старшие разряды адреса, которые, как правило, изменяются реже других разрядов.

Ускоренная адресация вносит ограничение в возможности варьирования объема считываемых массивов, поскольку требует, чтобы каждый считываемый массив состоял из количества адресов, кратного двойке в степени целого числа. Кроме того, она не дает положительного эффекта, когда управляющие напряжения в каскадах УДО имеют вид коротких импульсов.

## ЛИТЕРАТУРА


1. Современный уровень и перспективы развития оптических ЗУ.— Экспресс-информация, Вычислительная техника, 1971, № 5.
2. Холт. Методы отклонения лазерного луча.— Зарубежная радиоэлектроника, 1971, № 8.
3. Т. Нельсон. Устройство дискретного отклонения светового луча.— В сб. «Оптическая обработка информации». М., «Мир», 1966.
4. W. Kulcke et al. Digital Light Deflectors.— Proc. of the IEEE, 1966, v. 54, № 10, p. 1419—1429.
5. S. K. Kurtz. Design of an Electro-Optic Polarization Switch for a High — Capacity High — Speed Digital Light Deflector System.— The Bell System Technical Journal, 1966, v. 45, № 8, p. 1209.
6. В. А. Вуль, С. А. Коновалова. Электрооптические устройства обработки информации.— Автоматика и вычислительная техника, 1971, № 1.
7. W. J. Tabor. A High — Capacity Digital Light Deflector Using Wollaston Prisms.— The Bell System Technical Journal, 1967, v. 46, № 5, p. 957—960.


*Поступила в редакцию 28 июня 1973 г.*

---

УДК 681.325.6

**В. Я. ПИВКИН**

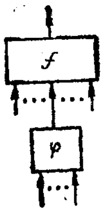
*(Новосибирск)*

# ПОСТРОЕНИЕ ТЕСТОВ ДЛЯ КОНТРОЛЯ ДРЕВОВИДНЫХ КОМБИНАЦИОННЫХ СХЕМ

Рассматривается задача обнаружения неисправностей древовидных схем, составленных из базисных элементов $\varphi_1, \varphi_2, \ldots, \varphi_k$. Базисные элементы являются одновыходными и реализуют булевы функции $\varphi_1, \varphi_2, \ldots$ $\ldots, \varphi_k$. Древовидность схемы означает, что выход любого ее элемента либо является внешним выходом схемы, либо соединен только с одним входом другого элемента. В дальнейшем предполагается, что базисные элементы являются существенными по всем своим входам, т. е. реализуют функции, существенные по всем своим переменным.

Пусть имеется древовидная схема $\psi$, имеющая $n$ внешних входов и реализующая функцию $\psi(x_1, x_2, \ldots, x_n)$. Совокупность входных наборов $T_\psi = \{\omega_1, \omega_2, \ldots, \omega_l\}$ образует тест для контроля схемы $\psi$, если любая комбинация неисправностей элементов схемы, приводящая к изменению реализуемой функции, обнаружима хотя бы на одном из этих наборов. Число наборов, входящих в тест $T_\psi$, называется его длиной и обозначается через $N(T_\psi)$.

В [1] рассмотрена задача построения тестов для древовидных схем с базисными элементами «И», «ИЛИ», «НЕ», «НЕ — И», «НЕ — ИЛИ». В [2] решена задача диагностики древовидных схем произвольного ба-



зиса, когда неисправности базисных элементов сводятся к неисправностям их входов. Однако во многих случаях неисправности элементов не сводятся к неисправностям их входов, например, если в качестве элементов рассматривать подсхемы из элементов «И», «ИЛИ», «НЕ», «НЕ — И», «НЕ — ИЛИ», имеющие разветвления.

В настоящей работе описана процедура построения теста для контроля древовидных схем произвольного базиса по имеющимся тестам $T_{\varphi_1}$, $T_{\varphi_2}, \ldots, T_{\varphi_k}$ базисных элементов. При этом на неисправности базисных элементов никаких ограничений не накладывается.

Введем некоторые дополнительные обозначения и определения. Пусть имеется $m$-мерный булев набор $\alpha = (y_1, y_2, \ldots, y_m)$ и $s$-мерный булев набор $\beta = (t_1, t_2, \ldots, t_s)$. Через $a(\alpha, \beta, i)$ будем обозначать $(m+s-1)$-мерный набор $(y_1, \ldots, y_{i-1}, t_1, \ldots, t_s\, y_{i+1}, \ldots, y_m)$, получающийся подстановкой набора $\beta$ на место $i$-й координаты набора $\alpha$ Например, если $\alpha = (10\,001)$, $\beta = (11)$, то $a(\alpha, \beta, 3) = (101\,101)$. Два входных набора $\alpha$, $\alpha'$ произвольной схемы будем называть соседними по $i$-му входу (или просто соседними), если они совпадают по всем координатам, кроме $i$-й. Наборы $\alpha$, $\alpha'$ будем называть неэквивалентными, если функция, реализуемая схемой, принимает на них разные значения.

Рассмотрим следующую частную задачу. Пусть имеются две произвольные одновыходные схемы $f$ и $\varphi$, реализующие соответственно функции $f(y_1, y_2, \ldots, y_m)$ и $\varphi(t_1, t_2, \ldots, t_s)$. Для них построены тесты $T_f = \{\alpha_1, \ldots, \alpha_p\}$ и $T_\varphi = \{\beta_1, \ldots, \beta_q\}$. Предполагается, что функции, реализуемые схемами $f$ и $\varphi$, являются существенными по всем своим переменным. Будем считать, что наборы, входящие в тест $T_\varphi$, пронумерованы таким образом, что на первых $r$ наборах $\beta_1, \beta_2, \ldots, \beta_r$ функция $\varphi$ равна единице, а в наборах $\beta_{r+1}, \beta_{r+2}, \ldots, \beta_q$ — нулю. (Из предположения о существенности функции $\varphi$ следует, что всегда $1 \leqslant r < q$.) Требуется построить тест, обнаруживающий неисправности схемы $v$, получающейся отождествлением выхода схемы $\varphi$ с $i$-м входом схемы $f$ (см. рисунок). Схема $v$ имеет входы $y_1, \ldots, y_{i-1}, t_1, \ldots, t_s, y_{i+1}, \ldots, y_m$.

Пусть схема $v$ неисправна, т. е. реализуемая ею функция не совпадает с функцией исправной схемы. Возможны следующие три случая:

1) подсхема $\varphi$ исправна, подсхема $f$ неисправна;
2) подсхема $\varphi$ неисправна, подсхема $f$ исправна;
3) подсхема $\varphi$ неисправна, подсхема $f$ неисправна.

В первом случае неисправность обнаруживается на совокупности наборов $A = \{a(\alpha_1, \beta_1', i), a(\alpha_2, \beta_2', i), \ldots, a(\alpha_p, \beta_p', i)\}$, где $\alpha_1, \alpha_2, \ldots, \alpha_p$ — наборы из теста $T_f$, а $\beta_1', \beta_2', \ldots, \beta_p'$ — произвольные входные наборы схемы $\varphi$, удовлетворяющие условию: $\varphi(\beta_j')$ равно значению $i$-й координаты набора $\alpha_j$ для всех $j = 1, 2, \ldots, p$. Действительно, поскольку подсхема $\varphi$ исправна, при подаче наборов совокупности A на входы схемы $v$ на входах подсхемы $f$ будет сгенерирован тест $T_f$ и, следовательно, неисправность подсхемы $f$ будет обнаружена. Заметим, что совокупность A содержит $N(T_f)$ наборов.

Во втором и третьем случаях для обнаружения неисправности выделим из теста $T_f$ или построим два соседних по $i$-й координате неэквивалентных для функции $f$ набора $\alpha$ и $\alpha'$. (Ниже будет показано, как строить такие наборы для древовидных схем без вычисления функции, реализуемой схемой.) Для определенности будем считать, что $i$-я координата набора $\alpha$ равна 1, а $i$-я координата набора $\alpha'$ равно 0. Построим совокупность наборов $B = \{a(\alpha, \beta_1, i), \ldots, a(\alpha, \beta_r, i), a(\alpha', \beta_{r+1}, i), \ldots, a(\alpha', \beta_q, i)\}$. Совокупность B содержит $N(T_\varphi)$ наборов и обнаруживает неисправности во втором и третьем случаях. Действительно, поскольку подсхема $\varphi$ неисправна, найдутся два набора $\beta_l$, $l \leqslant r$ и $\beta_t$, $t > r$ такие, что на выходе неисправной подсхемы $\varphi$ будут одинаковые значения, и, следовательно, независимо от состояния подсхемы $f$ на наборах

$a(\alpha, \beta_i, i)$ и $a(\alpha', \beta_i, i)$ на выходе схемы $v$ будут одинаковые значения, в то время как исправная схема $v$ на этих наборах имеет разные значения выхода.

Тест для схемы $v$ получается объединением совокупностей A и B. Очевидно, что длина теста $T_v$ удовлетворяет неравенству

$$N(T_v) \leqslant N(T_f) + N(T_\varphi).$$

Изложенная процедура построения теста $T_v$ неоднозначна, т. е., пользуясь ею, можно построить большое количество разных тестов. Тест $T_v$ будем называть правильным, если при построении совокупности A будут использованы всего два набора $\beta_h$, $h \leqslant r$ и $\beta_j$, $j > r$ из теста $T_\varphi$. Поскольку $\varphi(\beta_h) = 1$, $\varphi(\beta_j) = 0$, этих наборов достаточно для построения совокупности A.

Замечание 1. Если тест $T_f$ содержит соседние по $i$-й координате неэквивалентные наборы $\alpha$ и $\alpha'$, то правильный тест $T_v$, у которого совокупность B строится на основе наборов $\alpha$ и $\alpha'$, удовлетворяет неравенству

$$N(T_v) \leqslant N(T_f) + N(T_\varphi) - 2.$$

Действительно, в этом случае наборы совокупности A, построенные на основе наборов $\alpha$ и $\alpha'$, входят также в совокупность B, т. е. совокупности A и B пересекаются, по крайней мере, по двум наборам, и, следовательно, неравенство справедливо.

Замечание 2. Пусть $C(f)$ — совокупность входных наборов схемы $f$, содержащая пары неэквивалентных соседних наборов для всех входов схемы $f$, а $C(\varphi)$ — аналогичная совокупность для схемы $\varphi$. Тогда совокупность $C(v)$ можно получить, применяя операцию $a(\alpha, \beta, i)$, где $\alpha \in C(f)$, $\beta \in C(\varphi)$, следующим образом.

1. Из $C(f)$ выделяется пара соседних по $i$-й координате неэквивалентных наборов $\alpha$ и $\alpha'$. Осуществляется подстановка наборов из $C(\varphi)$ на место $i$-х координат наборов $\alpha$ и $\alpha'$ таким образом, чтобы значение функции $\varphi$ на подставленном наборе было равно значению координаты. Полученная совокупность содержит пары соседних неэквивалентных наборов для всех входов подсхемы $\varphi$.

2. Из $C(\varphi)$ выделяется любая пара неэквивалентных наборов $\beta$ и $\beta'$. На место $i$-й координаты наборов из $C(f)$ осуществляется подстановка наборов $\beta$ и $\beta'$ таким образом, чтобы значение функции $\varphi$ на подставляемом наборе было равно значению координаты. Полученная совокупность содержит пары соседних неэквивалентных наборов для всех входов подсхемы $f$ и пересекается, по крайней мере, по двум наборам с совокупностью построенной процедурой 1.

3. Множество $C(v)$ получается объединением совокупностей, построенных применением процедур 1 и 2, и содержит $n_1 + n_2 - 2$ набора, где $n_1$ — число наборов в $C(f)$, а $n_2$ — число наборов в $C(\varphi)$.

Замечание 3. Если тесты $T_f$ и $T_\varphi$ содержат пары неэквивалентных соседних наборов для всех входов схем $f$ и $\varphi$, то любой правильный тест $T_v$, у которого совокупность B строится на основе наборов $\alpha$ и $\alpha'$, входящих в $T_f$, содержит пары неэквивалентных соседних наборов для всех входов схемы $v$ и удовлетворяет неравенству

$$N(T_v) \leqslant N(T_f) + N(T_\varphi) - 2.$$

Замечание 3 следует из определения правильного теста, замечания 1 и процедуры построения множества $C(v)$ в замечании 2.

Перейдем к задаче построения теста для произвольной древовидной схемы $\psi$. Пусть схема содержит M элементов. Из условия древовидности следует, что схема может быть построена путем (M—1)-кратного применения операции отождествления выхода некоторого базисного элемента $\varphi_j$ с одним входом уже построенной подсхемы $f$. При этом на первом этапе $f$ совпадает с базисным элементом $\varphi_i$, выход которого является внешним выходом схемы. Отсюда следует, что тест $T_\psi$ может быть построен путем (M—1)-кратного применения процедуры построения теста для схемы $T_v$. Длина теста $T_\psi$ будет удовлетворять неравенству

$$N(T_\psi) \leqslant \sum_{i=1}^{k} n_i N(T_{\varphi_i}),$$

где $n_i$ — число элементов $\varphi_i$ в схеме $\psi$.

Если тесты $T_{\varphi_1}, T_{\varphi_2}, \ldots, T_{\varphi_k}$ содержат пары неэквивалентных соседних наборов для всех входов элементов $\varphi_1, \varphi_2, \ldots, \varphi_k$, то на каждом этапе строится правильный тест, удовлетворяющий условию замечания 3. Длина построенного теста будет удовлетворять неравенству

$$N(T_\psi) \leqslant \sum_{i=1}^{k} n_i N\left(T_{\varphi_i}\right) - 2(M-1).$$

В общем случае для каждого элемента $\varphi_i$, $i=1, 2, \ldots, k$, наряду с тестом $T_{\varphi_i}$, нужно построить совокупность наборов $C(\varphi_i)$, содержащую пары неэквивалентных соседних наборов для всех входов элемента $\varphi_i$. В процессе построения теста $T_\psi$, наряду с промежуточными тестами $T_v$, нужно формировать совокупности $C(v)$, как это описано в замечании 2. Это позволит выделять соседние неэквивалентные наборы для входов промежуточных схем без вычисления реализуемых ими функций.

Отметим, что применение изложенного метода в случаях, когда в качестве базисных выбраны элементы, неисправности которых сводятся к неисправностям входов, приводит к построению теста $T_\psi$, длина которого удовлетворяет неравенству $N(T_\psi) \leqslant 2n$, где $n$ — число входов схемы $\psi$.

Действительно, в этом случае для базисных элементов можно построить тесты $T_{\varphi_1}, T_{\varphi_2}, \ldots, T_{\varphi_k}$, содержащие пары соседних неэквивалентных наборов для всех входов элементов $\varphi_1, \varphi_2, \ldots, \varphi_k$ и удовлетворяющие условию $N\left(T_{\varphi_i}\right) \leqslant 2n_i$, $i=1, 2, \ldots, k$, где $n_i$ — число входов элемента $\varphi_i$. Осуществляя построения теста $T_\psi$ в соответствии с условиями замечания 3, получим тест, удовлетворяющий указанному неравенству. Для доказательства вернемся к рассмотренной выше задаче построения теста для схемы $v$ (см. рисунок). Если оценка справедлива для схем $f$ и $\varphi$, то для теста $T_v$, построенного в соответствии с замечанием 3, имеем

$$N(T_v) \leqslant N(T_f) + N(T_\varphi) - 2 \leqslant 2m + 2s - 2 = 2(m+s-1),$$

т. е. неравенство справедливо для теста $T_v$. Отсюда следует, что указанная оценка справедлива на каждом этапе построения теста $T_\psi$, в том числе и для самого теста $T_\psi$.

Если в качестве базисных выбраны элементы «И», «ИЛИ», «НЕ», «НЕ — И», «НЕ — ИЛИ», то для теста $T_\psi$, построенного в соответствии с замечанием 3, справедлива оценка $N(T_\psi) \leqslant n+1$. Действительно, для каждого $l$-входного базисного элемента существует тест длиной $l+1$, содержащий пары соседних неэквивалентных наборов для всех своих входов. Рассуждая аналогично описанному выше случаю, предположим, что оценка справедлива для схем $f$ и $\varphi$, тогда

$$N(T_v) \leqslant N(T_f) + N(T_\varphi) - 2 \leqslant (m+1) + (s+1) - 2 = (m+s-1) + 1.$$

Поскольку оценка справедлива для базисных элементов, она будет справедлива на всех этапах построения теста $T_\psi$, в том числе и для самого теста $T_\psi$.

## ЛИТЕРАТУРА


1. И. В. Коган, Л. Н. Стерликова. Построение проверяющих тестов для бесповторных скобочных формул.— Дискретный анализ, 1970, № 17.
2. М. Ф. Каравай. Диагноз древовидных схем произвольного базиса.— Автоматика и телемеханика, 1973, № 1.


*Поступила в редакцию 26 марта 1973 г.*