СОЮЗ СОВЕТСКИХ СОЦИАЛИСТИЧЕСКИХ РЕСПУБЛИК

(19) SU (11) 1662013 A1

(51)5 H 03 M 13/12

ГОСУДАРСТВЕННЫЙ КОМИТЕТ ПО ИЗОБРЕТЕНИЯМ И ОТКРЫТИЯМ ПРИ ГКНТ СССР

ВСЕСОЮЗНАЯ ПАТЕНТНО-ТЕХНИЧЕСКАЯ БИБЛИОТЕКА

ОПИСАНИЕ ИЗОБРЕТЕНИЯ

К АВТОРСКОМУ СВИДЕТЕЛЬСТВУ

1

(21) 4499301/24
(22) 20.07.88
(46) 07.07.91. Бюл. № 25
(72) С.И.Приходько, А.Г.Снисаренко, Л.С.Сорока, А.С.Столяров и В.И.Глушков
(53) 621.394.14 (088.8)
(56) Патент США № 3662338, кл. G 06 F 11/12, 1972.

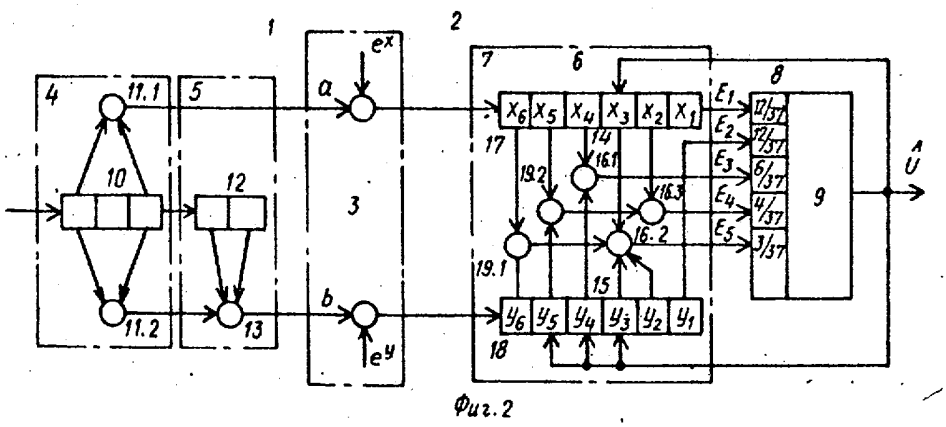
Авторское свидетельство СССР № 1345356, кл. H 03 M 13/00, 1986.

Авторское свидетельство СССР № 1580567, кл. H 03 M 13/12, 29.03.88.

(54) КОДЕК НЕСИСТЕМАТИЧЕСКОГО СВЕРТОЧНОГО КОДА

2

(57) Изобретение относится к вычислительной технике и технике связи. Его использование в системах передачи информации позволяет упростить кодек, состоящий из передающей стороны 1, приемной стороны 2 и канала 3 связи. Передающая сторона 1 включает в себя кодеры 4, 5. Приемная сторона 2 содержит вычислителль 6 оценок и пороговый элемент 9. Упрощение достигается благодаря введению на приемной стороне 2 вычислителя 7 оценок и умножителей 8 на постоянный коэффициент. 3 ил., 1 табл.



Фиг. 2

(19) SU (11) 1662013 A1

Изобретение относится к вычислительной технике и технике связи и может быть использовано в системах передачи информации.

Цель изобретения – упрощение кодека.

На фиг.1 приведена блок-схема кодека; на фиг.2 и 3 – примеры выполнения блоков кодека.

Кодек состоит из передающей стороны 1, приемной стороны 2 и канала 3 связи. Передающая сторона 1 включает первый и второй кодеры 4 и 5. Приемная сторона 2 содержит первый и второй вычислители 6 и 7 оценок, умножители 8 на постоянный коэффициент по числу проверок используемого кода и пороговый элемент 9.

Первый кодер 4 выполнен (фиг.2 и 3) на регистре 10 сдвига и сумматорах 11 по модулю два. Второй кодер 5 выполнен на регистре 12 сдвига и сумматорах 13 по модулю два.

Первый вычислитель 6 оценок реализуется на первом и втором регистрах 14 и 15 сдвига и сумматорах 16 по модулю два. Второй вычислитель 7 оценок реализуется на первом и втором регистрах 17 и 18 сдвига и сумматорах 19 по модулю два.

Конкретный вид кодеров 4 и 5 и вычислителей 6 и 7 оценок, т.е. длина регистров 10, 12, 14, 15, 17 и 18 сдвига и количество сумматоров 11, 13, 16 и 19 по модулю два зависят от выбранного кода. Тактовые входы регистров 10, 12, 14, 15, 17, 18 сдвига не показаны.

Пусть задан ортогональный несистематический сверточный код над полем GF (2), имеющий следующие порождающие многочлены:

$$P_{01}(X) = X^2 + 1;$$
$$P_{02}(X) = X^2 + X + 1 \qquad (1)$$

Процесс получения порождающего многочлена квазиортогонального несистематического сверточного кода выражается соотношением

$$P_к(X) = P_{02}(X) \cdot X^l + P_g(X), \qquad (2)$$

где $P_{02}(X)$ – второй порождающий многочлен ортогонального несистематического сверточного кода;

$P_g(X)$ – дополнительный многочлен, множитель X^l позволяет сохранить структуру ортогонального несистематического сверточного кода в составе квазиортогонального несистематического сверточного кода,

$$l > \deg P_g(X).$$

При поступлении закодированной информационной последовательности в регистры 14, 15, 17 и 18 сдвига вычислителей 6 и 7 оценок с присущими им связями с сумматорами 16 и 19 по модулю два формируется система оценок $\{E_i\}$, ортогональных относительно первого информационного символа U_1 вида

$$\begin{aligned} E_1 &= U_1 + e_1^x; \\ E_2 &= U_1 + e_1^y; \\ E_3 &= U_1 + e_4^x + e_4^y; \\ E_4 &= U_1 + e_2^x + e_5^x + e_5^y; \\ E_5 &= U_1 + e_3^x + e_6^x + e_2^y + e_6^y. \end{aligned} \qquad (3)$$

Каждая из оценок E_i умножается на коэффициент, зависящий от ее веса (чем меньше вес оценки, тем больше коэффициент).

Принцип образования коэффициентов представлен в таблице.

Если сравнить вес оценок E_1 и E_4, видно, что $W_4 > W_1$. Следовательно, на достоверность символа U_1 в оценке E_4 окажет влияние большее количество шумовых символов, чем на достоверность символа U_1 в оценке E_1. Отсюда следует, что значение оценки E_1 весомое значения оценки E_4 при принятии решения в $\frac{W_4}{W_1}$ раз. Продолжая подобные рассуждения на основании таблицы, получим систему уравнений вида

$$\begin{aligned} P_1 &= P_1; \\ P_3 &= \frac{W_1}{W_3} P_1; \\ P_4 &= \frac{W_1}{W_4} P_1; \\ P_5 &= \frac{W_1}{W_5} P_1; \\ \sum_{i=1}^{5} P_i &= 1, \end{aligned} \qquad (4)$$

решив которую относительно P_1, получим: $P_1 = \frac{12}{37}$; $P_2 = \frac{12}{37}$, $P_3 = \frac{6}{37}$; $P_4 = \frac{4}{37}$ и $P_5 = \frac{3}{37}$. Умноженные на коэффициенты P_i, оценки E_i подаются на пороговый элемент 9 (в данной схеме порог выбран $P_{порога} = \frac{25}{37}$), на котором производится принятие решения о значении информационного символа U_1. Если $\sum_{i=1}^{5} E_i P_i > P_{порога}$, то $U_1 = 1$, в противном случае $U_1 = 0$.

Кодек работает следующим образом.

В исходном состоянии в регистрах 10, 12, 14, 15, 17 и 18 сдвига кодеров 4 и 5 и вычислителей 6 и 7 оценок 5 записаны нулевые сигналы. В пороговом элементе 9

установлено пороговое значение $P_{порога} = \frac{25}{37}$. На вход кодека (вход кодера 4) в последовательном коде поступают с тактовым периодом ΔT сигналы двоичной информационной последовательности M (U). Эта последовательность продвигается с тактовым периодом ΔT по разрядам регистра 10 сдвига первого кодера 4 и далее по разрядам регистра 12 сдвига второго кодера 5. В процессе этого движения формируются две проверочные последовательности, первая – путем умножения информационной последовательности M (U) на первый порождающий многочлен ортогонального несистематического сверточного кода $P_{01}(U)$ – M (U) $P_{01}(U)$, которая передается по первому проверочному каналу (верхний на чертежах), вторая – умножением информационной последовательности M (U) на порождающий многочлен квазиортогонального несистематического сверточного кода $P_к$ (U) – M (U) $P_к$ (U), которая передается по второму проверочному каналу (нижний на чертежах).

Принятая с первого выхода канала 3 последовательность M (U) P_{01} (U) записывается с тактовым периодом ΔT в первый регистр 17 второго вычислителя 7 оценок, откуда передается в первый регистр 14 первого вычислителя 6 оценок, а последовательность M (U) $P_к$ (U) – соответственно во второй регистр 18 второго вычислителя оценок 7 и далее во второй регистр 15 первого вычислителя 6 оценок. Декодирование информации происходит в результате формирования значений ортогональных оценок Ei и принятия по ним гибких решений о достоверности каждого информационного символа Ui информационной последовательности M (U) на пороговом элементе 9. Так как в процессе движения по каналу 3 связи последовательности M (U) P_{01} (U) и M (U) $P_к$ (U) могут подвергаться воздействию помех e^x и e^y (фиг.2 и 3), то в работе кодека целесообразно выделить три случая:

декодирование информации происходит при отсутствии ошибок;

декодирование информации происходит при наличии ошибок, уровень которых меньше или равен корректирующей способности исходного ортогонального несистематического сверточного кода;

декодирование информации происходит при наличии ошибок, уровень которых выше корректирующей способности исходного ортогонального несистематического сверточного кода.

Рассмотрим первый случай.

Пусть для простоты понимания по каналу 3 связи передаются закодированные последовательности $a_1a_2a_3a_4a_5a_6$... ~000000... и $b_1b_2b_3b_4b_5b_6$... ~000000..., полученные в результате умножения на соответствующие многочлены: $P_{01}(U) = U^2 + 1 \sim 101$ и $P_к(U) = U^4 + U^2 + U + 1 \sim 10111$ информационной последовательности $U_1U_2U_3U_4U_5U_6$... ~000000. Эти закодированные последовательности с тактовой частотой ΔT записываются соответственно в первый и второй регистры 17 и 18 второго вычислителя 7 оценок, а затем – в регистры 14 и 15 первого вычислителя 6 оценок. Происходит формирование значений оценок E_i в соответствии с выражением (3), ортогональных относительно информационного символа U_1: $E_1 = U_1 = 0$; $E_2 = U_1 = 0$; $E_3 = U_1 = 0$; $E_4 = U_1 = 0$; $E_4 = U_1 = 0$, которые умножаются в умножителях 8 на соответствующие коэффициенты и поступают на входы порогового элемента 9. Так как $\sum_{i=1}^{5} E_iP_i$ не превосходит значение $P_{порога}$, то на выходе порогового элемента 9 будет сформирован сигнал $U_1 = 0$. Этот сигнал по цепи обратной связи поступит на вторые входы вычислителей 6 и 7 оценок в соответствующие разряды их регистров 14, 15, 17 и 18 сдвига. Кодек готов к работе на следующем такте.

Работа кодека во втором случае.

Как и в предыдущем случае закодированные последовательности $a_1a_2a_3a_4a_5a_6$... ~000000... и $b_1b_2b_3b_4b_5b_6$... ~000000... передаются по каналу 3 связи, где они подвергаются воздействию шумовой последовательности веса два: $l_1^x\, l_1^y$. На входы вычислителей 6 и 7 оценок поступают последовательности вида $x_1x_2x_3x_4x_5x_6$... ~100000... и $y_1y_2y_3y_4y_5y_6$... ~100000. Происходит формирование сигналов оценок E в соответствии с выражением (3): $E_1 = U_1 + l_1^x = 1$; $E_2 = U_1 + l_1^y = 1$; $E_3 = U_1 = 0$; $E_4 = U_1 = 0$; $E_5 = U_1 = 0$, которые поступают через умножители 8, в которых происходит умножение каждой оценки E_i на соответствующий ей коэффициент P_i: $\sum_{i=1}^{5} E_1P_1 = 12/37 \cdot E_1 + 12/37 \cdot E_2 + 6/37 \cdot E_3 + 4/37 \times E_1 + 3/37 \cdot E_5 = 12/37 + 12/37 + 0 + 0 + 0$. Так как сумма $\sum_{i=1}^{5} E_iP_i$ не превосходит значения $P_{порога}$, то на выходе порогового элемента 9 будет сформирован сигнал $U_1 = 0$, который по цепи обратной связи поступит в соответствующие разряды регистров

14, 15, 17 и 18 сдвига вычислителей 6 и 7 оценок. Кодек готов к работе на следующем такте.

Работа кодека в третьем случае.

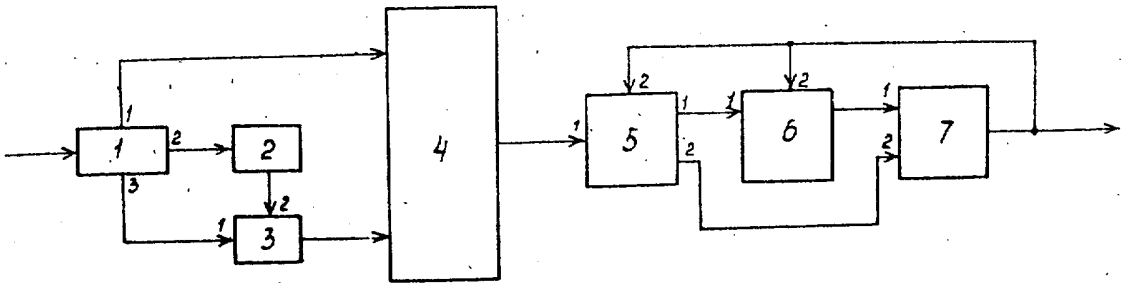
Как и в предыдущих случаях закодированные последовательности $a_1a_2a_3a_4a_5a_6... \sim 000000...$ и $b_1b_2b_3b_4b_5b_6... \sim 000000...$ передаются по каналу 3 связи, где они подвергаются воздействию шумовой последовательности веса три: $e_1^x e_2^x e_3^x$. На входы вычислителей 6 и 7 оценок поступают последовательности вида $x_1x_2x_3x_4x_5x_6... \sim 111000...$ и $y_1y_2y_3y_4y_5y_6... \sim 000000...$. Происходит формирование сигналов оценок E_l в соответствии с выражением (3): $E_1 = 1$; $E_2 = 0$; $E_3 = 0$; $E_4 = 1$; $E_5 = 1$, которые поступают на входы умножителей 8, где происходит умножение каждой оценки E_l на соответствующий ей коэффициент P_l: $\sum_{l=1}^{5} E_lP_l = 12/37 \cdot E_1 + 12/37 \cdot E_2 + 6/37 \cdot E_3 + 4/37 \cdot E_4 + 3/37 \cdot E_5 = 12/37 + 0 + 0 + 4/37 + 3/37$. Так как сумма не превосходит значения $P_{порога}$, то на выходе порогового элемента 9 будет сформирован сигнал $\hat{U}_1 = 0$, который по цепи обратной связи поступит в соответствующие разряды регистров 14 и 15, 17 и 18 сдвига первого и второго вычислителей 6 и 7 оценок. Кодек готов к работе на следующем такте.

Аналогичным образом в кодеке исправляется значительная часть трехкратных ошибок, так как полученный квазиортогональный несистематический сверточный код имеет минимальное кодовое расстояние $d_к = 8$, а исходный ортогональный несистематический сверточный код – $d_o = 5$.

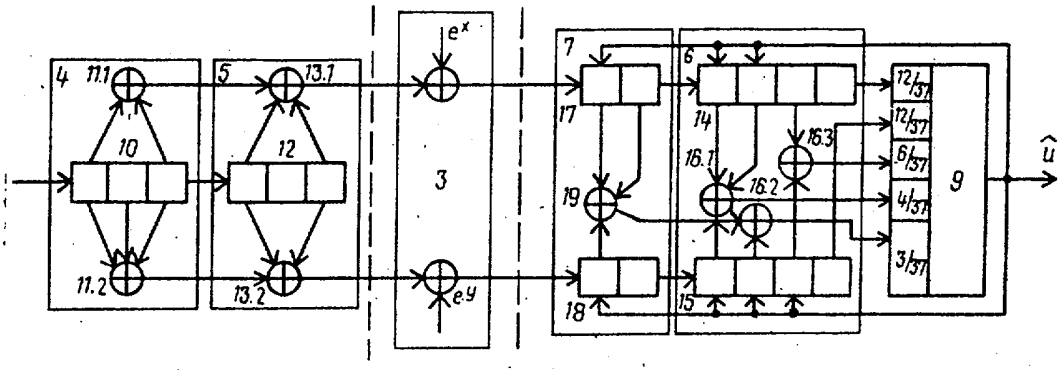
Формула изобретения

Кодек несистематического сверточного кода, состоящий из передающей и приемной сторон и канала связи, передающая сторона содержит первый кодер, вход которого является входом кодека, первый – третий выходы первого кодера подключены к одноименным входам второго кодера, первый и второй выходы которого соединены с одноименными входами канала связи, приемная сторона содержит пороговый элемент, выход которого подключен к управляющему входу первого вычислителя оценок, отличающийся тем, что, с целью упрощения кодека, на приемной стороне введены второй вычислитель оценок и умножители на постоянный коэффициент по числу ортогональных проверок, построенных на длине ограничения используемого квазиортогонального несистематического кода, первый и второй выходы канала связи подключены к одноименным информационным входам второго вычислителя оценок приемной стороны, выходы которого соединены с соответствующими информационными входами первого вычислителя оценок, выходы которого через соответствующие умножители на постоянный коэффициент соединены с соответствующими входами порогового элемента, управляющий вход второго вычислителя оценок подключен к выходу порогового элемента, являющемуся выходом кодека.

Оценки	Вес оценок	Коэффициенты
$E_1 = U_1 + e_1^x$;	$W_1 = 1$	P_1
$E_2 = U_1 + e_1^y$;	$W_2 = 1$	P_2
$E_3 = U_1 + e_4^x + e_4^y$;	$W_3 = 2$	P_3
$E_4 = U_1 + e_2^x + e_5^x + e_5^y$;	$W_4 = 3$	P_4
$E_5 = U_1 + e_3^x + e_6^x + e_2^y + e_6^y$	$W_5 = 4$	P_5



Фиг. 1



Фиг. 3

Составитель О. Ревинский
Редактор А. Шандор Техред М.Моргентал Корректор С. Черни

Заказ 2137 Тираж 462 Подписное
ВНИИПИ Государственного комитета по изобретениям и открытиям при ГКНТ СССР
113035, Москва, Ж-35, Раушская наб., 4/5

Производственно-издательский комбинат "Патент", г. Ужгород, ул.Гагарина, 101