ВОПРОСЫ ТЕОРИИ И ПОСТРОЕНИЯ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ
(Вычислительные системы)
1979 год Выпуск 80

УДК 621.391.15

ПРОГРАММНЫЕ МЕТОДЫ ПОВЫШЕНИЯ ДОСТОВЕРНОСТИ ПЕРЕДАЧИ ИНФОРМАЦИИ В РАСПРЕДЕЛЕННЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМАХ

В.И.Хиратков, Л.А.Корникова

В процессе работы распределенной ВС между элементарными машинами (ЭМ) осуществляется обмен информацией (данными, программами, управляющей информацией). Качество функционирования ВС в большой мере зависит от степени достоверности передачи информации. В реальных системах для ее повышения используются специальные методы защиты от ошибок, одним из которых является введение информационной избыточности, базирующейся на теории помехоустойчивого кодирования.

Процессы обмена информацией в распределенной ВС имеют ряд особенностей, среди которых отметим переменную длину сообщений (например, в протоколах при установлении связи между ЭМ длина передаваемого сообщения не превышает нескольких десятков байт, количество обменной информации может достигать многих тысяч байт), различную степень важности передаваемой информации (например, командная информация должна иметь большую достоверность, чем числовая).

Наличие ЭВМ в узлах приема и передачи информации позволяет реализовать в распределенной ВС процедуру кодирования и декодирования программно – без построения специальных устройств. Программные методы повышения достоверности информации в большей мере (по сравнению со специализированными устройствами) дают возможность учесть указанные особенности процессов обмена. В качестве критерия эффективности при разработке алгоритмов кодирования и декодирования информации используется критерий минимальной сложности их реализации на ЭВМ (минимального объема памяти, минимального времени реализации).

Программная реализация помехоустойчивого кодирования базируется на нескольких подходах: реализации на ЭВМ кодов, построенных на базе математического аппарата конечных полей (такие коды получили название классических); реализации на ЭВМ кодов, разработанных с учетом свойств ЭВМ.

Изучение теории помехоустойчивого кодирования и анализ возможностей реализации кодов позволили выбрать для исследования программной реализации два вида алгоритмов – алгоритм декодирования циклического кода, который допускает мажоритарное декодирование и характеризуется достаточно высокой корректирующей способностью и, что важно, наименьшей сложностью программной реализации по сравнению с другими вариантами декодирования классических кодов, и алгоритм декодирования биноидного кода, свойства которого позволяют использовать его для автоматической оптимизации величины избыточности при изменяющихся условиях передачи. Биноидные коды строятся с учетом специфики обработки их на ЭВМ [I]. Биноидные коды базируются на математическом аппарате пары числовых множеств с введенными определенным образом двумя операциями сложения и умножения. Биноидные коды, элементами которых являются машинные слова разрядности n_0, позволяют эффективно корректировать пакеты ошибок длины D и менее и обеспечивают хорошее согласование со статистикой ошибок. Код строится следующим образом: пусть $\langle A, I \rangle$ – бинод, где $\{A\}, \{I\}$ – пара множеств. Выбор кода должен определять порядок вычисления проверочных элементов из информационных. Подлежащая передаче информация – m информационных элементов, которые в процессе кодирования дополняются некоторым числом r избыточных элементов. Каждый информационный и каждый избыточный элементы – n_0 -разрядные числа. Процесс кодирования записывается в матричной форме: $MA = C$, где $M = \| m_{ij} \|$ – кодирующая матрица размерности $r \times (m + r)$; $m_{ij} = (m_{ij}^{(1)}, \ldots, m_{ij}^{(n_0)})$; $m_{ij}^{(k)} = 0$ или 1; $k = \overline{1, n_0}$; A – вектор-столбец, являющийся кодовой комбинацией; C – некоторый фиксированный вектор (примем $C = 0$).

Матрица M может быть представлена в виде:

$$M = \left[\begin{array}{c|c|c|c|c|c} I_D & I_D & I_D & \ldots & I_D & I_S \\ i_1 & i_2 & i_3 & \ldots & i_{m-1} & i_m \end{array} \middle| \; I_r \right],$$

где I_D, I_r – единичные $D \times D$ и $r \times r$-матрицы соответственно; i_j – ненулевые элементы множества $\{I\}$ (контрольные элементы матрицы);

$i_j \neq i_k$, $j \neq k$; I_S – матрица размерности $D \times S$ $(S < D)$ вида:

$$I_S = \begin{bmatrix} 1 & 0 & 0 & \dots & 0 \\ 0 & 1 & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \cdots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & & 1 \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \vdots & \cdots & \vdots \\ 0 & 0 & 0 & \dots & 0 \end{bmatrix} .$$

В зависимости от свойств биноида такой код корректирует все либо часть ошибок из D символов, а также обнаруживает и частично исправляет некоторые пакеты длиной D.

Корректирующие способности кода зависят от выбора множеств $\{A\}$, $\{I\}$, элементов i_j , используемых в проверочной матрице, а также от выбранных операций сложения и умножения.

В результате операций сложения и умножения число разрядов в элементах может возрастать и при ограниченном n_0 может привести к потере старших разрядов, следовательно, целесообразен выбор операций сложения и умножения по модулю $N = 2^{n_0} - 1$. Биноидный код корректирует пакеты ошибок длиной D символов при условии, что ошибка в каждом искаженном слове l_i удовлетворяет условию:

$$l_i \otimes i_j \neq l_i \otimes i_k, \quad j \neq k; \quad j,k = \overline{1, m} .$$

Одновременно он обнаруживает все ошибки, не удовлетворяющие выше поставленному условию.

При кодировании r избыточных символов $a_{m+1}, a_{m+2}, \dots, a_{m+r}$ вычисляются по формуле:

$$a_{m+i} = - \sum_{j=1}^{m} m_{ij} a_j , \qquad i = 1,2,\dots, r ,$$

где a_j – информационные символы, m_{ij} – элемент матрицы M .

По принятому вектору A' определяется синдром ошибки $S = MA'$. Если $S \neq 0$, то при передаче произошла ошибка (т.е. искажена некоторая совокупность Δ элементов a_{j_k} вектора A, $k = 1,2,\dots,\Delta$) и задача декодирования заключается в поиске значений индексов j_k.

Если они определены, то коррекция вектора A'_k выполняется вычитанием из элементов a'_{j_k} элементов s_i вектора S.

Программная реализация алгоритмов биноидного кода и циклического кода, допускающего мажоритарное декодирование выполнена на

ЭВМ "Минск-32". Ниже приводятся результаты экспериментального анализа и исследования данных кодов.

Для хранения программы декодирования биноидного кода требуется постоянный объем памяти (150 ячеек памяти ЭВМ "Минск-32") независимо от длины обрабатываемой кодовой комбинации; для алгоритма декодирования вспомогательная память не требуется. Сложность реализации кодов на ЭВМ характеризуется средним числом приведенных машинных операций, расходуемых на декодирование одного информационного двоичного символа $\bar{Q}$. Приведенная машинная операция эквивалентна операции сложения с фиксированной запятой. Число операций, расходуемых на декодирование одного символа при различных длинах пакета ошибок и длинах кодовых комбинаций, графически представлено на рис.I, где дана зависимость среднего числа приведенных машинных операций $\bar{Q}$ на один декодированный символ от длины кодовой комбинации и от длины пакета ошибок D. С ростом длины кодового вектора наблюдается уменьшение $\bar{Q}$, что благоприятно для

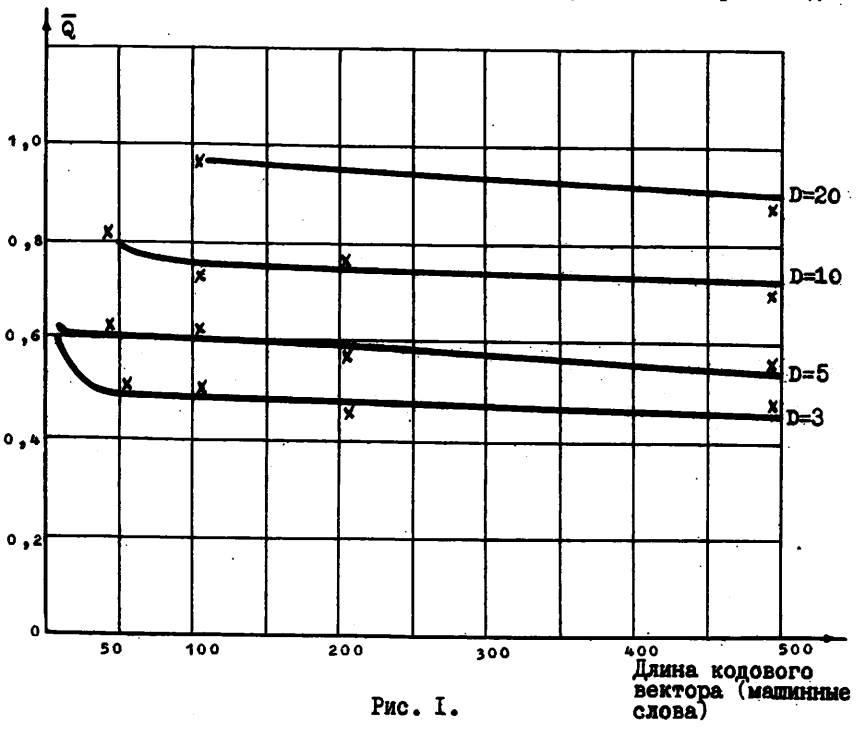

Рис. I.

режимов работы распределенных ВС, для которых характерны блоки информации большой длины. С ростом длины пакета ошибок происходит некоторое увеличение числа $\bar{Q}$ из-за увеличения длительности циклических процедур обработки. Но увеличение $\bar{Q}$ незначительно по сравнению с ростом длин пакетов ошибок, что говорит о невысокой сложности реализации кода. На рис.2 представлен график зависимости избыточности η от длины кодовой комбинации и длины пакета ошибок D, на рис. 3 приведен график зависимости скорости передачи кода R от длины кодовой комбинации и длины пакета ошибок D. Наблюдается некоторое занижение результатов реализации данных кодов по сравнению с [2], так как при моделировании использовались циклические процедуры реализации программ. Полученные результаты показывают, что применение данного кода является целесообразным с практической точки зрения, так как при достаточно высокой корректирующей способности кода для реализации его алгоритма требуется малое число операций. Вводимая избыточность используется достаточно полно. Избыточность с ростом длины кодовой комбинации падает (при постоянной длине пакета ошибок) и для комбинации длины 500 машинных слов она составляет всего 1-4%, что говорит о росте скорости передачи информации. Эту особенность кода удобно использовать в распределенных ВС для автоматической оптимизации величины избыточности при изменяющихся условиях передачи.

Из кодов, допускающих мажоритарное декодирование, известен ряд реализаций (например, реализация на ЭВМ циклического (n, k)-кода, имеющего кодовое расстояние δ и разделенную систему контрольных проверок [3]). Для сравнения с реализацией биноидных кодов на ЭВМ "Минск-32" по разработанному алгоритму декодирования для λ-связанной системы контрольных проверок организована реализация программы для декодирования любого циклического кода. Программа допускает мажоритарное декодирование; объем памяти, требуемый для ее хранения, составляет 240 ячеек; среднее число приведенных машинных операций, требуемых для декодирования одного символа равно 400.

Результаты анализа как биноидных кодов, так и циклических кодов, допускающих мажоритарное декодирование, характеризуют помехоустойчивость и сложность реализации данных на ЭВМ "Минск-32". Сопоставление полученных результатов с известными из литературы показало, что требуемые объемы памяти доступны для реализации на современных универсальных ЭВМ (требуемые объемы памяти составляют

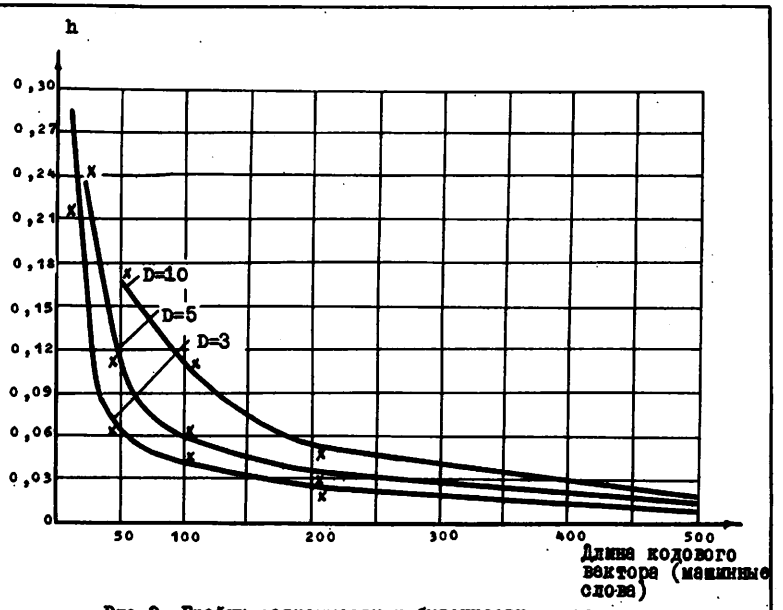

Рис.2. График зависимости избыточности η от длины кодовой комбинации и длины пакета ошибок D

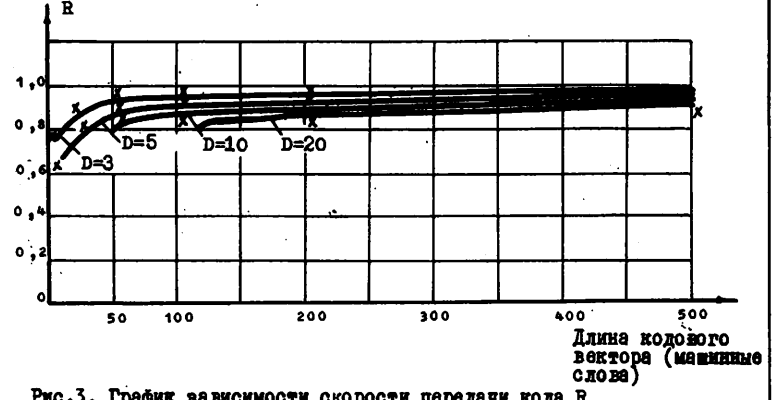

Рис.3. График зависимости скорости передачи кода R от длины кодовой комбинации и длины пакета ошибок D .

около I% от объема оперативной памяти). Затраты на декодирование биноидных кодов, алгоритм которого основан на операциях с машинными словами, значительно меньше затрат на посимвольное мажоритарное декодирование циклических кодов. Средние вычислительные затраты на декодирование одного двоичного символа составляют для биноидных кодов десятые доли приведенных машинных операций, для циклических кодов, допускающих мажоритарное декодирование,- десятки сотен. Результаты проведенных исследований позволяют сделать вывод о том, что для повышения достоверности информации в распределенной ВС экономичнее использовать коды, процедура декодирования которых учитывает специфику ЭВМ.

Литература

I. САМОЙЛЕНКО С.И. Помехоустойчивое кодирование.- М.: Наука, 1966.- 238 с.

2. САМОЙЛЕНКО С.И., БРЕУСОВ В.И. Сравнительные оценки сложности реализации на ЭЦВМ некоторых помехоустойчивых кодов. - Материалы IУ симпоз. по проблеме избыточности в информационных системах.Ч.2. Л., 1970, с.29-34.

3. БОЯРИНОВ И.М. О декодировании некоторых циклических кодов на ЦВМ. - В кн.: Кодирование в сложных системах. Под ред. Самойленко С.И. М.,Наука, 1974, с.183.

Поступила в ред.-изд. отд.
9 октября 1979 года