

ОДЕССКИЙ ПОЛИТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ

На правах рукописи

ИВАНОВ Юрий Дмитриевич

УДК 681.027.8:681.3.053

МЕТОДЫ ПОВЫШЕНИЯ ДОСТОВЕРНОСТИ ИНФОРМАЦИИ
И УСТРОЙСТВА КОРРЕКЦИИ ОШИБОК В КАНАЛАХ
ВНЕШНЕЙ ПАМЯТИ ЭВМ

Специальность 05.13.05 – Элементы и устройства
вычислительной техники и систем
управления

А в т о р е ф е р а т
диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук

Одесса – 1993



00815115 (L)

Работа выполнена на кафедре "Конструирование аппаратуры" Одесского государственного университета.

Научный руководитель:
доктор технических наук,
профессор

НИКОЛАЕНКО В.М.

Официальные оппоненты:
доктор технических наук,
профессор

ПАРАСОЧКИН В.А.

кандидат технических наук,
доцент

ПРЕПЕЛИЦА Г.П.

Ведущее предприятие: НИИ "Электрон", г.Одесса

Защита диссертации состоится "30" июня 1993 г. на заседании специализированного Совета К.068.19.04 Одесского политехнического университета по адресу: 270044, пр-кт Шевченко, 1.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке ОПУ.

Автореферат разослан "29" мая 1993 г.

Ученый секретарь
специализированного Совета
к.т.н., с.н.с.



В.И.КАПИНОС

ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность. Современные вычислительные системы допускают вероятность ошибки для внешней памяти /оптики воспроизведения/ на несколько порядков меньше, чем гарантированная частота ошибок на выходе оптических накопителей, перспективных массовых внешних запоминающих устройств /ВЗУ/, которая составляет не менее $10^{-4} \dots 10^{-3}$ на бит. Понятно, что проблема обеспечения достоверности данных в ВЗУ на оптических дисках /ОД/ весьма актуальна.

При скорости передачи данных между накопителем и ЭВМ равной 1 Мбайт/с и более эффективным средством исправления ошибок в каналах с памятью являются корректирующие коды. Для определения конкретных параметров кодов наибольшее распространение получили методы математического моделирования ошибок и имитация работы устройства коррекции ошибок на ЭВМ. Известные математические модели каналов не могут использоваться в качестве универсального способа описания ошибок в реальных каналах оптических накопителей из-за недостаточности априорных данных о законах распределения ошибок. Отражение реальных распределений ошибок возможно только с помощью модели обобщенного дискретного канала.

Большинство методов декодирования блоковых кодов неэффективно, т.е. вероятность ошибки декодирования убывает с ростом длины кода слабее, чем экспонента, а сложность декодера возрастает экспоненциально. Однако некоторые блоковые коды с простым декодированием, в частности коды с мажоритарным декодированием, достаточно эффективно могут использоваться в каналах внешних накопителей ЭВМ при традиционных методах защиты от ошибок /многократное считывание, повторные записи /считывания/ в том случае, когда наряду с обнаружением ошибок корректирующий код часть ошибок исправляет.

Интенсивно развиваемые вероятностные методы последовательного декодирования сверточных кодов Вазенкрафта-Фано и Зигангирова-Джелинека, а также метод Витерби, являются асимптотически оптимальными, т.е. позволяют получить сколь угодно малую вероятность ошибки декодирования при конечной скорости передачи данных, однако обладают весьма высокой сложностью реализации, особенно при увеличении длины кодового ограничения, определяемой в первую очередь большим объемом памяти и

большим объемом вычислений. В связи с этим, разработка простых вероятностных методов декодирования сверточных кодов и систем с переспросом при блоковом кодировании, а также разработка практически реализуемых декодеров сверточных и блоковых кодов, обеспечивающих требуемую достоверность информации в реальных каналах ВЗУ на ОД при минимальных аппаратных и вычислительных затратах, является актуальной задачей.

Цель и задачи работы. Целью диссертационной работы является разработка методов достижения заданной достоверности дискретной информации и устройств коррекции ошибок, реализующих эти методы в каналах внешней памяти ЭВМ.

Для достижения поставленной цели основные задачи диссертации можно сформулировать следующим образом:

1. Разработать математическую модель источника ошибок в обобщенном дискретном канале.
2. Разработать простое декодирующее устройство для систем передачи данных с переспросом.
3. Доказать возможность реализации корректирующих свойств сверточных кодов при минимальном объеме оперативной памяти.
4. Разработать простой метод последовательного декодирования сверточных кодов, полностью реализующий заданные корректирующие способности кода при минимально объеме оперативной памяти.
5. Исследовать вопросы согласования корректирующих свойств кодов с распределением ошибок в канале.
6. Разработать программные и аппаратные средства реализации предложенного метода декодирования сверточных кодов.
7. Экспериментально показать эффективность предложенного метода декодирования сверточных кодов в обобщенном дискретном канале путем имитационного моделирования процедуры коррекции ошибок на ЭВМ.

Методы исследований. При проведении исследований использовались методы математической кибернетики и дискретной математики, элементы математической логики, теория кодирования и комбинаторный анализ, элементы теории вероятности, теория передачи дискретной информации, теория корректирующих кодов и элементы теории алгоритмов.

Научная новизна.

1. Разработана общая математическая модель дискретного ка-

нала и алгоритм моделирования потока ошибок на ЭВМ. Получены аналитические соотношения, позволяющие рассчитывать показатели повышения достоверности передачи информации.

2. Показано, что применение блоковых кодов, обнаруживающих и исправляющих ошибки, в каналах внешней памяти ЭВМ при повторных считываниях обеспечивает повышение помехоустойчивости информации.

3. Доказана возможность анализа кодовых последовательностей сверточного кода при декодировании на длине минимальных интервалов, сохраняющих заданные корректирующие свойства кода.

4. Разработан метод последовательно-параллельного декодирования сверточных кодов, позволяющий при минимальном объеме оперативной памяти и снижении общей сложности процедуры декодирования полностью реализовать корректирующие способности кода.

5. Показана возможность достижения практически реализуемого согласования сверточного кода и реального канала путем сочетания предложенного метода последовательно-параллельного декодирования с декорреляцией ошибок обобщенного канала, т.е. при организации приведенного канала без памяти, что позволяет обеспечить требуемую достоверность данных в каналах внешней памяти ЭВМ при целенаправленном выборе параметров корректирующих кодов и устройств коррекции ошибок.

Практическая ценность. Разработаны простые практически реализуемые программные и аппаратные средства коррекции ошибок с помощью сверточных кодов на основе последовательно-параллельного метода декодирования, обеспечивающие требуемую достоверность информации в реальных каналах внешней памяти ЭВМ при перемещении элементов кодовой последовательности. Разработано декодирующее устройство блокового кода с мажоритарным декодированием, повышающее достоверность информации при переспросе в каналах внешних накопителей.

Реализация результатов работы. Работа выполнялась на кафедре конструирования и производства радиоаппаратуры в соответствии с планом важнейших научно-исследовательских работ Одесского политехнического института.

Основные результаты диссертационной работы использованы при проектировании аппаратуры в СКБ "Молния" /г.Одесса/.

Апробация работы. Основные теоретические положения и результаты диссертационной работы докладывались на УН симпозиуме

"Помехоустойчивость и эффективность систем передачи информации" в г. Севастополе /1980 г./; на XLIII Всесоюзной научной сессии, посвященной Дню радио в г. Москве /1988 г./; на XXXVII научно-технической конференции профессорско-преподавательского состава и научных сотрудников Одесского электротехнического института связи в 1982 г.; на научно-технических конференциях профессорско-преподавательского состава Одесского политехнического института в 1991-1992 гг.

Публикации. По результатам выполненных исследований опубликовано II научных работ, получено авторское свидетельство на изобретение.

Структура и объем работы. Диссертация состоит из введения, четырех разделов, заключения, изложенных на 166 страницах основного текста, содержит 26 рисунков, таблицы, список литературы из 110 наименований и 2 приложения.

ОСНОВНОЕ СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

В первом разделе проведен анализ эффективности методов повышения достоверности информации в реальных каналах внешней памяти ЭВМ. Обоснована необходимость разработки простых кодовых методов коррекции ошибок, в том числе вероятностных методов декодирования сверточных кодов, и согласования корректирующих свойств кодов и статистики ошибок в канале.

Гарантированная частота ошибок на выходе оптических накопителей при достигнутом в мире качестве их изготовления составляет $10^{-5} \dots 10^{-3}$ на бит. С увеличением скорости передачи данных в канале между накопителем и ЭВМ до 1 Мбайта/с и более при сравнительно высокой частоте ошибок программные средства исправления ошибок с использованием резервных массивов имеют практически нулевую эффективность. Недостаточная эффективность систем коррекции ошибок с избыточными кодами определяется отсутствием необходимого согласования корректирующих способностей кода с распределением ошибок в канале. Исправление ошибок с максимальной вероятностью появления обеспечивает наиболее полное использование избыточности корректирующих кодов, а следовательно и максимальную эффективность систем коррекции ошибок. Сложность состоит в том, что распределения ошибок в каналах ВЗУ, в частности оптических, исследованы недостаточно и носят в общем случае произвольный характер, тем более, что ошибки проявляют, как правило, явное стремление к пакетированию. В этих условиях традиционные

способы защиты от ошибок, такие как программные средства, контроль на четность, коды, исправляющие одиночные пакеты ошибок не обеспечивают требуемой вероятности ошибки в накопителях на ОД. Коды, только обнаруживающие ошибки, также малоэффективны из-за наличия неустраняемых при повторном считывании ошибок. Однако коды с обнаружением и исправлением ошибок достаточно эффективны в системах с переспросом, поскольку лишь незначительно снижают скорость обмена информацией при заметном увеличении достоверности данных.

Асимптотически оптимальные методы декодирования сверточных кодов, к которым относится метод Витерби, вероятностные методы последовательного декодирования Возенкрафта-Фано и Зигангирова-Джеллинека /стек-алгоритм/, позволяют получить достаточно малую вероятность ошибки декодирования при конечной скорости передачи данных. Однако общая сложность реализации этих методов, определяемая прежде всего объемом памяти и количеством вычислений на декодируемый бит, весьма высока. Поэтому основное внимание в настоящий момент уделяется поиску простых методов декодирования, обеспечивающих достаточно хорошее использование избыточности корректирующих кодов в канале.

Для определения конкретных параметров корректирующих кодов широко используются методы математического моделирования потока ошибок в канале. Проведенный анализ частных моделей дискретных каналов показал, что ни одна из них не может применяться в качестве универсального способа описания ошибок в каналах ВЗУ из-за недостаточности априорных данных о распределении ошибок. Разработана общая модель дискретного канала, являющаяся обобщением частных схем потока ошибок, основанная на процессах восстановления с конечным временем и естественном перераспределении канальных ошибок при их пакетировании. Подобная модель /схема МВ/ есть общая схема потока ошибок при выполнении достаточно общих условий эквивалентности функций цепи Маркова /схема М/ процессу восстановления /схема В/ и условий соответствия схемы В схеме М, состоящих в требовании полигеометричности распределений длин пакетов ошибок и промежутков между пакетами, которые состоят из заданного числа геометрических прогрессий. Структура модели принята концентрической, т.е. независимые ошибки возникают в пределах пакетов ошибок, которые в свою очередь возникают независимо в пределах цепочек пакетов

и т.д. При непосредственном интервально-посимвольном представлении параметры модели связаны соотношением $\rho_e = \delta \rho_4 \rho_{m_4} \bar{L}_4 \bar{L}'$, где ρ_4 - постоянная вероятность возникновения цепочки пакетов; ρ_{m_4} - постоянная вероятность возникновения пакетов в пределах цепочки пакетов; \bar{L}_4 - средняя длина цепочки пакетов; \bar{L}' - средняя длина пакета; $\delta \ll 0,5$ - вероятность возникновения независимых ошибок в пределах пакета; ρ_e - средняя вероятность ошибки в канале.

Основой построения обобщенной модели является процесс перераспределения ошибок с целью организации коррелированного потока ошибок различной степени зависимости /пакеты, цепочки пакетов/, использующий принцип сжатия во времени ошибочных элементов. В результате перераспределения общее число ошибок на интервале корреляции не меняется, поэтому средняя вероятность ошибки элемента ρ_e остается постоянной. Участки сжатия, состоящие из пакета ошибок и безошибочного промежутка, возникают случайным образом на естественном фоне независимых ошибок, причем $\delta > \rho_e$. Вне участка сжатия в пределах цепочки пакетов могут существовать участки фона независимых ошибок. Для всех участков сжатия коэффициент сжатия $L = \frac{\delta}{\rho_e}$ имеет одну и ту же величину.

Длины пакетов ошибок и длины цепочек пакетов распределены по геометрическому закону, достаточно точно аппроксимирующему реальные распределения в канале.

Программа моделирования потока ошибок на ЭВМ приведена в приложении к диссертации.

При использовании корректирующих кодов достоверность передачи оценивается по вероятности неправильного декодирования кодовой комбинации P_n . В соответствии с моделью вероятность ошибки кодовой комбинации длины n при корректирующей способности кода t в канале с определенными параметрами оценивается как

$$P_n \leq \sum_{i=t+1}^n C_n^i \rho_4^i \rho_{m_4}^{n-i} \left(\frac{1}{\rho_4 \bar{L}_4 \rho_{m_4} \bar{L}'^2} \right)^i \left(1 - \frac{\rho_e}{\rho_4 \bar{L}_4 \rho_{m_4} \bar{L}'^2} \right)^{n-i} + \rho_e^{n-i} (1 - \rho_4 \rho_{m_4})^i$$

Вероятность $P_n(\geq i)$ поражения комбинации длины n i и более ошибками определена для случая $t = 0$.

Второй раздел посвящен разработке методов повышения достоверности информации в каналах внешней памяти ЭВМ при использовании блоковых и сверточных кодов.

Для систем с переспросом, реализующих повторные считывания

информации в каналах ВЗУ, разработана методика определения оптимальных способов корректирования ошибок. Проведен анализ четырех систем с переспросом при использовании блоков с циклических кодов: система А - с обнаруживающим ошибки кодом, система Б - с кодом, обнаруживающим и исправляющим ошибки, система В - с координатным методом обнаружения ошибок и система Г - с косвенным методом обнаружения ошибок и кодом, обнаруживающим ошибки.

Основными параметрами, характеризующими системы с переспросом, являются: вероятность неправильного декодирования кодовой комбинации P_n , эквивалентная вероятность ошибки P_o , эффективность R , характеризующая относительные потери времени на передачу, связанные с избыточностью системы, и емкость запоминающего устройства.

$$P_n = \frac{P_{no}}{1 - P_{ao}}, \quad P_o = \frac{P_n}{K} = \frac{P_{no}}{K},$$

так как $P_{ao} \ll 1$ и $P_{no} \ll 1$, то $P_n \approx P_{no}$ где P_{no} - вероятность приема кодовой комбинации с необнаруженными ошибками; P_{ao} - вероятность обнаружения ошибок в принятой кодовой комбинации; K - число информационных элементов в кодовой комбинации.

Для системы А $P_{no} \approx C_n p_i^{C_n}$ и $P_{ao} \approx n p_i$.
Здесь $p_i = F(h/R)$ - вероятность ошибки одного элемента в канале с избыточностью как функция отношения сигнала к помехе по напряжению h в канале без избыточности и эффективности R .
Так как $p_i = F(h/R)$ - функция трансцендентная, то прямое вычисление P_o в системе невозможно и в дальнейшем используется обратный метод. При заданной вероятности P_o определяется исходная вероятность ошибки в канале без избыточности $p = F(h)$. Эффективней является та система, для которой исходная вероятность p больше при $P_o = const$. Вычисления производятся в следующем порядке. Сначала определяется p_i , затем эффективность R .
Далее находится $h = \frac{1}{\sqrt{R}} F^{-1}(p_i)$ и исходная вероятность ошибки $p = F(h)$.

Для системы Б ограничиваемся случаем использования кодов, исправляющих ошибки кратности не больше t и обнаруживающих ошибки кратности $t + 1$.

$$P_o = P_n = F[h(t + \varepsilon)], \quad P_e = \{F[h(t - \varepsilon)] - F[h(t + \varepsilon)]\},$$

где P_n - вероятность ошибки в нестертом элементе; P_o - ве-

роятность стирания элемента; \mathcal{E} - зона стирания. Для определения помехоустойчивости в этом случае по заданной величине $\beta_2 = \beta_n$ для выбранной зоны \mathcal{E} находят h , а затем вычисляют β_c, R и исходную вероятность ошибки $\rho = \frac{h}{\sqrt{R}}$. Для систем В и Г существует оптимальное значение $\mathcal{E} = \mathcal{E}_{opt}$, при котором $\rho = \rho_{max}$.

Покажем, что лучшие показатели помехоустойчивости могут быть достигнуты в комбинированной системе /система Б/, использующей два способа коррекции ошибок - обнаружение и исправление, причем увеличение длины кодовой комбинации не приводит к существенному росту помехоустойчивости.

Доказана возможность анализа кодовых последовательностей сверточного кода при декодировании на длине минимальных интервалов, сохраняющих заданные корректирующие свойства выбранного кода, что обеспечивает уменьшение общей сложности алгоритма.

Доказана теорема 1, согласно которой сверточный код с кодовым ограничением $N_A = (m+1)n_0$, порождаемый многочленами $G(D)$ с максимальной степенью m и общим числом ненулевых элементов $2^t + 1$, исправляет все ошибки кратности t или менее на длине единичных интервалов

$$M(m+1) = \sum_{i=1}^t C_{m+1}^i,$$

где n_0 - число элементов, передаваемых кодером за один такт; M - число единичных тактовых интервалов $m + 1$.

Разработан последовательно-параллельный метод декодирования сверточных кодов, реализующий заданные корректирующие свойства кода при минимальном объеме оперативной памяти и постоянной вычислительной нагрузке, что уменьшает общую сложность реализации. Минимальное количество анализируемых при декодировании путей на решетчатой диаграмме сверточного кода, отображающих пространство 2^{mn_0} подпространств, равно 2^{mn_0} , что совпадает с количеством узлов решетчатой диаграммы. Доказана теорема 2, утверждающая, что из совокупности наиболее правдоподобных путей \mathcal{Y}_z , отображающих 2^{mn_0} подпространств, всегда можно выбрать один, наиболее правдоподобный путь пространства \mathcal{V}_{m+1} на длине $\sum_{i=1}^t C_{m+1}^i$ тактов, отображающий наиболее правдоподобно пространство \mathcal{V}_∞ на этой же длине. Здесь K_2 - число информационных элементарных, поступающих в кодер за один такт.

При безошибочной работе все пути на каждом такте проходят по ребрам с одинаковыми номерами $f(c)$, сливаясь в один путь.

Общие веса каждого из $2^{m \cdot n_0}$ путей совпадают, т.е. $W(\bar{Y}_1) = W(\bar{Y}_2) = \dots = W(\bar{Y}_z) = 0$. Условие обнаружения ошибки на такте β состоит в том, что разрешенные переходы из узла $i(\beta)$ отсутствуют. В этом случае строится кодовое дерево "разбега" для параллельного анализа всех возможных путей, которые могут содержать ошибки, подлежащие исправлению. Корень дерева "разбега" необходимо располагать от такта β на $[\frac{\beta}{n_0}]$ шагов назад, поскольку на одном такте может возникнуть ошибка кратности n_0 . Дерево "разбега" ранга $m+1$ строится на тактах подмножества

$$C_p = ((\beta - [\frac{\beta}{n_0}] - 1), (\beta - [\frac{\beta}{n_0}]), \dots, (\beta - [\frac{\beta}{n_0}] + m - 1)).$$

Номера путей Z , проходящих на такте C_p через ребро $j(C_p)$, определяются соотношением

$$Z = [j(C_p) - 1] 2^{n_0(m - C_p)} + 1, [j(C_p) - 1] 2^{n_0(m - C_p)} + 2, \dots, j(C_p) 2^{n_0(m - C_p)},$$

$$j(C_p) = 1, 2, \dots, 2^{n_0 C_p} \quad / I /$$

$$Q_n = 2^{n_0(m - C_p)}, \quad R_j = 2^{n_0 C_p}, \quad L_i = 2^{n_0(C_p - 1)}, \quad / 2 /$$

где Q_n - число путей, проходящих через данное ребро на такте C_p , причем для построения дерева ранга $m+1$ необходим интервал $C_p = 0, 1, \dots, m$; R_j - общее число ребер такта C_p ; L_i - число узлов такта C_p . Выражения /I/ и /2/ определяют принцип построения дерева "разбега". При прохождении путей по этому дереву возможно несколько ситуаций.

1. $W_c(\bar{Y}_z) \leq t, \omega_j^{(z)}(c) = 0$. Здесь $W_c(\bar{Y}_z)$ - общий вес пути Z на такте C , $\omega_j^{(z)}(c)$ - вес пути Z на такте C . Продвижение пути по разрешенному переходу.
2. $W_c(\bar{Y}_{zn}) > t, \omega_j^{(z)}(c) \neq 0$. Путь \bar{Y}_{zn} обрывается и принудительно переводится к пути с весом $W_c(\bar{Y}_z) < t$. Принудительный перевод $\bar{Y}_{zn}(c) \rightarrow \bar{Y}_z(c)$ подразумевает присвоение номеров ребер, принадлежащих пути \bar{Y}_z , вырожденному пути \bar{Y}_{zn} , начиная с такта $(\beta - [\frac{\beta}{n_0}])$ и заканчивая текущим тактом C включительно. Аналогично осуществляется присвоение весов. Понятно, что $W_c(\bar{Y}_{zn}) = W_c(\bar{Y}_z)$.
3. $W_c(\bar{Y}_{xp}) < t, \omega_j^{(z)}(c) \neq 0$. Организуется локальный "разбег" путей Z_p с корнем дерева на текущем такте C , причем параллельно прослеживаются пути, проходящие по всем ребрам 2^{n_0} , номера которых определяются согласно /I/ для такта разбега $C_p = 1$.

Решение относительно переданных информационных элементов выносится на каждом такте C по наиболее правдоподобию пути с наименьшим весом $W_c(N_2)_{\text{минимал}}$, согласно теореме 2, состояние которого на такте $(C - \sum_{l=1}^t C_{m+l}^i + 1)$ при минимально необходимом интервале анализа $\sum_{l=1}^t C_{m+l}^i$, заданном теоремой 1, однозначно определяет переданный на этом такте информационный элемент.

Третий раздел посвящен разработке устройств коррекции ошибок в каналах внешней памяти ЭВМ. Разработан мажоритарный декодер циклического кода с разделенными проверками, обеспечивающий повышение помехоустойчивости данных за счет отключения проверок с недо-
стоверными элементами и одновременного использования сигналов о недо-
стоверных проверках для организации переспроса искаженных ко-
довых комбинаций. В такой комбинированной системе, исправляющей
одновременно ошибки и стирания, декодирование проводится до тех
пор, пока общее количество ошибок не превышает корректирующей
способности кода, т.е. декодер вырабатывает сигнал отказа от де-
кодирования в случае обнаружения неисправляемых ошибок, если
число стираний совпадает либо будет больше числа проверок $e \geq \delta$.
Определена вероятность ошибочного декодирования кодовой комбина-
ции при исправлении ошибок и стираний

$$P_n = \sum_{t=0}^{t-1} C_n^t p_c^t (1-p_c)^{n-t} C_{n-t}^{e+t} p_c^{e+t} (1-p_c)^{n-t-t-1}$$

Вероятность стирания элемента p_c определена во втором разделе. Декодирующее устройство /рис.1/ содержит входной регистр 1, сумматоры по модулю "два" 2, мажоритарный блок 3, выходной регистр 4, переключатель 5, блок обнаружения недо-
стоверных элементов 6, блок формирования сигналов отключения проверок 7, счетчик числа недо-
стоверных проверок 8 и блок формирования сигнала переспро-
са 9. Показано, что подобная комбинированная система со стирани-
ем и кодом, исправляющим ошибки и стирания, обеспечивает выигрыш
в помехоустойчивости по сравнению с одной из лучших систем с пе-
респросом, а именно системой со стиранием и кодом, обнаруживаю-
щим ошибки.

Разработано устройство декодирования сверточных кодов, реализующее упрощенный вариант последовательно-параллельного метода декодирования с минимальным, порядка 1 длины кодового ограничения, объемом оперативной памяти и постоянной вычислительной нагрузкой, что существенно уменьшает сложность декодера при допустимом снижении достоверности.

Разработан аппаратный вариант последовательно-параллельного декодера сверточных кодов, достаточно просто реализованного на основе l параллельных вычислителей, обеспечивающего при минимально необходимом объеме памяти и постоянной вычислительной нагрузке вероятность ошибки декодирования, сопоставимую с ошибкой при декодировании с помощью оптимальных методов. Организация работы декодера осуществляется в терминах информационных элементов. Декодер /рис.2/, выполненный на 4 вычислителях, что определяется минимальным количеством прослеживаемых путей на решетчатой диаграмме выбранного кода, состоит из блока канальных элементов 1, блоков определения параметров l -го пути 2^l , блоков определения пути 3^l , блоков памяти 4^l и блока вынесения решения 5.

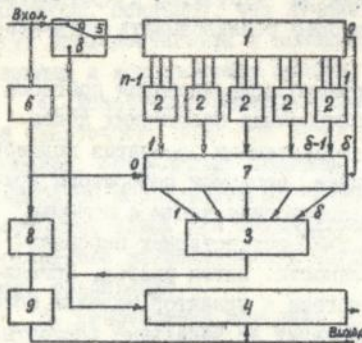


Рис.1

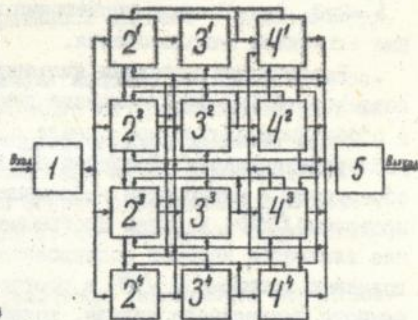


Рис.2

Четвертый раздел посвящен реализации заданной достоверности информации в каналах ВЗУ на ОД при сверточном кодировании. Показано, что согласование корректирующих свойств кодов и ошибок в реальных каналах передачи данных путем организации приведенного канала с независимыми ошибками при перемежении элементов кодовой последовательности обеспечивает максимальное повышение достоверности информации, определяемое в основном величиной выигрыша в канале с независимыми ошибками. Получено соотношение на основе модели обобщенного дискретного канала, позволяющее оценить максимальный выигрыш по достоверности при полной декорреляции пакетированных ошибок для заданного корректирующего кода

$$\eta_{A, \max} = \rho_u \rho_{nu} \frac{\sum_{i=0}^n C_n^i \delta^i Q^{n-i}}{\sum_{i=0}^n C_n^i \rho_e^i Q^{n-i}} + (1 - \rho_u \rho_{nu}) \frac{\sum_{i=0}^n C_n^i \rho_e^i Q^{n-i}}{\sum_{i=0}^n C_n^i \rho_e^i Q^{n-i}} = \eta_{B\epsilon} + \eta_B$$

При достаточно большой вероятности ошибки элемента в пакете $\epsilon \geq 0,3$ и длине кодовой последовательности $n \geq 10$ максимальный коэффициент повышения достоверности в случае высокой степени пакетирования ошибок $\rho_4 \rho_{\text{пт}} \leq \rho_{\text{пт}}$ может быть определен в первом приближении из равенства $\eta_{\text{пт}} \approx \eta_{\text{б}}$. Здесь $\rho_{\text{пт}}$ - вероятность не корректируемой кодом ошибки в канале без памяти. Показано, что в исходных каналах накопителей на ОД со средней вероятностью ошибки $\rho_{\text{е}} = 1,3 \cdot 10^{-4} \dots 2 \cdot 10^{-3}$ короткие коды эффективнее длинных при небольшой кратности корректируемых ошибок $t = 1,2$. Максимальные значения коэффициента повышения достоверности $\eta_{\text{б}} = 10^5 \dots 10^6$ достижимы в каналах с $\rho_{\text{е}} = 1,3 \cdot 10^{-4} \dots 2 \cdot 10^{-3}$ при использовании кодов длины $n = 15, 31, 63$ и кратностью $t = 2, 3$, позволяющих достаточно просто реализовывать оптимальные алгоритмы декодирования.

Разработана методика имитационного моделирования процесса последовательно-параллельного декодирования сверточных кодов в обобщенном дискретном канале с перемежением элементов кодовой последовательности. Согласно методике, вводимая информация преобразуется и кодируется выбранным сверточным кодом с помощью программы MOD, а затем программа KOR осуществляет перемежение элементов кодовой последовательности. Поток ошибок, организованных программой KA в соответствии с принятой моделью обобщенного дискретного канала, воздействует на каналные элементы. Непосредственную реализацию выходной последовательности каналных элементов $\bar{A} = A \otimes E = (a_1 \otimes e_1, a_2 \otimes e_2, \dots, a_k \otimes e_k) = (\bar{a}_1, \bar{a}_2, \dots, \bar{a}_k)$ осуществляет программа KEI. Здесь \bar{A} и \bar{E} - двоичные последовательности каналных элементов на входе канала и ошибок соответственно. Программа DEK путем деперемежения принятой последовательности каналных элементов восстанавливает исходную кодовую последовательность, искаженную практически независимыми, при оптимальном выборе степени перемежения J , ошибками, которая затем декодируется последовательно-параллельным декодером, реализованным программой DCS. Текст программы приведен в приложении к диссертации. Показано, что при исходной вероятности ошибки в каналах ВЗУ на ОД $\rho_{\text{е}} = 10^{-4} \dots 10^{-3}$ необходимое повышение достоверности информации $\eta = 10^6$ может быть обеспечено при перемежении с небольшой степенью $J \leq 100$ элементов кодовой последовательности и сравнительно простым последовательно-параллельным декодированием сверточных кодов с небольшой длиной

кодového ограничения и кратностью исправляемых ошибок $t \geq 2$.

В заключении сформулированы основные выводы по работе.

ОСНОВНЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ РАБОТЫ

1. Обоснована необходимость разработки простых кодовых методов коррекции ошибок, в том числе вероятностных методов декодирования сверточных кодов, в каналах внешней памяти ЭЕМ.

2. Разработана обобщенная модель дискретного канала и алгоритм моделирования потока ошибок на ЭЕМ. Получены аналитические соотношения, позволяющие оценивать показатели повышения достоверности информации.

3. Разработана методика оценки характеристик систем с переспросом. Показано, что лучшие показатели помехоустойчивости могут быть достигнуты в комбинированной системе с кодом, обнаруживающим и исправляющим ошибки.

4. Доказана возможность анализа кодовых последовательностей сверточного кода при декодировании на длине минимальных интервалов, сохраняющих заданные корректирующие свойства кода. Разработан последовательно-параллельный метод декодирования сверточных кодов при минимальном объеме оперативной памяти и постоянстве вычислительной нагрузки, что уменьшает общую сложность реализации.

5. Разработана методика определения зависимости вероятности ошибки кодовой комбинации блокового кода в системе со стиранием и кодом, исправляющим ошибки и стирания, от соотношения сигнала и шума в канале. Разработано декодирующее устройство системы со стиранием и кодом, исправляющим ошибки и стирания.

6. Разработан аппаратный вариант последовательно-параллельного декодера сверточных кодов. Разработан упрощенный вариант декодера с минимальным, порядка 1 длины кодового ограничения, объемом оперативной памяти, что существенно упрощает реализацию при допустимом снижении достоверности.

7. Показана возможность необходимого повышения достоверности данных в каналах ВЗУ на ОД при исходной вероятности ошибки $P_e = 10^{-4} \dots 10^{-3}$ и оптимальной степени перемежения в случае использования сверточных кодов с небольшой длиной кодового ограничения и последовательно-параллельного декодирования.

Основное содержание диссертации отражено в следующих публикациях:

1. Иванов Ю.Д. Сравнительная оценка помехоустойчивости систем АЗС /Сб. Электрическая связь. - В. Стефанюк, 1975. - С.40-46.

2. Иванов Ю.Д., Павлич И.Е. *Исследования в области связи / Об. научных трудов*
дискретном канале на основе принципа *связки / Об. научных трудов*
ОЗИС. Эффективные системы связи.-Одесса,1988.-С.71-74.

3. Иванов Ю.Д. Декодирование сверточных кодов при минимальном объеме памяти /Тез.докл.,ч.2. XIII Всесоюз.науч.сесс.-М.: Радио и связь, 1988.-С.98-99.

4. Иванов Ю.Д. Оценка помехоустойчивости информации в обобщенном дискретном канале.-Одесса,1993.-4 с.-Деп. в ГНТБ Украины, № *1088-Ук 93*

5. Иванов Ю.Д., Дошечкин А.Е. Последовательно-параллельный метод декодирования сверточных кодов.-Одесса,1993.-6 с.-Деп. в ГНТБ Украины, № *1085-Ук 93*

6. Иванов Ю.Д., Спокойный Ю.Е. Минимальный объем памяти при декодировании сверточных кодов.-Одесса,1993.-5 с.-Деп. в ГНТБ Украины, № *1086-Ук 93*

7. Иванов Ю.Д. Оценка помехоустойчивости системы со стиранием и кодом, исправляющим ошибки и стирания.-Одесса,1993.-5 с.-Деп. в ГНТБ Украины, № *1083-Ук 93*

8. Иванов Ю.Д., Николаенко В.М. Реализация последовательно-параллельного метода декодирования сверточных кодов.-Одесса, 1993.-4 с.-Деп. в ГНТБ Украины, № *1084-Ук 93*

9. Иванов Ю.Д. Эффективность корректирующих кодов в обобщенном дискретном канале.-Одесса,1993.-4 с.-Деп. в ГНТБ Украины, № *1087-Ук 93*

10. Иванов Ю.Д. и др. Исследование и разработка дискретной системы радиотелеуправления внутривзаводскими транспортными и подъемными средствами /Отчет о НИР.-ГР 75033064.-Одесса,1979.

11. А.С. №34039 СССР, МКИ Н 04L1/00 Декодирующее устройство /Ю.Ф.Коробов, Ю.Д.Иванов.-Заявлено 30.07.73; Спубл.30.10.76. Бюл. №40.

Иванов