

6
А-39

АКАДЕМИЯ НАУК СССР
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫЙ ЦЕНТР

На правах рукописи

В.И. БРЕУСОВ

НЕКОТОРЫЕ ВОПРОСЫ ПРИМЕНЕНИЯ
ПОМЕХОУСТОЙЧИВОГО КОДИРОВАНИЯ ДЛЯ
РЕАЛЬНЫХ КАНАЛОВ В СИСТЕМАХ С ЭЦВМ
(05.254 - автоматическое управление и регулирование)

Автореферат
диссертации на соискание ученой степени кандидата
технических наук

МОСКВА - 1970

АКАДЕМИЯ НАУК СССР
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫЙ ЦЕНТР

На правах рукописи

В.И. БРЕУСОВ

НЕКОТОРЫЕ ВОПРОСЫ ПРИМЕНЕНИЯ
ПОМЕХОУСТОЙЧИВОГО КОДИРОВАНИЯ ДЛЯ
РЕАЛЬНЫХ КАНАЛОВ В СИСТЕМАХ С ЭЦВМ
(05.254 - автоматическое управление и регулирование)

Автореферат
диссертации на соискание ученой степени кандидата
технических наук

МОСКВА - 1970

Работа выполнена в Вычислительном центре Академии наук СССР.

Научный руководитель - доктор технических наук С.И.САМОЙЛЕНКО.

Официальные оппоненты:

- доктор технических наук, профессор
Э.Л. БЛОХ
- кандидат физико-математических наук
Э.М. ГАБИДУЛИН

Диссертация направлена на отзыв в Институт проблем передачи информации Академии наук СССР.

Автореферат разослан *18 января 1971.*

Защита диссертации состоится *февраль, март 1971.*

на заседании Ученого совета Вычислительного центра Академии наук СССР (Москва, В-333, ул. Вавилова, 40, конференц-зал).

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке.

Центральная научная
БИБЛИОТЕКА
Академии наук Киргизской ССР

6
А 39

В настоящее время для решения многих задач автоматического управления создаются информационно-вычислительные системы, основой которых являются комплексы из универсальных электронных цифровых вычислительных машин (ЭЦВМ), специализированных устройств и средств связи. Работоспособность таких систем в значительной степени определяется верностью передачи и хранения информации в системе. Одним из основных методов борьбы с ошибками является помехоустойчивое кодирование, основанное на введении информационной избыточности в передаваемые или хранимые сообщения.

Однако использование помехоустойчивых кодов в реальных информационно-вычислительных системах может оказаться эффективным лишь в том случае, когда построение кодов будет производиться с учетом реальной статистики ошибок и для выбранных кодов будут найдены достаточно экономичные способы реализации. Решение этих задач применительно к реальным системам значительно осложняется тем, что в большинстве наиболее интересных для практики случаев ошибки в каналах связи и накопителях ЭЦВМ имеют тенденцию к группированию, а их статистические параметры нестабильны как от системы к системе, так и во времени. Группирование ошибок приводит к тому, что коды, исправляющие ошибки, при умеренных длинах и избыточности не обеспечивают значительного повышения верности передаваемой информации. Коды с большой избыточностью оказываются малоэффективными из-за того, что относительная доля "плохих" состояний канала невелика. Выходом из такого положения могло бы служить использование кодов с достаточно большой длиной и высокими корректирующими свойст-

вами, однако их реализация требует чрезмерных затрат оборудования.

В системах с ЭЦВМ кодирование и декодирование может выполняться программным способом с помощью машин. Использование этого способа стимулируется такими его достоинствами, как, например: исключение необходимости разработки и изготовления специализированных устройств, обеспечение гибкости перехода на новые алгоритмы и коды и экономичности применения в условиях эпизодической нагрузки. Однако отсутствие в системах команд машин некоторых часто употребляемых в кодировании операций, последовательное выполнение вычислений во времени, неприспособленность структуры кода к обработке на машинах, а последних к операциям с малыми группами разрядов и т.п. приводят к тому, что многие известные коды реализуются на ЭЦВМ с большими затратами машинного времени и это препятствует их широкому применению.

В диссертации поставлена задача поиска методов построения и реализации эффективных помехоустойчивых кодов, которые обладали бы высокой исправляющей способностью в условиях, соответствующих реальным каналам, комбинированными корректирующими свойствами по отношению к независимым и пакетным ошибкам и одновременно были бы достаточно просто реализуемыми на универсальных ЭЦВМ.

В первой главе рассматриваются виды обмена информацией в системах с ЭЦВМ и дается анализ свойств помехоустойчивых кодов применительно, главным образом, к условиям, когда основным источником помех являются каналы связи, и функции кодиров и декодеров выполняют вычислительные машины.

На основе анализа известных методов кодирования для ис-

следования выбраны последовательное декодирование сверточных кодов (С-кодов) и блочные биноидные коды^{х)} для коррекции пакетных ошибок (Б-коды), элементами которых являются машинные слова.

Последовательное декодирование является эффективным методом исправления независимых ошибок. Его существенным достоинством является то, что оно позволяет в каналах без памяти декодировать при вероятности ошибки, экспоненциально убывающей с ростом длины кодового ограничения N , не требуя при этом экспоненциального увеличения объемов вычислений или памяти, если скорость передачи С-кода R_C меньше некоторой константы $R_{б\text{и}ч}$, определяемой каналом. Одним из наиболее совершенных алгоритмов последовательного декодирования является алгоритм Фано^{хх)}.

Б-коды позволяют эффективно корректировать пакетные ошибки и могут использоваться при весьма больших длинах блока. Б-код длины n_g машинных n_0 -разрядных слов, у которого $z_g = 2g$ проверочных слов и скорость передачи $R_g = k_g/n_g$, $k_g = n_g - z_g$, может исправлять все пакеты ошибок, при которых каждая из g групп проверок содержит не более одного искаженного слова. Эти коды обладают достаточно хорошей обнаруживающей способностью ошибок, выходящих за пределы корректируемых пакетов. Практически важным достоинством Б-кодов является также их

- х) 1. Самойленко С.И. Помехоустойчивое кодирование. "Наука", М., 1966.
2. Самойленко С.И. Биноидные помехоустойчивые коды. ВИНТИ, 1962-70 Деп., М., 1970.
- хх) Фано Р.М. Эвристическое обсуждение вероятностного декодирования. Сб. пер. "Теория кодирования" под ред. Э.Л. Блоха, "Мир", 1964.

простая реализация на ЭЦВМ.

Выбор С-кодов и Б-кодов объясняется возможностью построения на их основе гибридных методов кодирования с комбинированными корректирующими свойствами и экономичной реализацией на ЭЦВМ.

Теоретические и экспериментальные результаты по последовательному декодированию С-кодов получены, главным образом, для каналов без памяти. Для реальных каналов, где ошибки не являются независимыми, теоретический анализ становится чрезмерно громоздким, а в некоторых случаях и невозможным, например, из-за отсутствия математических моделей каналов. В этих условиях основным методом исследования является статистическое моделирование с помощью вычислительных машин. Поэтому в работе наряду с теоретическим анализом существенное внимание уделяется статистическому моделированию кодов на ЭЦВМ с использованием модели канала с памятью^{х)}, которая хорошо согласуется с экспериментальными данными об ошибках в телефонных каналах кабельных и радиорелейных линий связи.

Во второй главе разрабатываются методы повышения эффективности помехоустойчивого кодирования, направленные на улучшение согласования кодов со статистикой ошибок, соответствующей реальным каналам, и упрощение их реализации на ЭЦВМ.

Вначале обсуждаются особенности применения последовательного декодирования на канале с памятью, выбор избыточности С-кода и стратегии последовательного декодирования. Для канала с памятью выбраны систематические сверточные $(n_c, k_c = n_c - 1)$ -коды,

х) Попов О.В., Турин В.Я. О характере ошибок при передаче двоичных символов по стандартным телефонным каналам. Доклад на Второй Всесоюзной конференции по теории кодирования и ее приложениям. Баку, 1965.

у которых скорость передачи $R_c = k_c / n_c \geq 0,5$ и длина кодового ограничения $N = L n_c$ не превышает двух сотен двоичных символов. В этих условиях стратегия декодирования, обеспечивающая малые вероятности ошибки, состоит в исправлении отдельных ошибок и коротких пакетов ошибок в пределах корректирующей способности С-кода и отказе от обработки длинных плотных пакетов ошибок (где символы искажены с вероятностью близкой к 0,5).

Для упрощения программной реализации последовательного декодирования введена модификация алгоритма Фано и построена модель декодера с таблицей векторов ошибок. В таблице векторы ошибок в общем случае размещаются в порядке убывания вероятности их появления. Применение таблицы исключает перебор при поиске в каждом узле наиболее вероятного ребра среди тех, которые еще не проверены. Такая таблица в виде постоянной памяти может использоваться и в специализированном декодере. Кроме того, реализация алгоритма существенно упрощается за счет исключения, в определенных условиях, операций свертки и сдвигов регистров и минимизации длины последних, а также использования в качестве метрики расстояния Хэмминга.

Идеи дальнейшего повышения эффективности программой реализации последовательного декодирования С-кодов основываются на учете статистики ошибок канала с памятью и специфики обработки информации на ЭЦВМ. Так, средние вычислительные затраты могут быть сокращены за счет ускоренной обработки при декодировании во время "хороших" состояний канала. Для этого в работе рассматриваются следующие подходы: а) С-коды совмещаются с легко реализуемыми на машине Б-кодами; б) С-коды приспособляются к реализации на ЭЦВМ путем одновременной обработки на машине

большого числа кодовых последовательностей; в) вышеуказанные методы используются совместно. Совмещение кодов, в различной степени приспособленных к исправлению независимых и пакетных ошибок, позволяет одновременно построить методы кодирования с комбинированными корректирующими свойствами. На основе этих идей в работе предложен ряд методов кодирования: блочно-сверточное, мультисверточное и блочно-мультисверточное.

При блочно-сверточном кодировании (БС-коды) последовательность \bar{X} из $(\Lambda - L + 1)k_c$ двоичных символов сообщения, дополненных в конце $(L - 1)k_c = K - k_c$ нулевыми символами, сначала кодируется в последовательность $\bar{U} = \bar{X}\bar{G}$, где \bar{G} - порождающая матрица С-кода с длиной блока $\Gamma = \Lambda n_c$ символов. Затем \bar{U} кодируется Б-кодом в блок из n_p машинных n_o -разрядных слов, путем добавления z_p проверочных слов.

Рассмотрены три алгоритма декодирования БС-кодов: а) обнаружение ошибок Б-кодом и последовательное декодирование для блоков с обнаруженными ошибками; б) обнаружение и коррекция ошибок Б-кодом, последовательное декодирование блоков, нескорректированных Б-кодом; в) обнаружение ошибок Б-кодом, последовательное декодирование в режиме ВД (восстановления декодирования после отказа декодера) с локализацией и стиранием неисправленных участков и коррекция стираний (или ошибок и стираний) Б-кодом.

Для этих алгоритмов определены условия сокращения средних вычислительных затрат по сравнению с последовательным декодированием. Анализ показал, что алгоритм "в" обладает лучшими корректирующими свойствами, а алгоритм "б" обеспечивает наибольшее сокращение вычислительных затрат.

Мультисверточное кодирование (МС-коды) основывается на идее одновременной обработки большого числа последовательностей С-кода. Кодовый блок МС-кода $\bar{U} = \bar{X}\bar{G}$ состоит из Z строк - независимых последовательностей длины $\Gamma = \Lambda n_c$ символов одного и того же С-кода, где \bar{X} - блок из Z последовательностей \bar{X} . Параметры МС-кода: длина блока $Z\Gamma$ символов, из которых $Z(\Lambda - L + 1)k_c$ информационные; скорость передачи $R = R_c(\Lambda - L + 1)/\Lambda$. Для реализации на ЭЦВМ удобно принять $Z = \rho n_o$, где n_o - число двоичных разрядов в машинном слове. Кроме упрощения реализации, такая структура кода при передаче по столбцам обеспечивает перемежение символов в канале с шагом $n_1 = \rho n_o$.

Принятый блок МС-кода можно декодировать путем независимой обработки последовательным декодером каждой из ρn_o последовательностей. Уменьшение сложности реализации достигается за счет одновременной обработки на ЭЦВМ n_o последовательностей на первом и втором этапе в алгоритме поэтапного декодирования МС-кода:

I этап - обнаружение ошибок МС-кодом - состоит в вычислении и сравнении с нулем n_o -разрядных элементов синдрома для каждого i -го шага, $i = 1, 2, \dots, \Lambda$; блоки, в которых ошибок не обнаружено, считаются декодированными;

II этап - локализация ошибочных последовательностей МС-кодом - выполняется, если на i -том шаге I этапа обнаружены ошибки и состоит в указании местоположения последовательностей С-кода с обнаруженными ошибками, а в последних - границ интервалов обнаружения ошибок;

III этап - последовательное декодирование локализованных последовательностей с учетом интервалов обнаружения ошибок.

большого числа кодовых последовательностей; в) вышеуказанные методы используются совместно. Совмещение кодов, в различной степени приспособленных к исправлению независимых и пакетных ошибок, позволяет одновременно построить методы кодирования с комбинированными корректирующими свойствами. На основе этих идей в работе предложен ряд методов кодирования: блочно-сверточное, мультисверточное и блочно-мультисверточное.

При блочно-сверточном кодировании (БС-коды) последовательность \bar{X} из $(L - l + 1)k_c$ двоичных символов сообщения, дополненных в конце $(L - l)k_c = K - k_c$ нулевыми символами, сначала кодируется в последовательность $\bar{U} = \bar{X}\bar{G}$, где \bar{G} - порождающая матрица С-кода с длиной блока $\Gamma = Ln_c$ символов. Затем \bar{U} кодируется Б-кодом в блок из n_p машинных n_0 -разрядных слов, путем добавления z_p проверочных слов.

Рассмотрены три алгоритма декодирования БС-кодов: а) обнаружение ошибок Б-кодом и последовательное декодирование для блоков с обнаруженными ошибками; б) обнаружение и коррекция ошибок Б-кодом, последовательное декодирование блоков, нескорректированных Б-кодом; в) обнаружение ошибок Б-кодом, последовательное декодирование в режиме ВД (восстановления декодирования после отказа декодера) с локализацией и стиранием неисправленных участков и коррекция стираний (или ошибок и стираний) Б-кодом.

Для этих алгоритмов определены условия сокращения средних вычислительных затрат по сравнению с последовательным декодированием. Анализ показал, что алгоритм "в" обладает лучшими корректирующими свойствами, а алгоритм "б" обеспечивает наибольшее сокращение вычислительных затрат.

Мультисверточное кодирование (МС-коды) основывается на идее одновременной обработки большого числа последовательностей С-кода. Кодовый блок МС-кода $\tilde{U} = \tilde{X}\tilde{G}$ состоит из Z строк - независимых последовательностей длины $\Gamma = Ln_c$ символов одного и того же С-кода, где \tilde{X} - блок из Z последовательностей \bar{X} . Параметры МС-кода: длина блока $Z\Gamma$ символов, из которых $Z(L-l+1)k_c$ информационные; скорость передачи $R = R_c(L - l + 1)/L$. Для реализации на ЭЦВМ удобно принять $Z = \rho n_0$, где n_0 - число двоичных разрядов в машинном слове. Кроме упрощения реализации, такая структура кода при передаче по столбцам обеспечивает перемежение символов в канале с шагом $n_1 = \rho n_0$.

Принятый блок МС-кода можно декодировать путем независимой обработки последовательным декодером каждой из ρn_0 последовательностей. Уменьшение сложности реализации достигается за счет одновременной обработки на ЭЦВМ n_0 последовательностей на первом и втором этапе в алгоритме поэтапного декодирования МС-кода:

I этап - обнаружение ошибок МС-кодом - состоит в вычислении и сравнении с нулем n_0 -разрядных элементов синдрома для каждого i -го шага, $i = 1, 2, \dots, L$; блоки, в которых ошибок не обнаружено, считаются декодированными;

II этап - локализация ошибочных последовательностей МС-кодом - выполняется, если на i -том шаге I этапа обнаружены ошибки и состоит в указании местоположения последовательностей С-кода с обнаруженными ошибками, а в последних - границ интервалов обнаружения ошибок;

III этап - последовательное декодирование локализованных последовательностей с учетом интервалов обнаружения ошибок.

Блоково-мультисверточное кодирование (БМС-коды) построено на совмещении Б-кодов и МС-кодов. Структура блока МС-кода такова, что в определенных пределах без увеличения избыточности можно улучшить корректирующие свойства кода, в частности, по отношению к пакетам ошибок за счет размещения проверочных слов Б-кода на места ρ ($K - k_c$) нулевых избыточных слов.

Кодирование БМС-кодом выполняется по двум схемам. В первой (БМС1-код) - информационные слова кодируются Б-кодом и МС-кодом в любой последовательности. Во второй схеме (БМС2-код) информационные слова кодируются МС-кодом, а кодовый блок МС-кода кодируется Б-кодом. Далее в обеих схемах ρz_e проверочных слов Б-кода частично или полностью размещаются на месте нулевых избыточных слов МС-кода. Для БМС-кодов при $z_e \leq K - k_c$ параметры определяются МС-кодом, а при $z_e > K - k_c$ параметры БМС-кода: длина блока $\rho n_0 (\Gamma + z_e - K + k_c)$ символов, из которых $\rho n_0 (\Lambda - L + 1) k_c$ - информационные; скорость передачи $R = R_c (\Lambda - L + 1) / (\Lambda + \frac{z_e}{n_c} - L R_c + R_0)$.

Для БМС-кодов рассмотрены два алгоритма декодирования: "А" (для БМС1-кода) и "Б" (для БМС2-кода). Оба алгоритма включают этапы обнаружения ошибок Б-кодом, исправление блоков с обнаруженными ошибками Б-кодом, обнаружение и локализации ошибочных последовательностей МС-кодом для блоков, не исправленных Б-кодом, и последовательное декодирование локализованных последовательностей С-кода. Однако для уменьшения вероятности ошибочного декодирования в алгоритме "Б" обнаружение МС-кодом проводится также для блоков, исправленных Б-кодом. Отметим также, что МС и БМС-коды допускают распараллеливание вычислений при выполнении кодирования и декодирования с помощью многопроцессорных вычислительных систем.

Для повышения корректирующей способности кодов на канале с памятью могут быть использованы методы декорреляции ошибок. В работе рассмотрено перемежение символов, при котором кодовая последовательность из $n = n_1 n_2$ символов преобразуется периодическим разносением n_2 соседних символов (например, $n_2 = N$) с шагом n_1 в последовательность, передаваемую в канал, а на выходе канала выполняется обратное преобразование. Анализ влияния перемежения символов на статистические характеристики рассматриваемого канала с памятью показал, что n_1 должно быть порядка нескольких сотен, а n_2 порядка десятков тысяч двоичных символов. Требуемые объемы памяти не превышают возможностей современных малых ЭЦВМ, а для уменьшения сложности вычислений перемежение целесообразно выполнять над машинными словами.

В конце главы описан способ восстановления последовательного декодирования после отказа. По этому способу L ребер принятой последовательности за точкой отказа вводятся в декодер, который далее выполняет обнаружение ошибок для L следующих принятых ребер. Обнаружение ошибок означает отказ от декодирования и переход к новой попытке. При достаточно больших $L(n_c - k_c)$, если ошибки не обнаружены, то декодер с большой вероятностью находится на правильном пути и процесс последовательного декодирования может быть продолжен.

Третья глава посвящена статистическому моделированию с помощью ЭЦВМ "Минск-22" описанной выше модификации последовательного декодирования на двоичном симметричном канале с памятью.

Моделирование последовательного декодера с $R_c = 1/2, 2/3, 3/4$ и $4/5$ и $N \leq 180$ проведено в четырех режимах: ОС - режим с об-

ратной связью, в котором после отказа декодера задержка на посылку запроса и повторение может устанавливаться равной ℓ_2 блоков (условная длина блока принята равной N), $\ell_2 = 0, 1, 2, \dots$; РС - режим с ресинхронизацией декодера через интервалы длины ℓ_1 блоков; ВД - режим с восстановлением декодирования после отказа, в котором используется предложенный в главе 2 способ восстановления последовательного декодирования; РСВД - режим с ресинхронизацией и восстановлением декодирования после отказа декодера, в котором восстановление декодирования позволяет обработать остатки интервалов ресинхронизации.

Оценки характеристик надежности и сложности реализации последовательного декодирования исследованы в зависимости от режимов моделирования и их параметров, скорости передачи и длины кодового ограничения С-кода, ограничения по числу вычислений для одного ребра и т.д. Параметры декодера экспериментально выбирались так, чтобы минимизировать значения оценок частоты ошибки $\rho_{ош}^*$ и среднего числа вычислений \bar{B} на один декодированный символ.

Анализ результатов моделирования последовательного декодера для ДСК с памятью позволяет отметить следующее:

Рассмотренные режимы моделирования оказались сравнимыми по частоте ошибки и вычислительным затратам. Однако режим ОС обеспечивает лучшие значения доли декодированных блоков (m_d) и коэффициента коррекции ошибочных блоков (m_k), а при односторонней передаче в режимах ВД и РСВД m_d и m_k выше, чем в режиме РС.

Для вероятности ошибки декодирования $\rho_{ош}$, благодаря ускоренному моделированию на безошибочных промежутках, получены

оценки порядка $10^{-7}-10^{-8}$, удовлетворяющие 95% доверительным границам. Получение достаточных оценок для меньших $\rho_{ош}$ требует чрезмерных затрат машинного времени.

Средние вычислительные затраты \bar{B} лишь незначительно превышают (на 1-5%) минимальные значения, равные $1/k_c$. Вычислительные затраты для программного способа реализации \bar{Q} при заданных условиях находятся от 22 до 189 ПМО/дв.символ, где одна приведенная машинная операция (ПМО) эквивалентна операции сложения с фиксированной запятой. Оценки \bar{B} слабо зависят от N , а оценки \bar{Q} возрастают приблизительно линейно с увеличением N . На оценки \bar{B} и \bar{Q} существенно влияет R_c . Объемы памяти для декодера составляют 6-7% оперативной памяти ЭЦВМ "Минск-22".

Частота отказов декодера, которая в режиме ОС определяет количество запросов о повторении, обычно не превышает $3 \cdot 10^{-3}$, но при $\ell_2 = 0$ она лишь на 30-60% ниже, чем частота искажения блока длины N . Декодер корректирует относительно небольшую долю ошибочных блоков и m_k равен 13-26%. В то же время $m_d > 99\%$ и, следовательно, снижение эффективной скорости передачи, вызываемое отказами декодера, в режиме ОС будет незначительным.

Стратегия декодирования с отказами от обработки длинных плотных пакетов ошибок позволила получить хорошие оценки для $\rho_{ош}$ при сравнительно небольшой избыточности С-кода и ослабить требования к буферной памяти. Согласно полученным в работе распределениям числа вычислений при обработке одного ребра необходима буферная память порядка 10^3-10^4 двоичных разрядов.

В четвертой главе приведены результаты экспериментального исследования и сравнительного анализа разработанных в главе 2 методов помехоустойчивого кодирования: блочно-сверточных, мультисверточных и блочно-мультисверточных кодов, а также последовательного декодирования С-кодов в сочетании с перемежением символов.

Для БС-кодов получены оценки средних вычислительных затрат при декодировании на основе результатов моделирования последовательного декодирования С-кодов и декодирования Б-кодов на канале с памятью. Расчеты показали, что средние вычислительные затраты при декодировании БС-кодов могут быть сокращены более чем на порядок по сравнению с последовательным декодированием.

Для канала с памятью на ЭЦВМ "Минск-22" проведено моделирование последовательного декодирования С-кодов в сочетании с перемежением символов (СП-коды), мультисверточного кодирования в сочетании с перемежением машинных слов (МСП-коды) и блочно-мультисверточного кодирования в сочетании с перемежением машинных слов (БМСП-коды). Сводка основных экспериментальных результатов по реализации декодирования кодов приведена в таблице I, где сложность реализации характеризуется средним числом ПМО на один декодированный символ сообщения \bar{Q} и объемами памяти для программ, декодируемых сообщений и вспомогательных данных; надежность декодирования характеризуется частотой ошибки на декодированный символ $P_{оч}^*$ и частотой стирания блока $P_{сб}^*$, т.е. частотой того, что в принятом блоке ошибки обнаружены, но не исправлены; корректирующие способности кода показывает коэффициент коррекции m_k , равный

Таблица I.

Тип кода	Параметры кода	$N_{д.симв.} \cdot 10^{-6}$ дв.симв.	\bar{Q} дв. ПМО/симв.	$P_{оч}^* \cdot 10^7$	$P_{сб}^* \cdot 10^2$	m_k %	Объем памяти, ячеек по 37 дв. разрядов	
							Программа	Общий
С	$R_c=1/2, N=120$	44,8	189	0	0,473	26,4	468	554
С	$R_c=2/3, N=90$	179	59,4	0,28	0,409	19,9	468	524
С	$R_c=1/2, N=40$	-	91,8	-	-	-	468	508
Б	$n_g=60, K_g=40, R_g=2/3$ $n_g n_o=2220, K_g n_o=1480$	14,7	0,133	2,02	0,96	59,7	72	132
Б	$n_g=120, K_g=100, R_g=5/6$ $n_g n_o=4440, K_g n_o=3700$	21,8	0,098	2,74	1,81	49,7	72	192
СП	$R_c=1/2, N=40, n_1=3330$ $n=133200$	6,44	116,2	0	0	100	542	4182
МСП	$\Gamma=120, R=1/3, R_c=1/2$ $N=40, n=133200$	4,48	13,57	0	0	100	632	4405
БМСП1	$n_g=60, K_g=40, \Gamma=120$ $R_c=1/2, N=40, R=1/3$ $n=133200$	22,2	0,987	2,25	0	100	704	4537
БМСП2	$n_g=120, K_g=100, \Gamma=120$ $R_c=1/2, N=40, R=1/3$ $n=133200$	22,2	4,63 ^{x)}	0	0	100	718	4511

x) Оценку \bar{Q} для БМСП2-кода можно снизить за счет более полной коррекции ошибок Б-кодом в бракованных блоках.

доле декодированных блоков от общего числа искаженных блоков, а длина выборки равна числу декодированных информационных двоичных символов $N_{д.симв}$

Полученные результаты для СП-кодов показывают, что переключение символов значительно улучшает корректирующую способность последовательного декодирования С-кодов на канале с памятью; в эксперименте принятая последовательность из $1,332 \cdot 10^7$ дв. символов декодирована без отказов и без ошибок. Однако, вычислительные затраты и объем памяти при декодировании СП-кодов больше, чем при последовательном декодировании С-кодов.

Достаточно малые вычислительные затраты при высокой надежности декодирования получены при моделировании МСП-кодов и, особенно, БМСП-кодов. Для последних рассмотрены две реализации, обозначенные как БМСП1-код: кодирование по первой схеме и декодирование по алгоритму "А" и БМСП2-код: кодирование по второй схеме и декодирование по алгоритму "Б". БМСП1-код обеспечивает более низкие вычислительные затраты, но при этом 1 блок из 15000 декодирован неправильно. Для БМСП2-кода, благодаря контролю МС-кодом правильности предыдущей коррекции ошибок Б-кодом, принятая последовательность из $6,67 \cdot 10^7$ дв. символов декодирована без ошибок и без отказов. Интересно отметить, что при этом только около 1,5% от общего числа декодированных символов приходится на долю последовательного декодирования. Таким образом, БМСП2-коды могут обеспечить высокую надежность декодирования, относительно небольшие в среднем вычислительные затраты и доступные объемы памяти при реализации на универсальных ЭЦВМ. Высокая надежность декодирования особенно ценна для условий, когда по каким-либо при-

чинам нельзя использовать обратную связь.

В качестве критерия сложности реализации кодов на ЭЦВМ предложено использовать стоимость выполнения процедур кодирования и декодирования, отнесенную к одному информационному символу. Такой критерий является наиболее общим и позволяет сравнивать сложность реализации кодов программным, аппаратным и совмещенными способами.

Пусть S - критерий сложности, определяемый стоимостью декодирования на ЭЦВМ одного двоичного символа сообщения.

Тогда

$$S = \bar{Q} \alpha_Q + \bar{Q} T_Q \alpha_{3y} V$$

где \bar{Q} - среднее число ПМО на один декодированный символ сообщения, α_Q - стоимость выполнения одной ПМО, α_{3y} - стоимость хранения 1 дв.разряда в оперативной памяти машины в течение 1 секунды, T_Q - время выполнения одной ПМО в секундах, V - объем памяти для хранения программы, декодируемого сообщения и вспомогательных данных в дв.разрядах.

Пользуясь введенным критерием можно сравнивать i -ую и j -ую реализации кодов $S_j/S_i = \gamma_{ji} = [\beta_{ji} (1 + \epsilon M_{ji} V_i)] / (1 + \epsilon V_i)$, где $\beta_{ji} = \bar{Q}_j / \bar{Q}_i$, $M_{ji} = V_j / V_i$, $\epsilon = T_Q \alpha_{3y} / \alpha_Q$. При $\beta_{ji} \neq 1$, $M_{ji} \neq 1$, $\gamma_{ji} = 1$ имеет место эквивалентный обмен между вычислениями и памятью, а соотношение $\beta_{ji} = (1 + \epsilon V_i) / (1 + \epsilon M_{ji} V_i)$ в системе координат (\bar{Q}, V) является уравнением линии равной сложности реализации относительно точки с координатами (\bar{Q}_i, V_i) . В работе приведены численные значения относительной сложности реализации декодирования кодов на ЭЦВМ "Минск-22". Так, например, сложность реализации декодирования МСП-кодов и БМСП2-кодов, соответственно, в 8 и 23 раза меньше, чем у СП-кодов.

Графическое представление кодов в системе координат (\bar{Q}, V) использовано для наглядного сопоставления сложности рассмотренных в работе реализаций кодов на ЭЦВМ с известными из литературы. Сопоставление показывает, что декодирование на ЭЦВМ кодов с элементами из поля $GF(2)$ даже при относительно малых длинах (15-60 символов) и коррекции ошибок небольшой кратности (до 3) отличается большой сложностью реализации (десятки и сотни операций на символ)^{х)}. Б-коды, элементами которых являются машинные слова, при достаточно больших длинах корректируемых пакетов ошибок (сотни двоичных символов) имеют сложность реализации на 2-3 порядка ниже, чем у блочных кодов над $GF(2)$ и последовательного декодирования С-кодов. Предложенные в работе методы кодирования занимают промежуточное положение по сложности реализации при более высоких показателях надежности декодирования (например, МСП-коды и БМСП2-коды).

Анализ результатов работы позволяет сформулировать ряд принципов повышения эффективности методов кодирования для реальных каналов в системах с ЭЦВМ, среди которых:

I. Сложность реализации может быть снижена благодаря: а) приспособлению структуры кода к ре-

х) I. Kastenholtz K. General purpose computer encoding and decoding for error control codes. Pros. Nat. Elec. Conf. vol XX, 1964.

2. Галынкер Э.И. Анализ стандартных подпрограмм для декодирования некоторых самокорректирующихся кодов. II Всесоюзная конференция по теории кодирования и ее приложениям. Баку, 1965.

лизации на ЭЦВМ; б) использованию машинных слов в качестве элементов кода и операций над ними, просто выполняемых в вычислительной машине; в) поэтапным алгоритмам декодирования кода, в которых этапы с большей сложностью реализации используются с меньшей вероятностью; г) поэтапным алгоритмам декодирования кода, в которых предыдущие этапы облегчают условия работы последующих; д) выполнение перемежения машинных слов, а не символов поля $GF(2)$ в процедурах, совмещающих кодирование и перемежение.

2. Надежность декодирования может быть повышена за счет: а) поэтапных алгоритмов декодирования, в которых последующие этапы осуществляют проверку правильности декодирования на предыдущих этапах; б) преобразований статистических характеристик ошибок исходного канала для облегчения условий декодирования (в частности, путем использования последовательного декодирования в сочетании с перемежением символов).

3. Комбинированные корректирующие свойства кода обеспечиваются совмещением подкодов, в различной степени приспособленных к исправлению независимых и пакетных ошибок. Сочетание такого кода с перемежением машинных слов, по-видимому, позволяет построить процедуры помехоустойчивого кодирования, малочувствительные в некоторых пределах к изменению статистики ошибок канала. Это особенно ценно для реальных трактов передачи с их нестабильностью статистических параметров ошибок во времени и от тракта к тракту.

В з а к л ю ч е н и и кратко изложены основные результаты работы:

1. Рассмотрены особенности реализации последовательного декодирования на канале с памятью, выбор избыточности сверточных кодов и стратегии декодирования, обеспечивающей малые вероятности ошибки при практической реализуемости последовательного декодирования на ЭЦВМ.

2. Введена модификация алгоритма Фано с таблицей статистически упорядоченных векторов ошибок, которая позволила уменьшить сложность реализации последовательного декодирования на универсальной ЭЦВМ.

3. Предложен способ восстановления последовательного декодирования после отказа декодера, который является более эффективным для систем односторонней передачи, чем периодическая ресинхронизация декодера, и позволяет локализовать искаженные участки, не исправленные последовательным декодером.

4. Проведено моделирование последовательного декодера для двоичного симметричного канала с памятью в различных режимах, соответствующих одно- и двухсторонней передачам, получены зависимости характеристик от параметров декодера и режимов моделирования.

5. Предложен ряд новых методов помехоустойчивого кодирования, приспособленных к реализации на ЭЦВМ, и обладающих комбинированными корректирующими свойствами, среди которых: блочно-сверточные, мультисверточные и блочно-мультисверточные коды.

6. Рассмотрено влияние перемежения символов на статистические характеристики ошибок канала с памятью; показано, что

требуемые объемы памяти для перемежения находятся в пределах реализуемости на современных малых ЭЦВМ.

7. Проведена экспериментальная проверка на ЭЦВМ ряда разработанных методов помехоустойчивого кодирования, в том числе с перемежением символов (или машинных слов), для статистики ошибок канала с памятью. Сравнительный анализ результатов работы показал эффективность предложенных методов с точки зрения уменьшения сложности реализации и повышения надежности декодирования.

Статистическое моделирование некоторых кодов в условиях, соответствующих реальным каналам, на последовательностях из десятков миллионов двоичных символов показало возможность декодирования при правильной коррекции всех искаженных блоков. При этом средние вычислительные затраты составляют единицы ПМО на информационный двоичный символ, а требуемые объемы памяти доступны для реализации на современных универсальных ЭЦВМ.

Основные результаты диссертации опубликованы в перечисленных ниже работах, представлены в научных отчетах Московского электротехнического института связи (МЭИС) и Научного совета по кибернетике (НСК) АН СССР, доложены на семинарах НСК АН СССР, МЭИС, Института математики и механики АН Казахской ССР, кафедры вычислительной математики Московского института электронной техники, а также на научных конференциях:

- XII Областной научно-технической конференции НТОРЭС им. А.С.Попова, г. Новосибирск, 1969; Конференции молодых ученых и специалистов "Проблемы кибернетики", Ленинград, 1969; Четвертой конференции по теории передачи и кодирования ин-

формации, Ташкент, 1969; Научной конференции ВЦ АН СССР, посвященной 100-летию со дня рождения В.И.Ленина, 1970; Четвертом Симпозиуме по проблеме избыточности в информационных системах, 1970.

х х х

1. Бреусов В.И. О выборе параметров последовательного декодера с помощью ЭЦВМ. Материалы XII областной научно-технической конференции НТОРЭС им. А.С. Попова, Новосибирск, 1969.
2. Афанасьев В.Б., Бреусов В.И. Последовательное декодирование сверточных кодов на ЭЦВМ при скорости 0,5 и выше. Проблемы кибернетики. Материалы конференции молодых ученых и специалистов, Ленинград, 1969.
3. Афанасьев В.Б., Бреусов В.И. О модели декодера для реализации последовательного декодирования на ЭЦВМ. Четвертая конференция по теории передачи и кодирования информации, секция I. Москва-Ташкент, 1969.
4. Самойленко С.И., Бреусов В.И. Блоково-сверточное помехоустойчивое кодирование. Четвертая конференция по теории передачи и кодирования информации, секция У, Москва-Ташкент, 1969.
5. Бреусов В.И. К вопросу реализации последовательного декодирования на ЭЦВМ, "Известия АН Каз.ССР, серия физико-математическая", № 5, Алма-Ата, 1969.
6. Бреусов В.И. Некоторые результаты моделирования последовательного декодирования для двоичного симметричного канала с памятью. Семинар "Помехоустойчивое кодирование в сложных системах" Научного совета по кибернетике АН СССР, ВИНТИ, № 1670-70 Деп., М., 1970.

7. Бреусов В.И. Экспериментальное исследование последовательного декодирования. IV Симпозиум по проблеме избыточности в информационных системах, Ленинград, 1970.
8. Самойленко С.И., Бреусов В.И. Сравнительные оценки сложности реализации на ЭЦВМ некоторых помехоустойчивых кодов. IV Симпозиум по проблеме избыточности в информационных системах, Ленинград, 1970.
9. Афанасьев В.Б., Бреусов В.И. Построение модели декодера для реализации на ЭЦВМ в системе с последовательным декодированием (в печати).