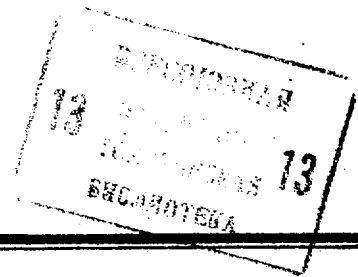




ГОСУДАРСТВЕННЫЙ КОМИТЕТ СССР
ПО ДЕЛАМ ИЗОБРЕТЕНИЙ И ОТКРЫТИЙ

ОПИСАНИЕ ИЗОБРЕТЕНИЯ

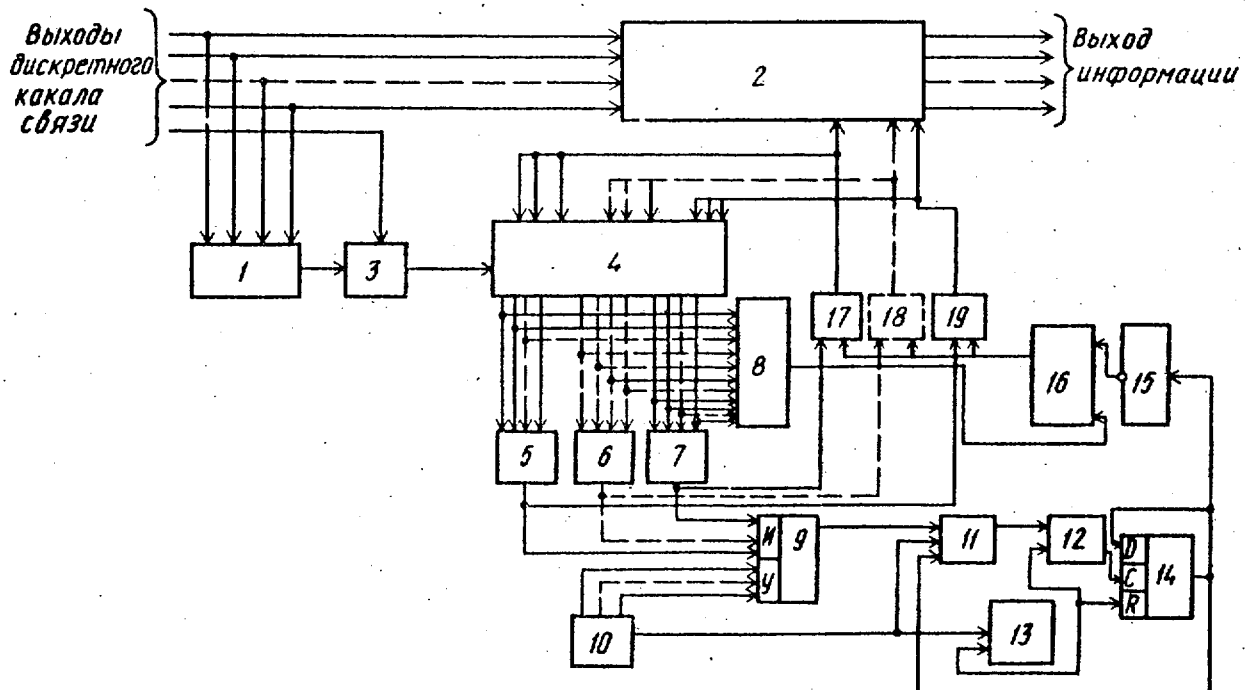
К АВТОРСКОМУ СВИДЕТЕЛЬСТВУ



- (61) 1078654
- (21) 3697770/24-09
- (22) 31.01.84
- (46) 15.10.85. Бюл. № 38
- (72) А.И.Королев и О.Д.Купеев
- (71) Минский радиотехнический институт
- (53) 621.394.14 (088.8)
- (56) Авторское свидетельство СССР № 1078654, кл. Н 04 L 1/10, 1982.

(54) (57) ПОРОГОВЫЙ ДЕКОДЕР СВЕРТОЧНОГО КОДА по авт. св. № 1078654,

отличающийся тем, что, с целью повышения помехоустойчивости путем коррекции пакетов ошибок, между выходом D-триггера и объединенными запрещающими входами К блоков запрета коррекции введены последовательно соединенные ключ и инвертор, а также корректор пакетов ошибок, входы которого подключены к соответствующим выходам анализатора синдрома, а выход корректора пакетов ошибок подсоединен к управляющему входу ключа.



(19) SU (11) 1185629 A

Изобретение относится к электро- связи и может использоваться для защиты от ошибок в системах передачи данных, сбора и обработки информации, а также в системах коммутации информации при кодировании и декодировании информации сверточными кодами с алгоритмом порогового декодирования.

Целью изобретения является повышение помехоустойчивости путем коррекции пакетов ошибок.

На чертеже представлена структурная электрическая схема порогового декодера сверточного кода.

Пороговый декодер сверточного кода содержит кодер 1, корректор 2 ошибок, формирователь 3 синдрома, анализатор 4 синдрома, пороговые блоки 5-7, корректор 8 пакетов ошибок, мультиплексор 9, блок 10 формирования тактовых импульсов, элемент 11 совпадения, пороговый счетчик 12, формирователь 13 временного интервала, D-триггер 14, инвертор 15, ключ 16, блоки 17-19 запрета.

Пороговый декодер сверточного кода работает следующим образом.

Рассмотрим принцип работы порогового декодера сверточного кода на примере сверточного кода, исправляющего случайные или независимые ошибки кратностью $t \leq \frac{I}{2}$ ($I = 4$) на длине кодового ограничения $n_A = 135$; $m = 26$ - максимальная степень порождающих полиномов:

$$\begin{aligned} q_1(D) &= 1 + D^{16} + D^{20} + D^{21}, \\ q_2(D) &= 1 + D^3 + D^{10} + D^{25}, \\ q_3(D) &= 1 + D^{14} + D^{17} + D^{26}, \\ q_4(D) &= 1 + D^{11} + D^{18} + D^{24}. \end{aligned}$$

Из принятых символов K_0 информационных подпотоков в кодере 1 формируется проверочная последовательность, которая поступает в формирователь 3 синдрома, в который поступает также и принятая проверочная последовательность. При этом производится формирование синдромной последовательности, структура которой зависит от типа ошибок в информационных и проверочных символах, а также от структуры порождающих полиномов $G(D)$.

Предположим, что в принятой информации возник пакет ошибок $1_u = 4 > I/2$, т.е. пакет ошибок, который искажил один мини-блок информации, равной K_0 , а пакету ошибок до и после него предшествовали защитные интервалы, длиной каждый $\Pi_A = 135$ символов.

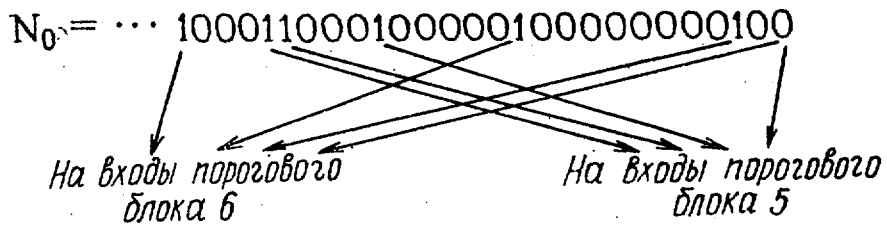
В соответствии с алгоритмом порогового декодирования для каждого информационного символа формируется I самоортогональных проверочных уравнений или проверки, по большинству одинаковых значений которых пороговые блоки 5-7 выносят решения о достоверности принятых символов. Если на вход пороговых блоков 5-7 поступает $(I - 1)$ логических единиц, то принимается решение о коррекции информационного символа, а во всех остальных случаях коррекция символов не производится. Значения проверок представляются в виде нулевых и ненулевых символов синдромной последовательности, которые поступают на вход анализируемого синдрома 4 и заполняют его. На $(m + 1)$ также, т.е. по $N = (m + 1) = (26 + 1)$ (для данного примера), символам синдромной последовательности производится анализ и принимается решение о достоверности K_0 символов. Так как порождающие полиномы $q_1(D) - q_4(D)$ сверточного кода имеют разные показатели степеней при операторе задержки D , то максимальное и минимальное число нулевых символов синдромной последовательности, по которым принимается решение при наличии ошибок, непревосходящих корректирующую способность кода, соответственно равно

$$n_p = 8 \quad \text{— когда ошибки разнесены на длине } n_A \text{ и}$$

$$n_{сп} = 6 \quad \text{— когда ошибки спаренные.}$$

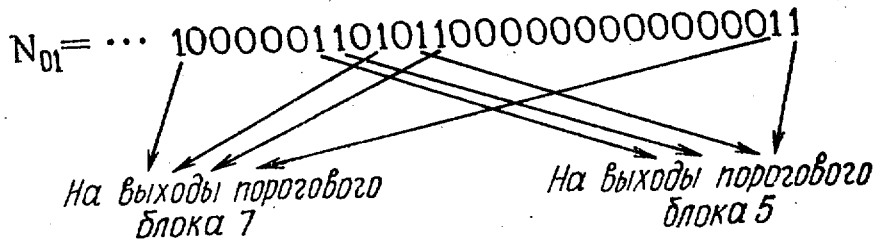
В первом случае на входы пороговых блоков 5 и 6 поступает по четыре из четырех а во втором случае - три из четырех нулевых символов и соответственно принято правильное решение о коррекции символов.

Например, пусть приняты ошибочно в i_0 такте первые символы первого и второго информационных подпотоков; тогда анализируемая синдромная последовательность будет иметь вид



Пусть ошибочны информационные символы в i_0 такте - в первом информационном подпотоке, а в $(i-1)$ -ом

такте - в третьем информационном подпотоке, анализируемая синдромная последовательность имеет вид



Пусть теперь в i_0 момент декодирования ошибочно приняты информационные символы во всех подпотоках, которые составляют "плотный" пакет

ошибок $t_n > 1/2 \leq 2$. В этом случае анализируемая синдромная последовательность имеет вид.

$$N_{k_0} = \dots 1110011011101001100000000100$$

$D^{26} D^{25} D^{24} \quad D^{26} D^{20} \quad D^{18} D^{17} D^{16} / D^{14} \quad D^{11} D^{10} \quad D^2 \quad D^0$

т.е. содержит $n_1 = 12$ ненулевых символов, и на вход каждого порогового блока 5-7 поступает по три из четырех нулевых символов. При этом производится правильная коррекция всех K_0 четырех ошибочных информационных символов. При $t_n = (K_0 - 1) > \frac{1}{2} \leq 2$ число нулевых символов в анализаторе синдрома 4 составляет $n_2 = t_n(I-1) + 1 = 10$ и на вход каждого порогового блока 5-7 поступает по четыре из четырех ненулевых символов, что также вызывает правильную коррекцию ошибочных символов и ненулевых символов синдромной последовательности.

Недостатком порогового декодирования является неспособность обнаруживать пакеты ошибок, отличающихся от данной структуры ошибок, а также ошибки, превосходящие корректирующую способность кода ($t_{0w} > 1/2$) и распределенных на всей длине порогового ограничения p_A . Структура синдромной последовательности при этом отличается от структуры синдрома при плотном пакете ошибок.

Порог срабатывания корректора 8 выбирается равным

$$p \geq t_n(I-1) + 1$$

35 Таким образом, при поступлении плотного пакета ошибок одновременно срабатывают корректор 8 и пороговые блоки 5-7. С выходов пороговых блоков 5-7 ненулевые символы поступают одновременно на входы блоков запрета 17-19 и через мультиплексор 9 на вход порогового счетчика 12. Так как число ненулевых символов, поступивших на вход порогового счетчика 12, превышает порог, то формируется D-триггером 14 сигнал запрета коррекции, который через инвертор 15 поступает на информационный вход ключа 16, на управляющий вход которого поступает инвертированный сигнал (логический "0") от корректора 8 и ключ 16 формирует импульс разрешения коррекции. Производится коррекция ошибочных информационных и ненулевых символов синдромной последовательности.

55 На следующем $(i-1)$ такте структура анализируемых $N = 27$ символов

синдромной последовательности отличается от предыдущей и не вызывает срабатывания корректора 8 и на управляющий вход ключа 16 поступает логическая "1". На информационный вход ключа 16 от D-триггера 14 через инвертор 15 в это время также подается логическая "1". Ключ 16 формирует сигнал блокировки блоков запрета 17-19. Одновременно на i также блокируются D-триггер 14 и пороговый счетчик 12. За время блокировки происходит полная или частичная смена (перезапись) синдромной последовательности в анализаторе синдрома 4 и уменьшается тем самым вероятность размножения ошибок.

По окончании времени анализа, которое задается формирователем 13, выходным импульсом формирователя 13 пороговый счетчик 12 и D-триггер 14 устанавливаются в первоначальное состояние (установка в ноль). При этом с выхода D-триггера 14 на вход блока совпадения 11 подается логическая "1", а на информационный вход ключа 16 через инвертор 15 поступает логический "0", и производится разблокировка порогового счетчика 12 и D-триггера 14.

Предположим, что в принятой информации количество ошибок равно $t_{ow} = 1/2 = 2$. Анализируемая синдромная последовательность содержит 8 или 6 ненулевых символов. Это количество меньше порога срабатывания корректора 8 и с его выхода на ключ 16 поступает логическая "1". Так как число импульсов единиц, поступающих на вход порогового счетчика 12, не превышает порога ($p = 3$), то с выхода D-триггера 14 через инвертор 15 на вход ключа 16 поступает логический "0". Ключ 16 формирует импульс решения коррекции информационных и синдромных символов, который поступает на блоки запрета 17-19.

Пусть в принятой информации число ошибок $t_{ow} > 1/2 = 2$ и они распределены по всей длине кодового ограничения. Формируется синдромная последовательность, количество ненулевых символов которой в декодируемые моменты времени (такты) меньше чем P ($P = 10$), но больше или равно I ($I = 4$), т.е. $P < p \leq I$. Это приводит к срабатыванию соответствующих пороговых блоков 5-7 и к несрабатыванию корректора 8. С выхода корректора 8 на управляющий вход ключа 16 поступает логическая "1". Так как число импульсов (единиц), поступивших на вход порогового счетчика 12, превышает порог ($p = 3$), то с выхода D-триггера 14 через инвертор 15 на информационный вход ключа 16 поступает логическая "1" и ключ 16 формирует сигнал блокировки блоков запрета 17-19 и в результате ошибочной коррекции информационных и синдромных символов не производится. Далее устройство работает как описано выше.

Таким образом, использование коррекции пакетов ошибок ($t_{и} \leq K_0 > 1/2$) и блокировки импульсов коррекции с выходов пороговых блоков 17-19 при возникновении в канале связи ошибок, превосходящих корректирующую способность кода ($t_{ow} > 1/2$), повышает помехоустойчивость порогового декодера сверточного кода.

Кроме того, при возникновении в канале связи больших пакетов ошибок ($t_{и} > K_0$), K_0 информационных и $t_{п}(I - 1)$ синдромных символов будут исправлены, а введение после коррекции блокировки и частичной или полной смены символов синдромной последовательности исключает ошибочную коррекцию информации или размножение ошибок.

Составитель В. Орлов

Редактор Т. Митейко Техред Ж. Кастелевич Корректор В. Бутяга

Заказ 6440/60

Тираж 658

Подписное

ВНИИПИ Государственного комитета СССР
по делам изобретений и открытий
113035, Москва, Ж-35, Раушская наб., д. 4/5

Филиал ППП "Патент", г. Ужгород, ул. Проектная, 4