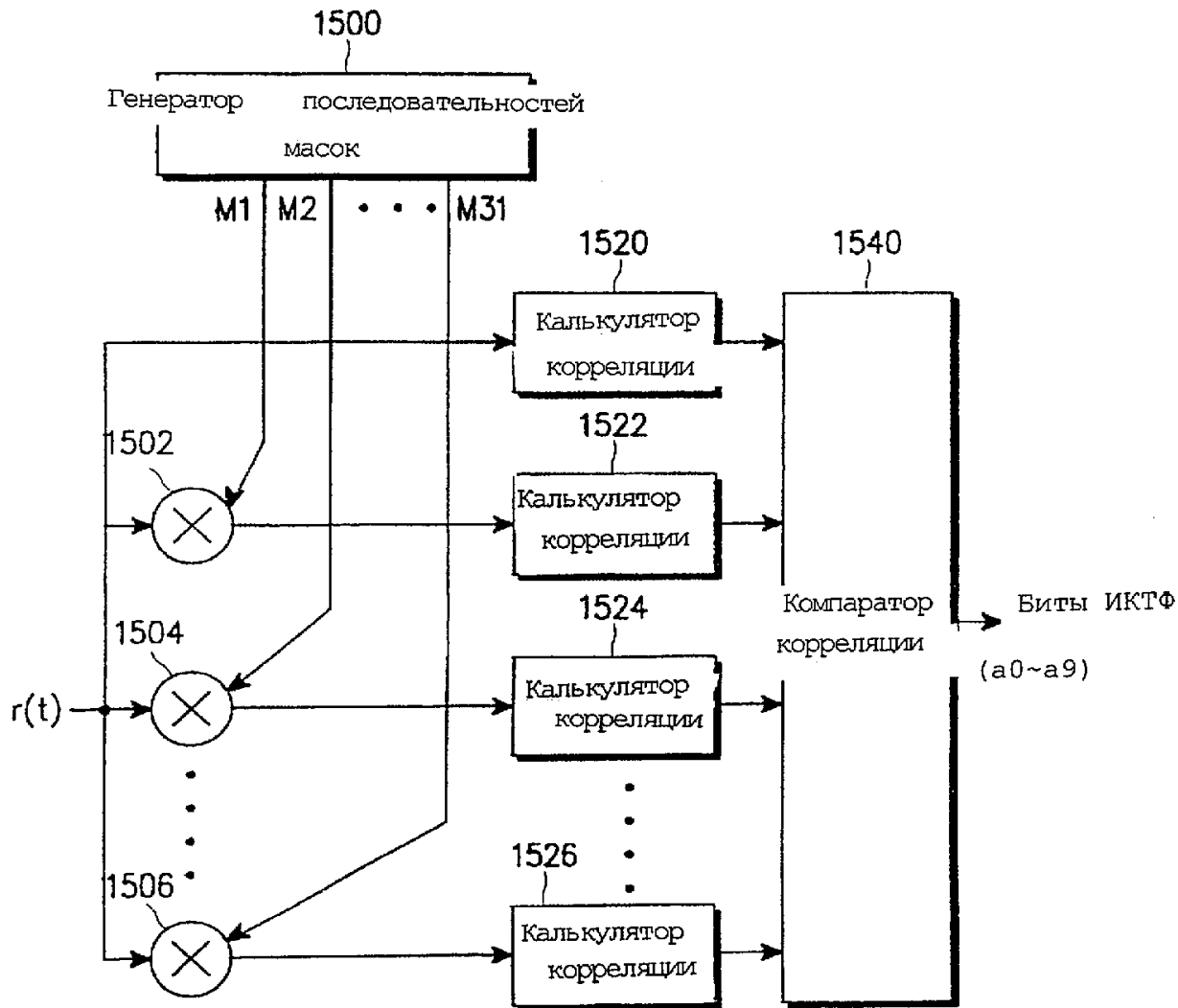
Фиг.12



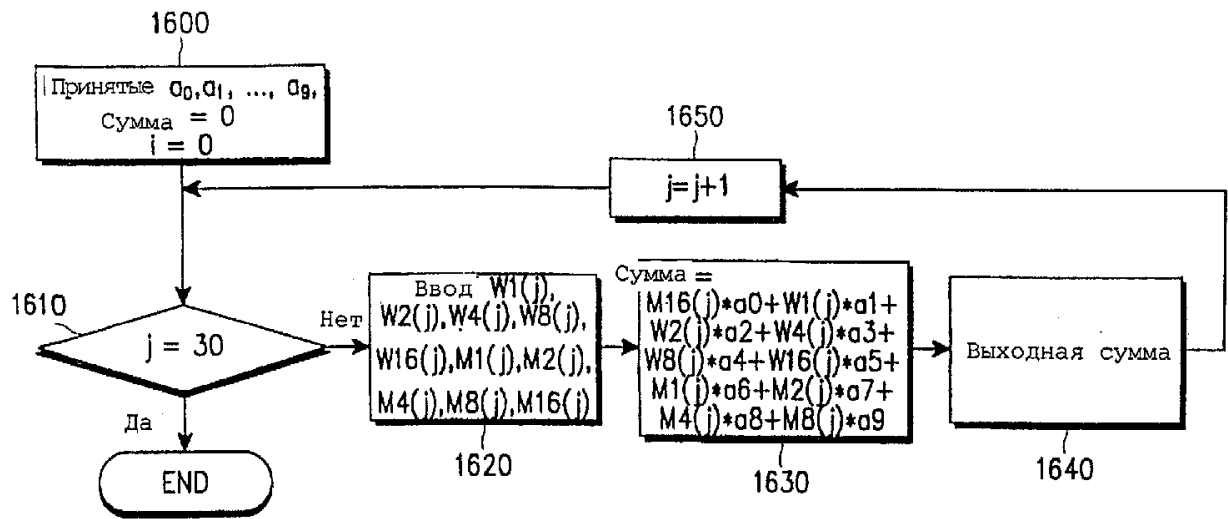
Фиг.13



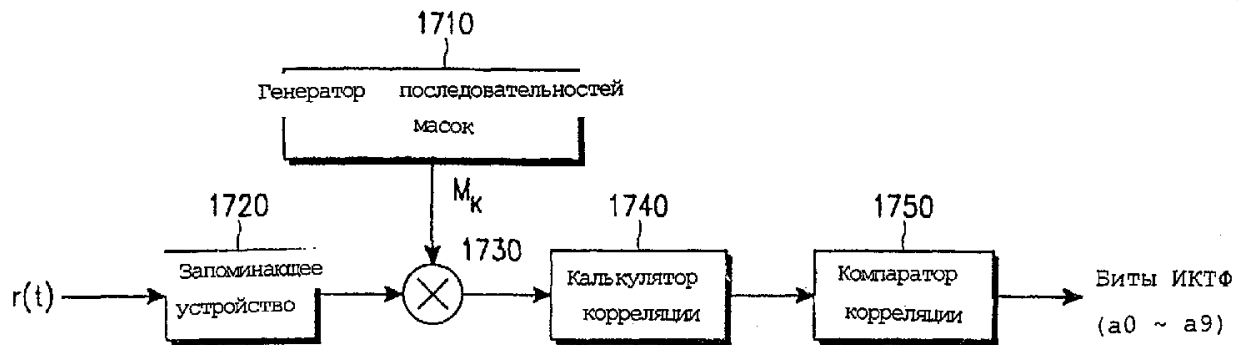
Фиг. 14



Фиг. 15



Фиг. 16



Фиг. 17