

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА

Р. В. АКОПОВ, А. В. МАРКАРЯН, Л. М. ЧАХОЯН

ДИАГНОСТИКА КОДЕКА НА ПОСТОЯННЫХ
ЗАПОМИНАЮЩИХ УСТРОЙСТВАХ

Известно [1], что особенностью построения блоков кодирования-декодирования (кодеков) на ИС постоянных запоминающих устройств (ПЗУ), реализующих код Хемминга, является наличие двух каскадов, состоящих из ПЗУ (первый каскад) и схем сложения по модулю два (второй каскад) и что применение ПЗУ в кодеках оперативных запоминающих устройств позволяет существенно упростить структуру построения кодека.

Известна также целесообразность охвата любого устройства ЭВМ автономной системой диагностики, в которой контролируемое устройство выполнено самопроверяемым [2]. Для диагностики кодеков на ПЗУ возможно использовать существующие методы контроля считанной из запоминающего устройства информации, например, контроль на четность, а также комбинационных схем кодеков, построенных на ИС сложения по модулю два. Однако эти методы неэффективны, т. к. либо не позволяют обнаруживать любые отказы, либо требуют введения избыточности в ПЗУ в виде разрядов, определяющих четность информации, и не учитывают особенностей H матрицы построения кодека, а поэтому требуют формирования эталонных слов для сравнения с реакцией проверяемого кодека.

В работе предложен метод диагностики кодеков на ПЗУ, H матрица построения которых состоит из подматриц, получаемых циклической перестановкой строк любой подматрицы [1, 3]. Метод применим для класса кодеков, в которых каждое ПЗУ реализует кодирование информации согласно соответствующей подматрице размером $K \times n$, а число подматриц равно числу контрольных разрядов, т. е. для кодеков, удовлетворяющих условию $k = R/n$, где k , R — число контрольных и информационных разрядов, n — число адресных шин ПЗУ. Удовлетворение условия $k = R/n$ позволяет выполнить диагностику без формирования эталонных слов, только за счет наличия нулевого или единичного контрольного кода на выходе кодека. Метод позволяет обнаруживать любые неисправности и основан на параллельной подаче идентичных значений всех кодов адреса на входы ПЗУ, которые можно генерировать по простому алгоритму счетчика. Отметим, что при $k = R/n$ число

входов кодека наращивается условными разрядами до выполнения равенства $k=R/n$, причем, значения условных разрядов на входах кодека в рабочем режиме должны быть равны произвольной константе.

Рассмотрим принцип построения самодиагностируемого кодека и определим полноту контроля кодека. Представим любое j -ое n -разрядное подслово в R -разрядном тестовом слове в виде вектора:

$$\vec{R}_j = (r_{jn+1}, r_{j(n+1)}, \dots, r_{j(n+1)}, \dots, r_{jn-n-1}, r_{j(n-1)}).$$

где для любой пары идентичных подслов μ и ν справедливо условие равенства их элементов $r_{\mu n+1} = r_{\nu n+1} = \{0; 1\}$ при $\mu \neq \nu$. Тогда формирование контрольного кода C разрядностью k описывается посредством выражения [1]:

$$C = \sum_{j=0}^{k-1} \vec{R}_j \times h_j, \quad (1)$$

где h_j — подматрица H матрицы, а размер h_j равен $k \times n$.

Для удобства рассуждений любой i -ый столбец h_j запишем в виде многочлена по основанию x [4]:

$$G_i = g_{i0} + xg_{i1} + \dots + x^{k-1}g_{i(k-1)},$$

где $g_{i0}, g_{i1}, \dots, g_{i(k-1)}$ — двоичные элементы. Тогда h_j представим в виде:

$$h_j \rightarrow [x^j G_0, x^j G_1, \dots, x^j G_1, \dots, x^j G_n] \pmod{x^k}, \quad (2)$$

где знак $\rightarrow$ является функцией отображения двоичной матрицы h_j в матрицу многочленов.

Обозначим β_j j -ый член в выражении (1) и запишем его с учетом (2) в виде:

$$\begin{aligned} \beta_j &= \left(\sum_{i=1}^n x^j G_i r_{jn+i} \right) \pmod{x^k} = \\ &= \left(\sum_{i=1}^n x^j (g_{i0} + xg_{i1} + \dots + x^{k-1}g_{i(k-1)}) r_{jn+i} \right) \pmod{x^k} = \\ &= x^j (b_{j0} + xB_{j1} + \dots + x^j B_{jj} + \dots + x^{k-1}b_{j(k-1)}) \pmod{x^k}. \end{aligned}$$

где $B_{ij} = \{0; 1\}$.

Учитывая идентичность всех n -разрядных подслов, можно записать: $r_{jn+i} = r_i$ и $b_{ij} = b_j$. Тогда выражение (1) примет вид:

$$\begin{aligned} C &= \sum_{j=0}^{k-1} \beta_j = (b_0 + x b_1 + \dots + x^j b_j + \dots + x^{k-1} b_{k-1}) \times \\ &\times (1 + x + \dots + x^j + \dots + x^{k-1}) \pmod{x^k}. \end{aligned} \quad (3)$$

Поскольку $x^j(1+x+\dots+x^{k-1}) \equiv (1+x+\dots+x^{k-1}) \bmod x^k$, то выражение (3) можно преобразовать к виду:

$$C = (1+x+\dots+x^{k-1})(b_0+b_1+\dots+b_j+\dots+b_{k-1}) = \\ = (1+x+\dots+x^{k-1}) \sum_{j=0}^{k-1} b_j. \quad (4)$$

В выражении (4) значение $\sum_{j=0}^{k-1} b_j$ равно нулю или единице в зависимости от числа (четного или нечетного) единичных элементов в векторе R_j , что приводит к формированию единичного или нулевого кода C . Таким образом, на выходах кодека будет всегда формироваться нулевой или единичный контрольный код при условии, что его H матрица построения может быть представлена в виде k подматриц, получаемых циклической перестановкой строк любой из подматриц, а R -разрядное входное тестовое слово—в виде k идентичных n -разрядных подслов.

Покажем, что генерация всех $2^n k$ идентичных слов обеспечивает полную проверку первого и второго каскадов кодека. Очевидно, что подача всех 2^n тестовых слов на входы каждого n -разрядного ПЗУ является минимально необходимой для обеспечения полной проверки первого кодека. Покажем, что это условие достаточно для полной проверки второго каскада. В общем случае h_1 подматрица может содержать как нулевые, так и ненулевые строки. На практике разрядность ПЗУ и число входов каждой схемы второго каскада выбирается равным числу ненулевых строк ($k-\gamma$), т. е. уровень сигналов на выходах разрядов ПЗУ и входах схем второго каскада, соответствующих нулевым строкам, является нулевым, независимо от значения входного слова [1].

На рис. показана схема кодека и связи между ПЗУ и ИС второго каскада. Штриховыми линиями условно показаны выходы ПЗУ и входы ИС второго каскада, соответствующие нулевым строкам подматрицы h_1 , и принято, что нулевые строки подматрицы h_1 имеют номера от $k-\gamma+1$ до k , а строки остальных подматриц получены циклической перестановкой строк подматрицы h_1 .

Из рис. видно, что на входы каждой ИС сложения по модулю два второго каскада будут поступить значения сигналов с выходов первого ПЗУ. Очевидно, что для полной проверки второго каскада достаточно подать на $k-\gamma$ входов каждой ИС сложения по модулю два все $2^{k-\gamma}$ различных состояний. Покажем, что это условие выполняется в режиме диагностики генерацией 2^n идентичных слов на входах ПЗУ.

Обозначим через h_{jm} матрицу, полученную из h_j исключением нулевых строк. Приведем h_{jm} матрицу к каноническому виду, учитывая, что все столбцы h_j подматрицы должны быть отличны друг от друга [5]:

$$h_{jm} = [J; B],$$

где I — единичная диагональная матрица размеров $(k - \gamma) \times (k - \gamma)$; B — матрица размером $(k - \gamma) \times (n - k + \gamma)$. При диагностике кодека, на выходе любого ПЗУ, из-за полного перебора 2^n всех возможных тестовых слов на входе ПЗУ, будут появляться все возможные сочетания сумм столбцов h_i , т. е. и $h_{\text{пол}}$.

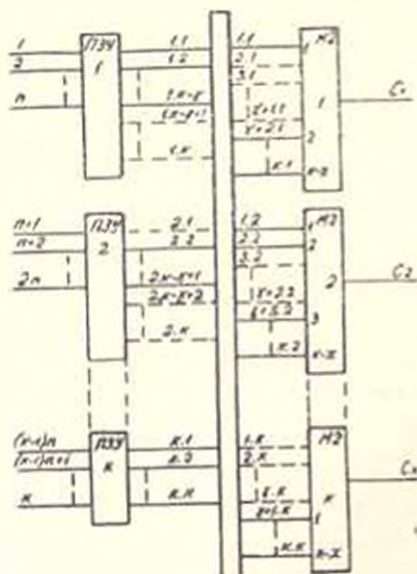


Рис. Схема кодека на ПЗУ

В этом случае коды, генерируемые матрицей $h_{\text{пол}}$, будут содержать все необходимые $2^{k-\gamma}$ возможных сочетаний, т. к. любой код может быть получен суммированием определенных столбцов I матрицы. Следовательно, генерация всех 2^k k идентичных n -разрядных тестовых слов является минимально необходимой для обеспечения полной проверки всего кодека. Поскольку для контроля используются k идентичных n -разрядных тестовых слов, то при построении автономной системы диагностики формирование этих слов может быть выполнено одним n -разрядным счетчиком.

В заключение отметим, что метод применим и для кодеков, построенных полностью на ИС сложения по модулю два, но с меньшей эффективностью из-за избыточных тестовых слов.

ЕрНННММ

25 III. 1984.

Ռ. Վ. ԱՎՈՊՈՎ, Ա. Մ. ՄԱՐԿԱՐԶԱՆ, Է. Մ. ԶԱՅՆՅԱՆ

ՀԱՍՏԱՏՈՒՆ ՀԻՇՈՂ ՍԱՐՔԵՐԻ ՎՐԱ ԿԱՌՈՒՑՎԱԾ ԿՈՒՆԿԻ ԱՆՏՈՐՈՇՈՒՄԸ

Ա մ փ ո փ ո ի մ

Ուսումնասիրված է կոդեկի ավտորոշումը, որը կառուցված է հաստատուն հիշող սարքերի ինտեգրալ սխեմաների վրա: Կոդեկի մասրիցան բաղկացած է հնթամասրիցաններից, որոնք ստացվում են նրանցից որևէ մեկի տողերի պարբերաբար տեղափոխմամբ:

Л И Т Е Р А Т У Р А

1. Mitteral H. Design of a Paralled Encoder Decoder for the Hamming Code using ROM. — Fast USA Japan Computer Conference, 1972, p. 531—537.
2. Пархоменко П. П., Соломонов Е. С. Основы технической диагностики — М. Энергоиздат, 1981 — 320 с.
3. Histo M. Y. A class of optimal minimum odd-weight-column. — IBM Journ. of Res. and Dev., 1970, v. 14, July, № 4, p. 395—401.
4. Питерсон У. Коды, исправляющие ошибки — М. Мир, 1964 — 594 с.
5. Кофман А. Введение в прикладную комбинаторику — М. Мир, 1970 — 177 с.