

К. т. н. Ю. Д. ИВАНОВ

Украина, Одесский национальный политехнический университет

Дата поступления в редакцию
31.10.2008 г.Оппонент д. т. н. Э. А. СУКАЧЁВ
(ОНАС им. А. С. Попова, г. Одесса)

УНИВЕРСАЛЬНАЯ МАТРИЦА СТРУКТУРНО-ЛОГИЧЕСКИХ ПРЕОБРАЗОВАНИЙ n -МЕРНОГО КУБА E^n ЕДИНОГО КОДИРУЮЩЕГО ФОРМАТА

Показана возможность реализации универсальной матрицы, предназначенной для построения единого кодирующего формата, кодовой комбинации структурно-логического кода и исправления ошибок преобразования в кодовых комбинациях СЛК.

Одной из основных задач при преобразовании дискретных данных в ЭВМ является обеспечение необходимой помехоустойчивости этих данных в случае аппаратных сбоев. Для решения этой задачи часто используются корректирующие коды, которые позволяют с высокой вероятностью достичь требуемой помехоустойчивости превращаемых данных. В любом случае, использование корректирующих кодов приводит к усложнению аппаратной части при реализации кодирующих-декодированных устройств (кодеков), увеличению требуемого объема памяти, снижению относительной скорости обработки данных, при программной реализации алгоритмов кодирования-декодирования — к понижению производительности процессора.

В качестве альтернативы известным методам обеспечения помехоустойчивости данных с помощью корректирующих кодов можно использовать структурно-логические коды (СЛК) [1], что приводит к относительно небольшому усложнению аппаратной части, в сравнении с известными корректирующими кодами, понижению требуемого объема памяти за счет представления данных на основе инфимумных дизъюнктивных нормальных форм (ИДНФ) булевых функций (БФ) [2], к значительно меньшему снижению относительной скорости обработки данных за счет использования естественной структурно-логической избыточности [3], а также к незначительному снижению производительности ЭВМ при реализации простого алгоритма.

Для проведения структурно-логических кодирующих и декодирующих преобразований конъюнкций ИДНФ БФ необходимо организовать единый кодирующий формат (ЕКФ), кодовую комбинацию СЛК в виде куба n -й мерности E^n , который обеспечивал бы достаточную логическую избыточность переменных развертывания этого куба для коррекции помех на длине кодовой комбинации. Длина кодовой комбинации определяется мерностью n' куба $E^{n'}$ единого ко-

дирующего формата, являющегося подкубом куба E^n , и составляет

$$n_{\text{слк}} = 2^{n'} n_b, \quad (1)$$

где $2^{n'}$ — число вершин n' -мерного куба $E^{n'}$ ЕКФ;

n_b — число битов (разрядов) вершины куба $E^{n'}$ ЕКФ, причем $n_b \geq n'$.

Число вершин куба $E^{n'}$ ЕКФ определяет логическую избыточность переменных развертывания этого куба, а следовательно, корректирующие свойства СЛК, подробно рассмотренные в [1—3]. Процедуры кодирующих и декодирующих преобразований конъюнкций ИДНФ БФ организуются в терминах ЕКФ [4] СЛК, что при общем подходе к построению кодирующего-декодированного устройства, т. е. кодека СЛК, предопределяет необходимость реализации универсальной матрицы структурно-логических преобразований в терминах ЕКФ соответствующего СЛК.

Согласно общей методике кодировки СЛК [1], каждая из конъюнкций ИДНФ булевой функции преобразуется в соответствующий куб $E^{n'}$ ЕКФ, представляющий собой кодовую комбинацию СЛК, причем размерность n' куба $E^{n'}$ ЕКФ одинакова для всех преобразуемых конъюнкций ИДНФ. Правда, в пределах выбранного ЕКФ конъюнкции ИДНФ с различными рангами обеспечивают разную логическую избыточность [3], что необходимо учитывать при анализе корректирующих свойств СЛК.

Длина кодовой комбинации СЛК, согласно выражению (1), определяет объем кодирующей матрицы преобразования, состоящей из $2^{n'}$ столбцов и n_b строк, соответственно.

Число разрядов вершин куба $E^{n'}$ соответствует числу переменных, составляющих эти вершины, и определяет их ранг, то есть

$$n_b = r_b. \quad (2)$$

С другой стороны, число переменных, составляющих конъюнкцию, определяет ранг этой конъюнкции, то есть

$$n_v = r_v. \quad (3)$$

Таким образом, при равенстве рангов вершин куба $E^{n'}$ и конъюнкций ИДНФ, т. е. при $r_b = r_v$, число переменных, по которому возможно развитие исходной вершины, соответствующей конъюнкции ИДНФ, в куб $E^{n'}$, будет равно

$$n' = r_b = r_v = 0, \quad (4)$$

что определяет число столбцов кодирующей матрицы превращений как

$$2^{n'} = 2^{r_B - r_V} = 2^0 = 1. \quad (5)$$

Эти рассуждения корректны только в том случае, когда мощность множества переменных, составляющих вершины куба $E^{n'}$, равна или больше мощности множества переменных, образующих конъюнкции преобразуемой ИДНФ, то есть

$$|x_{n_{a-1}}, \dots, x_1, x_0| \geq |x_{n_{v_{\max}-1}}, \dots, x_1, x_0|, \quad (6)$$

$n_{v_{\max}}$ — число переменных, составляющих конъюнкции совершенной дизъюнктивной нормальной формы (СДНФ) преобразуемой БФ.

Выражение (6) сводится к

$$n_B \geq n_{v_{\max}}. \quad (7)$$

С учетом вышесказанного справедлива лемма 1:

Число столбцов кодирующей матрицы преобразований конъюнкции ИДНФ БФ определяется как

$$2^{n'} = 2^{n_B - n_V}, \quad (8)$$

при $n' = n_B - n_V$ и $n_B \geq n_{v_{\max}}$.

Рассмотрим пример кодирующей матрицы преобразований конъюнкции ИДНФ БФ, заданной выражением

$$f_{\text{БФ}} = \bar{x}_2 \bar{x}_0 \vee \bar{x}_3 x_0 \vee \bar{x}_2 x_1 \vee x_3 x_2 \bar{x}_1. \quad (9)$$

В качестве ЕКФ выберем куб E^3 , т. е. $n' = 3$, с числом разрядов вершин $n_B = 5$. При этом условие (7) выполняется, т. к. число переменных составляющих конъюнкции СДНФ БФ, заданной ИДНФ (9), составляет $n_{v_{\max}} = 4$.

Согласно лемме 1, число столбцов кодирующей матрицы преобразований (МП) определится как $2^{n'} = 2^3 = 8$ для всех конъюнкций (9). Правда, для конъюнкции $\bar{x}_2 \bar{x}_0$, $\bar{x}_3 x_0$, $\bar{x}_2 x_1$ при разворачивании их в куб E^3 по методу СМР [3] используются соответствующие дополняющие переменные развертывания, т. е.

$x_4 x_3 x_1$, $x_4 x_2 x_1$, $x_4 x_3 x_0$. Для конъюнкции $x_3 x_2 \bar{x}_1$ в качестве дополняющих могут использоваться переменные x_4, x_0 , по которым возможно развертывание только куба E^2 . В качестве 3-й разворачивающей могут быть использованы переменные x_3, x_2 или x_1 , что, однако, приведет к снижению исправляющей способности кодовой комбинации конъюнкции $x_3 x_2 \bar{x}_1$, т. к. истинная логическая избыточность реализуется только в пределах куба E^2 , который построен по переменным x_4, x_0 .

Кодирующая МП для ИДНФ (9) представлена на

рис. 1. В МП для конъюнкции $x_3 x_2 \bar{x}_1$ при развитии куба E^2 в куб E^3 использована переменная x_2 , что не позволяет реализовать максимальную логическую избыточность по переменным x_3, x_2 и x_1 в пределах куба

$x_2 x_0$					
1	0	$\bar{x}_2$	0	$\bar{x}_0$	x_1
1	0	$\bar{x}_2$	1	$\bar{x}_0$	x_3
1	1	$\bar{x}_2$	1	$\bar{x}_0$	x_1
1	1	$\bar{x}_2$	0	$\bar{x}_0$	x_4
0	0	$\bar{x}_2$	0	$\bar{x}_0$	x_1
0	0	$\bar{x}_2$	1	$\bar{x}_0$	x_3
0	1	$\bar{x}_2$	1	$\bar{x}_0$	x_1
0	1	$\bar{x}_2$	0	$\bar{x}_0$	
x_4	x_3	x_2	x_1	x_0	

$\bar{x}_2 x_1$					
1	0	$\bar{x}_2$	x_1	0	x_2
1	0	$\bar{x}_2$	x_1	1	x_3
1	1	$\bar{x}_2$	x_1	1	x_0
1	1	$\bar{x}_2$	x_1	0	x_4
0	1	$\bar{x}_2$	x_1	0	x_0
0	1	$\bar{x}_2$	x_1	1	x_3
0	0	$\bar{x}_2$	x_1	1	x_0
0	0	$\bar{x}_2$	x_1	0	
x_4	x_3	x_2	x_1	x_0	

$x_3 x_0$					
1	$\bar{x}_3$	0	0	x_0	x_1
1	$\bar{x}_3$	0	1	x_0	x_2
1	$\bar{x}_3$	1	1	x_0	x_1
1	$\bar{x}_3$	1	0	x_0	x_4
0	$\bar{x}_3$	1	0	x_0	x_1
0	$\bar{x}_3$	1	1	x_0	x_2
0	$\bar{x}_3$	0	1	x_0	x_1
0	$\bar{x}_3$	0	0	x_0	
x_4	x_3	x_2	x_1	x_0	

$x_3 x_2 \bar{x}_1$					
0	x_3	0	$\bar{x}_1$	0	x_0
0	x_3	0	$\bar{x}_1$	1	x_4
1	x_3	0	$\bar{x}_1$	1	x_0
1	x_3	0	$\bar{x}_1$	0	x_2
1	x_3	x_2	$\bar{x}_1$	0	x_0
1	x_3	x_2	$\bar{x}_1$	1	x_4
0	x_3	x_2	$\bar{x}_1$	1	x_0
0	x_3	x_2	$\bar{x}_1$	0	
x_4	x_3	x_2	x_1	x_0	

Рис. 1

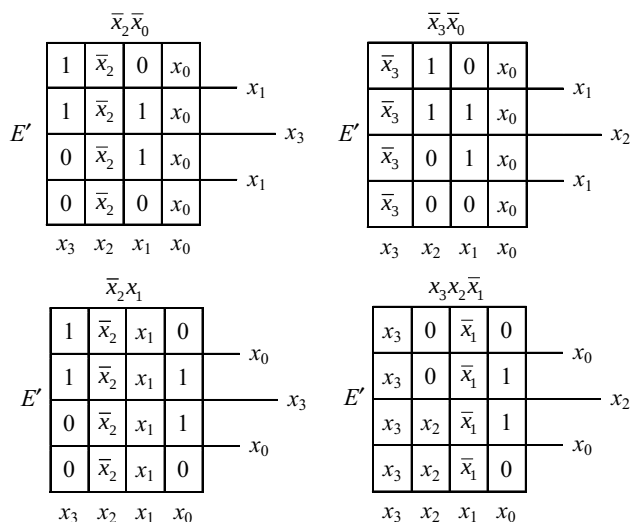


Рис. 2

E^3 , а только в пределах куба E^2 (нижние 4 столбца МП конъюнкции $x_3x_2\bar{x}_1$).

Для конъюнкций ИДНФ (9) в качестве ЕКФ можно выбрать куб E^2 при $n'=2$. Пусть число разрядов вершин такого куба будет $n_v=4$. Тогда условие (7) также выполняется для БФ, заданной (9), т. е. $4=4$. Число столбцов соответствующей кодирующей МП будет равно $2^2=4$. Кодирующая МП для куба E^2 ЕКФ ИДНФ (9) представлена на рис. 2.

В МП для конъюнкций $x_3x_2\bar{x}_1$ при развитии куба E^1 в куб E^2 используется переменная x_2 , что не позволяет реализовать логическую избыточность по переменным x_3, x_2, x_1 в пределах куба E^2 ЕКФ. Полная логическая избыточность реализуется только в пределах куба E^1 , что снижает корректирующие свойства кодовой комбинации конъюнкции $x_3x_2\bar{x}_1$.

Дискретные данные, представленные в виде кубов $E^{n'}$ ЕКФ, т. е. кодовых комбинаций СЛК, полученных в кодирующей МП, обрабатываются посредством ЭВМ. Обрабатывающие каналы вычисляемых структур либо каких-то других электронных устройств вносят определенные искажения в данные как на программном, так и на аппаратном уровне. Возникающие ошибки и аппаратные сбои данных могут быть исправлены путем соответствующих декодирующих преобразований и полностью либо частично восстановлены.

В общем случае процедура структурно-логических преобразований дискретных данных может быть представлена следующим образом (рис. 3).

На первом этапе преобразований дискретные данные представляются на основе инфимумных дизъюнктивных нормальных форм булевых функций [2], что позволяет обеспечить компактное представление данных за счет их сжатия приблизительно в 2 раза и, следовательно, соответственное уменьшение необходимой памяти. Дальнейшая разработка методов представления данных на основе ИДНФ позволит еще больше увеличить коэффициент сжатия и существенно уменьшить объем памяти.

Представленная в минимально возможном объеме дискретная информация кодируется в МП путем представления каждой конъюнкции ИДНФ в виде куба $E^{n'}$ ЕКФ, т. е. кодовой комбинации СЛК. При этом реализуется структурная логическая избыточность переменных развития куба $E^{n'}$ ЕКФ, определяющая корректирующие свойства кодовой комбинации СЛК.

При обработке данных в ЭВМ возникают ошибки как за счет программных, так и аппаратных сбоев, приводящих к искажению информации. В реальных каналах обработки данных ошибки носят, как правило, пакетный характер, т. е. имеют тенденцию к группировке. СЛК хорошо работают в тяжелых каналах, где ошибки коррелированы, что следует из анализа, проведенного в [5].

Основной задачей декодирующей МП является исправление ошибок, появившихся в процессе обработки дискретных данных. Декодирующая МП по своей сути является декодером кодовых комбинаций СЛК, которые представляют собой n' -мерные кубы $E^{n'}$ ЕКФ. Основы теории декодирующих преобразований СЛК подробно изложены в [4], однако принципы построения декодирующих МП необходимо рассмотреть детальнее.

Как указывалось ранее, процедуры кодирующих и декодирующих преобразований организуются в единственных терминах n -мерного куба E^n ЕКФ, что предопределяет реализацию универсальной кодирующей-декодирующей матрицы структурно-логических преобразований, т. е. структурно-логической МП. Декодирование кодовых комбинаций СЛК, т. е. кубов $E^{n'}$ ЕКФ, определяет конъюнкции ИДНФ. После определения всех конъюнкций осуществляется восстановление ИДНФ путем их объединения. Если ИДНФ восстановлена корректно, то восстановление дискретных данных происходит однозначно.

Структурно-логическая МП является матрицей размерностью $n_v \times 2^{n'}$. Понятно, что для корректной реализации структурно-логической МП (матрица ЕКФ) необходимо выполнение условия (7) и леммы 1. Матрица ЕКФ (ее размерность) остается неизменной как при кодирующих преобразованиях конъюнк-

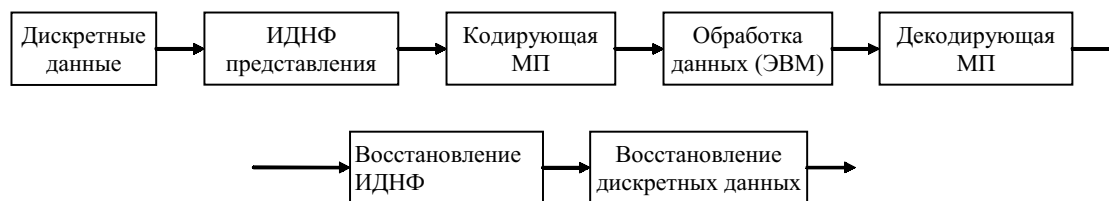


Рис. 3

ций ИДНФ, так и при декодирующих преобразованиях ЕКФ, т. е. при восстановлении конъюнкций ИДНФ. Проведение декодирующих преобразований нуждается в реализации дополнительных функций исправления ошибок переменных конъюнкции, соответствующей декодируемому ЕКФ.

При кодировке конъюнкции ИДНФ n_b строк матрицы ЕКФ последовательно за $2^{n'}$ такта записываются значения переменных конъюнкций $x_0, x_1, \dots, x_{n_b-1}$. Значения переменных матрицы ЕКФ должны отвечать значениям переменных конъюнкции ИДНФ таким образом, чтобы соответствующие строки матрицы ЕКФ заполнялись переменными $x_i=1$ или $\bar{x}_i=0$ по всем $2^{n'}$ столбцам. Строки матрицы ЕКФ, которые не соответствуют переменным кодирующей конъюнкции ИДНФ, заполняются последовательно за $2^{n'}$ тактов двоичными номерами вершин куба $E^{n''}$ согласно совершенному размещению геометрических соседей (СРГС) [3]. Мерность куба $E^{n''}$, а значит и число его вершин, необходимых для заполнения строк матрицы ЕКФ, не соответствующих переменным кодирующей конъюнкции ИДНФ, равно $2^{n''}$, определяется по формуле

$$n'' = n_b - n_v. \quad (10)$$

Если переменных n'' из числа разрядов n_b не хватает для развития куба $E^{n'}$, то могут использоваться переменные из числа n_v , которые составляют конъюнкцию, в полном соответствии с СРГС. При этом необходимо учитывать определенные ограничения, связанные с уменьшением исправляющей способности кодовой комбинации СЛК, о которых говорилось ранее. Так, например, при $n''=2$ число двухразрядных вершин куба E^2 составляет $2^2=4$, которые, согласно СРГС, определены как 00, 01, 11, 10. Заполнение соответствующих строк (в данном случае двух) матрицы ЕКФ осуществляется за 4 такта последовательно, причем первой следует вершина со «старшим» номером, а именно 10, а вершина 00 записывается последней на четвертом такте. При $n''=3$ трех-

разрядные вершины куба E^3 составляют множество 000, 001, 011, 010, 110, 111, 101, 100. Заполнение трех строк матрицы ЕКФ осуществляется за 8 тактов. Первой записывается вершина со «старшим» (по СРГС) номером 100, а последней, восьмой, следует вершина 000.

Полученный в матрице ЕКФ куб $E^{n'}$ записывается в исходную буферную матрицу в параллельном формате, а затем последовательно, построчно, выдается в канал обработки.

Для декодирования кодовой комбинации СЛК куба $E^{n'}$, полученного из канала обработки, используется та же матрица ЕКФ, что и для кодировки дискретных данных. Канальный куб $E^{n'}$ ЕКФ, записанный в матрицу, отличается наличием ошибок переменных ИДНФ, представляющих обрабатываемые данные, что определяет основную задачу при декодировании, а именно исправление ошибок переменных ИДНФ для полного восстановления дискретных данных.

Методы коррекции ошибок при помощи СЛК проанализированы достаточно подробно в [4], однако аппаратная реализация методов декодирования, обусловленных логической избыточностью переменных ИДНФ в кубе $E^{n'}$, как наиболее естественных и простых, требует подробного рассмотрения.

При декодировании матрица ЕКФ служит только для записи канального куба $E^{n'}$, причем число строк определяется числом разрядов вершин куба $E^{n'}$ и составляет n_b , а число столбцов равняется $2^{n'}$. Если за основу матрицы ЕКФ принять сдвиговые регистры, то строка будет соответствовать сдвиговому регистру на $2^{n'}$ разрядов. Каждый из n_b регистров имеет последовательный и $2^{n'}$ параллельных выходов. Число выходов матрицы равно числу последовательных выходов всех регистров, причем каждый регистр имеет $2^{n'}$ параллельных выходов. Непосредственное исправление ошибок переменных ИДНФ осуществляется в блоке определителя переменных, значения выходов которого подаются на входы корректора конъюнкций ИДНФ. Корректор конъюнкций непо-

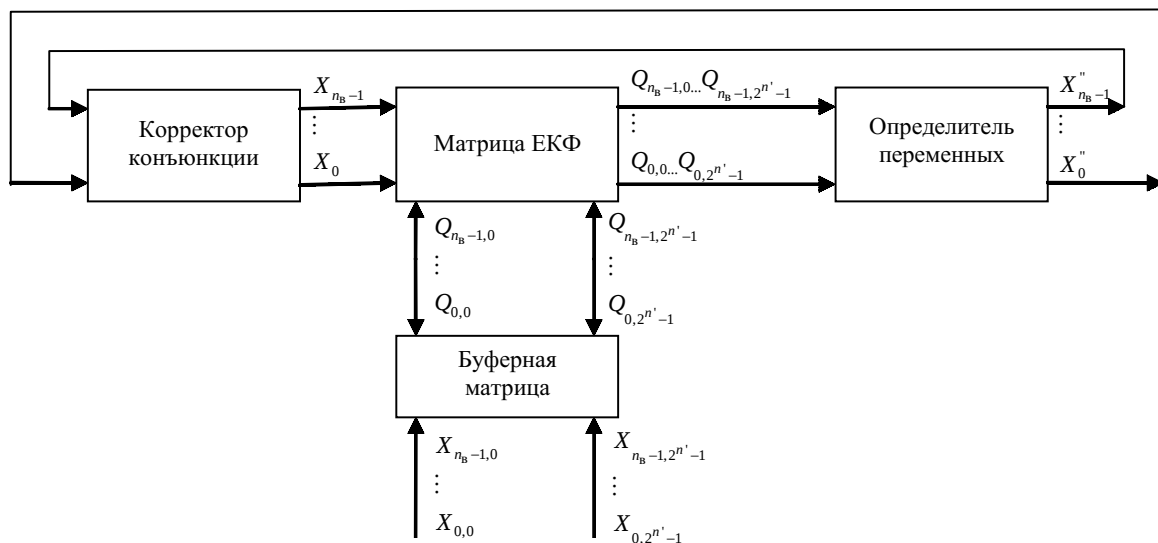


Рис. 4

средственно связан со входами регистров переменных ИДНФ матрицы ЕКФ.

Общая схема структурно-логических кодирующих и декодирующих преобразований СЛК представлен на **рис. 4**.

При кодировании на выходе матрицы ЕКФ появляются данные, которые поступают на обработку. В результате декодирования возобновляется кодовая комбинация СЛК, т. е. куб $E^{n'}$ ЕКФ, который используется для восстановления ИДНФ и, в итоге, дискретных данных.

С помощью корректора конъюнкций выполняется последовательная запись значений переменных конъюнкций в соответствующие строки матрицы ЕКФ. Строки матрицы ЕКФ, которые не отвечают переменным кодирующей конъюнкции ИДНФ, корректор конъюнкций заполняет последовательно двоичными номерами вершин куба $E^{n''}$ размерности n'' .

Последовательная запись строк (регистров) матрицы ЕКФ выполняется за $2^{n''}$ тактов.

Значения переменных кодирующей конъюнкции ИДНФ считываются корректором конъюнкций из блока конъюнкций (**рис. 5**), а двоичные номера вершин n'' -мерного куба $E^{n''}$ считываются с матрицы констант, которая заполняется генератором СРГС.

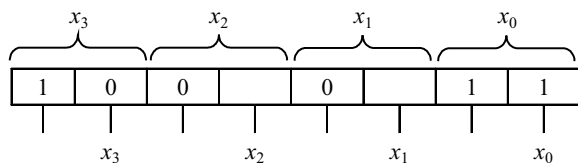


Рис. 5

В блоке конъюнкций каждая переменная занимает 2 бита, причем левая единица отмеченных сверху пар бит говорит о наличии данной переменной в конъюнкции, а правый бит отвечает значению переменной.

Определитель переменных представляет собой блок мажоритарных элементов (МЭ), число которых определяется числом регистров (строк) матрицы ЕКФ и отвечает числу разрядов вершин куба $E^{n'}$ ЕКФ n_b . На входы МЭ подаются значения выходов триггеров конкретного регистра, который отвечает одной переменной ИДНФ. Таким образом, число входов МЭ определяется числом вершин n' -мерного куба $E^{n'}$ ЕКФ и составляет $2^{n'}$. В случае ошибок переменных канальных кубов $E^{n'}$ ЕКФ МЭ определяют действительные значения переменных, причем решение выносится по большинству относительно значения каждой переменной, и с помощью корректора конъюнкций восстанавливают значение переменных в матрице ЕКФ.

Для вынесения корректного решения по большинству более половины из $2^{n'}$ входов МЭ должны быть приняты без ошибок, т. е. порог вынесения решения M определяется согласно лемме 2:

Порог вынесения корректного решения мажоритарным элементом должен быть хотя бы на 1 больше половины числа всех входов, которое составляет $2^{n'}$, то есть

$$M \geq 2^{n'-1} + 1. \quad (11)$$

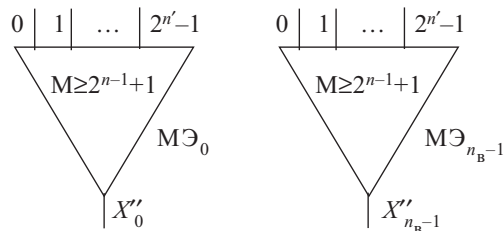


Рис. 6

На **рис. 6** представлена структурная схема определителя переменных.

Определитель переменных выносит решение по каждой из n_b переменных ИДНФ, которые используются корректором конъюнкций для восстановления куба $E^{n'}$ ЕКФ в матрице ЕКФ, и содержит n_b МЭ (по числу разрядов вершин куба $E^{n'}$ ЕКФ). Число входов каждого МЭ составляет $2^{n'}$ и определяется числом вершин куба $E^{n'}$, т. е. числом столбцов матрицы ЕКФ. Выход каждого МЭ подключается к последовательному входу соответствующей строки матрицы ЕКФ через переключатели корректора конъюнкций.

Корректор конъюнкций осуществляет последовательную запись значений переменных конъюнкции по строкам матрицы ЕКФ в режиме кодировки, используя блок конъюнкций, реализованный по схеме на **рис. 5**, а также осуществляет порядковое введение в матрицу ЕКФ двоичных номеров вершин куба $E^{n''}$, мерность n'' которого определяет число строк матрицы ЕКФ, не отвечающих переменным кодирующей конъюнкции ИДНФ. Вершины куба $E^{n''}$ считываются с матрицы констант, которая заполняется согласно СРГС в соответствии с его размерностью n'' . В режиме коррекции переменных конъюнкций в принятом канальном кубе $E^{n'}$ ЕКФ корректор конъюнкций использует значение переменных, определенных в блоке определителя переменных, т. е. на выходах МЭ $x''_0, x''_1, \dots, x''_{n_b-1}$. Обеспечение режимов кодировки и коррекции происходит с помощью двух групп переключателей Π' и Π . Каждый переключатель из этих групп реализован на элементах «ИЛИ-НЕ». Управление переключателями происходит с использованием управляющих входов M , значение которых будет разъяснено при детальном рассмотрении структурной схемы корректора конъюнкций, представленной на **рис. 7**.

В качестве примера рассмотрим структурную схему корректора конъюнкций и матрицы ЕКФ, представленную на **рис. 8**, выполненных для куба E^2 ЕКФ с числом разрядов вершин $n_b=4$, которые отвечают переменным кодирующей конъюнкции x_0, x_1, x_2, x_3 . Из схемы видно, что матрица ЕКФ имеет размерность 4×4 .

Число переключателей каждой группы равно 4, и они имеют следующие обозначения: $\Pi'_0, \Pi'_1, \Pi'_2,$

$\Pi'_{n_b-1}, \Pi_0, \Pi_1, \Pi_2, \Pi_{n_b-1}$.

Группа переключателей Π' вместе с матрицей констант куба $E^{n''}$, которая содержит четыре 2-разрядные вершины, т. е. $n''=2$, сгенерированные в соответствии

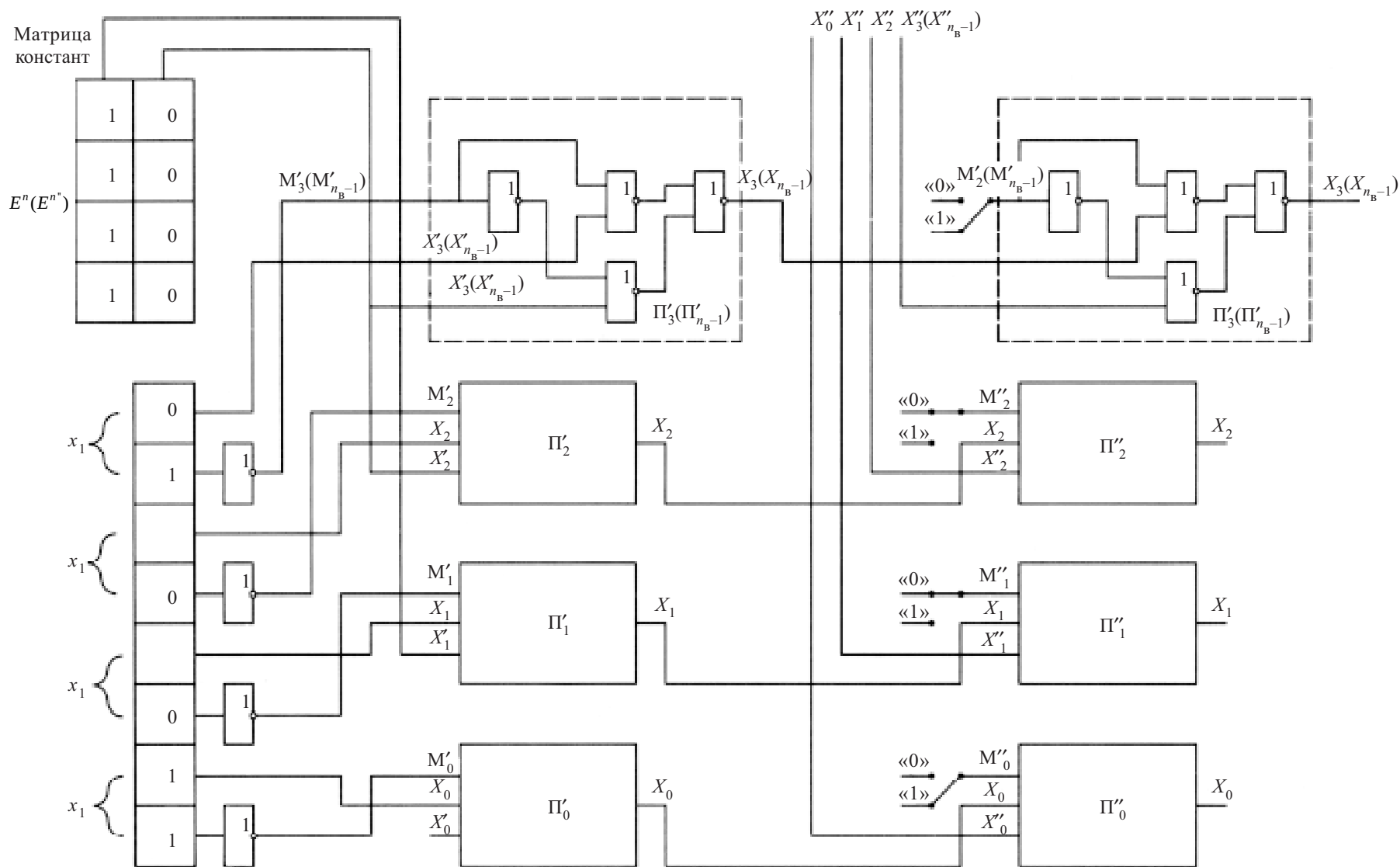


Рис. 7

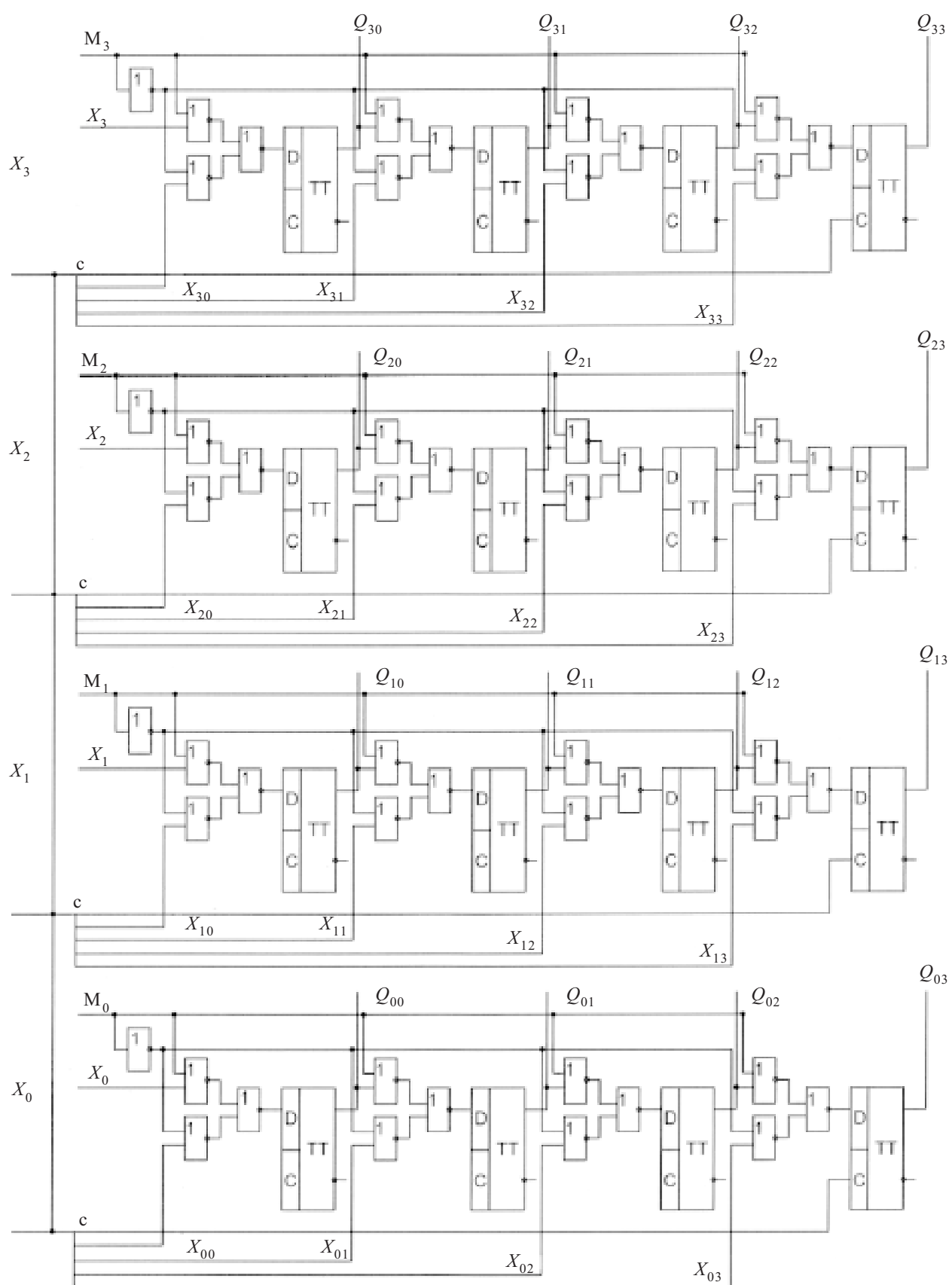


Рис. 8

с СРГС, обеспечивают кодировку конъюнкции $\bar{x}_3x_0$, которая записана в блоке конъюнкций. Левый бит двухбитной ячейки, соответствующей конкретной переменной, определяет наличие данной переменной в конъюнкции (если бит содержит единицу, это означает присутствие переменной, и тогда правый бит содержит ее значение).

Значение управляющих входов переключателей M' определяется значением левого бита блока конъюнкций. При наличии в этом бите единицы, а в нашем случае это отвечает переменным x_3 и x_0 , значение управляющих входов $M'_3 = M'_0 = 0$, что обеспечивает работу входов x_3 и x_0 . При этом на выходах x_3 и x_0 переключателей P'_3 и P'_0 появляются значения переменных $x_3=0$ и $x_0=1$, соответственно. Управляющие входы $M'_2 = M'_1 = 1$ вызывают срабатывание входов x'_2 и x'_1 переключателей P'_2 и P'_1 . Значение входов M'_2 и M'_1 , равное 1, объясняется наличием нулей в левых битах переменных x_2 и x_1 , что говорит об отсутствии этих переменных в кодирующей конъюнкции. В этом случае по входам x'_2 и x'_1 будут записываться значения вершин куба $E^2(E'')$, что отобразится на соответствующих выходах x_2 и x_1 переключателей P'_2 и P'_1 .

Значения переменных и констант на выходах x_3 , x_2 , x_1 , x_0 переключателей за $2^n=2^2=4$ такта записываются во все $n_b=4$ строки матрицы ЕКФ, что реализует куб E^2 ЕКФ кодовой комбинации СЛК заданной конъюнкции.

В режиме кодировки конъюнкций значения управляющих входов M'_3, M'_2, M'_1, M'_0 переключателей P'_3, P'_2, P'_1, P'_0 равны 0, т. е. $M'_3=M'_2=M'_1=M'_0=0$. В этом случае значения переменных и констант передаются по входам x_3, x_2, x_1, x_0 переключателей P'' . В итоге все строки матрицы ЕКФ будут заполнены и куб E^2 ЕКФ организован. Полученный куб E^2 ЕКФ, т. е. кодовая комбинация СЛК конъюнкции, в параллельном формате построчно переписывается в буферную матрицу (рис. 4).

Для записи данных в буферную матрицу используются выходы триггеров регистров соответствующих строк матрицы ЕКФ, т. е. $Q_{30}, Q_{21}, Q_{32}, Q_{33}, \dots, Q_{00}, Q_{01}, Q_{02}, Q_{03}$. Из буферной матрицы данные поступают в канал обработки.

В режиме коррекции конъюнкций в принятом из канала обработки куба E^2 ЕКФ используются значения переменных конъюнкции, определенные в блоке определителя переменных на выходах МЭ $x''_0, x''_1, x''_2, x''_3$. Эти значения подаются на соответствующие входы переключателей P'' . Данные, которые принимаются из канала обработки, записываются сначала в параллельном формате построчно в буферную матрицу по входам $x_{30}, x_{31}, x_{32}, x_{33}, \dots, x_{00}, x_{01}, x_{02}, x_{03}$. Потом принятые данные переписываются по аналогичным входам в матрицу ЕКФ.

Для коррекции используются только те входы МЭ блока определителя переменных, которые соответствуют переменным, присутствующим в конъюнкции. В

нашем случае единицами в битах наличия переменной в конъюнкции отмечены переменные x_3 и x_0 в блоке конъюнкций. Чтобы привести коррекцию значений этих переменных на переключатели P'' подаются значения выходов x''_3 и x''_0 МЭ блока определителя переменных. Для этого на управляющие входы M'_3 (переключатель P'_3) и M'_0 (переключатель P'_0) подаются логические единицы, что приводит к подключению необходимых выходов МЭ x''_3 и x''_0 . За $2^n=4$ последующих такта полностью корректируются переменные x_3 и x_0 в матрице ЕКФ. При этом на управляющие входы M'_2 и M'_1 переключателей P'_2 и P'_1 подается логический нуль, что обуславливает корректную перезапись за 4 такта тех строк матрицы ЕКФ, которые не отвечают переменным конъюнкции $\bar{x}_3x_0$. В результате коррекции куб E^2 ЕКФ (в нашем случае куб E^2) полностью возобновляется.

Матрица ЕКФ собрана на регистровых структурах с использованием D-триггеров, причем ввод и вывод данных возможен как в параллельном, так и в последовательном режимах.

Выводы

Разработана универсальная матрица структурно-логических преобразований дискретной информации в терминах n -мерного куба E^n , предназначенная для построения единого кодирующего формата, кодовой комбинации структурно-логического кода и исправления ошибок преобразования в кодовых комбинациях СЛК. Матрица может быть реализована на основе современных микроконтроллеров при соответствующем программном обеспечении, что определяет возможность ее широкого использования в вычислительных структурах для обеспечения необходимой помехоустойчивости обрабатываемых дискретных данных.

ИСПОЛЬЗОВАННЫЕ ИСТОЧНИКИ

1. Иванов Ю. Д., Пампуха И. В., Захарова О. С., Жиров Г. Б. Метод структурно-логічного кодування інфімумних диз'юнктивних нормальних форм булевих функцій в базисі кубу E^n // Зб. наук. праць Військового інституту Київського національн. ун-ту.— 2006.— № 5.— С. 46—49.
2. Ленков С. В., Боряк К. Ф., Иванов Ю. Д., Селюков О. В. Метод представлення дискретної інформації на основі інфімумних диз'юнктивних нормальних форм булевих функцій // Там же.— 2008.— № 11.— С. 90—97.
3. Иванов Ю. Д., Пампуха И. В., Перегудов Д. О., Захарова О. С. Основи реалізації природної структурно-логічної надмірності диз'юнктивних нормальних форм представлення даних // Вісн. Київського національн. ун-ту. Військово-спеціальні науки.— 2007.— № 14.— С. 12—15.
4. Иванов Ю. Д., Пампуха И. В., Осипа В. О., Охрамович М. М. Узагальнений метод структурно-логічного декодування інфімумних форм подання булевих функцій // Зб. наук. праць Військового ін-ту Київського нац. ун-ту.— 2006.— № 4.— С. 48—53.
5. Ленков С. В., Иванов Ю. Д., Пампуха И. В., Боряк К. Ф. Особливості корегуючих властивостей структурно-логічних кодів // Захист інформації.— 2007.— № 4 (36).— С. 75—81.