

Er. G. /
577

ISSN 0136-3549
3134-3823

TALLINNA
POLÜTEHNILISE INSTITUUDI
TOIMETISED

577

ТРУДЫ ТАЛЛИНСКОГО
ПОЛИТЕХНИЧЕСКОГО
ИНСТИТУТА

ТРИ
'84

РАСЧЕТ И ПРОЕКТИРОВАНИЕ
СИСТЕМ
ТЕХНИЧЕСКОЙ КИБЕРНЕТИКИ

Ep. 6.7

577

**ТРИ
'84**

TALLINNA POLÜTEHNILISE INSTITUUDI TOIMETISED

ТРУДЫ ТАЛЛИНСКОГО ПОЛИТЕХНИЧЕСКОГО ИНСТИТУТА

УДК 621.382+681.32

●
РАСЧЕТ
И
ПРОЕКТИРОВАНИЕ
СИСТЕМ
ТЕХНИЧЕСКОЙ
КИБЕРНЕТИКИ

Электротехника и автоматика XXVI

Таллин 1984

621

С о д е р ж а н и е

1.	Ранг Т., Велмре Э. Лавинное размножение носителей в кремниевых арсенид-галлиевых и фосфидиндиевых дополнительных PN-переходах.....	3
2.	Эвартсон Т. Моделирование цифровых схем при длинных импульсных последовательностях.....	15
3.	Воолайне А., Тооме Т. Уравнение диагноза для синхронных последовательностных схем.....	27
4.	Вийлуп А. Моделирование счетных схем при синтезе и анализе тестов.....	37
5.	Судницын А., Беркман Б. Реализация сетей автоматов на микропроцессорных ВИС.....	45
6.	Рюстерн Э. Расчет показателей качества переходного процесса.....	57
7.	Рюстерн Э. Расчет линейных систем методом лаггерровских последовательностей.....	69
8.	Лейс П., Кезваллик А., Круус М. О реализации микропрограммных автоматов на сдвиговых регистрах.....	85
9.	Лейс П., Кезваллик А., Юрис А. Смешанные триггерные пары и кодирование состояний конечного автомата.....	97

ТАЛЛИНСКИЙ ПОЛИТЕХНИЧЕСКИЙ ИНСТИТУТ
Труды ТПИ № 577.

РАСЧЕТ И ПРОЕКТИРОВАНИЕ СИСТЕМ ТЕХНИЧЕСКОЙ
КИБЕРНЕТИКИ.
Электротехника и автоматика XXVI.

Редактор Р. Убар.
Техн. редактор В. Ранник.
Сборник утвержден коллегией Трудов ТПИ 06.04.84.
Подписано к печати 23.10.84.
МВ-08129. Печ. л. 6,5 + 0,25-прилож. Уч.-изд. л. 5,0.
Тираж 300.
Зак. № 536.
Цена 80 коп.
Таллинский политехнический институт, 200026, Таллин,
Эхитазте тее, 5.
Ротапринт ТПИ, Таллин, ул. Коскла, 2/9.

© Таллинский политехнический институт, 1984



ЛАВИННОЕ РАЗМНОЖЕНИЕ НОСИТЕЛЕЙ В КРЕМНИЕВЫХ
АРСЕНИД-ГАЛЛИЕВЫХ И ФОСФИДИНДИЕВЫХ
ДОПОЛНИТЕЛЬНЫХ PN-ПЕРЕХОДАХ

Введение

В последние годы возрос интерес к физико-математическому моделированию полупроводниковых приборов, в том числе и приборов, в которых лавинное размножение носителей играет важную роль (например, фотодиоды, лавинно-пролетные диоды, силовые тиристоры и т.д.). Адекватное численное моделирование таких приборов возможно только при достаточно точном задании коэффициентов ударной ионизации. В аналитических моделях аналогичную роль играют коэффициенты лавинного размножения носителей (коэффициенты Миллера [1]) и показатели степени в формуле Миллера.

В данной работе приведены результаты расчетов напряжения пробоя и показателей степени в формуле Миллера.

Результаты расчетов

В таблице I приведены результаты расчета напряжения пробоя для кремниевых дополнительных pn-переходов.

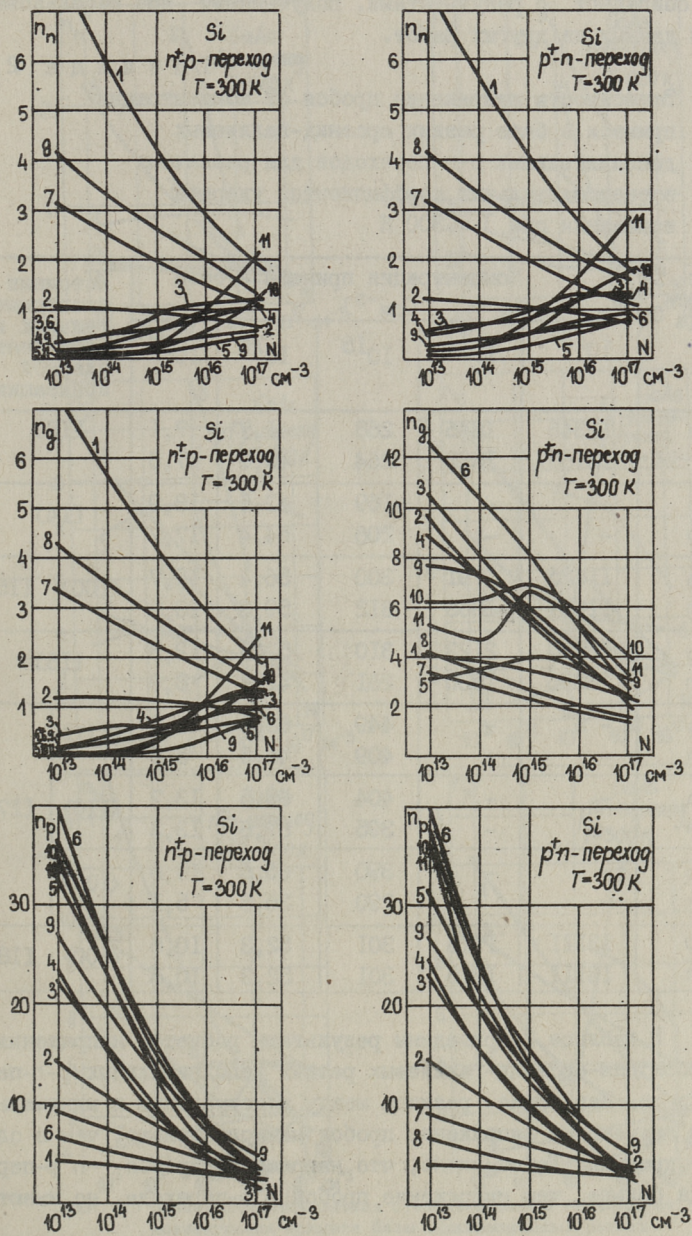
Разница между максимальным и минимальным значениями напряжения пробоя при использовании разных коэффициентов ионизации, приблизительно 40 % для всех концентраций примеси. В большинстве случаев, исключая данные из работы [2], напряжение пробоя n^+p -перехода приблизительно на 5 % выше напряжения пробоя p^+n -перехода. Рассчитанные напряжения пробоя для n^+p - и p^+n -переходов при использовании данных из работ [3, 4] не отличаются, поскольку в этих работах принято $\gamma = \text{const}$.

Т а б л и ц а I

Зависимости напряжения пробоя от концентрации примеси в базе резких кремниевых дополнительных р-п-переходов для различных экспериментальных коэффициентов ударной ионизации при $T = 300 \text{ K}$

Тип перехода	Концентрация примеси базы					Источник коэффициентов ударной ионизации
	10^{13}	10^{14}	10^{15}	10^{16}	10^{17}	
n^+p	I039I	I640	287	58,8	I5,5	[3]
p^+n	I039I	I640	287	58,8	I5,5	
n^+p	I2842	I984	326	58,8	I2,2	[5]
p^+n	I2360	I894	308	55,0	II,25	
n^+p	I0750	I699	295	59,2	I4,8	[6]
p^+n	I0490	I649	285	56,6	I4,0	
n^+p	II976	I950	333	62,3	I3,2	[7]
p^+n	II46I	I827	308	56,8	II,9	
n^+p	9033	I475	267	56,5	I5,9	[8]
p^+n	8622	I4I0	253	52,3	I4,9	
n^+p	I0I34	I653	303	66,7	I9,7	[9]
p^+n	I0039	I634	299	65,6	I9,3	
n^+p	8732	I359	232	49,6	I3,0	[10]
p^+n	8546	I324	2I7	45,7	I2,4	
n^+p	8562	I39I	254	55,6	I7,5	[4]
p^+n	8562	I39I	254	55,6	I6,4	
n^+p	869I	I488	28I	62,6	I8,I	[II]
p^+n	8338	I407	262	57,3	I6,3	
n^+p	884I	I376	236	46,7	II,6	[2]
p^+n	8930	I392	239	47,5	II,8	
n^+p	I4887	2I02	326	59,5	I4,3	[I2]
p^+n	I4447	2029	3I2	56,2	I3,4	

На фиг. I показаны рассчитанные для электронов, дырок и электронно-дырочных пар показатели степени формулы Миллера в зависимости от концентрации. Расчеты показывают, что если используем данные из работ [2-4], результаты расчетов



Фиг. 1. Зависимости показателя степени формулы Миллера от концентрации примеси в базе дополнительных резких кремниевых р-п-переходов для различных экспериментальных коэффициентов ударной ионизации.

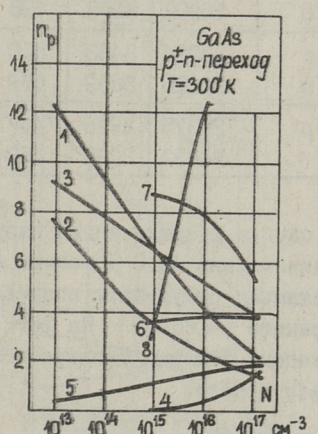
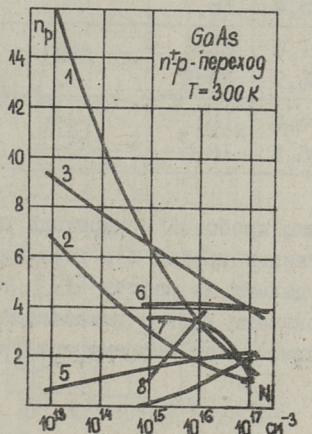
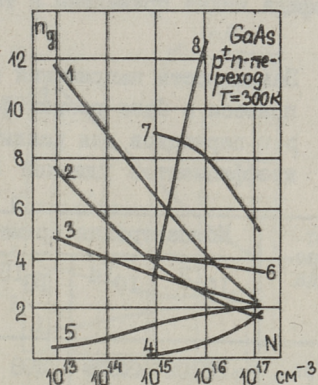
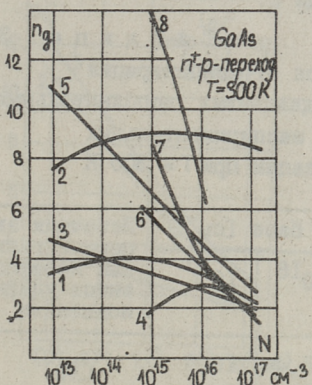
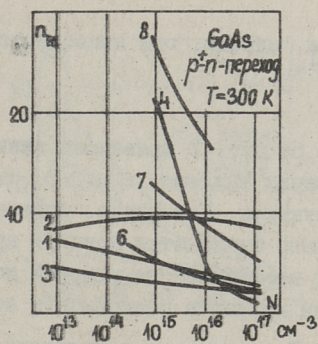
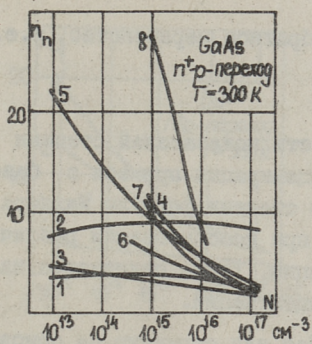
не совпадают с результатами, полученными при использовании данных из других работ.

Т а б л и ц а 2

Зависимости напряжения пробоя от концентрации примеси в базе резких арсенид-галлиевых дополнительных р-п-переходов для различных экспериментальных коэффициентов ударной ионизации при $T = 300 \text{ K}$

Тип перехода	Концентрация примеси в базе [см ⁻³]					Источник экспериментальных коэффициентов ударной ионизации
	10^{13}	10^{14}	10^{15}	10^{16}	10^{17}	
n ⁺ p	I3346	I846	268	41,7	7,1	[I3]
p ⁺ n	I3I68	I8I8	264	40,9	7,0	
n ⁺ p	-	-	I69	43,5	I3,9	[I4]
p ⁺ n	-	-	206	54,4	I7,7	
n ⁺ p	II625	I79I	300	56,4	I2,7	<I00> [I5]
p ⁺ n	II969	I855	3I2	59,3	I3,5	
n ⁺ p	I5880	2I23	3I0	52,8	I2,3	[I6]
p ⁺ n	I3896	I830	26I	42,4	8,9	
n ⁺ p	-	-	449	65,3	I3,8	<III>
p ⁺ n	-	-	409	46,5	5,5	
n ⁺ p	-	-	404	69,5	I3,7	<II0>
p ⁺ n	-	-	395	67,6	I3,3	
n ⁺ p	-	-	390	65,5	I5,6	<I00>
p ⁺ n	-	-	290	36,6	5,1	
n ⁺ p	I3III	I9I5	30I	52,3	I0,6	<I00> [I8]
p ⁺ n	I3III	I9I5	30I	52,3	I0,6	

В таблице 2 приведены результаты расчетов напряжения пробоя для арсенид-галлиевых резких дополнительных р-п-переходов. Как видно, разница между максимальным и минимальным значениями напряжения пробоя намного больше, чем в случае кремния. Также видно, что напряжение пробоя n⁺p-перехода больше, чем напряжение пробоя p⁺n-перехода, но имеют-



Фиг. 2. Зависимости показателя степени формулы Миллера от концентрации примеси базы дополнительных резких арсенид-галлиевых p-n-переходов для различных экспериментальных коэффициентов ударной ионизации.

ся и случай, где выполняется обратное неравенство, т.е.
 $U_B^{p+n} > U_B^{n+p}$.

На фиг. 2 приведены зависимости показателей степени формулы Миллера n_n, n_p, n_g от концентрации примеси в базе структуры. Как видно, показатели степени формулы Миллера сильно отличаются друг от друга при использовании различных коэффициентов ударной ионизации. Также отличается наклон кривых в зависимости от концентрации.

Рассчитанные напряжения пробоя для структур на основе фосфида индия приведены в таблице 3.

Т а б л и ц а 3

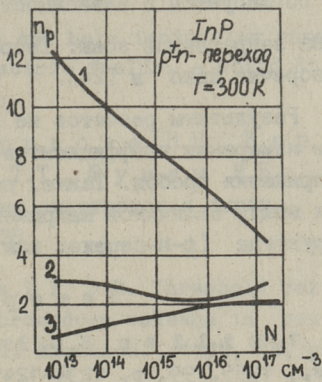
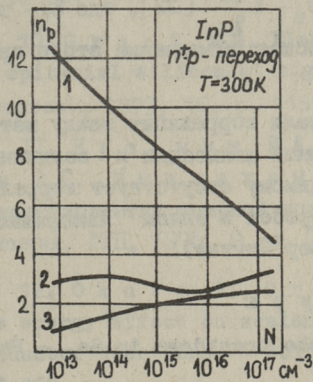
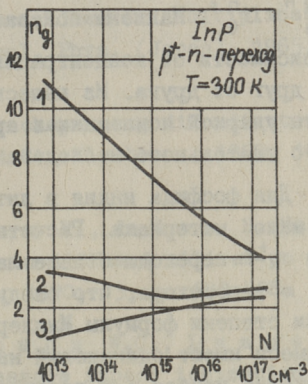
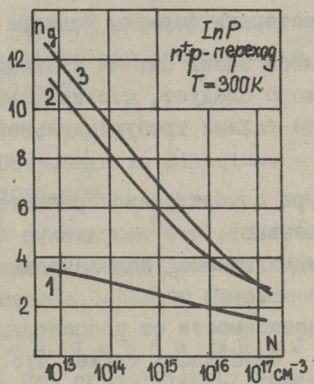
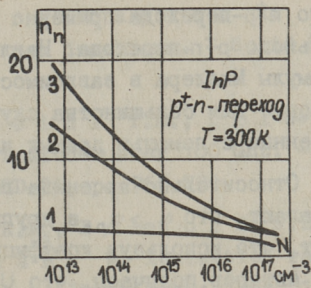
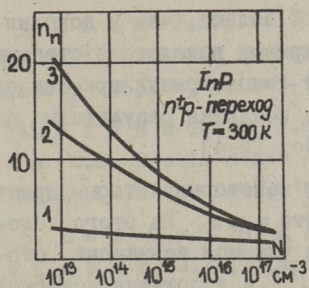
Зависимости напряжения пробоя от концентрации примеси в базе резких фосфидиндиевых дополнительных р-п-переходов для различных экспериментальных коэффициентов ударной ионизации при $T = 300 \text{ K}$

Тип перехода	Концентрация примеси в базе $[\text{см}^{-3}]$					Источник экспериментальных коэффициентов ударной ионизации
	10^{13}	10^{14}	10^{15}	10^{16}	10^{17}	
n^+p	22102	3205	498	85,4	16,9	[19]
p^+n	22092	3203	498	85,4	16,9	
n^+p	23094	3463	560	101,0	21,2	[20]
p^+n	23625	3559	579	104,7	23,3	
n^+p	20375	2976	447	84,0	16,1	[21]
p^+n	20632	3020	457	86,3	16,5	

В случае фосфида индия напряжение пробоя p^+n -перехода приблизительно на 3 % больше напряжения пробоя n^+p -перехода, исключая результаты полученных данных из работы [19], где принято $\gamma = \text{const}$. На фиг. 3 показаны кривые показателя степени формулы Миллера в зависимости от концентрации примеси в базе.

Выводы

Расчеты показывают, что благодаря выполнению неравенства $\alpha_n > \alpha_p$ и условия $\gamma \neq \text{const}$, напряжение пробоя кремние-



Фиг. 3. Зависимость показателя степени формулы Миллера от концентрации примеси базы дополнительных резких фосфид-индиевых р-п-переходов для различных коэффициентов ударной ионизации.

вого n^+p -перехода примерно на 5 % больше, чем у дополнительного p^+n -перехода. Наклоны кривых показателя степени формулы Миллера в зависимости от концентрации примеси одинаковые для большинства случаев, исключая результаты, полученные с помощью данных из работ [2-4].

Относительно арсенида галлия некоторые авторы предполагают, что $\alpha_n > \alpha_p$, а другие, что $\alpha_p > \alpha_n$. Из этого следует, что используя коэффициенты ударной ионизации первых авторов, получаем, что $U_B^{n^+p} > U_B^{p^+n}$, а используя коэффициенты других авторов, получается неравенство наоборот, т.е. $U_B^{p^+n} > U_B^{n^+p}$. Наклоны показателей степени формулы Миллера в зависимости от концентрации примеси очень сильно отличаются друг от друга. Из вышесказанного следует, что коэффициенты ударной ионизации в арсениде галлия требуют дальнейшего тщательного исследования.

Для фосфида индия в литературе опубликовано сравнительно мало материала. Расчеты показывают, что напряжение пробоя p^+n -перехода больше напряжения пробоя дополнительного n^+p -перехода, что следует из условия $\alpha_p > \alpha_n$. Показатели степени формулы Миллера в зависимости от концентрации примеси имеют одинаковый наклон. Выяснилось также, что напряжение пробоя p - n -переходов из InP приблизительно в 1,5-2 раза выше напряжения пробоя p - n -перехода из $GaAs$. Это не согласуется с зависимостью $U_B \sim \varepsilon_q^{3/2}$ [22], где ε_q - ширина запрещенной зоны. Теоретическое объяснение этого противоречия дано в [24].

Результаты расчетов не показали корреляции между методом измерения коэффициентов ударной ионизации и величиной напряжения пробоя. Также, по-видимому отсутствует корреляция между величиной напряжения пробоя и видом измеренной структуры (p - n -переход или барьер Шоттки).

Л и т е р а т у р а

1. M i l l e r S.L. Avalanche breakdown in Ge. - Phys. Rev., 1955, 99, p. 1234-1241.
2. D e c k e r D.R., D u n n C.N. Temperature dependence of carrier ionization rates and saturated velocities in silicon. - J. Electron. Materials, 1975, 4, p. 527-547.

3. M o l l J.L., v a n O v e r s t r a e t e n R.
Charge multiplication in silicon p-n junctions. - Solid St.
Electron., 1963, 6, p. 147-157.
4. N i e h a u s e W.C., S e i d l T.E., I g l e s
s i a s D.E. Double drift IMPATT diodes near 100 GHz. -
IEEE Trans. Electr. Dev., 1973, ED-20, p. 765-771.
5. L e e C.A., L o g a n R.A., B a t d o r f R.L.,
K l e i m a c k J.J., W i e g m a n n W. Ionization rates
of holes and electrons in silicon. - Phys. Rev., 1964, 134,
A761-A773.
6. O g a w a T. Avalanche breakdown and multiplication
in silicon pin junctions. - J. Appl. Phys. (Japan), 1965, 4,
p. 473-475.
7. M ö n c h W. Zur Durchbruchspannung difundierter
pn-Übergänge in Silizium. - Solid St. Electron., 1967, 10,
p. 1085-1092.
8. v a n O v e r s t r a e t e n R., d e M a n H. Mea-
surement of the ionization rates in diffused silicon pn
junctions. - Solid St. Electron., 1970, 13, p. 583-608.
9. W o o d s M.H., J o h n s o n W.C., L a m p e r t
M.A. Use of a Schottky barrier measure impact ionization
coefficients in semiconductors. - Solid St. Electron., 1973,
16, p. 381-394.
10. G r a n t W.N. Electron and hole ionization rates
in epitaxial silicon at high electric fields. - Solid St.
Electron., 1973, 16, p. 1189-1203.
- II. К у з ь м и н В.А., К р ю к о в а Н.Н., К ю р е -
я н А.С., М н а п а х а н о в Т.Т., Ш у м а н В.Б.
О коэффициентах ударной ионизации электронов и дырок в
кремнии. ФТП, 1975, 9, с. 735-738.
12. O k u t o S., C r o w e l l C.R. Threshold volt-
age energy effect on avalanche breakdown voltage in semi-
conductor junctions. - Solid St. Electron., 1975, 18, p.
161-168.
13. S t i l l m a n G.E., W o l f e C.M., R o s s i
J.A., F o y t A.G. Unequal electron and hole impact ion-
ization coefficients in GaAs. - Appl. Phys. Lett., 1974,

24, p. 471-474.

14. Stillman G.E., Wolfe C.M., Rossi J.A., Ryan J.L. Gallium arsenide and related compounds. - Inst. Phys. Conf., 1975, Ser. 24, p. 210-230.

15. Ito M., Kagawa S., Kaneda T., Yamooka T. Ionization rates for electrons and holes in GaAs. - J. Appl. Phys., 1978, 49, p. 4607-4608.

16. Law H.D., Lee A.C. Interband scattering effects on semiconductor ionization coefficients in GaAs. - Solid St. Electron., 1978, 21, p. 331-340.

17. Pearsell T.P., Capparo R.E., Nahory M.A., Pollack M.A., Chelickowski J.R. The band structure dependence of impact ionization by hot carriers in semiconductors: GaAs. - Solid St. Electron., 1978, 21, p. 297-302.

18. Ando H., Knabe H. Ionization coefficient measurements in GaAs by using multiplication noise characteristics. - Solid St. Electron., 1981, 24, p. 629-634.

19. Kao C., Crowell G.R. Impact ionization by electrons and holes in InP. - Solid St. Electron., 1980, 23, p. 881-891.

20. Umebu I., Coudhury A.N.M.M., Robson P.N. Ionization coefficients measured in abrupt InP junctions. - Appl. Phys. Lett., 1980, 36, N 4, p. 302-303.

21. Cook L.W., Bulman G.E., Stillman G.E. Electron and hole impact ionization coefficients in InP determined by photo multiplication measurements. - Appl. Phys. Lett., 1982, 40, p. 589-591.

22. Зи С.М. Физика полупроводниковых приборов. М., Энергия, 1973. 655 с.

23. Баранский П.И., Ключков В.П., Потыкевич И.В. Полупроводниковая электроника. Справочник. Киев, Наукова думка, 1975. 704 с.

24. Ridleу B.K. Anatomy of the transferred-electron effect in III-V semiconductors. - J. Appl. Phys., 1977, 48, N 2, p. 754-764.

T. Rang, E. Velure

Carrier Avalanche Multiplication in Complementary Si, GaAs,
and InP Step pn-Junctions

Summary

Avalanche multiplication in complementary Si, GaAs and InP pn-junctions are investigated. The calculations are done with ionization coefficients measured by various researches. It is shown that for Si $U_B^{n+p} > U_B^{p+n}$, for InP $U_B^{p+n} > U_B^{n+p}$, but for GaAs $U_B^{n+p} \geq U_B^{p+n}$. The breakdown voltage of InP structures is approximately 1,5...2 times greater than that of analogous GaAs structures.

МОДЕЛИРОВАНИЕ ЦИФРОВЫХ СХЕМ ПРИ ДЛИННЫХ
ИМПУЛЬСНЫХ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОСТЯХ

I. Введение

При проверке цифровых схем с многоразрядными счетчиками возникает необходимость моделирования и анализа поведения этих схем при подаче на входы длинных последовательностей импульсов [1-3]. Проверяющие тесты для подобных схем могут включать многие сотни тысяч и миллионы входных наборов. Известные подходы к анализу таких тестов, базирующиеся на алгебре логики, практически не реализуемы для анализа тестов такой длины.

Предлагается новый подход к моделированию "длинных" последовательностей, где логические методы анализа потенциальных сигналов сочетаются с арифметической обработкой числа импульсов в последовательностях. Аналогичный подход рассматривается также в работах [1-3]. Так, например, в работах [1, 2] введены новые модели для счетчиков, рассматриваемых как макроэлементы, которые позволяют определить значения сигналов на выходе счетчика при некотором наборе значений сигналов на потенциальных его входах после подачи на ее импульсный вход последовательности импульсов любой длины. Однако в этих работах не рассматриваются проблемы, появляющиеся при моделировании произвольных счетных схем, включающих сходящиеся разветвления и обратные связи. В отличие от [3] в качестве элементарной единицы времени выбрана не "последовательность конкретных сигналов", а т.н. "бесструктурная" импульсная пачка, заданная просто через число фронтов в пачке. При необходимости, вытекающей из самой решаемой задачи, такая пачка может быть декомпонирована и в подпоследовательности сигналов вплоть до определения значения каждого сигнала в последовательности.

Такая идеализация импульсных пачек позволяет резко понизить трудоемкость при обработке длинных последовательностей.

2. Сигналы и переменные

С целью формальной обработки сложных счетных схем, где счетчики произвольно переплетаются с комбинационными схемами, рассмотрим каждый сигнал в любой точке схемы для заданного такта, как состоящий из следующих компонентов:

- из статического компонента с алфавитом сигналов $A^C = \{0, 1\}$,

- из динамических компонентов, заданных через число положительных фронтов и через число отрицательных фронтов, с алфавитом сигналов $A^D = \{n\}$, где n - натуральное число, $n = 0, 1, 2, \dots$

Динамические компоненты введены для обозначения переходного процесса в рассматриваемом такте, которым может быть изменение потенциального сигнала $0 \rightarrow 1$ (или $1 \rightarrow 0$) или последовательность из n положительных (или отрицательных) фронтов, $n = 2, 3, \dots$. Статический компонент введен для обозначения установившегося значения сигнала в конце такта. В случае, когда динамические компоненты равны нулю, сигнал является потенциальным.

Для представления сигналов введем множество переменных Z^C , принимающих значения из трехзначного алфавита $A^X = \{0, 1, x\}$, где x - соответствует случаю, когда динамический компонент сигнала не равен нулю. Разложим каждый сигнал $z \in Z^C$ на составляющие $z = (z^C, z^+, z^-)$, где z^C - статический компонент сигнала, принимающий значения $z^C \in A^C$, z^+ и z^- - динамические компоненты, принимающие значения $z^+, z^- \in A^D$ (z^+ и z^- обозначают пачки, соответственно, положительных и отрицательных фронтов). Тогда

$$z = \begin{cases} z^C, & \text{если } z^+ = z^- = 0; \\ x, & \text{если } z^+ \neq 0 \vee z^- \neq 0. \end{cases} \quad (I)$$

Для учета предыстории импульсных последовательностей, которые запоминаются в счетчиках, введем множество вспомогательных переменных $Z^n = \{\tilde{z}\}$, принимающих значения $\tilde{z} \in A^D$.

Множество Z^n фиксирует состояние счетчиков в терминах числа считанных импульсов.

3. Описание объекта

Зададим цифровую схему в виде множества функций F на множестве переменных $Z = Z^c \cup Z^n$, причем любая функция

$$z_k = f_k(Z_k, Z'_k), \quad (2)$$

где $f_k \in F$ соответствует некоторому элементу схемы (компоненту, подсхеме, интегрированной схеме и т.д.). Здесь значения переменных $z_k \in Z$ и $z_k \subset Z$ рассматриваются в текущем такте t , а значения переменных $Z'_k \subset Z$ берутся из предыдущего такта $t - 1$. Под тактом понимаем дискретное время тестера, в течение которого на входы контролируемого объекта подается очередной набор, причем, согласно определению сигналов, наборы могут состоять из потенциалов и импульсных пачек.

Для задания функций f_k используем модель альтернативных графов [4, 5], позволяющую вырабатывать простые алгоритмы анализа длинных последовательностей в произвольных счетных схемах.

Представим каждую функцию f_k альтернативным графом

$$G_k = \{M_k, \Gamma_k\},$$

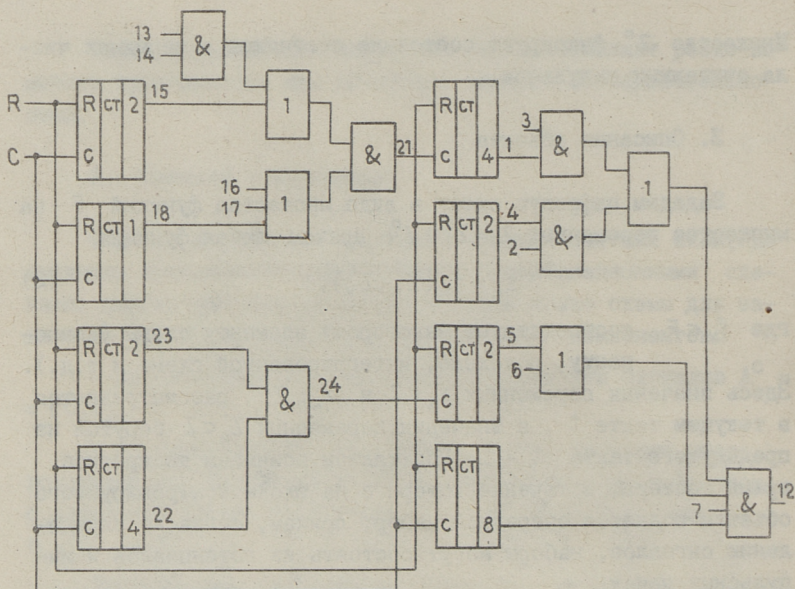
где M_k — множество вершин графа,

Γ_k — отображение множества M_k во множество M_k .

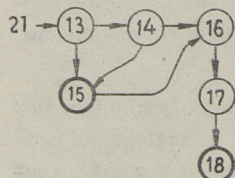
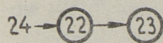
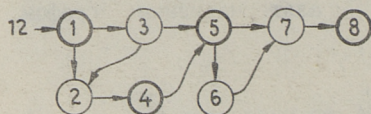
Каждой вершине графа $m \in M_k$ сопоставлен вес $e(m)$, которым может быть некоторая переменная $z(m) \in Z_k \cup Z'_k$, предикат $P(z(m))$ или арифметическое выражение $S(z_k, z'_k)$. При этом, арифметические выражения могут быть сопоставлены только терминальным вершинам $\Delta \Gamma m$, для которых $\Gamma_k m = \phi$.

Значение функции f_k может быть определено двоичным моделированием, представляющим собой процесс движения по вершинам графа G_k , так чтобы направление выхода из каждой вершины m определялось значением $e(m)$. Искомое значение функции находится в конечной вершине m_k пройденного пути и равняется значению ее веса $e(m_k)$.

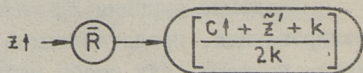
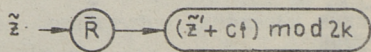
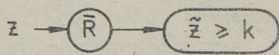
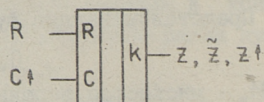
Таким образом, модель $\Delta \Gamma$ может служить средством представления функций вида (2) как для двоичных потенциальных



Фиг. 1. Схема объекта моделирования.



а)



б)

Фиг. 2. Модель альтернативных графов объекта моделирования.

сигналов $z_k \in \{0,1\}$, так и для их динамических компонентов $z_k^i(z_k^+)$ и состояний \tilde{z}_k , значениями которых являются натуральные числа. В первом случае всем вершинам АГ сопоставлены булевы веса, во втором случае, веса терминальных вершин принимают значения натуральных чисел.

В качестве примера на фиг. 1 приведена цифровая схема, состоящая из 8 двоичных счетчиков и 3 комбинационных схемы. Соответствующие модели АГ для этой схемы проиллюстрированы на фиг. 2. Графы для комбинационных схем приведены на фиг. 2,а, графы, описывающие функции счетчиков, приведены на фиг. 2,б. Здесь K — обозначает вес соответствующего выхода счетчика, а $[x]$ — целая часть числа x .

4. Условия активизации импульсных последовательностей

Рассмотрим теперь особенности процесса моделирования входного набора на альтернативном графе в случае, когда значениями переменных $z(m)$ могут быть и не двоичные значения, $z(m) = x$.

В случае, когда $z(m) \in \{0,1\}$, направление движения на графе определено однозначно (направо при $z(m) = 1$ и вниз при $z(m) = 0$). В случае, когда значение переменной $z(m)$ статически не определено, $z(m) = x$, направление выхода из вершины m также не определено. Для исследования данной ситуации может быть применен, аналогично [6], аппарат булева дифференцирования.

Известно, что значение функции f_k зависит от переменной $z(m_i)$, если выполнено равенство

$$\partial f_k / \partial z(m_i) = 1. \quad (3)$$

Применительно к модели АГ, выполнению условия (3) соответствует существование на графе при заданном входном наборе следующих непротиворечивых путей

— путь ℓ_D с начальной вершины графа через вершину m_i , где $z(m_i) = D$, на выход графа $e, e \in \{0,1\}$, определяющий значение функции $z_k = e$;

— путь $\ell_{\bar{D}}$ с начальной вершины графа через вершину m_i , при значении $z(m_i) = \bar{D}$, на выход графа \bar{e} , определяющий значение функции $z_k = \bar{e}$.

Из вышесказанного вытекает следующее утверждение.

Утверждение 1. Пусть задана функция $z_k = f_k(Z_k)$ и соответствующий АГ G_k . Значение динамического компонента сигнала z_k будет ненулевым и равным $z_k \uparrow = z(m_i) \uparrow$ (или $z_k \downarrow = z(m_i) \downarrow$) тогда и только тогда, когда $z(m_i) = x$ и на G_k существуют пути l_D и $l_{\bar{D}}$.

Как следствие из утверждения 1 вытекает алгоритм вычисления динамических компонентов сигнала на выходе схемы, заданной функцией f_k , если на вход $z(m_i)$ этой же схемы подана импульсная последовательность.

Обозначим множество пройденных в графе G_k на путях l_D и $l_{\bar{D}}$ вершин через

$$M_k(l) = M_k(l_D) \cup M_k(l_{\bar{D}}) \subseteq M_k. \quad (4)$$

Утверждение 1 непосредственно применимо, если

$$\forall m \in M_k(l) \setminus m_i : z(m) \in \{0, 1\}. \quad (5)$$

В противном случае утверждение 1 требует обобщения.

Легко убедиться, что при невыполнении условия (5) формально не могут существовать пути l_D и $l_{\bar{D}}$ (т.е. не может выполняться условие (3), а следовательно, динамический компонент сигнала $z(m_i) \uparrow$ (или $z(m_i) \downarrow$) не может передаваться на выход схемы z_k).

Определим множество вершин

$$M_k^* = \{m \mid z(m) = x\} \subseteq M_k(l).$$

Пусть T_0 — момент начала рассматриваемого такта t , а $T(m)$ — момент времени внутри такта t , где сигнал $z(m)$ изменяет свое значение относительно значения в момент T_0 .

Тогда верно следующее утверждение.

Утверждение 2. Пусть задана функция $z_k = f_k(Z_k)$ и соответствующий АГ G_k . Тогда значение динамического компонента сигнала z_k в микротакте t_p (в промежутке между моментами T_0 и T_{\min}), где

$$T_{\min} = \min_{m \in M_k^* \setminus m_i} \{T(m)\} /, \quad (6)$$

будет ненулевым и равным $z_k \uparrow = z(m_i) \uparrow$ (или $z_k \downarrow = z(m_i) \downarrow$) тогда и только тогда, когда $z(m_i) = x$,

$$T(m_i) = \min_{m \in M_k^*} \{T(m)\}. \quad (7)$$

и на G_k существуют пути l_D и $l_{\bar{D}}$.

Как следствие, из утверждения 2 вытекает алгоритм итеративного вычисления динамических компонентов сигнала на выходе схемы, заданной функцией f_k , если на ее входы $z(m)$, $m \in M_k^*$, поступают импульсные последовательности. Для каждой p -й итерации выделяется микротакт t_p , $p = 1, 2, \dots$, в течение которого для некоторой $m_i \in M_k^*$ имеет место $z(m_i) = x$ при остальных значениях $z(m) \in \{0, 1\}$, где $m \in M_k^* \setminus m_i$, определяется значение $z_k = z(m_i)$, вычисляется новое состояние схемы в момент

$$T_p = T_0 + \sum_{r=1}^p t_r \quad (8)$$

и выполняется следующая $(p+1)$ итерация, пока такт t не исчерпан.

Заметим, что единица времени для всех $T(m)$, где $m \in M_k^*$, должна совпадать. Этой единицей может быть интервал между фронтами в некоторой точке схемы, из которой все рассматриваемые последовательности разветвляются.

5. Процесс моделирования на альтернативном графе

Процесс моделирования входного набора сводится в общем случае к выделению в текущем такте t микротактов t_p , $p = 1, 2, \dots$ и вычислению в каждом из них искомого выходного значения z_k .

Рассмотрим различные случаи, возникающие при моделировании функции f_k при конкретном входном наборе Z_k на графе G_k для текущей p -й итерации в промежутке $t_p \leq t - (T_{p-1} - T_0)$, $p = 1, 2, \dots$. Проведем двоичное моделирование согласно двоичным значениям $z(m) \in Z_k$ в момент T_{p-1} (в начале моделируемого участка t_p), когда установлены потенциальные сигналы и динамические изменения еще не начаты. Определим путь l_D , пройденный в графе, значение $z_k(l_D) = e$ функции в момент T_{p-1} и подмножество пройденных вершин $M_k(l_D) \subseteq M_k$. Пусть

$$M_k^*(l_D) = \{ m \mid z(m) = x \} \subseteq M_k(l_D). \quad (9)$$

Случай I. Имеем $M_k^*(l_D) = \emptyset$. В этом случае $z_k = z_k(l_D) = e$ в течение всего оставшегося промежутка $t_p = t - (T_{p-1} - T_0)$ моделируемого такта.

Очевидно, такой случай обнаруживается уже на первой итерации, т.е. динамические компоненты в сигнале z_k отсутствуют.

Пусть $M_k^*(l_D) \neq \emptyset$. Определим $m_i \in M_k^*(l_D)$, для которой

$$T(m_i) = \min_{m \in M_k^*(l_D)} \{T(m)\}. \quad (I0)$$

Проведем двоичное моделирование для нахождения пути l_D и соответствующего значения функции $z_k(l_D)$. Пусть $z_k(l_D) = \bar{e}$. Определим

$$T'_{\min} = \min_{m \in M_k^*(l_D)} \{T(m)\}. \quad (II)$$

Случай 2. $T'_{\min} \geq T(m_i)$. В этом случае в течение микротакта $t_p = T_{\min}$ действует динамический сигнал $z_k^\dagger = z(m_i)^\dagger$ (или $z_k^\dagger = z(m_i)^\dagger$).

Случай 3. $T'_{\min} < T(m_i)$. Длительностью микротакта в этом случае будет $t_p = T(m_i)$. В течение этого промежутка имеет место $z_k = z_k(l_D) = e$.

В остальных случаях, когда

$$\forall m \in M_k^*: T(m) \geq t - (T_{p-1} - T_0) \quad (I2)$$

или когда не выполняются условия утверждения (2) (т.е. когда в графе G_k отсутствует путь l_D , приводящий к значению $z_k(l_D) = \bar{e}$), для всего рассматриваемого промежутка t_p имеет место $z_k = z_k(l_D) = e$.

В случае длинных последовательностей имеет смысл поиск в моделируемом участке периодических составляющих последовательности. Так как рассмотренный подход к моделированию направлен на обнаружение и фиксацию фронтов, то моменты искомым периодов целесообразно также связывать с фронтами. Следовательно, для обнаружения периода в моделируемом такте t , необходимо зафиксировать момент $T \uparrow$ ($T \downarrow$) появления соответствующего фронта, зафиксировать состояние входов для этого момента и затем, для каждой следующей итерации t_p проверить совпадение соответствующих состояний.

6. Пример

В качестве примера рассмотрим процесс моделирования теста, приведенного в таблице I, для схемы, рассмотренной на фиг. I.

Т а б л и ц а I

Такт	R	C↑	z_2	z_3	z_6	z_7	z_{13}	z_{14}	z_{16}	z_{17}	z_{12}^\dagger	z_{12}^C
$t-1$	I	0										
t	0	100	I	I	I	I	0	0	0	0	9	0

Процесс моделирования иллюстрируется в таблице 2.

Здесь через T_i обозначены моменты времени в такте t , в которых анализируется состояние схемы. Промежутки между T_i являются микротактами, внутри которых поведение схемы анализируется с точностью до длины импульсной пачки.

Через $T(i)$ обозначены моменты времени, когда происходит следующее изменение сигнала z_i . При этом t_k^\dagger обозначает единицу измерения, т.е. промежуток времени между фронтами сигнала в точке z_k . В случае сигнала C↑, единица измерения при значениях $T(i)$ пропускается.

В колонках таблицы указаны значения переменных, используемых и вычисляемых при моделировании альтернативных графов. Правый столбец каждой колонки соответствует установившемуся значению сигнала в рассматриваемый момент T_i .

Предлагаемый подход требует анализа последовательности в 19 микротактах. Легко заметить, что при логическом моделировании на уровне потенциалов, потребовался бы анализ схемы в 200 микротактах.

Таблица 2

t_{12}		T_8									
z_{12}		0 0									
z_1		0 0									
z_2		I I									
z_3											
z_4		0/I I									
$T(I)$		I5	$4t_{21}^{\dagger}=I5$								
$T(4)$		2									
$T(5)$		I4					$2t_{24}^{\dagger}=I4$				
$T(8)$		8									
t_{21}	T_0		T_2	T_4	T_{12}	T_{14}	T_{15}				
z_{21}			0 0	I†,0	2†	0 0	0 I				
z_{13}			0	0		0	0				
z_{14}											
z_{15}			0/I I	I 0		0/I I	I				
z_{16}			0 0 0			0 0 0					
z_{17}			0 0 0			0 0 0					
z_{18}			0 0 0	I 0		0 0 0	0/I				
$T(I5)$			2	2	2	2	2				
$T(I8)$			I	I	I	I	I				
t_{24}	T_0							T_4	T_8	T_{12}	T_{14}
z_{24}								0 0	I† 0	0 0	0 0/I
z_{22}								0/I I	I 0	0/I I	I
z_{23}								0 0	I†	0 0	0/I
$T(22)$								4	4	4	4
$T(23)$								2	2	2	2
R	I	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
C†	0	8	2	2	8	2	I	4	4	4	2

Продолжение таблицы 2

t_{I2}	T_{I4}	T_{I6}		T_{30}		T_{32}	T_{96}	T_{100}
z_{I2}	0 2†	I I 0		0/I		I 0	6†	0 0
z_{I1}	0	0 0/I I		I I		I/0 0	0	0
z_{I2}	I	I I				I I		I
z_{I3}		I I		I I		I 0		
z_{I4}	0/I 2†	I I				I	0	0/I 0
z_{I5}	0	I I I I		I 0		0 0	0	0
z_{I6}	I			I		I I		I
z_{I7}	I	I I I I		I I		I I		I
z_{I8}	I	I I I 0		0/I		I I	0	0
$T(I)$	7	I		I 5	$4t_{2I}^{\dagger} = I 5$	I	I 5	I 5
$T(4)$	2	2					2	2
$T(5)$	6	I 6	$2t_{24}^{\dagger} = I 6$	I 4		I 6	I 4	I 4
$T(8)$	8	2		8		2	8	8
t_{2I}					T_{3I}			
z_{2I}					4†			
z_{I3}								
z_{I4}								
z_{I5}								
z_{I6}								
z_{I7}								
z_{I8}								
$T(I 5)$								
$T(I 8)$								
t_{24}			T_{I6}	T_{30}				
z_{24}			I/0	2†				
z_{22}			I/0					
z_{23}			I					
$T(22)$			2					
$T(23)$			2					
R	0	0	0	0	0	0	0	0
C†	6	2	2	I 4	I 4	I 5	2	64 4

Л и т е р а т у р а

1. В р е у е r М.А., F r i e d m a n А.Д. Functional level primitives in test generation. - IEEE Trans. on Computers, March 1980, vol. C-29, N 3, p. 223-235.
2. Т у р ч и н а Е.Д., К о р о б о в а И.Л., С о с н и н а Н.Н. Моделирование схем с импульсными макроэлементами. - В кн.: Материалы конференции "Машинные методы технического проектирования электронно-вычислительной аппаратуры", Каунас, 1983, с. 61-62.
3. Б и р г е р А.Г. Моделирование цифровых устройств, содержащих многоразрядные счетные структуры. - В кн.: Материалы конференции "Машинные методы технического проектирования электронно-вычислительной аппаратуры", Каунас, 1983, с. 63-64.
4. У б а р Р.Р. Генерирование тестов для цифровых схем при помощи модели альтернативных графов. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1976, № 409, с. 75-81.
5. У б а р Р.Р. Обобщенная модель альтернативных графов для синтеза тестов цифровых систем. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, № 1983, № 550, с. 97-109.
6. В о о л а й н е А.А., П а л л ь М.А., У б а р Р.Р. Обобщенный подход к многозначному моделированию цифровых схем на модели альтернативных графов. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1982, № 530, с. 23-37.

T. Ewartson

Modellierung von digitalen Schaltungen bei langen Impulsfolgen

Zusammenfassung

Es wird ein Zugang zur Modellierung von langen Impulsfolgen gegeben, wo die logischen Analyseverfahren von potentiellen Signalen mit arithmetischen Berechnen von Flanken in Impulsfolgen gemixt werden. Eine Impulsfolge wird in Teilfolgen zerlegt, wo jede Teilfolge als Anzahl von Impulsflanken betrachtet wird. Die Einführung dieser Idealisierung von Impulsfolgen kann scharf den Arbeitsumfang bei der Modellierung von Zählerschaltungen reduzieren.

УРАВНЕНИЕ ДИАГНОЗА ДЛЯ СИНХРОННЫХ
ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОСТНЫХ СХЕМ

I. Введение

Диагностическую проверку цифрового устройства (ЦУ) можно разделить на следующие части:

- проверку статических и динамических параметров;
- функциональную проверку.

Как известно, подготовка диагностического эксперимента для проверки ЦУ является трудоемким процессом, прежде всего, в отношении функциональной проверки. При современной интегральной схемотехнике естественно обрабатывать ЦУ на уровне макроэлементов [2, с. 231], которыми являются микросхемы разной степени интеграции.

Обусловлено это тем, что

- структура ЦУ на более низком уровне оказывается слишком объемистой и сложной из-за ограничений памяти и скорости работы ЭВМ;
- часто информация о структуре ЦУ на низком вентиляционном уровне не известна.

С возрастанием степени интеграции ЦУ возрастает также потребность в функциональной проверке. С другой стороны, излишним становится стремление локализовать неисправности до отдельных логических элементов [1]. Полная функциональная проверка влечет за собой потребность расширения традиционного класса одиночных константных неисправностей на другие модели дефектов как на внешних контактах, так и внутри микросхем.

В настоящее время при определении проверяемых заданным тестом отказов получили распространение методы, ос-

новывающиеся на анализе результатов однократного двоичного моделирования исправной схемы [4-6]. Опубликовано ряд работ по применению булевых дифференциальных операторов при решении задач технической диагностики, например, [7, 8].

В настоящей статье сконструировано уравнение диагноза (УД) ЦУ для определенных кратных неисправностей с применением при этом аппарата булевых дифференциалов. Предполагается, что каждый рассматриваемый компонент схемы должен содержать не более одной неисправности. ЦУ предлагается в виде структурно-аналитической модели на уровне макроэлементов. Функциональной моделью макроэлемента является структурный автомат. Практические выводы, полученные из соответствующего УД, можно использовать для решения таких основных задач технической диагностики, как проведение диагностического эксперимента и анализ диагностических тестов.

2. Уравнение диагноза цифрового устройства

Рассмотрим объект диагноза, цифровое устройство, как множество функций F на множестве переменных Z . Пусть ЦУ подразделено на функциональные компоненты, макроблоки. Каждый такой компонент представлен в виде структурного автомата [3, с. 350] с зависимостью

$$\begin{aligned}Z^t &= F_Z(X^t, Y^t) \\ Y^t &= F_Y(X^t, Y^{t-1}),\end{aligned}$$

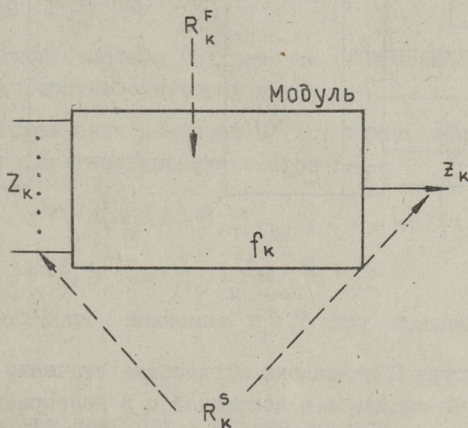
где X^t, Y^t, Z^t - соответственно обозначают логические значения входных переменных, переменных состояний и выходных переменных на некотором такте t .

Множество функций, описывающее компоненты ЦУ, определяет множество F . Заметим, что уровень декомпозиции схемы определяется требуемой точностью диагноза. Каждой функции $f_k \in F$ поставим в соответствие фиктивный одновыходной модуль, который назовем далее локальным модулем (ЛМ). Функция $f_k \in F$ описывает часть реального компонента ЦУ или компонента в целом при одновыходных компонентах. Рассмотрим далее ЦУ на уровне локальных модулей. В интересах удобства оставляем в соответствующих уравнениях индексы времени.

Пусть ЦУ подразделено на ЛМ $f_k \in F$, где каждый ЛМ описывается выражением

$$z_k = f_k(Z_k), \quad Z_k \in Z.$$

Обозначим множество неисправностей $R_k \in R$, которые непосредственно влияют на значение выхода z_k . Под неисправностью $r_i \in R_k$ понимаем любую неисправность в ЛМ f_k или в определенной окрестности модуля. Ко множеству R_k принадлежат как функциональные, так и структурные неисправности на внешних контактах ЛМ (фиг. 1). Заменим теперь переменные $z_k \in Z$ обобщенными переменными $\hat{z}_k \in \hat{Z}$, аргументами которых являются входы ЛМ и неисправности $r_i \in R_k$, которые непосредственно влияют на поведение ЛМ. Параметры $r_i \in R_k$ можем формально рассматривать как обычные входные переменные. Параметр принимает значение 0 при отсутствии и значение 1 при существовании соответствующей неисправности [1]. Поэтому относительно переменной r_i действительны также понятия булева дифференциала и булевой производной.



Фиг. 1.

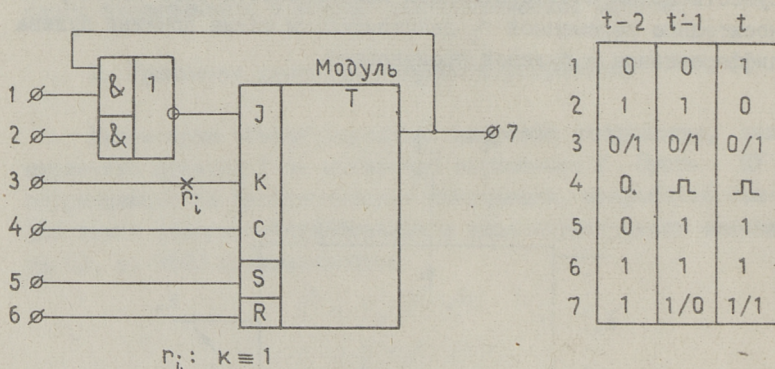
При этом понятие дифференциала dr_i рассматривается лишь формально, поскольку физическое содержание дифференциала dr_i и переменной r_i совпадают. Следовательно, обобщенная описываемая поведение ЛМ функция выражается как

$$\hat{z}_k = \hat{f}_k(\hat{z}_k, R_k) \quad (1)$$

полным дифференциалом

$$d\hat{z}_k = \varphi_k(\hat{z}_k, d\hat{z}_k, R_k). \quad (2)$$

Подчеркнем, что обобщенная функция описывает только непосредственное влияние неисправностей $r_i \in R_k$ на поведение ЛМ и не учитывает окружающую схему. Но схема, где содержится рассматриваемый ЛМ, может переносить дополнительное влияние тех же самых неисправностей $r_i \in R_k$ на рассматриваемый ЛМ. Это обстоятельство может иногда быть причиной маскировки неисправности в некотором такте t (фиг. 2).



Фиг. 2.

На фигуре 2 приведены логические значения контактов после подачи импульса в исправной и в неисправной схеме. Константная логическая неисправность $k \equiv 1$ не проверяется на выходе 7 в такте t из-за глобальной обратной связи.

Полный дифференциал (2) описывает поведение обобщенной функции относительно изменений всех ее аргументов. Поскольку единственной реальной причиной ложного изменения выхода ЛМ могут быть физические неисправности в ЦУ, то уравнением (2) можно описывать поведение ЛМ относительно любых рассматриваемых неисправностей в ЦУ. Дифференциаль-

ное уравнение (2) назовем обобщенным уравнением диагноза модуля f_k . При ложном изменении выхода ЛМ $d\hat{z}_k = 1$ и определенными значениями входов \hat{z}_k уравнение (2) позволяет определить подозреваемые неисправности $r_i \in R_k$, ложные сигналы на входах ЛМ, и всевозможные комбинации неисправностей $r_i \in R_k$ и ложных изменений входов одновременно.

Обобщенное уравнение диагноза для ЦУ получается склеиванием соответствующих уравнений (2) ЛМ ЦУ, при этом полные дифференциалы из множества $d\hat{z}_k$ выражаются, в свою очередь, уравнениями в виде (2). В заключение все дифференциалы выражаются от значений входов ЦУ и неисправностей $R = \bigcup_k R_k$.

Получаем систему уравнений, описывающую поведение объекта в диагностическом эксперименте:

$$d\hat{z}_j = \varphi_j(Z_j, R_j), \quad (3)$$

$$j: z_j \in Z_{\text{вых}}, Z_j \subseteq Z_{\text{вх}}, R_j \subseteq R.$$

Каждое уравнение системы (3) назовем обобщенным уравнением диагноза ЦУ по соответствующему выходу j .

На базе уравнения диагноза ЦУ (3) можно сформулировать задачу анализа диагностических тестов ЦУ

$$\forall d\hat{z}_j(Z_j, R_j) |_{Z_{\text{вх}}} = 1, \quad (4)$$

$$j: z_j \in Z_{\text{вых}}, Z_j \subseteq Z_{\text{вх}}, R_j \subseteq R,$$

при которой находятся значения $r_j \in R$ при заданных значениях $Z_{\text{вх}}$.

3. Уравнение диагноза в случае кратных неисправностей R^k .

Выше было сформулировано обобщенное уравнение диагноза ЦУ (3). Известно, что в общем случае точное решение уравнения (3) практически невозможно или связано с громоздкими вычислительными затруднениями. В практике реализации обычно используются разные упрощения, которые можно рассматривать как дополнительные ограничения при решении уравне-

ний диагноза. Прежде всего, представляются ограничения на рассматриваемый класс неисправностей (в частном случае предполагается класс одиночных константных логических неисправностей) и на класс рассматриваемых устройств.

Обработывая последовательностные ЦУ, необходимо рассчитывать, что ЦУ с памятью формально представляется итеративной моделью [2, с. 195], где физически одиночная неисправность описывается как кратная, поскольку каждая копия в p -итеративной модели содержит одну неисправность. Некоторые физические отказы даже не рассматриваются как одиночные ввиду того, что из-за такого отказа может испортиться нормальное функционирование более чем одного компонента ЦУ. Примером таких отказов служат короткие замыкания, гальванически соединяющие отдельные микросхемы ЦУ.

Сформулируем теперь рассматриваемый класс кратных неисправностей. Пусть дан некоторый класс одиночных неисправностей R и пусть дано влияние каждой неисправности $r_{ki} \in R$ на ЛМ ЦУ в виде функции $f_{ki} \in F^R$.

О п р е д е л е н и е

К классу кратных неисправностей R^K принадлежат только такие наборы неисправностей из множества R , при которых каждый ЛМ ЦУ описывается одной функцией из множества $F \cup F^R$. Здесь множество F совокупность функций, описывающая исправные ЛМ ЦУ.

Приведенное выше определение позволяет обрабатывать только такие кратные неисправности, при которых достаточно знать поведение модулей ЦУ при определенных одиночных неисправностях $r_i \in R$. Следовательно, любой ЛМ ЦУ может содержать максимально одну неисправность, формально

$$r_i, r_j \in R_K, i \neq j: r_i \cdot r_j = 0. \quad (5)$$

Если ограничиваться вышеописанным классом неисправностей R^K , каждый ЛМ описывается обобщенной функцией

$$\hat{z}_k = \overline{r_{k1}} \dots \overline{r_{kn}} f_k \oplus_{r_{ki} \in R_K} r_{ki} f_{ki}, \quad (6)$$

где функция f_k описывает нормальное поведение ЛМ и функция

f_{ki} описывает поведение модуля f_k при неисправности $r_{ki} \in R_k$. Дифференцируя уравнение (6), получим уравнения диагноза для всех ЛМ ЦУ и следовательно, будет определено и соответствующее УД для ЦУ. Дифференцируем уравнение (6) на основе понятия полного булевого дифференциала, выраженного векторным уравнением

$$df = f(Z) \oplus f(Z \oplus dZ), \quad (7)$$

где $dZ = \{dz_1, \dots, dz_n\}$.

Здесь под функцией $f(Z)$ понимаем обобщенную функцию (6) при исправной схеме, следовательно

$$f(Z) = f_k(Z_k)$$

и под функцией $f(Z \oplus dZ)$ - обобщенную функцию (6) при изменении всех его аргументов. Следовательно,

$$f(Z \oplus dZ) = \overline{r_{k1}} \dots \overline{r_{kn}} (f_k \oplus df_k) \oplus_{r_{ki} \in R_k} r_{ki} (f_{ki} \oplus df_{ki}).$$

Соответственно выражениям (5), (6), (7) получим

$$\begin{aligned} d\hat{z}_k &= f_k \oplus [\overline{r_{k1}} \dots \overline{r_{kn}} (f_k \oplus df_k) \oplus_{r_{ki} \in R_k} (f_{ki} \oplus df_{ki})] = \\ &= \overline{r_{k1}} \dots \overline{r_{kn}} df_k \oplus_{r_{ki} \in R_k} r_{ki} (f_k \oplus df_k \oplus df_{ki}). \end{aligned}$$

Следовательно,

$$d\hat{z}_k = \overline{r_{k1}} \dots \overline{r_{kn}} df_k \oplus_{r_{ki} \in R_k} r_{ki} (f_k \oplus f_{ki} \oplus df_{ki}), \quad (8)$$

$$\forall r_i, r_j \in R_k, i \neq j: r_i \cdot r_j = 0.$$

Уравнение (8) назовем уравнением диагноза ЛМ при рассматриваемом классе кратных неисправностей R^k . Поскольку

$$df_k = f_k(d\hat{z}_k),$$

$$df_{ki} = f_{ki}(d\hat{z}_k)$$

и каждый дифференциал $d\hat{z}_s \in d\hat{z}_k$, в свою очередь, выражается уравнением в виде (8), то все дифференциалы $d\hat{z}_i \in dZ$ можно выразить через неисправности $r_i \in R$ и значения входов ЦУ.

Систему дифференциальных уравнений (8)

$$d\hat{z}_k = \overline{r_{k1}} \dots \overline{r_{kn}} df_k \oplus_{r_{ki} \in R_k} r_{ki} (f_k \oplus f_{ki} \oplus df_{ki}), \quad (9)$$

$$K: z_k \in Z$$

назовем уравнением диагноза ЦУ в случае рассматриваемого

класса кратных неисправностей R^k . Рассмотрим более подробно уравнение (8). Получается, что причиной ложного изменения выхода ЛМ может быть одно из следующих обстоятельств:

1. Модуль исправен, $\overline{r_{k1}} \dots \overline{r_{kn}} = 1$, но влияние некоторой неисправности $r_i \in R^k \setminus R_k$ в схеме транспортируется от входов до выхода ЛМ, $df_k = 1$.

2. В модуле неисправность, $r_{ki} = 1, r_{ki} \in R_k$, которая не влияет косвенно на выход ЛМ, $df_{ki} = 0$. Значения функции исправного и неисправного модуля различаются $f_k \oplus f_{ki} = 1$.

3. В модуле неисправность $r_{ki} = 1, r_{ki} \in R_k$, которая имеет дополнительное (косвенное) влияние на выход ЛМ, так что $df_{ki} = 1$. Значения функции исправного и неисправного модуля не различаются, $f_k \oplus f_{ki} = 0$.

Следовательно, условие локальной активизации в отношении неисправности $r_{ki} \in R_k$ на некотором такте t выражается как

$$W_{ki}^t = f_k^t \oplus f_{ki}^t \oplus df_{ki}^t \quad (10)$$

Выполнение равенства (10) требуется для того, чтобы неисправность $r_{ki} \in R_k$ была локально активизирована, т.е. чтобы в ее присутствии произошло изменение выхода ЛМ f_k в случае кратных неисправностей R^k . В некоторых случаях можно исключить возможность косвенного влияния неисправности на тот же ЛМ, т.е. формально предполагаем $df_{ki} = 0$. Это так, если ограничиваться, например, одиночными константными логическими неисправностями в схеме, не содержащей глобальных обратных связей между рассматриваемыми модулями.

Полученный в данной статье результат позволяет выделить подозреваемые неисправности методом решения булевых дифференциальных уравнений [1] и в последовательностных схемах, в том числе в отношении кратных неисправностей R^k .

Л и т е р а т у р а

1. У б а р Р.Р. Выделение подозреваемых неисправностей в комбинационных схемах методом решения булевых дифференциальных уравнений. — Автоматика и телемеханика, 1979, № II, с. 170-183.

2. Автоматизированное проектирование цифровых устройств / Под ред. С.С. Бадулина. М., Радио и связь, 1981.

3. Основы технической диагностики / Под ред. П.П. Пархоменко. М., Энергия, 1976.

4. И г о л и н с к и й В.Г. Аналитические методы построения контрольных таблиц неисправностей для реальных логических сетей. Техническая кибернетика, 1969, № 6, с. 94-106.

5. Е р м и л о в В.А. Метод отбора существенных неисправностей для диагностики цифровых схем. - Автоматика и телемеханика, 1971, № 3, с. 159-167.

6. A r m s t r o n g D.B. A deductive method for simulating faults in logic circuits. - IEEE Trans. Comput., 1972, N 5, p. 467-472.

7. S e l l e r s F.F., H s i a o M.Y., B e a r n s o n L.W. Analyzing errors with the Boolean difference. - IEEE Trans. Comput., 1968, N 7, p. 676-683.

8. У б а р Р.Р. Анализ диагностических тестов для комбинационных цифровых схем методом обратного прослеживания неисправностей. - Автоматика и телемеханика, 1977, № 8, с. 168-176.

Diagnostic Equation for Synchronized
Sequential Circuits

Summary

At the present time, test analysis techniques are generally based on the assumption of single stuck-at-0 and stuck-at-1 logical faults. As soon as the integration density increases, it appears that this hypothesis is less and less sound.

This paper deals with a certain class of multiple faults on the level of functional blocks, including internal faults in blocks. Corresponding diagnosis equation has been derived. It enables us to make use of known methods for determining suspectable faults based on solving Boolean differential equations.

Both sequential and combinational circuits have been considered.

МОДЕЛИРОВАНИЕ СЧЕТНЫХ СХЕМ ПРИ СИНТЕЗЕ И АНАЛИЗЕ ТЕСТОВ

Известно, что в практике возникают определенные трудности при синтезе и анализе тестов цифровых схем, содержащих многоразрядные счетчики. Эти трудности в основном вызваны большим числом внутренних состояний таких схем, а также длиной получаемых тестовых последовательностей, как показано, например, в [1, 2].

Ниже рассматриваются возможности представления в общем виде операции типа счета и приводятся примеры составления моделей для счетных схем.

При описании процессов, протекающих во времени, сопоставим переменной x , $x \in \{0, 1\}$ дискретное время t^x , $t^x \in \{0, 1, 2, \dots\}$ так, что каждому изменению значения x соответствует изменение $t^x \rightarrow t^x + 1$ и в каждый момент t^x переменная x имеет постоянное значение. Теперь можно поведение переменной x в течение времени t^x описать парой

$$\tilde{x} = (x_0, t^x), \quad (1)$$

а значение x в момент t^x выразить в виде:

$$x(t^x) = x_0 \oplus (t^x \bmod 2), \quad (2)$$

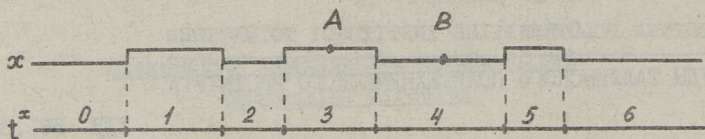
где x_0 - значение x в момент $t^x = 0$.

Соответствие значений переменной x и времени t^x иллюстрирует фиг. 1. В точке А фиг. 1 переменная x имеет описание $\tilde{x} = (0, 3)$ и значение $x(3) = 0 + 3 \bmod 2$, а в точке В - $\tilde{x} = (0, 4)$, $x(4) = 0 + 4 \bmod 2$.

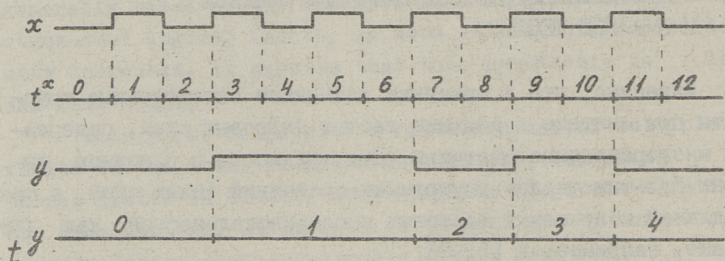
Рассмотрим теперь функцию

$$\tilde{y} = f(\tilde{x}), \quad (3)$$

где $\tilde{y} = (y_0, t^y)$.



Фиг. 1. Соответствие переменной x и времени t^x .



Фиг. 2. Временная диаграмма функции $\tilde{y} = f(\tilde{x})$.

Для задания функции (3) необходимо определить значение $y_0 = y(t^y = 0)$ и соответствие $t^y = f(t^x)$. В общем случае это соответствие можно установить, перечисляя все моменты α_i времени t^x , начало которых соответствует началу моментов $t^y = i$, $i = 1, 2, 3, \dots$, т.е.

$$t_y = (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_i, \dots), \quad \alpha_i \in t^x, \alpha_0 = 0. \quad (4)$$

На фиг. 2 приведена временная диаграмма некоторой функции $\tilde{y} = f(\tilde{x})$ в промежутке $t^x = \overline{0, 12}$, где $y_0 = 0$ и $t^y = (3, 7, 9, 11)$.

При генерировании и анализе тестов необходимо по функции (3) найти следующие величины:

- значение времени t^y , соответствующего заданному моменту t^x , т.е. $t^y = f_1(t^x)$;

- значение переменной y в заданный момент t^x , т.е.

$$y = f_2(y_0, t^x);$$

- момент t^x , в который t^y получает заданное значение, т.е. $t^x = f_3(t^y)$;

- момент t^x , в который y получает заданное значение, т.е. $t^x = f_4(y_0, y)$.

Очевидно, что используя выражение (2), можно задавать функцию f_2 в виде $y = y_0 \oplus t^y \bmod 2$ или, $y = y_0 \oplus (f_1(t^x)) \bmod 2$, а функцию f_4 - через функцию $t^y = y_0 \oplus y$ в виде $t^x = f_3(y_0 \oplus y)$. Следовательно, достаточно найти описания функции f_1 и f_3 .

Нетрудно заметить, что при изображенных на фиг. 2 временных зависимостях функции f_1 и f_3 могут быть выражены в виде:

$$f_1: t^y = \sum_{i=1,2,\dots} \langle t^x \geq \alpha_i \rangle, \quad (5)$$

$$f_3: t^x = \alpha_i, \quad i = t^y, \quad (6)$$

где $\langle t^x \geq \alpha_i \rangle = 1$, если $t^x \geq \alpha_i$, и $\langle t^x \geq \alpha_i \rangle = 0$, если $t^x < \alpha_i$.

В общем случае рассмотрение функции (3) может начинаться в любой момент времени $t_H^x \geq 0$ и $t_H^y \geq 0$, т.е. в выражениях (5) и (6) $t^x = t_H^x + \Delta t^x$ и $t^y = t_H^y + \Delta t^y$, и требуется найти функции f_1 и f_3 относительно Δt^x и Δt^y .

Заменяя в (5) t^x на $t_H^x + \Delta t^x$ и t^y на $t_H^y + \Delta t^y$, получим:

$$t_H^y + \Delta t^y = \sum_{i=1,2,\dots} \langle (t_H^x + \Delta t^x) \geq \alpha_i \rangle.$$

Учитывая, что по (5) $t_H^y = \sum_{i=1,2,\dots} \langle t_H^x \geq \alpha_i \rangle$, можно f_1 выразить в виде

$$f_1: \Delta t^y = \sum_{i=1,2,\dots} \langle t^x \geq \alpha_i \rangle - \sum_{i=1,2,\dots} \langle t_H^x \geq \alpha_i \rangle. \quad (7)$$

При аналогичной замене в (6) можно f_3 выразить в виде:

$$f_3: \Delta t^x = \begin{cases} k, & \text{если } k \geq 0 \\ 0, & \text{если } k < 0, \quad k = \alpha_i - t_H^x, \quad i = t_H^y + \Delta t^y. \end{cases} \quad (8)$$

Отметим, что $k < 0$ в случае, если $\Delta t^y = 0$, $t_H^x > 0$ и $t_H^y = 0$.

Рассмотрим теперь периодическую функцию $\tilde{y} = f(\tilde{x})$, которая имеет период ℓ по времени t^x и период m по времени t^y . При описании этой функции достаточно задавать зависимость $t^y = f(t^x)$ в промежутке времени $t^x = \overline{0, \ell - 1}$, так как в случае $t^x \geq \ell$ процесс повторяется.

При нахождении выражения f_1 для периодической функции время $t^x = t_H^x + \Delta t^x$ разбивается на части t_*^x и t_{**}^x , $t^x = t_*^x + t_{**}^x$, так, что $t_*^x = [t^x : \ell]$, где $[t^x : \ell]$ - целая часть

дроби $t^x : l$, а $t_{**}^x = t^x \bmod l$. Учитывая, что изменению времени $\Delta t^x = l$ соответствует изменение времени $\Delta t^y = m$, можно по (7) выразить f_1 в виде:

$$f_1: \Delta t^y = [t^x : l] \cdot m + \sum_{i=1, \overline{m}} \langle t_{\bmod l}^x \geq \alpha_i \rangle - \sum_{i=1, \overline{m}} \langle t_n^x \geq \alpha_i \rangle. \quad (9)$$

Нетрудно видеть, что аналогично можно по (8) выразить f_3 в виде:

$$f_3: \Delta t^x = \begin{cases} k, & \text{если } k \geq 0 \\ 0, & \text{если } k < 0, \end{cases}$$

$$k = [t^y : m] \cdot l + \alpha_i - t_n^x, \quad i = t^y \bmod m. \quad (10)$$

Отметим, что часть $[t^y : m] \cdot l$ выражения (10) определяет целое число периодов l . В случае $t^y \bmod m = 0$ и $t^y > 0$ для получения в последнем периоде значения $\Delta t^y = m$ необходимо задать $\Delta t^x = \alpha_m$ вместо $\Delta t^x = l$, т.е. из (10) надо вычесть разность $l - \alpha_m$. Тогда f_3 имеет вид:

$$f_3: \Delta t^x = \begin{cases} k, & \text{если } k \geq 0 \\ 0, & \text{если } k < 0, \end{cases}$$

$$k = [t^y : m] \cdot l + \alpha_i - t_n^x - \langle t^y \bmod m = 0 \rangle \cdot \langle t^y > 0 \rangle \cdot (l - \alpha_m), \quad (II) \\ i = t^y \bmod m.$$

Используя выражения (2), (9) и (II), можно решить задачи моделирования любых счетных функций $\tilde{y} = f(\tilde{x})$, если задано:

l - период по времени t^x ;

m - период по времени t^y ;

x_0 - $x(t^x = 0)$;

y_0 - $y(t^y = 0)$;

t^y - $\{\alpha_i\}$, $i = \overline{1, m}$, $\alpha_i \in t^x$.

Пример I. На фиг. 3 приведена счетная схема, реализующая функцию $\tilde{y} = f(\tilde{x})$, временная диаграмма которой дана на фиг. 2. Эта функция задана в виде: $l = 12$, $m = 4$, $x_0 = 0$, $y_0 = 0$, $t^y = \{3, 7, 9, 11\}$. Рассмотрим решение упомянутых выше 4-х задач моделирования.

I. Пусть схема находится в начальном состоянии $t_n^x = 5$, $t_n^y = 1$, и на x вход подается последовательность из 26-ти

фронт, т.е. $\Delta t^x = 26$. Требуется найти Δt^y . Подставляя в (9) $t^x = 5 + 26 = 31$, $t^x \bmod 12 = 31 \bmod 12 = 7$, получим:

$$\Delta t^y = [31 : 12] \cdot 4 + \langle 7 \geq 3 \rangle + \langle 7 \geq 7 \rangle + \langle 7 \geq 9 \rangle + \langle 7 \geq 11 \rangle - \\ - \langle 5 \geq 3 \rangle - \langle 5 \geq 7 \rangle - \langle 5 \geq 9 \rangle - \langle 5 \geq 11 \rangle = 8 + 2 - 1 = 9.$$

2. Пусть при тех же начальных условиях потребуется найти $y(t_n^x + \Delta t^x)$, $\Delta t^x = 26$. Определяя по (9) значение $\Delta t^y = 9$, и учитывая, что $t^y(t_n^x + \Delta t^x) = 1 + 9 = 10$, найдем по (2): $y(t_n^x + \Delta t^x) = 0 + 10 \bmod 2 = 0$.

3. Пусть при тех же начальных условиях потребуется найти число фронтов, подаваемых на вход x , (т.е. Δt^x), которое обеспечивало бы получение на выходе y последовательности из 9 фронтов, т.е. $\Delta t^y = 9$. Подставляя в (II) $t^y = 1 + 9 = 10$, $t^y \bmod 4 = 2$, $\alpha_2 = 7$, получим:

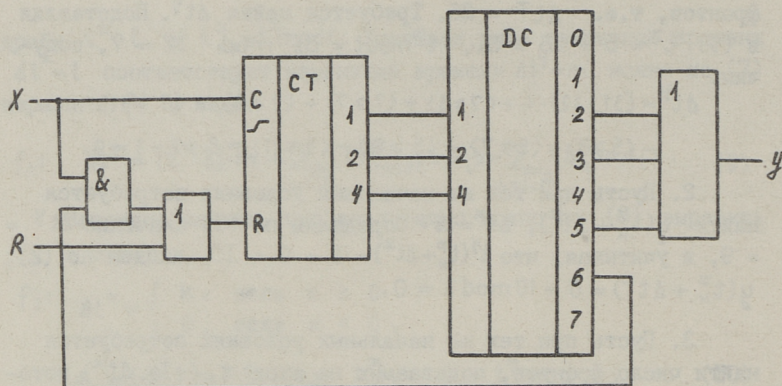
$$\Delta t^x = [10 : 4] \cdot 12 + 7 - 5 = 26.$$

4. Пусть при тех же начальных условиях потребуется найти Δt^x , которое обеспечивало бы получение на выходе, y значения $y = 0$. Найдем сначала по (2) значение $y_n = y_0 \oplus t_n^y \bmod 2 = 0 + 1 \bmod 2 = 1$. Для получения значения $y = 0$ необходимо обеспечить $\Delta t^y = y_n \oplus y = 1 + 0 = 1$. Подставляя в (II) $t^y = 1 + 1 = 2$, $t^y \bmod 4 = 2$, $\alpha_2 = 7$, получим: $\Delta t^x = [2 : 4] \cdot 12 + 7 - 5 = 2$.

Рассмотрим теперь возможности нахождения совместного описания последовательно соединенных счетных схем. Пусть даны две счетные схемы, реализующие функции $\tilde{y}_1 = f(\tilde{x}_1)$ и $\tilde{y}_2 = f(\tilde{x}_2)$, которые определены в виде: ℓ_1 - период по t^{x_1} , m_1 - период по t^{y_1} , $x_{10}, y_{10}, t^{y_1} = \{\alpha_i^1\}, i = \overline{1, m_1}, \alpha_i^1 \in t^{x_1}$, и ℓ_2 - период по t^{x_2} , m_2 - период по t^{y_2} , $x_{20}, y_{20}, t^{y_2} = \{\alpha_j^2\}, j = \overline{1, m_2}, \alpha_j^2 \in t^{x_2}$. При соединении выхода y_1 первой схемы с входом x_2 второй схемы получается счетная схема с входом x_1 и выходом y_2 . Эта схема реализует функцию $\tilde{y}_2 = f(\tilde{x}_1)$, описываемую в виде: $\ell_{1,2}$ - период по t^{x_1} , $m_{1,2}$ - период по t^{y_2} , $x_{10}, y_{20}, t^{y_2} = \{\alpha_k^{1,2}\}, k = \overline{1, m_{1,2}}, \alpha_k^{1,2} \in t^{x_1}$.

Очевидно, что Δt^{y_1} должно в случае $\Delta t^{x_1} = \ell_{1,2}$ иметь значение $L(m_1, \ell_2)$, где через $L(m_1, \ell_2)$ обозначено наименьшее общее кратное периодов m_1 и ℓ_2 . Исходя из этого можно записать:

$$\ell_{1,2} = (L(m_1, \ell_2) : m_1) \cdot \ell_1, \quad (12)$$



Фиг. 3. Пример счетной схемы.

$$m_{1,2} = (L(m_1, l_2) : l_2) \cdot m_2. \quad (13)$$

Значения $\alpha_k^{1,2}$, $k = \overline{1, m_{1,2}}$ можно найти, определив сначала на основе функции $\tilde{y}_2 = f(\tilde{x}_2)$ по (II) значения $t_k^{x_2} = f_3(k)$, $k = \overline{1, m_{1,2}}$, а затем определить на основе $\tilde{y}_1 = f(\tilde{x}_1)$ по (II) значения $\alpha_k^{1,2} = f_3(t_k^{x_2})$.

Пример 2. Пусть две счетные схемы, реализующие функции $\tilde{y}_1 = f(\tilde{x}_1)$, $l_1 = 12$, $m_1 = 6$, $x_{10} = 0$, $y_{10} = 0$, $t^{y_1} = (3, 6, 8, 9, 10, 11)$ и $\tilde{y}_2 = f(\tilde{x}_2)$, $l_2 = 8$, $m_2 = 4$, $x_{20} = 0$, $y_{20} = 0$, $t^{y_2} = (2, 4, 6, 7)$, соединены последовательно так, что $x_2 = y_1$. Требуется найти описание функции $\tilde{y}_2 = f(\tilde{x}_1)$. Подставляя в (II) и (I2) значение $L(m_1, l_2) = L(6, 8) = 24$, получим: $l_{1,2} = (24 : 6) \times 12 = 48$, $m_{1,2} = (24 : 8) \cdot 4 = 12$. На основе функции $\tilde{y}_2 = f(\tilde{x}_2)$ получается по выражению (II): $t_{k, k = \overline{1, 12}}^{x_2} = (2, 4, 6, 7, 10, 12, 14, 15, 18, 20, 22, 23)$. Подставляя найденные значения в (II) на основе функции $\tilde{y}_1 = f(\tilde{x}_1)$, получается $\alpha_{k, k = \overline{1, 12}}^{1,2} = (6, 9, 11, 15, 21, 23, 30, 32, 35, 42, 45, 46)$.

Л и т е р а т у р а

1. Б и р г е р А.Г. Моделирование цифровых устройств, содержащих многозарядные счетные структуры. - Тезисы докладов республиканской НКТ "Машинные методы технического проектирования электронно-вычислительной аппаратуры", Каунас, 1983, с. 61-62.

2. Турчина Е.Д. и др. Моделирование схем с импульсными макроэлементами. - Тезисы докладов республиканской НТК "Машинные методы технического проектирования электронно-вычислительной аппаратуры", Каунас, 1983, с. 63-64.

A. Viilup

Simulating the Counting Circuits in Test Generation
and Analysis

Summary

This paper deals with the use and development of functional models for counting circuits. The procedures are given to simulate the counting circuits and to generate the input sequences such that the corresponding output sequences have the desired form. A procedure is presented as well to get a common functional model for sequentially connected counting circuits.

РЕАЛИЗАЦИЯ СЕТЕЙ АВТОМАТОВ НА МИКРОПРОЦЕССОРНЫХ БИС

С развитием автоматизации и интенсификацией промышленного производства остро встает проблема разработки и внедрения в практику эффективных методов синтеза дискретных управляющих устройств. В настоящей работе предложен метод логического синтеза сетей микропроцессоров для реализации сложных конечно-автоматных алгоритмов управления. Развивается подход к проблеме построения мультимикропроцессорных систем, специфика которого состоит в том, что синтезируемый автомат разлагается на абстрактном уровне в сеть автоматов с учетом ограниченных ресурсов базисных элементов и требований к реализации в целом. При этом сеть автоматов, получаемая в результате декомпозиции, рассматривается как совокупность взаимосвязанных алгоритмов, в соответствии с которыми строится мультимикропроцессорная система, а решение конкретных задач декомпозиции сводится к нахождению соответствующих ортогональных систем разбиений $P = \{ \pi_i / i = 1, \dots, n \}$ на множестве состояний исходного автомата [1, 2, 3].

В качестве автоматной модели используется модель микропрограммного автомата (МПА), позволяющая эффективно описывать дискретные управляющие устройства высокой степени сложности [2]. Не останавливаясь на качественных показателях, характеризующих модель МПА, приведем ее формальное определение.

МПА (имеющий L входных и N выходных двоичных каналов) определяется как система

$$A = (S, \{0,1\}^L, \{0,1\}^N, \delta, \lambda),$$

где $S = \{s_i / i = 1, \dots, M\}$ - множество внутренних состояний;
 $\{0,1\}^L$ - входной алфавит;

$\{0,1\}^N$ - выходной алфавит;
 $\delta: D(\delta) \rightarrow S$ - функция переходов;
 где $D(\delta) \subseteq S \times \{0,1\}^L$ - область определения функции δ ;
 $\lambda: D(\lambda) \rightarrow \{0,1\}^N$ - функция выходов,
 где $D(\lambda) \subseteq S$ - область определения функции λ .

Для описания функционирования совокупности взаимосвязанных автоматов введем понятие сети МПА с вычислением результирующего состояния, которая определяется как система

$N = (\{0,1\}^L, \{0,1\}^N, S, B, \gamma, q)$, где

1° $\{0,1\}^L$ - входной алфавит сети;

2° $\{0,1\}^N$ - выходной алфавит сети;

3° $S = \{s_i / i = 1, \dots, M\}$ - множество результирующих состояний сети,

4° $B = \{A_j / j \in J = \{1, \dots, n\}\}$ - множество компонентных МПА (без выходов), $A_j = (S_j, \{0,1\}^{l_j+k}, \delta_j)$.

Здесь l_j - число внешних входных переменных, k - число переменных, кодирующих результирующее состояние сети, $k = \lceil \log_2 M \rceil$.

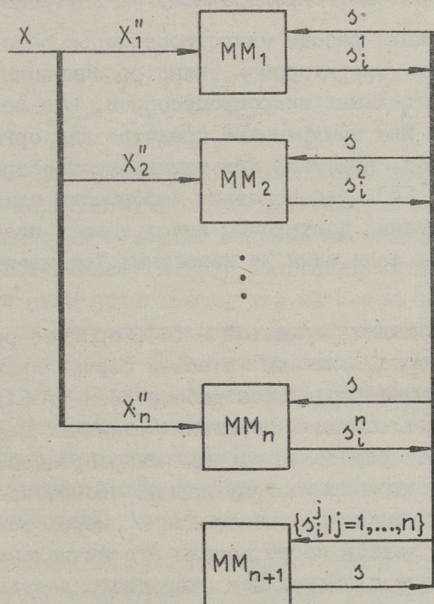
5° $\gamma: \prod_{j \in J} S_j \rightarrow S$ - функция вычисления результирующего состояния,

6° $q: S \rightarrow \{0,1\}^N$ - выходная функция сети.

Сеть МПА с вычислением результирующего состояния оказывается моделью, удобной при решении задачи ее реализации с использованием микропроцессорных БИС. Сеть МПА реализуется сосредоточенной [4] мультимикропроцессорной системой (фиг. 1), состоящей из $(n+1)$ -го микропроцессорного модуля (в которых кроме микропроцессора имеется память). При этом первые n микропроцессорных модулей реализуют компонентные автоматы сети, а $(n+1)$ -й микропроцессорный модуль реализует функцию γ , т.е. вычисляет результирующее состояние сети, которое выдается на межпроцессорную шину данных как число идентифицирующее состояние и одновременно принимается всеми остальными микропроцессорными модулями. Связи между микропроцессорами зафиксированы и одинаковы для различных сетей из n компонентных МПА: j -тый микропроцессор ($j = 1, \dots, n$) кроме l_j внешних входных двоичных

переменных получает информацию лишь от $(n+1)$ -го микропроцессора (результатирующее состояние сети). Различные методы реализации компонентных автоматов сети рассмотрены в работах [1, 3]. Причем, требования к быстродействию реализации учитываются на этапе выбора системы разбиений P [2].

j -тый компонентный микропроцессорный модуль реализует программно j -тый компонентный автомат $(1 \leq j \leq n)$ абстрактной сети автоматов N , получаемой в результате декомпозиции заданного МПА по множеству разбиений $P = \{\pi_j / j=1, \dots, n\}$. Так как все компонентные модули принимают число, идентифицирующее результатирующее состояние сети, вычисленное на предыдущем шаге, то вычисление следующего состояния компонентного автомата, соответствующего разбиению π_j , сводится к вычислению функции $F_j: S \times \{0,1\}^{l_j} \rightarrow \pi_j$, которая определяется следующим образом [2]: $F_j(s, \Delta) = \pi_j[\delta(s, \Delta)]$, т.е. значение функции F_j , соответствующее результатирующему состоянию сети s и поступившему набору внешних входных переменных $\Delta \in \{0,1\}^{l_j}$, равно блоку разбиения π_j в котором содержится состояние $\delta(s, \Delta)$.



Фиг. 1. Схема сети микропроцессорных модулей.

В случае реализации компонентного автомата A_j интерпретационным методом [3] таблица F_j записывается в виде некоторой структуры данных. В начале описания располагается вектор указателей из M слов (по числу состояний заданного МПА). Принимаемое внутреннее входное слово (результатирующее состояние сети) рассматривается как адрес указателя, определяющего переход по внутреннему входу компонентного автомата. Указатель помещается в регистр адреса данных и складывается с принимаемым словом внешних входных переменных, существенных для вычисления следующего состояния. По полученному адресу располагается слово, идентифицирующее следующее состояние компонентного автомата, которое передается на межпроцессорную шину данных.

В случае реализации компонентного автомата A_j компиляционным методом [1] каждому результатирующему состоянию сети сопоставляется блок программы, вычисляющий следующее состояние компонентного МПА в зависимости от принятого внешнего входного сигнала (например, бинарная программа). Переход к выполнению соответствующего блока программы осуществляется по указателю, определенному по внутреннему входу.

Синхронизация работы микропроцессоров обеспечивается единым тактовым генератором и точно рассчитанным по тактам программы для отдельных микропроцессоров, что исключает сложные аппаратные или программные средства для организации обмена информацией, присущие мультимикропроцессорным системам в общем случае [4]. Для передачи информации между микропроцессорными модулями достаточно использовать простые электрические линии, а не один из известных "стандартных интерфейсов".

По терминологии, принятой в [4], процесс работы мультимикропроцессорной системы в нашем случае является синхронной комбинацией процессов работы всех $(n+1)$ -х микропроцессоров, т.е. порядок действий отдельных компонентов системы строго определен j -тый микропроцессор ($j=1, \dots, n$) выдает на межпроцессорную шину данных число, идентифицирующее очередное вычисленное состояние s_i^j , через точно известное количество тактов после начала его вычисления (которое начинается вместе с получением очередного результатирующего состояния). Для обеспечения точного момента приема и выдачи

сигналов в реализующих программах могут быть при необходимости использованы ожидания (нуль-действия с точки зрения процесса [4]).

Вычисление результирующего состояния $(n+1)$ -м микропроцессором сводится к вычислению отображения

$$\gamma: \prod_{1 \leq j \leq n} S_j \rightarrow S,$$

где $S_j = \{s_1^j, \dots, s_{m_j}^j\}$ - множество состояний j -того компонентного автомата, которое можно рассматривать как совокупность натуральных чисел от 1 до m_j . Вычисление дискретной функции γ путем простого задания этой функции на всех n -х из $S_1 \times \dots \times S_n$ и применение простого метода суммирования (как наиболее быстродействующего метода программной реализации [5]) нецелесообразно, так как, как правило, функция γ является слабоопределенной. Действительно, функция γ определена всего на M наборах (по числу состояний исходного МПА) из области определения функции, которая содержит $\prod_{j=1}^n m_j$ элементов и требует очень большого объема памяти для своего задания.

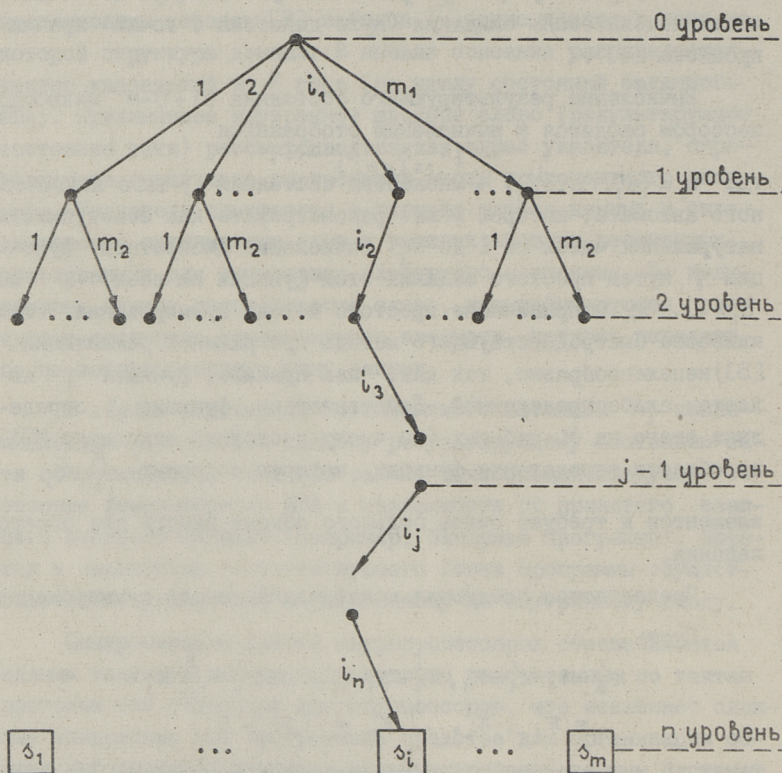
Предлагается следующая модификация метода суммирования.

Пусть

$$\begin{aligned} \pi'_0 &= 1, \pi'_1 = \pi_1, \pi'_2 = \pi_1 \cdot \pi_2, \dots, \pi'_i = \prod_{j=1}^i \pi_j = \\ &= \pi'_{i-1} \cdot \pi_i, \dots, \pi'_n = \prod_{j=1}^n \pi_j = 0. \end{aligned}$$

Тогда i -тый шаг описываемого алгоритма вычисления слабоопределенной дискретной функции γ сводится к нахождению блока из π'_i , который содержит искомый элемент из S , соответствующий поступившему набору состояний (элементу из $S_1 \times \dots \times S_n$). При этом полагается, что на i -том шаге принимается информация от микропроцессора, реализующего i -тый компонентный автомат, т.е. на i -том шаге значение входного сигнала есть число, определяющее внутреннее состояние i -того компонентного автомата. Принимаемое число складывается с содержимым адресного регистра данных. Дискретная функция γ задается следующей структурой данных (СД). При описании СД будем использовать терминологию, принятую в [6].

Описываемая СД является древовидной (фиг. 2) и представляет собой структуру со многими связями (фиг. 3). Структуру со многими связями составляют узлы с несколькими поля-

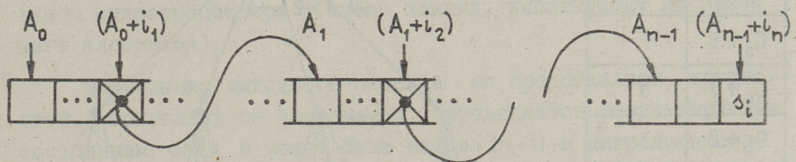


Фиг. 2. Дерево вычисления результирующего состояния.

ми связи (с несколькими указателями) в каждом узле. Адрес узла совпадает с адресом первого слова в последовательности полей. Обычно адрес берется относительно некоторой базовой ячейки, но мы для простоты будем считать, что адрес является абсолютным адресом ячейки. Буква F используется для обозначения пустой связи, т.е. связи, выход на которую при правильном вычислении функции γ невозможен.

Неконцевые вершины i -того уровня дерева, представляющего СД, которая задает функцию γ , сопоставляются отдельным блокам разбиения $\pi'_i, i=0, \dots, n-1$. Каждое ребро, выхо-

днее из некоторой вершины i -го уровня, отмечается соответствующим состоянием $(i+1)$ -го компонентного автомата. Степень вершины i -го уровня совпадает с мощностью множества состояний $(i+1)$ -го компонентного автомата. Концевые вершины дерева соответствуют либо некоторому результирующему состоянию сети (на n -м уровне), либо отмечаются специальным символом F . Отметка F на i -том уровне ставится, если пересечение блока из π'_i , соответствующего предшествующей вершине и блока разбиения π_{i+1} , соответствующего состоянию $(i+1)$ -го компонентного автомата, отмечающему ребро, инцидентное этим вершинам, равно пустому множеству.

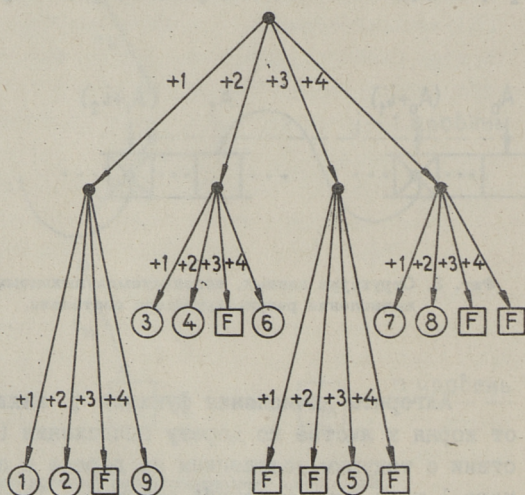


Фиг. 3. Структура данных, используемая выходным микропроцессором для вычисления результирующего состояния.

Алгоритм вычисления функции γ заключается в проходе от корня к листе по дереву вычисления (фиг. 2) в соответствии с текущим положением на дереве и состоянием очередного j -го компонентного автомата. Текущее положение на дереве на j -том шаге определяется выбранным на предыдущем шаге поддеревом, которое соответствует вычисленному блоку из разбиения π_j . На j -том шаге алгоритма совершается спуск к одной из вершин $(j+1)$ -го уровня дерева. В программе этому переходу соответствует получение очередного указателя в СД. Если на j -том шаге получен указатель F (пустая связь), то выходной микропроцессор выходит на обработку прерывания по ошибке. Если переходы до $(n+1)$ -го уровня включительно совершены успешно (без получения указателя F), то элемент СД, указатель на который получен на n -м шаге, содержит результирующее состояние сети. Найденное результирующее состояние однозначно определяет выходной сигнал реализуемой абстрактной сети автоматов.

Метод относится к интерпретационному подходу (в смысле [5]). Резидентный интерпретатор осуществляет последовательный опрос отдельных микропроцессоров, реализующих компонент-

C_0	$C_0 + 4$
$C_0 + 1$	$C_0 + 8$
$C_0 + 2$	$C_0 + 12$
$C_0 + 3$	$C_0 + 16$
$C_0 + 4$	1
$C_0 + 5$	2
$C_0 + 6$	F
$C_0 + 7$	9
$C_0 + 8$	3
$C_0 + 9$	4
$C_0 + 10$	F
$C_0 + 11$	6
$C_0 + 12$	F
$C_0 + 13$	F
$C_0 + 14$	5
$C_0 + 15$	F
$C_0 + 16$	7
$C_0 + 17$	8
$C_0 + 18$	F
$C_0 + 19$	F



Фиг. 4. Пример структуры данных для вычисления результирующего состояния.

ные автоматы. Каждое принятое слово складывается с содержимым регистра адреса данных. Результат сложения указывает на слово, которое является новым содержимым регистра адреса данных. После опроса последнего микропроцессора указанное слово идентифицирует результирующее состояние сети и выдается на межпроцессорную шину данных.

Нетрудно показать, что требуемый объем памяти под СД для задания функции χ ограничен сверху величиной $M \cdot \sum_{j=1}^n m_j$

слов, где M - число состояний реализуемого МПА, m_j - число состояний j -того компонентного автомата. Быстродействие описываемого метода программной реализации можно оценить как $c \cdot n$, где c - коэффициент, определяемый используемым типом микропроцессора (число команд, выполняемых на одном шаге алгоритма).

Вычисление выходного сигнала не представляет трудностей, поскольку он однозначно определяется результирующим состоянием сети и может быть найден $(n+1)$ -м микропроцессором (в то время как остальные микропроцессоры приступают к вычислению следующего состояния).

В качестве примера рассмотрим реализацию МПА с прямой таблицей переходов, приведенной в табл. I. Декомпозиция строится на основе разбиений $\pi_1 = (1, 2, 9 = b_1; \overline{3, 4, 6} = b_2; \overline{5} = b_3; \overline{7, 8} = b_4)$ и $\pi_2 = (\overline{1, 3, 7} = c_1; \overline{2, 4, 8} = c_2; \overline{5} = c_3; \overline{6, 9} = c_4)$ по методике, изложенной в [2]. Соответствующие им функции F_1 и F_2 заданы в табл. 2 и табл. 3. Структура данных микропроцессорного модуля, вычисляющего результирующее состояние, приведена на фиг. 4.

В заключение отметим, что предложенный метод реализации сетей автоматов на микропроцессорных БИС позволяет получать мультимикропроцессорные системы с повышенным быстродействием, простым интерфейсом и в то же время универсальные, т.е. способные реализовать различные дискретные управляющие устройства в результате замены лишь заложенных в микропроцессорные модули программ.

Таблица I

Исход. сост.	Сост. перех.	Входной сигнал
I	II	III
I	5	I
2	5	I
3	I	$x_1 \bar{x}_3$
	3	$x_1 x_2 x_3$
	4	$x_1 \bar{x}_2 x_3$
	5	$\bar{x}_1 \bar{x}_3$
	7	$\bar{x}_1 x_2 x_3$
8	$\bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3$	
4	I	$x_1 \bar{x}_3$
	3	$x_1 x_2 x_3$
	4	$x_1 \bar{x}_2 x_3$
	5	$\bar{x}_1 \bar{x}_3$
	7	$\bar{x}_1 x_2 x_3$
8	$\bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3$	
5	I	$x_1 x_2 x_3 x_4$
	2	$x_1 x_2 x_3 \bar{x}_4$
	3	$x_1 x_2 \bar{x}_3 x_4$
	4	$x_1 x_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4$
	5	$\bar{x}_1 \bar{x}_2$
	6	$x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3$
	7	$\bar{x}_1 x_2 x_4$
	8	$\bar{x}_1 x_2 \bar{x}_4$
	9	$x_1 \bar{x}_2 x_3$

I	II	III
6	I	$x_1 \bar{x}_3$
	3	$x_1 x_2 x_3$
	4	$x_1 \bar{x}_2 x_3$
	5	$\bar{x}_1 \bar{x}_3$
	7	$\bar{x}_1 x_2 x_3$
8	$\bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3$	
7	I	$x_1 \bar{x}_3$
	I	$x_2 x_3$
	2	$\bar{x}_2 x_3$
5	$\bar{x}_1 \bar{x}_3$	
8	I	$x_1 \bar{x}_3$
	I	$x_2 x_3$
	2	$\bar{x}_2 x_3$
	5	$\bar{x}_1 \bar{x}_3$
9	5	I

Таблица 2

Исход. сост.	Сост. перех.	Входной сигнал
1	B_3	1
2	B_3	1
3	B_1 B_2 B_3 B_4	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
4	B_1 B_2 B_3 B_4	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
5	B_1 B_2 B_3 B_4	X_1X_3 $X_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_2 $\bar{X}_1\bar{X}_2$
6	B_1 B_2 B_3 B_4	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
7	B_1 B_1 B_3	X_3 $X_1\bar{X}_3$ $\bar{X}_1\bar{X}_3$
8	B_1 B_1 B_3	X_3 $X_1\bar{X}_3$ $\bar{X}_1\bar{X}_3$
9	B_3	1

Таблица 3

Исход. сост.	Сост. перех.	Входной сигнал
1	C_3	1
2	C_3	1
3	C_1 C_1 C_2 C_3	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
4	C_1 C_1 C_2 C_3	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
5	C_1 C_2 C_3 C_4	X_2X_4 $X_2\bar{X}_4$ $X_1\bar{X}_2$ $\bar{X}_1\bar{X}_2$
6	C_1 C_1 C_2 C_3	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
7	C_1 C_1 C_2 C_3	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
8	C_1 C_1 C_2 C_3	$X_1\bar{X}_3$ X_1X_3 $\bar{X}_1\bar{X}_3$ \bar{X}_1X_3
9	C_3	1

Л и т е р а т у р а

1. Кеэваллик А.Э., Судницын А.В. Использование методов декомпозиции конечных автоматов для построения сетей микропроцессоров. - В кн.: Прикладные аспекты теории автоматов: Тр. 5 Международного семинара. - Болгария, Варна, 1979, т. I, с. 54-65.

2. Jakobson G., Kevallik A., Leis P. Some aspects of the construction of microprogram automata networks. - Proceedings of the Second International Symposium on Discrete Systems. Dresden, 1977, vol. 1, p.120-128.

3. Кеэваллик А.Э., Китсник П.А., Судницын А.В. Метод программной реализации микропрограммного автомата. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1983, № 550, с. 91-96.

4. Прангшвили И.В., Стецюра Г.Г. Микропроцессорные системы. М., Наука, 1980. 326 с.

5. Пупырев Е.И. Интерпретирующие программы реализации булевых функций и автоматов. - Автоматика и телемеханика, 1982, № I, с. 132-140.

6. Кнут Д. Искусство программирования для ЭВМ. М., Мир, 1976, т. I. 736 с.

A. Sudnitsyn, B. Berkman

Automata Networks Realization on Microprocessor LSI

Summary

In this paper the method of logical synthesis of the microprocessor networks, realizing complex finite-automata control algorithms is proposed.

The method is based upon microprogram automata decomposition theory.

РАСЧЕТ ПОКАЗАТЕЛЕЙ КАЧЕСТВА ПЕРЕХОДНОГО ПРОЦЕССА

I. Введение

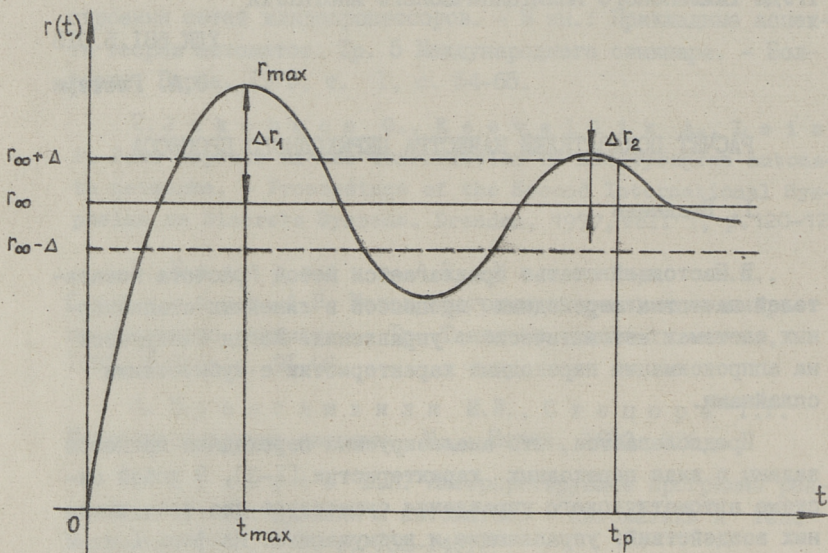
В настоящей статье предлагается метод расчета показателей качества переходных процессов в линейных стационарных системах автоматического управления. Метод базируется на аппроксимации переходных характеристик с кубическими сплайнами.

Предполагается, что анализируемые переходные процессы заданы в виде переходных характеристик [1-3]. В любой системе автоматического управления существуют два типа внешних воздействий: управляющие и возмущающие. На фиг. 1 и 2 представлены типичные переходные характеристики, вызванные изменением управляющих и возмущающих воздействий в виде единичного скачка, соответственно. Так как определения показателей качества переходного процесса, приведенные в литературе, не всегда совпадают, то в таблице I представлены определения наиболее важных при проектировании систем автоматического управления показателей качества, расчет которых является целью данной работы.

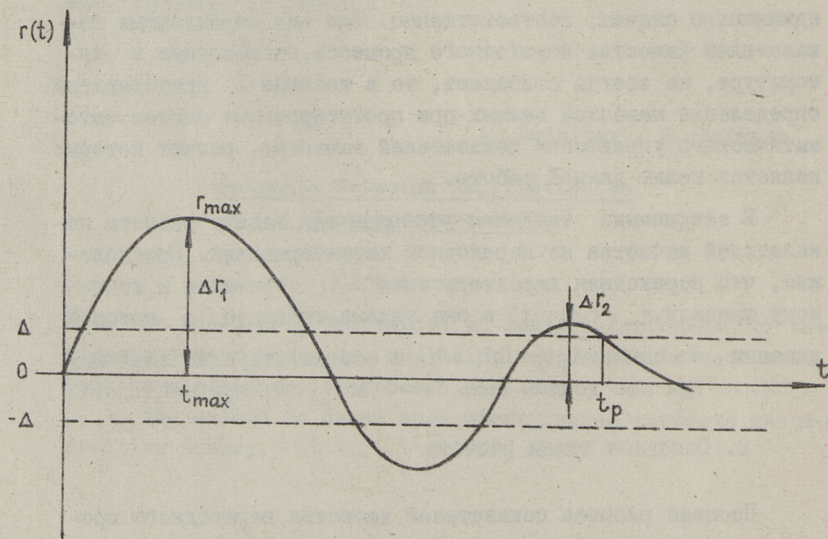
В заключение введения уточняем еще задачу расчета показателей качества из переходной характеристики. Предположим, что переходная характеристика $r(t)$ стремится к конечному пределу $r_\infty = \lim_{t \rightarrow \infty} r(t)$ и она задана таблицей, в которой указаны значения t_j ($j=0,1,\dots,N$) и соответствующие значения $r(t_j)$. При этом должны быть $t_0=0$ и $t_{j-1} < t_j$ при $j=1,2,\dots,N$.

2. Основные этапы расчета

Процесс расчета показателей качества переходного процесса включает три основных этапа:



Фиг. 1. Переходная характеристика 1-го типа.



Фиг. 2. Переходная характеристика 2-го типа.

№ ц/п	Название показателя качества и обозначение	Определение показателя качества	
		Переходная характеристика I-го типа (фиг. 1)	Переходная характеристика 2-го типа (фиг. 2)
1.	Время регулирования - t_p	$ r(t) - r_{\infty} \leq \Delta$, если $t \geq t_p$	$ r(t) \leq \Delta$, если $t \geq t_p$
2.	Перерегулирование - σ [%]	$\sigma = \frac{\Delta r_1}{r_{\infty}} \cdot 100$	—
3.	Динамическое отклонение - r_{\max}	на фиг. 1	на фиг. 2
4.	Время максимального отклонения - t_{\max}	на фиг. 1	на фиг. 2
5.	Колебательность - ε [%]		$\varepsilon = \frac{\Delta r_2}{\Delta r_1} \cdot 100$
6.	Количество перерегули- рований - N_p		Количество максимумов в течение времени регулирования

Первый этап - аппроксимация исходной переходной характеристики с кубическим сплайном.

Второй этап - нахождение локальных экстремумов на отрезке $[t_0, t_N]$ и вычисление значений переходной характеристики в точках экстремума на основе кубического сплайна.

Третий этап - вычисление показателей качества по формулам, приведенным в таблице I.

Очевидно, пояснения требуют первый и второй этапы расчета.

Поскольку точность расчета показателей качества определяется точностью приближения исходной переходной характеристики с кубическим сплайном, то в статье рассматривается еще вопрос расчета переходных характеристик с автоматическим выбором шага аргумента.

3. Аппроксимация переходной характеристики с кубическим сплайном

Исходная характеристика аппроксимируется кубическим сплайном [4-6]. Тогда на каждом отрезке $[t_{j-1}, t_j]$ ($j = 1, 2, \dots, N$) справедлива

$$\begin{aligned}
 S(t) = & m_{j-1} \frac{(t_j - t)^2 (t - t_{j-1})}{h_j^2} - m_j \frac{(t - t_{j-1})^2 (t_j - t)}{h_j^2} + \\
 & + n(t_{j-1}) \frac{(t_j - t)^2 [2(t - t_{j-1}) + h_j]}{h_j^3} + \\
 & + r(t_j) \frac{(t - t_{j-1})^2 [2(t_j - t) + h_j]}{h_j^3}, \quad (I)
 \end{aligned}$$

где $m_j = S'(t_j)$ и $h_j = t_j - t_{j-1}$.

Чтобы определить величины m_0, m_1, \dots, m_N для кубического сплайна, необходимо задать краевые условия. В данном случае использование естественных краевых условий $S''(t_0) = S''(t_N) = 0$ вполне обосновано, так как естественный кубический сплайн есть самая гладкая из функций, интерполирующих заданные точки. Величины m_0, m_1, \dots, m_N вычисляются из условия непрерыв-

ности второй производной $S''(t_j+0) = S''(t_j-0)$ в точках t_j ($j=1,2,\dots,N-1$), решая систему линейных уравнений [4, 5].

4. Поиск экстремумов переходной характеристики

Поскольку кубический сплайн $S(t)$ на отрезке $[t_{j-1}, t_j]$ ($j=1,2,\dots,N$) является многочленом третьего порядка, то его первая производная $S'(t)$ может быть представлена в виде

$$S'(t) = A_j t^2 + B_j t + C_j, \quad (2)$$

где

$$\begin{aligned} A_j &= 3 \left[\frac{S'(t_{j-1}) + S'(t_j)}{h_j^2} - 2 \frac{r(t_j) - r(t_{j-1})}{h_j^2} \right], \\ B_j &= 2 \left[\frac{3(t_j + t_{j-1})(r(t_j) - r(t_{j-1}))}{h_j^3} - \frac{S'(t_{j-1})(2t_j + t_{j-1})}{h_j^2} - \right. \\ &\quad \left. - \frac{S'(t_j)(t_j + 2t_{j-1})}{h_j^2} \right], \\ C_j &= \frac{S'(t_{j-1})(t_j + 2t_{j-1})t_j}{h_j^2} + \frac{S'(t_j)(2t_j + t_{j-1})t_{j-1}}{h_j^2} + \\ &\quad + \frac{r(t_j) - r(t_{j-1})}{h_j} \left[1 - \frac{(t_j + t_{j-1})^2 + 2t_j t_{j-1}}{h_j^2} \right]. \end{aligned}$$

Необходимым условием экстремума является

$$S'(t) = A_j t^2 + B_j t + C_j = 0. \quad (3)$$

Тем самым, нахождение локальных экстремумов на отрезке $[t_{j-1}, t_j]$ ($j=1,2,\dots,N$) переходной характеристики сведено к анализу коэффициентов квадратного уравнения.

5. Расчет переходной характеристики с автоматическим выбором шага аргумента

Точность приближения исходной переходной характеристики с кубическим сплайном определяется выбором узлов аппроксимации.

Проблема состоит в том, чтобы найти критерий, по которому будем изменять шаг аргумента при расчете переходной характеристики так, чтобы в окрестности точек минимума или максимума характеристики иметь достаточно большое количество точек, а при плавном изменении получать точки через от-

носительно большие шаги. Лучшим, и видимо, единственно применимым критерием является радиус кривизны или вернее определенная часть этого радиуса. Согласно вышеизложенному, алгоритм автоматического выбора шага аргумента для переходной характеристики состоит в следующем:

1. Вычисляется радиус кривизны переходной характеристики $r(t)$ в текущей точке t_j по формуле

$$R_j = \frac{[1 + (r'(t_j))^2]^{3/2}}{|r''(t_j)|} \quad (4)$$

2. Определяется следующий шаг аргумента

$$\Delta t_j = \alpha R_j, \quad (5)$$

где α — постоянный шага ($\alpha \leq 1$).

6. Примеры расчета

Предложенный метод расчета показателей качества в сочетании с алгоритмом автоматического выбора шага аргумента при вычислении переходной характеристики реализован в системе машинного проектирования SPADE [7].

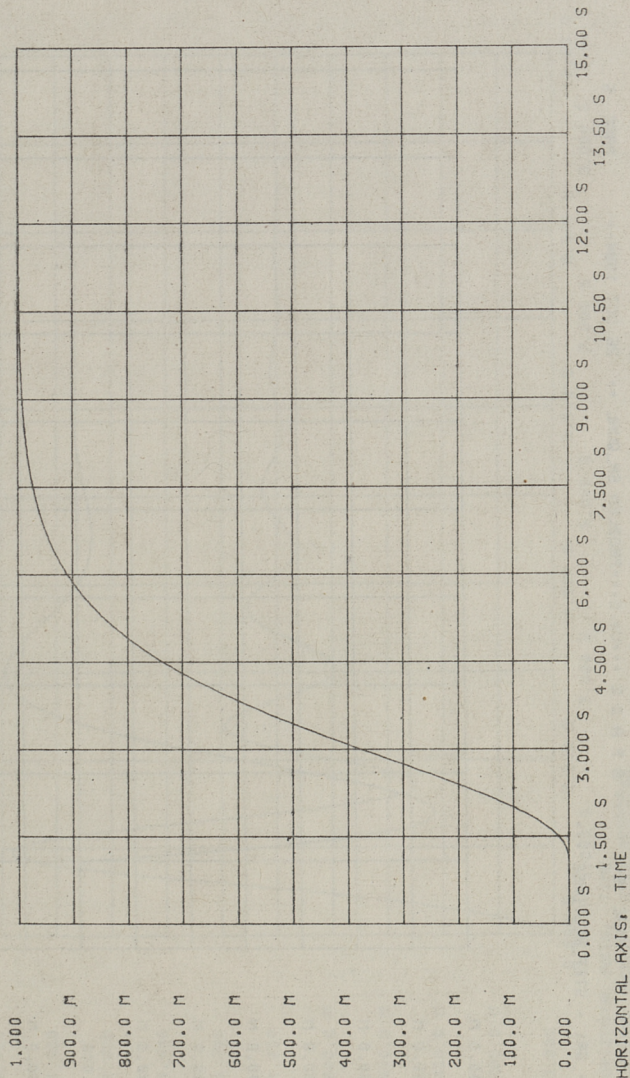
Для иллюстрации приведены результаты расчета показателей качества для трех переходных характеристик. Расчеты проведены при помощи прикладной программы анализа линейных систем исходя из следующих передаточных функций [8]:

$$F_1(s) = \frac{1,32}{s^3 + 3,3 s^2 + 3,62 s + 1,32} \cdot e^{-s};$$

$$F_2(s) = \frac{2,5 s}{s^2 + 2 s + 5} \cdot e^{-s};$$

$$F_3(s) = \frac{s^8 + 100 s^7 + 8412,6332263 s^6 + 11061,110109 s^5 + 551748,13478 s^4 + 1218911,641944 s^3 + 1271923,672033 s^2 + 551889,812645 s + 51741,75}{13 s^9 + 490,864027 s^8 + 6295,605735 s^7 + 42715,69554 s^6 + 207010,7973785 s^5 + 685430,157493 s^4 + 1316478,480975 s^3 + 1302712,013871 s^2 + 554476,898577 s + 51741,75}.$$

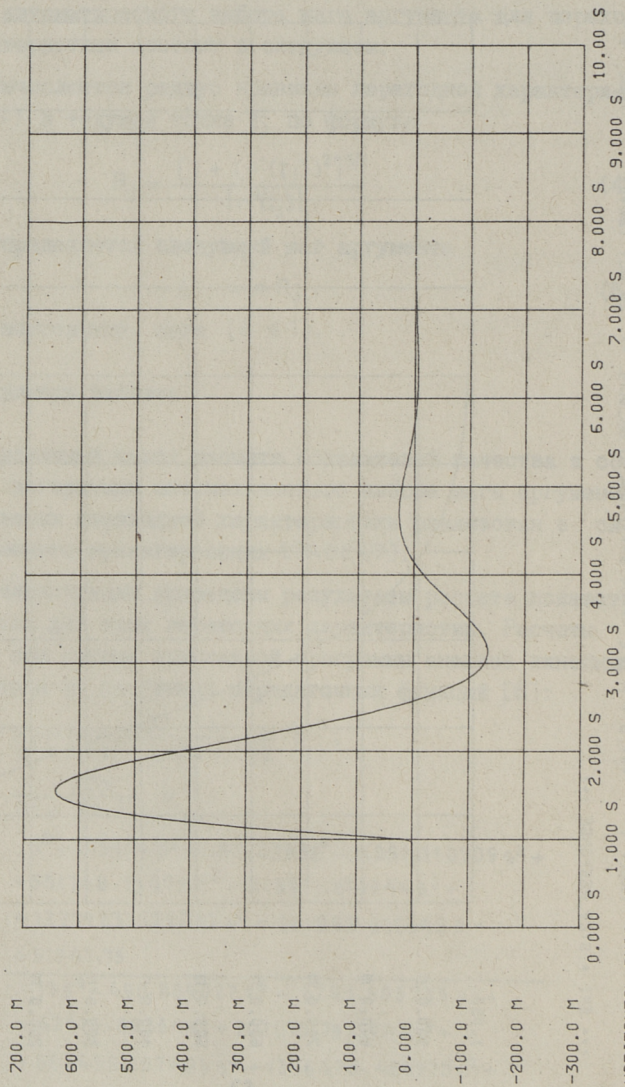
*** SR1 * STEP_RESPONSE ***



HORIZONTAL AXIS: TIME
VERTICAL AXIS: STEP_RESPONSE

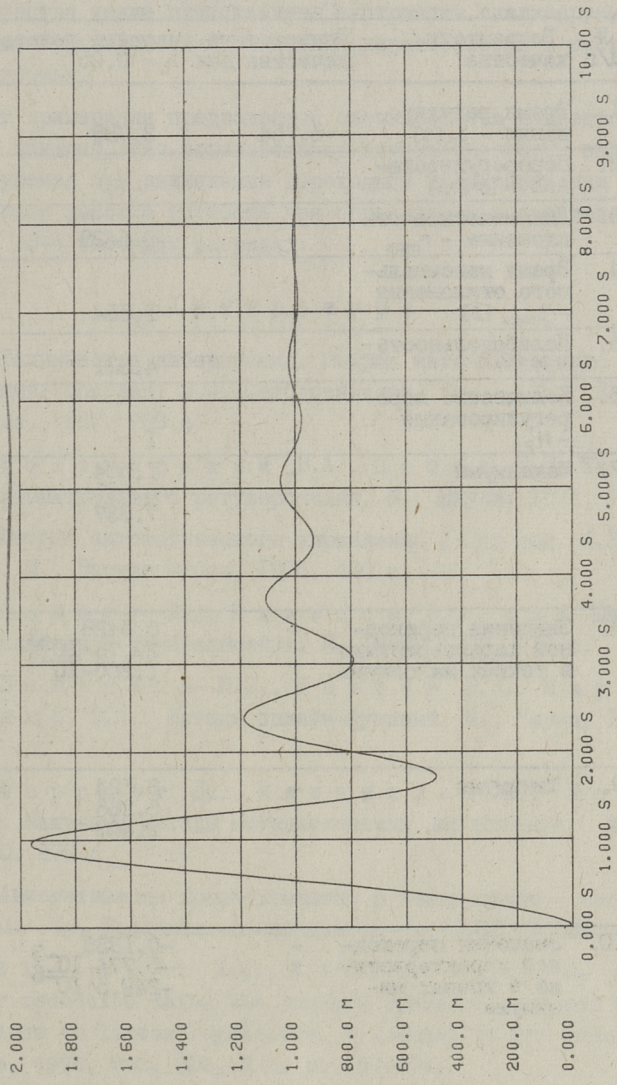
Фиг. 3. Переходная характеристика $r_1(t)$.

*** SR1 * STEP_RESPONSE ***



Фиг. 4. Переходная характеристика $r_2(t)$.

*** SR1 • STEP_RESPONSE ***



HORIZONTAL AXIS: TIME
VERTICAL AXIS: STEP_RESPONSE

Фиг. 5. Переходная характеристика $r_3(t)$.

Таблица 2

Переходные характеристики	$r_1(t) = \mathcal{L}^{-1} \left[\frac{F_1(s)}{s} \right]$	$r_2(t) = \mathcal{L}^{-1} \left[\frac{F_2(s)}{s} \right]$	$r_3(t) = \mathcal{L}^{-1} \left[\frac{F_3(s)}{s} \right]$
№ Показатели Ц/П качества	Вычисленные значения показателей качества для $\Delta = 0.05$		
1. Время регулирования - t_p [с]	6.764	3.788	5.154
2. Перерегулирование - σ [%]	-	-	96.23
3. Динамическое отклонение - r_{max}	-	0.6428	1.962
4. Время максимального отклонения - t_{max} [с]	-	1.554	0.9556
5. Колебательность - ω [%]	-	4.321	19.57
6. Количество перерегулирований - N_p	-	1	4
7. Максимумы	-	1.554 4.695 7.837	0.9556 2.388 3.737 5.077 6.424 7.775 9.128
8. Значения переходной характеристики в точках максимума	-	0.6428 $27.78 \cdot 10^{-3}$ $1.200 \cdot 10^{-3}$	1.962 1.188 1.108 1.053 1.022 1.009 1.004
9. Минимумы	-	3.124 6.266 9.408	1.715 3.036 4.398 5.758 7.112 8.463 9.813
10. Значения переходной характеристики в точках минимума	-	-0.1336 $-5.774 \cdot 10^{-3}$ $-249.5 \cdot 10^{-6}$	0.4922 0.7907 0.9336 0.9757 0.9899 0.9956 0.9981

Переходные характеристики, вычисленные из передаточных функций $F_1(s)$, $F_2(s)$ и $F_3(s)$ представлены на фиг. 3, 4 и 5 соответственно, а результаты расчета показателей качества приведены в таблице 2. Для наглядности в табл. 2 кроме показателей качества также представлены экстремумы анализируемых переходных характеристик и значения характеристик в экстремальных точках.

Опыт применения предложенной схемы расчета показателей качества показал, что использование автоматического выбора шага аргумента при вычислении переходной характеристики обеспечивает высокую точность при определении показателей качества (3-4 значащих разряда).

Л и т е р а т у р а

1. Техническая кибернетика. Теория автоматического регулирования / Под ред. В.В. Солодовникова. Кн. I. М., Машиностроение, 1967. 768 с.
2. Б е с е к е р с к и й В.А., П о п о в Е.П. Теория систем автоматического регулирования. М., Наука, 1972. 767 с.
3. Теория автоматического управления / Под ред. А.В. Нетушила. М., Высшая школа, 1976. 400 с.
4. А л б е р г Дж., Н и л ь с о н Э., У о л ш Дж. Теория сплайнов и ее приложения. М., Мир, 1972. 316 с.
5. З а в ь я л о в Ю.С., К в а с о в Б.И., М и р о ш н и ч е н к о В.Л. Методы сплайн-функций. М., Наука, 1980. 352 с.
6. Ф о р с а й т Дж., М а л ь к о л ь м М., М о у л е р К. Машинные методы математических вычислений. М., Мир, 1980. 279 с.
7. Автоматизация проектирования в электронике - система SPADE.- Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1982, № 535. 96 с.
8. E l - A t t a r R.A., V i d y a s a g a r M. System order reduction using the induced operator norm and its applications to linear regulators. - Journal of The Franklin Institute, 1978, vol. 306, N 6, p. 457-474.

E. Rüstern

Computation of the Transient Process
Quality Indices

Summary

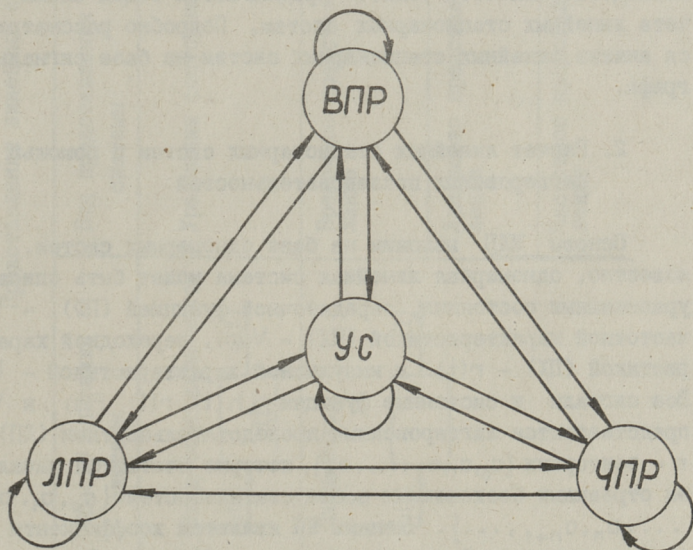
The paper presents a method for computation of the transient process quality indices of linear time invariant system. The method is based on the approximation of step response by cubic spline.

The results of computer experiments are presented.

РАСЧЕТ ЛИНЕЙНЫХ СИСТЕМ МЕТОДОМ ЛАГЕРРОВСКИХ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОСТЕЙ

I. Введение

Расчет и проектирование систем автоматического управления (САУ) является традиционной сферой применения ЭВМ. Однако алгоритмической базой машинного расчета и проектирования САУ до недавнего времени служили методы, еще недостаточно учитывающие особенности расчета с помощью ЭВМ. Последнее десятилетие характеризуется появлением машинно-ориентированных методов расчета и проектирования САУ [1-3].



Фиг. 1. Классическая схема расчета линейных систем.

В теории систем [4, 5] получили широкое применение четыре представления линейных стационарных систем (т.н. традиционные представления) (табл. I):

1. Уравнения состояния (УС).
2. Временное представление (ВР).
3. Лапласово представление (ЛР).
4. Частотное представление (ЧР).

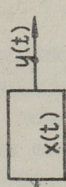
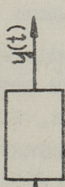
При этом основным представлением линейных систем согласно современной теории управления считаются уравнения состояния. В принципе расчет линейных систем сводится к преобразованиям различных форм представления. На фиг. I приведена классическая схема расчета линейных систем в виде направленного графа. Узлами данного графа являются представления линейных систем, а ветвями обозначены преобразования. Поскольку ненулевые начальные условия могут быть учтены введением дополнительных входных сигналов [4-5], то приведенный подход к расчету линейных стационарных систем применим и в случае ненулевых начальных условий.

В настоящей статье рассматриваются вопросы машинного расчета линейных стационарных систем методом лаггеровских последовательностей (МЛП). Предлагается общая схема расчета линейных стационарных систем. Подробно рассматривается анализ линейных стационарных систем на базе сигнального графа.

2. Расчет линейных стационарных систем с помощью лаггеровских последовательностей

Основы МЛП изложим на базе одномерных систем. Как известно, одномерная линейная система может быть описана уравнениями состояния, передаточной функцией (ПФ) - $F(s)$, частотной характеристикой (ЧХ) - $V(\omega)$, переходной характеристикой (ПХ) - $r(t)$ и импульсной характеристикой - $h(t)$. Все сигналы и системные функции ($h(t)$, $r(t)$, $F(s)$ и $V(\omega)$) представляются лаггеровскими последовательностями (ЛП) - n - векторами $\{a_0, a_1, a_2, \dots, a_n\}$, которые считаются начальными отрезками бесконечных последовательностей $\{a_0, a_1, a_2, \dots, a_n, a_{n+1}, \dots\}$. Членами ЛП являются коэффициенты разложения импульсной характеристики по функциям Лагерра $l_k(t)$ [6]

Представления линейных стационарных систем

Способ описания системы	Вид представления системы	Математическая модель системы	
		Одномерная система	многомерная система
1. Вход-состояние-выход 	Уравнения состояния	$\begin{cases} \dot{x}(t) = Ax(t) + Bu(t) \\ y(t) = Cx(t), \quad x(0) = x_0 \end{cases}$	
2. Вход-выход 	Временное представление	$y(t) = h(t) * u(t)$ $h(t)$ - импульсная функция	$y(t) = H(t) * u(t)$ $H(t) = \mathcal{L}^{-1}\{W(s)\}$ где \mathcal{L}^{-1} - обратное преобразование Лапласа
	Лапласово представление	$Y(s) = F(s) \cdot U(s)$ $F(s)$ - передаточная функция	$Y(s) = W(s) \cdot U(s)$ $W(s)$ - передаточная матрица
	Частотное представление	$Y(\omega) = V(\omega) \cdot U(\omega)$ $V(\omega)$ - частотная характеристика	$Y(\omega) = W(\omega) \cdot U(\omega)$ $W(\omega) = W(s) \Big _{s=j\omega}$

$$h(t) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k l_k(t) \longrightarrow \{a_0, a_1, a_2, \dots, a_n\}. \quad (I)$$

Далее, в качестве примера, приводим ряд операций с ПФ и соответствующие операции над ЛП. Пусть $F_1(s) \rightarrow \{a_k\}$ и $F_2(s) \rightarrow \{b_k\}$, тогда

$$F_1(s) + F_2(s) \longrightarrow \{a_k + b_k\},$$

$$F_1(s) \cdot F_2(s) \longrightarrow \left\{ \sum_{i=1}^k a_i b_{k-i} - \sum_{i=1}^k a_i b_{k-i-1} \right\}.$$

Процесс расчета линейных стационарных систем на базе МЛП включает три основных этапа [7, 18]:

Первый этап - обработка исходных традиционных представлений и переход к ЛП.

Второй этап - выполнение надлежащих операций над ЛП.

Третий этап - переход к желаемым традиционным представлениям (для интерпретации результатов расчета).

Основными свойствами МЛП являются:

1. В качестве исходных данных допускаются все традиционные представления линейных систем, включая и трансцендентные передаточные функции (ТПФ). Следовательно, этот метод применим и при расчете линейных систем с распределенными параметрами.

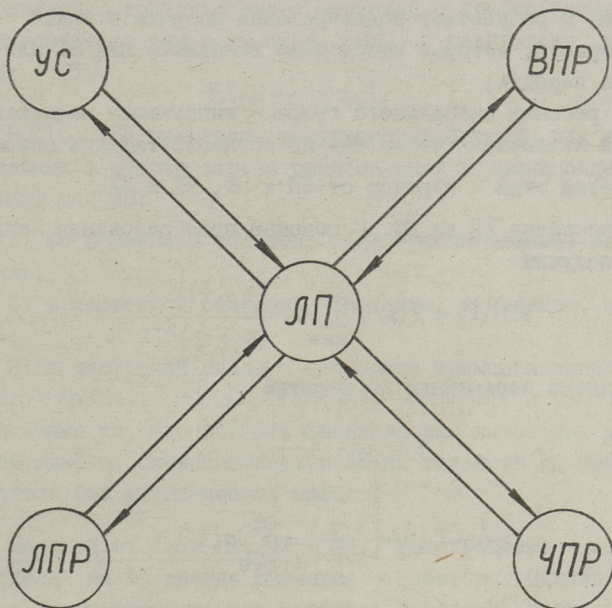
2. Точность результатов расчета зависит не только от размерности ЛП, но и от точности представления членов ЛП в памяти ЭВМ. Существенно отметить, что для точного представления дробнорациональной передаточной функции (ДРПФ) порядка n длина ЛП должна быть $2n+1$.

3. Основные, применяемые в теории систем, операции на ЛП сводятся к несложным рекуррентным формулам и выполнимы без методической ошибки, т.е. k -й член результата зависит лишь от тех членов операндов, которые имеют меньшие (или равные k) индексы.

4. Результаты расчета могут быть получены во всех традиционных представлениях линейных систем. Получаемые передаточные функции являются либо ДРПФ, либо ДРПФ с выделенным запаздывающим компонентом.

5. Так как МЛП обеспечивает наилучшую аппроксимацию в диапазоне 4-5 декад в окрестности частоты $\omega_0 = 1 \text{ rad/s}$, то реализация алгоритмов связана с необходимостью нормирования исходных данных и денормирования результатов расчета.

На основе вышеизложенного получим общую схему расчета линейных стационарных систем на базе МЛП [7-20, 22], приведенную на фиг. 2. Следует отметить, что данная машинно-ориентированная схема расчета линейных систем значительно проще, чем классическая схема (фиг. 1).



Фиг. 2. Схема расчета линейных систем методом лагерровских последовательностей.

3. Анализ линейных стационарных систем на базе сигнального графа

Постановка задачи. Предположим, что анализируемая система задана в виде сигнального графа. При этом передачи направленных ветвей могут быть заданы в виде ДРПФ или ТПФ.

Анализ систем на базе сигнального графа заключается в вычислении любых передач в сигнальном графе в виде ПФ, ЧХ и ПХ.

Описание алгоритма. Процесс расчета с помощью ЛП включает 3 этапа:

Первый этап - переход от заданных ПФ к ЛП.

Второй этап - вычисление передач сигнального графа в виде ЛП по следующей схеме:

1) моделирование процесса исключения узлов сигнального графа. В результате моделирования получим в кодах таблицу операций, которые необходимо выполнить над ЛП для вычисления передач;

2) решение сигнального графа - выполнение надлежащих операций исключения узлов над ЛП согласно таблице операций.

Третий этап - переход от ЛП к ПФ, ЧХ и ПХ.

Вычисление ЛП из ПФ. С помощью преобразования Лапласа из (1) получим

$$\mathcal{L}h(t) = F(s) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k \frac{(s - \frac{1}{2})^k}{(s + \frac{1}{2})^{k+1}}.$$

Введем новую переменную по формуле

$$s = \frac{1}{2} \cdot \frac{1+z}{1-z}.$$

тогда

$$\frac{1}{1-z} F\left(\frac{1}{2} \cdot \frac{1+z}{1-z}\right) = \sum_{k=0}^{\infty} a_k z^k. \quad (2)$$

Из (2) следует, что в случае ДРПФ вычисление ЛП сводится к делению многочленов.

Расчет линейных систем с распределенными параметрами связан с применением ПФ, содержащих трансцендентности. Рассмотрим общий алгоритм вычисления ЛП из ТПФ. В общем, любая ТПФ включает дробно-рациональную часть или дробно-рациональные части. Поэтому рассмотрим ТПФ как сложную функцию, аргументами которой являются ДРПФ:

$$F_T(s) = f [F_1(s), F_2(s), \dots, F_p(s)].$$

Для нахождения ЛП $F_T(s)$ получим следующий алгоритм [16, 18]:

- 1) Выделим дробно-рациональные компоненты из $F_T(s)$.
- 2) Вычислим ЛП для всех дробно-рациональных компонент:

$$\begin{aligned} F_1(s) &\longrightarrow \{a_k\}_1, \\ F_2(s) &\longrightarrow \{a_k\}_2, \\ &\dots\dots\dots \\ F_p(s) &\longrightarrow \{a_k\}_p. \end{aligned} \quad (3)$$

3) Выполним все операции над ЛП (3), которые необходимо привести в соответствие с функцией с дробно-рациональными компонентами для получения $F_T(s)$. В результате получим ЛП для $F_T(s)$:

$$F_T(s) \longrightarrow \{a_k\}.$$

В [16, 18] приведены рекуррентные формулы для наиболее важных в теории систем рациональных и трансцендентных операций над ЛП:

- 1) во временной области: дифференцирование, интегрирование;
- 2) в частотной области: сложение, умножение, обратная связь;
- 3) в частотной области следующие трансцендентные операции: $\exp F(s)$, $\ln F(s)$, $\operatorname{sch} F(s)$, $\operatorname{csch} F(s)$ и $\operatorname{th} F(s)$. Существенно то, что все эти операции выполнимы без методической ошибки. Следовательно и ЛП по заданной ПФ может быть вычислена без методической ошибки.

Переход от ЛП к ПФ, ЧХ и ПХ. Результатами реальных вычислений на ЛП всегда являются n -векторы. Однако n -вектор не может отражать все свойства передачи, поскольку целый ряд свойств определен лишь на бесконечной ЛП. Далее, каждому n -вектору соответствует не одна, а множество таких передач, для которых первые $n+1$ коэффициентов ЛП совпадают. Поэтому в реальных расчетах необходимо найти члены $\{a_{n+1}, a_{n+2}, \dots\}$ используя некоторую дополнительную информацию о системе, чтобы сделать переход от n -вектора к традиционным представлениям, однозначным, т.е. возникает задача предложения n -векторов во множество бесконечных последовательностей при условии, что первые $n+1$ членов изображения совпадают с исходными [9].

Среди предложенных гипотез продолжения наиболее важной в практических расчетах является гипотеза R [7, 9, 18]. По гипотезе R предполагается, что производящая функция последовательности

$$G(z) = a_0 + a_1 z + a_2 z^2 + \dots$$

является дробно-рациональной

$$G(z) = \frac{C(z)}{D(z)} = \frac{c_0 + c_1 z + \dots + c_n z^n}{1 + d_1 z + \dots + d_n z^n}.$$

Следовательно, гипотеза R приводит к ДРПФ.

В [19] на базе метода квадратного корня предложен усовершенствованный алгоритм построения дробнорациональной производящей функции $G(z)$ на основе ЛП, который автоматически определяет и порядок искомой $G(z)$ (если заданный порядок превышает действительный порядок $G(z)$).

Использование гипотезы R в сочетании с алгоритмом идентификации времени чистого запаздывания позволяет расширить класс ПФ, получаемых в машинном расчете до ДРПФ с выделенным запаздывающим компонентом [11]

$$F(s) = \frac{N(s)}{D(s)} e^{-\tau s},$$

где $N(s), D(s)$ — полиномы;

τ — время чистого запаздывания.

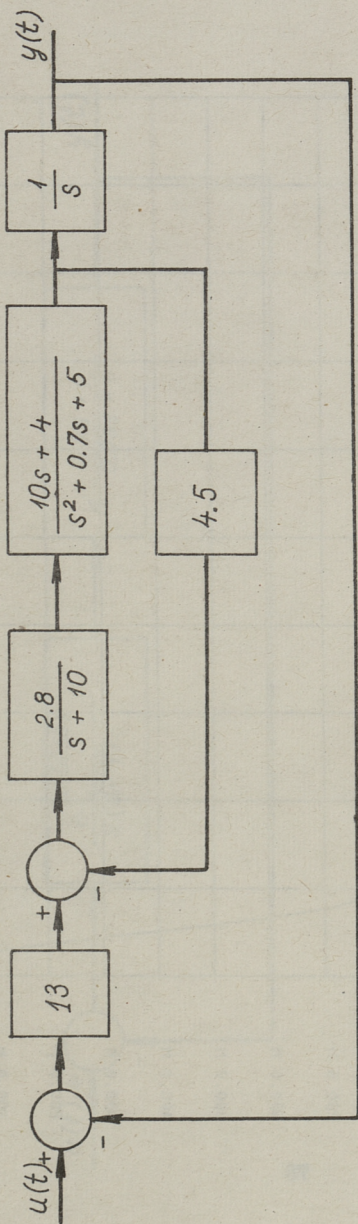
Поскольку прямые суммирование ЛП во временной и частотной области являются неэффективными [18], то вычисление ЧХ и ПХ базируется на применении общих выражений результата продолжения, т.е. вычисляются из полученной ДРПФ с помощью классических методов

$$r(t) = \mathcal{L}^{-1} \left\{ \frac{F(s)}{s} \right\}.$$

$$V(\omega) = F(s) \Big|_{s=j\omega}.$$

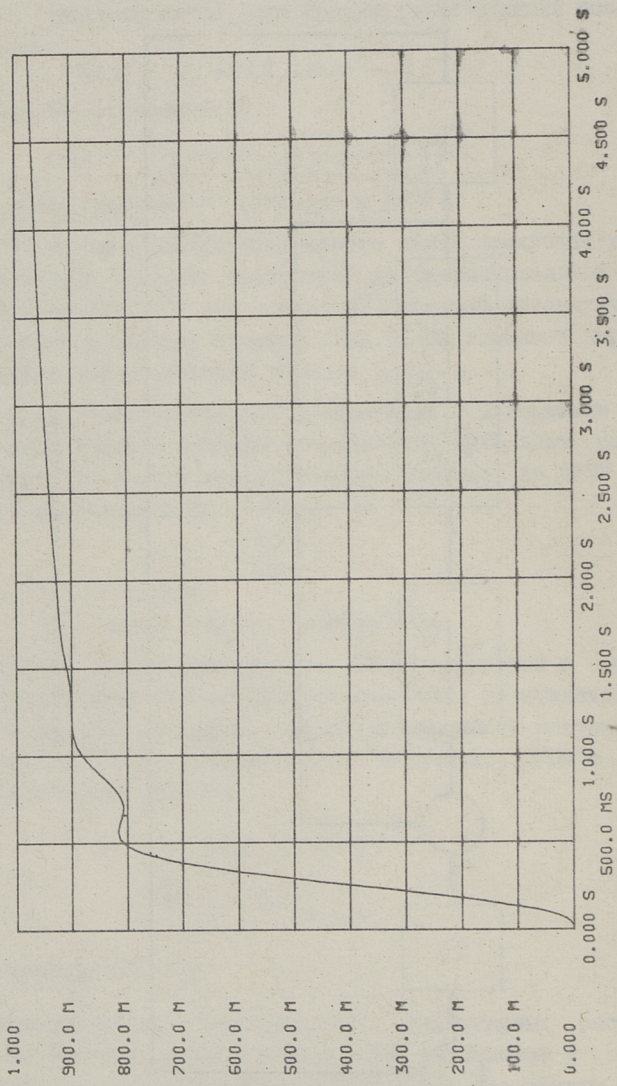
4. Примеры расчета

Описанный метод анализа линейных стационарных систем на базе сигнального графа с помощью МЛП реализован в системе машинного проектирования SPADE [21]. Результаты анализа некоторых линейных систем представлены в следующих примерах.



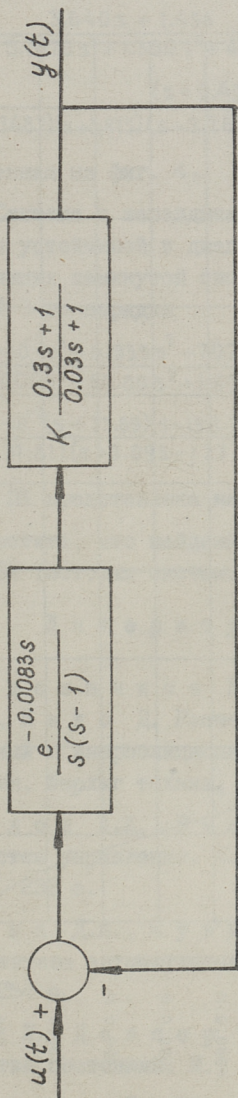
Фиг. 3. Структурная схема системы.

*** SR1 * STEP_RESPONSE ***



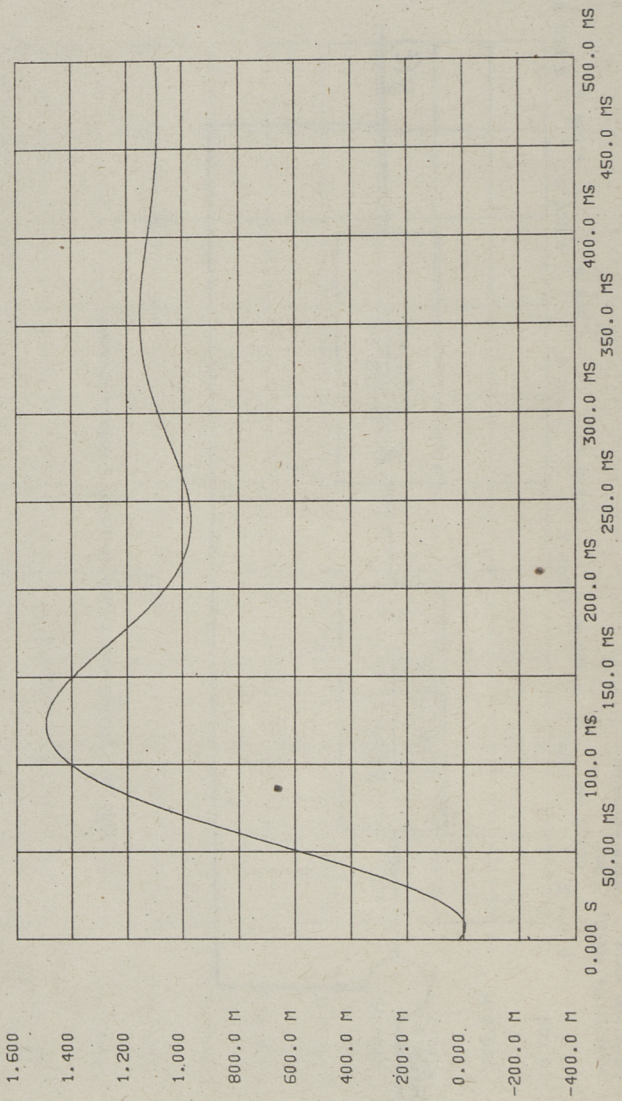
HORIZONTAL AXIS: TIME
VERTICAL AXIS: STEP_RESPONSE

Фиг. 4. Переходная характеристика системы.



Фиг. 5. Структурная схема системы с запаздыванием.

*** SR1 * STEP_RESPONSE ***



HORIZONTAL AXIS: TIME
VERTICAL AXIS: STEP_RESPONSE

Фиг. 6. Переходная характеристика системы с запаздыванием.

Пример 1. Рассмотрим систему, структурная схема которой представлена на фиг. 3. Для данной системы найдена передаточная функция замкнутой системы в виде ДРФ 4-го порядка

$$F(s) = \frac{3.640s + 1.456}{0.0100s^4 + 0.1070s^3 + 1.380s^2 + 4.644s + 1.456} =$$

$$= 364.0 \frac{(s + 0.4000)}{(s + 0.3487)(s + 3.815)(s + 3.268 - j9.939)(s + 3.268 + j9.939)}$$

и ПК, представленная на фиг. 4.

Пример 2. Система с запаздыванием, представленная на фиг. 5, является устойчивой в диапазоне $3.76 \leq K \leq 354.8$. Передаточная функция замкнутой системы (для $K = 100$) аппроксимирована ДРФ 3-го порядка

$$F(s) = \frac{16.55 \cdot 10^{-3} s^3 - 6.035 s^2 + 702.1s + 28840}{1.000 s^3 + 50.00 s^2 + 1400s + 26120} =$$

$$= \frac{16.55 \cdot 10^{-3} (s + 31.69)(s - 198.2 + j125.4)(s - 198.2 - j125.4)}{(s + 31.81)(s + 9.095 - j27.18)(s + 9.095 + j27.18)}$$

Соответствующая ПК представлена на фиг. 6.

Следует отметить, что найденные ПК практически совпадают с точными ПК тестовых систем.

Л и т е р а т у р а

1. Солодовников В., Семенов В., Пешель М., Недо Д. Расчет систем управления на ЦВМ: Спектральный и интерполяционный методы. М., Машиностроение - Берлин, Ферлаг техник, 1979. 664 с.
2. Вавилов А.А., Имаев Д.Х. Машинные методы расчета систем управления. Л., Изд. Ленинградского университета, 1981. 232 с.
3. Белова Д.А., Кузин Р.Е. Применение ЭВМ для анализа и синтеза автоматических систем управления. М., Энергия, 1979. 264 с.
4. Заде Л. Дезоер Ч. Теория линейных систем: Метод пространства состояний. М., Наука, 1970. 704 с.
5. Директор С., Рорер Р. Введение в теорию систем. М., Мир, 1974. 464 с.

6. Бейтмен Г., Эрдейн А. Высшие трансцендентные функции: Функции Бесселя, функции параболического цилиндра, ортогональные многочлены. М., Наука, 1966. 295 с.

7. Кукк В.А. Представление параметров линейных систем числовыми последовательностями. Дис. на соиск. ученой степени канд. техн. наук. Таллин, ТПИ, 1970. 163 с.

8. Кукк V. State variables and Laguerre series. - Electronics Letters, 1971, vol. 7, N 10, p. 269-270.

9. Кукк В.А. О продолжении числовых последовательностей. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1972, № 334, с. 77-81.

10. Кукк V., РюстERN Э. Calculation of the group delay from Laguerre series. - TPI Toimetised, 1972, N 334, p. 91-96.

11. Кукк В.А., РюстERN Э.А. Новый метод идентификации времени чистого запаздывания. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1973, № 350, с. II-17.

12. Кукк V., РюстERN Э. A generalized algorithm for the approximation of frequency response using Laguerre series. - Proc. IEEE, Int. Symp. on Circuits and Syst., April 22-25, 1974, San Francisco, California, p. 278-282.

13. РюстERN Э.А. Метод для нахождения передаточных функций по амплитудным или фазовым характеристикам на ЭВМ. - Сборник летней школы по теории цепей, Прага 1974. Краткие сообщения, том 2, с. 327-332.

14. РюстERN Э.А. Нахождение передаточных функций по амплитудным и фазовым характеристикам. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1974, № 371, с. 23-31.

15. Кукк V. Computer-aided analysis of linear systems using Laguerre series. - Proc. of the Summer School on Circuit Theory, 1974, vol. 2, Short Contributions, Prague, 1974, p. 282-286.

16. Кукк В.А. Машинный метод обработки трансцендентных передаточных функций. - Изв. вузов СССР, Радиоэлектроника, 1974, № 6, с. 26-29.

17. К у к к В.А., Р ю с т е р н Э.А. Алгоритмы вычисления передаточной функции из переходной характеристики. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1975, № 387, с. 45-53.

18. Р ю с т е р н Э.А. Исследование алгоритмов преобразования и аппроксимации параметров линейных систем и цепей на ЭВМ. Дис. на соиск. ученой степени канд. техн. наук. Таллин, 1975. 208 с.

19. К у к к V. An improved algorithm for rational approximation of transfer functions. - Int. J. of Circuit Theory and Applications, 1977, vol. 5, p. 149-155.

20. К у к к В.А., Л е п п и к с о н В.Х. Идентификация уравнений состояний с помощью лагерровских разложений. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1980, № 497, с. 109-113.

21. Система SPADE: технология разработки прикладных пакетов и инструкция пользования; Отчет о НИР/Таллинск. политехн. ин-та, руководитель работы Х. Силламаа. - № ГР 80046122 - Таллин, 1982. 143 с.

22. Г о р д о н Б.И., Р ю с т е р н Э.А., С и л ь д а р у К.К. Обработка результатов реологических измерений на ЭВМ. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1983, № 558, с. 43-49.

Е. Rüstern

Designing Linear Systems Using
Laguerre Series Method

Summary

In this paper the problems of the computer-aided designing of linear systems are featured. The general scheme of the computer-aided designing of linear time invariant systems based on Laguerre series method is presented. The analysis of linear-time invariant systems on the basis of signal flow graph is provided. The results of the analysis of some control systems are discussed.

УДК 62-507

П. Лейс, А. Кезваллик, М. Круус

О РЕАЛИЗАЦИИ МИКРОПРОГРАММНЫХ АВТОМАТОВ НА СДВИГОВЫХ РЕГИСТРАХ

1. Введение. На различных этапах развития цифровой техники проблеме реализации конечных автоматов на сдвиговых регистрах (СР) было уделено много внимания. В более ранних работах [1, 2, 3] в качестве главной решалась задача нахождения системы функций возбуждения с ослабленной функциональной зависимостью, что позволило уменьшить аппаратные затраты на реализацию. С появлением больших интегральных схем эта задача во многом потеряла свою актуальность. Однако в последнее время интерес к реализациям на базе СР снова возрастает. Связано это, в первую очередь, с появлением нового направления прикладной теории автоматов - синтеза легкодиагностируемых дискретных устройств [4, 5].

В настоящей работе, в отличие от предшествующих, задача реализации на базе СР рассматривается как некоторая задача декомпозиции конечного автомата. Опираясь на алгебру пар разбиений [8] и используя понятие структурной матрицы сети автоматов [7], выводятся необходимые и достаточные условия существования реализации на базе СР. В качестве автоматной модели используется модель микропрограммного автомата (МПА), позволяющая описывать и синтезировать дискретные управляющие устройства высокой степени сложности.

2. Основные понятия. Пусть S - конечное непустое множество, 2^S - множество всех подмножеств S . Множество $\pi \subset 2^S$ называется разбиением на S , если и только если 1) $(\forall B \in \pi) [B \neq \emptyset]$, 2) $(\forall B \in \pi)(\forall B' \in \pi)[B \neq B' \Rightarrow B \cap B' = \emptyset]$, 3) $\cup_{B \in \pi} B = S$.

Разбиение, все блоки которого являются одноэлементными подмножествами S , называется нулевым разбиением и обозначается

ется 0. Разбиение, состоящее из одного блока, называется единичным разбиением и обозначается I. Количество блоков в разбиении π обозначим через $\#(\pi)$. Блок разбиения π , в котором содержится элемент x , обозначаем через $\pi[x]$. Если $\delta_j \in V$ и $\delta_k \in V$, $V \in \pi$, то будем писать $\delta_j \equiv_{\pi} \delta_k$.

Произведение разбиений π и τ определяется следующим образом: $\pi \cdot \tau = \{V \cap V' \mid V \in \pi \ \& \ V' \in \tau \ \& \ V \cap V' \neq \emptyset\}$.

Сумма разбиений π и τ определяется следующим образом:

$\delta_i \equiv_{\pi+\tau} \delta_k$, если существует последовательность $\delta^1 = \delta_i, \delta^2, \dots, \delta^n = \delta_k$ такая, что либо $\delta^j \equiv_{\pi} \delta^{j+1}$, либо $\delta^j \equiv_{\tau} \delta^{j+1}$, $j = \{1, \dots, n-1\}$.

Введем на множестве разбиений отношение частичного порядка следующим образом:

$$\pi \leq \tau \Leftrightarrow \pi \cdot \tau = \pi.$$

При декомпозиции автомата на СР вопрос реализации выходной функции можно считать второстепенным. Поэтому рассмотрим МПА без выхода $A = (S, \{0,1\}^{\ell}, \delta)$, где S - множество внутренних состояний, $\{0,1\}^{\ell}$ - входной алфавит, $\delta: S \times \{0,1\}^{\ell} \rightarrow S$ - функция переходов.

Сеть МПА будем называть систему $N = (\{A_i\}, \{0,1\}^{\ell}, \phi)$, где 1) $\{A_i\}$, $i \in J$ - множество компонентных МПА (базис сети).

$A_i = (S_i, \{0,1\}^{\ell_i + \kappa_i}, \delta_i)$. Здесь $\{0,1\}^{\ell_i}$ - внешний входной алфавит, $\{0,1\}^{\kappa_i}$ - внутренний входной алфавит;

2) $\{0,1\}^{\ell}$ - входной алфавит сети;

3) $\phi = \{\varphi_i \mid i \in J\}$ - множество функций соединения (структура сети),

$$\varphi_i: \times_{j \in J_i} S_j \rightarrow \{0,1\}^{\kappa_i}, \quad J_i \subset J.$$

Сети N можно сопоставить МПА A_N , функционально эквивалентный N . Автомат A_N называется результирующим автоматом сети N .

Под задачей декомпозиции МПА A понимается задача построения сети N , результирующий автомат которой имеет под-автомат, изоморфный автомату A .

В [9] было показано, что необходимым и достаточным условием декомпозиции МПА A является существование множества

разбиения $\{\pi_i\}$, $1 \leq i \leq n$, на множестве состояний S такого, что $\prod_{i=1}^n \pi_i = 0$.

Конструктивно декомпозиция строится по так называемым характеристическим тройкам (π_i, τ_i, η_i) [9]. Для определения τ_i и η_i вводим вспомогательную функцию $F_i: S \times \{0,1\}^l \rightarrow \pi_i$, $F_i(s, z) = \pi_i[\delta(s, z)]$, $s \in S$, $z \in \{0,1\}^l$. Разбиения τ_i и η_i , которые являются наибольшими разбиениями, образующими пару разбиений с π_i , определяются следующим образом [9]:

$$\begin{aligned} \delta_m \equiv \tau_i \Leftrightarrow \forall z \in \{0,1\}^l [F_i(\delta_m, z) = F_i(\delta_p, z)], \delta_m, \delta_p \in S \\ \eta_i \equiv z_p \Leftrightarrow \forall s \in S [F_i(s, z_k) = F_i(s, z_p)], z_k, z_p \in \{0,1\}^l. \end{aligned}$$

Отметим, что по разбиению τ_i определяются связи компонентного автомата A_i с другими компонентными автоматами сети N и по разбиению η_i входные переменные, необходимые для функционирования A_i .

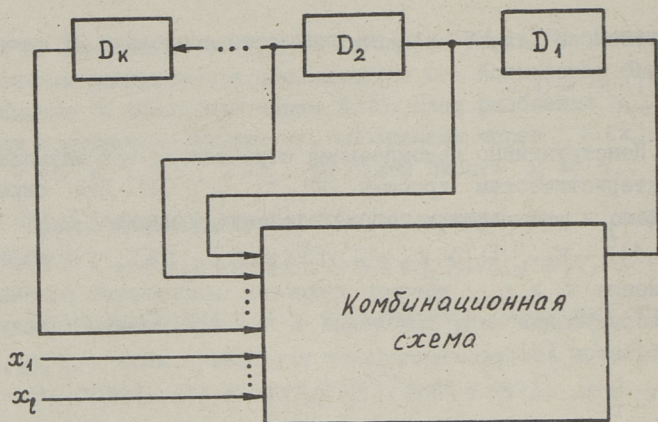
Структурной матрицей сети N называется двоичная квадратная матрица M_N размерности n , в i -тый столбец которой записаны единицы в строках с индексами i_1, i_2, \dots, i_n , если и только если

$$\prod_{j=i_n}^{i_1} \pi_j \leq \tau_i.$$

Последнее неравенство определяет связи компонентного автомата A_i в сети N , а именно - A_i связан с автоматами $A_{i_1}, A_{i_2}, \dots, A_{i_n}$.

3. Декомпозиция на сдвиговые регистры. В [7] было показано, каким образом можно по структурной матрице сети автоматов вывести необходимые и достаточные условия для существования декомпозиции с различными ограничениями на структуру сети (параллельная сеть, последовательная сеть и т.д.). Суть подхода состоит в том, что характерное для исследуемого вида декомпозиции заполнение структурной матрицы определяет дополнительные ограничения на выбор ортогональной системы разбиений для декомпозиции.

Реализация на базе СР длиной k (фиг. 1) характеризуется структурной матрицей (фиг. 2), в которой нет дополнительных ограничений на выбор элементов по i -тому столбцу (ус-



Фиг. 1. Реализация на базе сдвиговых регистров.

	1	2	3	...	K-1	K
1	ϕ	1		...		
2	ϕ		1			
3	ϕ					
...
K-1	ϕ					1
K	ϕ			...		

Фиг. 2. Структурная матрица сети автоматов.

ловно $m_{i,j} = \phi$, $1 \leq j \leq k$), но в остальных столбцах которой равно по одной единице ($m_{i,i-1} = 1$, $2 \leq i \leq k$). По определению структурной матрицы отсюда следует, что реализация на базе СР длиной k может быть построена, если и только если

$$\pi_{i-1} \leq \tau_i, \quad 2 \leq i \leq k, \quad (I)$$

При решении системы неравенств (I) необходимо учитывать и то, что

$$\#(\pi_i) = 2, \quad 1 \leq i \leq k, \quad (2)$$

поскольку СР составлен из элементарных автоматов - линии задержек.

Характеризуется реализация на базе СР и тем, что только первый из линии задержек в цепи - D_1 может получить информацию от входа автомата, т.е.

$$\eta_1 \leq 1 \quad \text{и} \quad \eta_i = 1, \quad 2 \leq i \leq k. \quad (3)$$

Учитывая (2), можно систему неравенств (I) преобразовать следующим образом:

$$\pi_{i-1} = \tau_i, \quad 2 \leq i \leq k. \quad (4)$$

(Действительно, двухблочное разбиение π_{i-1} меньше — равно либо единичному разбиению, либо самому себе. Однако τ_i не может быть единичным разбиением, ибо в этом случае D_i функционировал бы автономно).

Назовем (π, π') симметричной парой разбиений, если и только если между π и π' можно образовать взаимно-однозначное соответствие ψ такое, что

$$\psi: \pi \leftrightarrow \pi'$$

$$\psi(B) = \pi'[\delta(\alpha, \gamma)],$$

где

$$B \in \pi, \alpha \in B \text{ и } \gamma \in \{0, 1\}^l.$$

Из (4) непосредственно следует, что (π_{i-1}, π_i) , $2 \leq i \leq k$ образуют пару разбиений. Но так как при этом выполняется и условие (3), то нетрудно показать, что (π_{i-1}, π_i) является и симметричной парой разбиений.

Таким образом, анализ показывает, что существование цепи $(\pi_1, \pi_2), (\pi_2, \pi_3), \dots, (\pi_{k-1}, \pi_k)$, симметричных пар разбиений (в дальнейшем просто k -цепей) является необходимым и достаточным условием существования реализации автомата на базе СР длиной k . Очевидно, что если при этом $\prod_{i=1}^k \pi_i > 0$,

то только часть автомата может быть реализована на базе СР длиной k .

Пусть (π_j, π'_j) , $1 \leq j \leq l$, множество всех возможных симметричных пар разбиений заданного автомата. Опираясь на известные в алгебре пар соотношения (8), $(\prod_{j=1}^l \pi_j, \prod_{j=1}^l \pi'_j)$ является также симметричной парой разбиений. При этом $\prod_{j=1}^l \pi_j = \pi^c$ и $\prod_{j=1}^l \pi'_j = \pi^r$ являются наименьшими разбиениями, которые образуют симметричную пару разбиений. Путем укрупнения блоков π^c и π^r можно получить всевозможные симметричные пары разбиений, в том числе образующие k -цепь.

Рассмотрим теперь задачу нахождения разбиений π^c и π^r . Пусть $\pi^c = \{B_1^c, B_2^c, \dots, B_v^c\}$ и $\pi^r = \{B_1^r, B_2^r, \dots, B_v^r\}$ и $\psi(B_i^c) = B_i^r$, $1 \leq i \leq v$.

Опираясь на определение симметричной пары разбиений, предлагаем следующий алгоритм вычисления π^c и π^r на множестве S :

1) Принимаем $V_{1,1}^C = \{s_p\}$, где s_p любой элемент множества S .

2) Вычисляем $V_{1,1}^r = \delta(s_p)$,

где $\delta(s_p) = \{s_j \in S \mid \exists z \in \{0,1\}^k [\delta(s_p, z) = s_j]\}$.

3) Вычисляем $V_{1,j}^C = \delta^{-1}(V_{1,j-1}^r)$ и $V_{1,j}^r = \delta(V_{1,j}^C)$,

для $j = 2, 3 \dots$ пока $V_{1,j}^C \neq V_{1,j-1}^C$ или $V_{1,j}^r \neq V_{1,j-1}^r$.

4) Принимаем $V_1^C = V_{1,j}^C$ и $V_1^r = V_{1,j}^r$.

5) Принимаем $s_p \notin V_{1,j}^C$ и вычисляем по шагам 1)...4) V_2^C и V_2^r и т.д. пока $\bigcup_{i=1}^k V_i^C \neq S$.

Поскольку π^C и π^r являются наименьшими разбиениями, образующими симметричную пару, то для разбиений из k -цепи

$$\begin{aligned} \pi_1 \cdot \pi_2 \cdot \dots \cdot \pi_{k-1} &\geq \pi^C \\ \pi_2 \cdot \pi_3 \cdot \dots \cdot \pi_k &\geq \pi^r \end{aligned} \quad (5)$$

Из последнего следует, что если $\prod_{i=1}^k \pi_i = 0$, то и $\pi^C \cdot \pi^r = 0$.

Таким образом, условие $\pi^C \cdot \pi^r = 0$ является необходимым для существования полной реализации автомата на базе СР длины k . С другой стороны, можно по (5) определить некоторые дополнительные условия для нахождения $\pi: \pi_i \geq \pi^C, \pi_k \geq \pi^r$, а также $\pi_i \geq \pi^C$ и $\pi_i \geq \pi^r$, т.е. $\pi_i \geq \pi^C + \pi^r$ для $2 \leq i \leq k-1$. Следовательно, сумма $\pi^C + \pi^r$ является важным параметром для существования k -цепи. Если, например, $\pi^C + \pi^r = 1$, то в лучшем случае можно получить 2-цепь, если $\#(\pi^C + \pi^r) = 2$, то 3-цепь и т.д. Проблема нахождения k -цепей более детально рассмотрена в [2, 6].

Суммируя вышесказанное, можно предложить следующий метод реализации МПА на базе СР:

1) Вычислить разбиения π^C и π^r ;

2) Образовать k -цепи максимальной длины;

3) Выбрать минимальное число найденных k -цепей таких, чтобы произведение разбиений из них было бы минимальным. Если это произведение нулевое, то перейти к 4). В противном случае дополнить множество разбиений до ортогонального.

4) Построить сеть МПА по ортогональной системе разбиений.

Таблица I

Исход. сост.	Сост. перех.	Входной сигнал
I	2	3
a_m	a_s	$\chi(a_m, a_s)$
I	2	x_1
	3	\bar{x}_1
2	4	$\bar{x}_2 x_3$
	5	x_2
	5	$\bar{x}_2 \bar{x}_3$
3	7	$\bar{x}_2 x_3$
	9	x_2
	9	$\bar{x}_2 \bar{x}_3$
4	10	x_4
	13	\bar{x}_4
5	3	x_4
	1	\bar{x}_4
6	5	$\bar{x}_5 x_2$
	5	$\bar{x}_5 \bar{x}_2 \bar{x}_3$
	4	$\bar{x}_5 \bar{x}_2 x_3$
	4	x_5
7	10	\bar{x}_6
	16	x_6
8	9	$\bar{x}_5 x_2$
	9	$\bar{x}_5 \bar{x}_2 \bar{x}_3$
	7	$\bar{x}_5 \bar{x}_2 x_3$
	7	x_5
9	3	\bar{x}_6
	12	x_6

I	2	3
a_m	a_s	$\chi(a_m, a_s)$
I0	6	$\bar{x}_5 \bar{x}_7$
	8	$\bar{x}_5 x_7$
	7	x_5
II	14	$\bar{x}_5 \bar{x}_7$
	15	$\bar{x}_5 x_7$
I2	4	x_5
	11	x_1
I3	10	\bar{x}_1
	1	x_{10}
I4	12	\bar{x}_{10}
	14	x_6
	15	$\bar{x}_6 x_8$
I5	4	$\bar{x}_6 \bar{x}_8$
	6	x_8
	8	$\bar{x}_8 x_9$
I6	7	$\bar{x}_8 \bar{x}_9$
	13	x_{10}
	16	\bar{x}_{10}

Проиллюстрируем предложенный метод на примере МПА из таблицы I.

Вычислим разбиения π^C и π^R :

$$V_{1,1}^C = \{1\}; V_{1,1}^R = \{2,3\}; V_{1,2}^C = \{1,5,9\}; V_{1,2}^R = \{1,2,3,12\}; V_{1,3}^C = \{1,5,9,13\}.$$

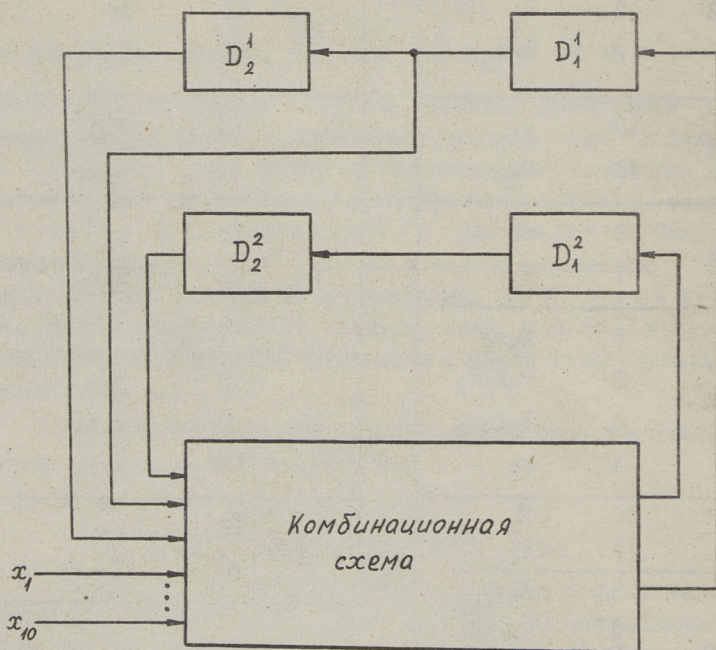
Отсюда $V_1^C = \{1, 2, 3, 12\}$ и $V_1^R = \{1, 5, 9, 13\}$.

Аналогично продолжая, получаем:

$$\pi^C = \{ \overline{1, 2, 3, 12}; \overline{4, 5, 14, 15}; \overline{6, 7, 8, 9}; \overline{10, 11, 13, 16} \},$$

$$\pi^R = \{ \overline{1, 5, 9, 13}; \overline{2, 6, 11, 14}; \overline{3, 8, 10, 15}; \overline{4, 7, 12, 16} \}.$$

Поскольку $\pi^C + \pi^R = 1$, то максимальными являются 2-цепи, причем на их основе можно построить полную реализацию ($\pi^C \cdot \pi^R = 0$). В данном случае первая 2-цепь строится на основе разбиений



Фиг. 3. Реализация МПА.

$$\pi_1 = \{ \overline{1, 4, 5, 7, 9, 12, 13, 16}; \overline{2, 3, 6, 8, 10, 11, 14, 15} \}$$

и

$$\pi_2 = \{ \overline{1, 2, 3, 10, 11, 12, 13, 16}; \overline{4, 5, 6, 7, 8, 9, 14, 15} \}$$

и вторая на основе

$$\pi_3 = \{ \overline{1, 2, 5, 6, 9, 11, 13, 14}; \overline{3, 4, 7, 8, 10, 12, 15, 16} \}$$

и

$$\pi_4 = \{ \overline{1, 2, 3, 4, 5, 12, 14, 15}; \overline{6, 7, 8, 9, 10, 11, 13, 16} \}.$$

В результате получим реализацию, приведенную на фиг. 3.

4. Заключение. По предложенному в работе методу декомпозиции МПА на СР были составлены программы для проведения машинного эксперимента. Программы написаны на языке ЛЯПАС-М. Эксперимент проводился на потоке спроектированных на практике МПА на машине ЕС-1022. Усредненные результаты эксперимента приведены в таблице 2, где

N - число состояний МПА;

L - длина прямой таблицы переходов МПА;

P - среднее число блоков в разбиениях π^C и π^P ;

K - средняя длина K-цепи;

T - среднее время реализации заказа.

Т а б л и ц а 2

N	L	P	K	T (с)
5	12	1,3	1,3	0,6
10	30	2,0	2,0	1,8
15	40	5,1	3,1	2,3
20	55	8,0	3,6	2,6
25	70	10,3	3,8	3,2
35	90	11,1	4,1	4,8
50	140	11,8	4,6	6,2

Результаты эксперимента подтвердили предположение, что свойства реальных МПА (в которых, как правило, каждый переход определен только несколькими входными двоичными переменными), способствуют существованию нетривиальных реализаций на базе СР.

Л и т е р а т у р а

1. N i c h o l s A.J. Minimal shift-register realizations of sequential machines. - IEEE Trans. Electr. Comput., 1965, vol. EC-14, N 14, p. 688-700.
2. R o o m e W.D., T o r n g H.C. Algorithms for multiple shift-register realizations of sequential machines. - IEEE Trans. Comput., 1973, vol. C-22, N 2, p. 194-197.
3. Д е в я т к о в В.В. Методы реализации конечных автоматов на сдвиговых регистрах. М., Энергия, 1974. 80 с.
4. F u j i w a r a H., K i n o s h i t a K. Design of sequential machines utilizing extra outputs. - IEEE Trans. Comput., 1974, vol. C-23, N 2, p. 138-145.
5. F u j i w a r a H., N a g a o Y., S a s a o T., K i n o s h i t a K. Easily testable sequential machines with extra inputs. - IEEE Trans. Comput., 1975, vol. C-24, N 8, p. 821-826.
6. Л е й с П., С а л у м К. Итеративный метод декомпозиции конечных автоматов. - Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1983, № 550, с. 81-89.
7. К е э в а л л и к А.Э. Теорема декомпозиции конечных автоматов. - Авт. и выч. техника, 1974, № I, с. 17-24.
8. H a r t m a n i s J., S t e a r n s R.E. Algebraic Structure Theory of Sequential Machines. Englewood Cliffs, N.Y., Prentice-Hall Inc., 1966. 211 p.
9. J a k o b s o n G., К е э в а л л и к А., L e i s P. Some aspects of the construction of microprogram automata networks. - IFAC-symposium "Discrete systems", Dresden, 1977, p. 120-128.

On Shift-Register Based Realizations of
Microprogram Automata

Summary

The shift-register realizations of complex micro-program automata are considered. The method presented is based on the general decomposition algorithm of micro-program automata. It is shown that the structure matrix concept allows to construct the shift-register realizations in a systematic way. The method is realized in the LJAPAS-M programming system.

СМЕШАННЫЕ ТРИГГЕРНЫЕ ПАРЫ И КОДИРОВАНИЕ СОСТОЯНИЙ АВТОМАТА

1. Введение. Алгоритмы кодирования внутренних состояний конечных автоматов для получения реализации с ослабленной функциональной зависимостью основываются, как правило, на эвристическом оценивании множества всех двухблочных разбиений на множества состояний реализуемого автомата [1-5]. Эти методы требуют громоздких вычислений, особенно в случае использования элементов памяти, отличных от D-триггеров [5].

Предложенный в данной работе метод кодирования состояний автомата опирается на понятие смешанных триггерных пар. Метод позволяет получить как точные, так и приближенные алгоритмы кодирования состояний. Введенное в работе понятие обобщенной смешанной J-пары приводит к сокращению перебора в алгоритмах кодирования.

2. Основные понятия. Конечным (полу-)автоматом называется упорядоченная тройка $A=(S, I, \delta)$, где S - конечное множество состояний, I - входной алфавит, $\delta: D_\delta \rightarrow S$ - функция переходов, $D_\delta \subseteq S \times I$ - область определения функции δ .

Пусть 2^S - множество всех подмножеств множества S . Множество $\pi \subset 2^S$ называется покрытием на S , если и только если

- 1) $\bigcup_{B \in \pi} B = S$;
- 2) $(\forall B \in \pi)(\forall B' \in \pi) [B \subseteq B' \Rightarrow B = B']$.

Элементы покрытия называются блоками. Покрытие называется разбиением, если пересечения любых двух его блоков пусты. Покрытие (разбиение), все блоки которого являются одноэлементными подмножествами S , называется нулевым покрытием (разбиением).

Если существует блок B покрытия (разбиения) π такой, что $s \in B$ & $s' \in B$, то пишем $s \equiv_{\pi} s'$.

Покрытие индуцирует на множестве S отношение толерантности R_{π} , т.е. рефлексивное и симметричное отношение, следующим образом

$$s R_{\pi} s' \Leftrightarrow (\exists B \in \pi) [\{s, s'\} \subseteq B].$$

Произведение покрытий (и разбиений) π и τ определяется следующим образом:

$$\pi \cdot \tau = \max(\{B \cap B' \mid B \in \pi \& B' \in \tau\}).$$

Здесь оператор \max удаляет из множества элементы (блоки), содержащиеся в других элементах (блоках).

Множество разбиений $\{\pi_i \mid i \in J\}$ называется ортогональным, если и только если

$$\prod_{i \in J} \pi_i = \text{нулевое разбиение.}$$

Сумма покрытий π и τ определяется следующим образом:

$$\pi + \tau = \max(\pi \cup \tau).$$

На множестве покрытий (или разбиений) вводится отношение частичного порядка

$$\pi \leq \tau \Leftrightarrow \pi \cdot \tau = \pi. \quad (I)$$

Частным покрытием π и τ называется покрытие

$$\frac{\pi}{\tau} = \sum \{\rho \mid \rho \cdot \pi \leq \tau\}.$$

Частное $\frac{\pi}{\tau}$ вычисляется следующим образом [7]:

$$\frac{\pi}{\tau} = A/R(\pi, \tau),$$

где

$$R(\pi, \tau) = \{(s, s') \mid s \equiv_{\pi} s' \vee s \not\equiv_{\tau} s'\},$$

$A/R(\pi, \tau)$ - фактор-множество отношения толерантности $R(\pi, \tau)$, (т.е. покрытие, индуцируемое этим отношением).

В [7] также установлено следующее свойство:

$$\frac{\pi}{\tau} \cdot \tau = \pi \cdot \tau. \quad (2)$$

В [6] были введены понятия смешанных триггерных пар. Пусть далее φ и π будут соответственно покрытием и разбиением на множестве состояний S автомата A .

Определение 1. Пара (φ, π) называется смешанной P-парой, если и только если

$$\varphi_m \equiv_{\varphi} \varphi_t \Rightarrow \delta(\varphi_m, x) \equiv_{\pi} \delta(\varphi_t, x)$$

для всех $(\varphi_m, x), (\varphi_t, x) \in D_{\delta}$.

Определение 2. Пара (φ, π) называется смешанной J-парой, если и только если

1° π - двухблочное разбиение;

2° $(\varphi, \pi, \pi) \in PM(A)$,

где $PM(A)$ - множество всех смешанных P-пар автомата A.

Обозначим через $JM(A)$ множество всех смешанных J-пар автомата A.

Определение 3. Пара (φ, π) называется смешанной T-парой, если и только если

1° (φ, π) есть смешанная J-пара;

2° $\varphi_m \equiv_{\varphi} \varphi_t \Rightarrow \delta(\varphi_m, x) \not\equiv_{\pi} \delta(\varphi_t, x)$.

для всех $(\varphi_m, x), (\varphi_t, x) \in D_{\delta}$.

Определение 4. Пара (φ, π) называется смешанной R-парой, если и только если

1° (φ, π) есть смешанная J-пара;

2° $\varphi_m \equiv_{\varphi} \varphi_t \Rightarrow \delta(\varphi_m, x) \equiv_{\pi} \delta(\varphi_t, x) \vee (\delta(\varphi_m, x) \equiv_{\pi} \varphi_m \wedge \delta(\varphi_t, x) \equiv_{\pi} \varphi_t)$

для всех $(\varphi_m, x), (\varphi_t, x) \in D_{\delta}$.

В [6, 8] было установлено существование наибольших покрытий $M_{PM}(\pi)$, $M_{JM}(\pi)$, $M_{TM}(\pi)$ и $M_{RM}(\pi)$, образующих с разбиением π смешанную P-, J-, T- и R-пару соответственно.

Пусть состояния из множества S закодированы с помощью кодирующей функции $q: S \rightarrow \{0, 1\}^M$. Тогда функция q определяет множество двухблочных ортогональных разбиений $\{\pi_i | i \in J\} = \{1, \dots, m\}$ следующим образом

$$\varphi \equiv_{\pi_i} \varphi' \Leftrightarrow q_i(\varphi) = q_i(\varphi'),$$

где $\varphi, \varphi' \in S$, $q_i = pr_i q$, $i \in J$.

В этом случае мы будем также говорить, что состояния из S закодированы в соответствии с ортогональным множеством разбиений $\{\pi_i | i \in J\}$.

Теорема I [8]. Совокупность внутренних переменных $\{q_k | k \in J \setminus J_i\}$ несущественна для функций возбуждения i -го JK-триггера, если и только если

$$\prod_{j \in J_i} \pi_j \leq M_{JM}(\pi_i), J_i \in J. \quad (3)$$

Аналогичные результаты можно получить для D-, T- и RS-триггеров, если в (3) $M_{JM}(\pi_i)$ заменить на $M_{PM}(\pi_i)$, $M_{TM}(\pi_i)$ и $M_{RM}(\pi_i)$ соответственно.

Отношения типа (3) были в [8] применены для разработки методов нахождения кратчайших совокупностей существенных переменных функций возбуждения для различных элементов памяти при заданной кодирующей функции.

В данной работе мы используем аппарат смешанных триггерных пар для разработки методов кодирования состояний.

3. Основы кодирования по смешанным триггерным парам. Основываясь на аппарате смешанных триггерных пар, предлагаем следующий метод оценивания кодирующих разбиений:

1. Вычислим для всех двухблочных разбиений $\pi_i, i \in J$, покрытия $M_{PM}(\pi_i)$ (или $M_{JM}(\pi_i)$, $M_{TM}(\pi_i)$, $M_{RM}(\pi_i)$).

2. Вводим на множестве $\{\pi_i | i \in J\}$ отношение частичного порядка \leq_m следующим образом:

$$\pi_i \leq_m \pi_j \Leftrightarrow M_{xM}(\pi_i) \leq M_{xM}(\pi_j),$$

где

$$M_{xM} \in \{M_{PM}, M_{JM}, M_{TM}, M_{RM}\}.$$

В случае, если $M_{xM}(\pi_i)$ и $M_{xM}(\pi_j)$ несравнимы, используем целочисленную оценочную функцию [9]

$$\text{val}(\pi) = n \cdot E(\pi) + H(\pi),$$

где n - число состояний автомата;

$E(\pi)$ - максимальное число элементов в одном блоке;

$H(\pi) = n - |\pi|$;

$|\pi|$ - число блоков.

Теперь определяем

$$\pi_i \leq_m^* \pi_j \Leftrightarrow \text{val}(M_{xM}(\pi_i)) \leq \text{val}(M_{xM}(\pi_j)).$$

Очевидно, что из $\pi_i \leq_m \pi_j$ следует $\pi_i \leq_m^* \pi_j$.

3. Выбираем максимальное разбиение $\tau_i \in \{\pi_i | i \in J\}$ по отношению " \leq_m " (по отношению " \leq_m^* ") и включаем его в кодирующее множество R .

Дальнейшее дополнение R разбиениями из $\{\pi_i | i \in J\}$ основывается на следующем: с одной стороны, в R целесообразно включить разбиение $\tau_j \{ \pi_i | i \in J \}$ такое, что $\prod_{\tau_k \in R} \tau_k \cdot \tau_j$ было как можно меньше, а с другой стороны, в R целесообразно включить такое разбиение τ'_j из $\{\pi_i | i \in J\}$, чтобы отношение

$$M_{\text{ХМ}}(\tau'_j) \geq \prod_{\tau_k \in R'} \tau_k,$$

где $R' \in R \cup \tau'_j$ выполнялось для R' с минимальной мощностью.

Последнее соответствует максимальному ослаблению функциональной зависимости в функциях возбуждения элементов памяти.

Покажем теперь, каким образом можно получить ослабленную функциональную зависимость для функции возбуждения группы JK-триггеров.

Пусть ω и φ соответственно - некоторое разбиение и покрытие на множестве состояний S . Обобщенной смешанной J -парой (смешанной \tilde{J} -парой) назовем пару (φ, ω) , если и только если $(\varphi \cdot \omega, \omega) \in PM(A)$.

Обозначим через $\tilde{J}M(A)$ множество всех смешанных \tilde{J} -пар автомата A . Очевидно $JM(A) \subseteq \tilde{J}M(A)$.

Обозначим через $M_{\tilde{J}M}(\omega)$ - максимальное покрытие, образующее \tilde{J} -пару с заданным разбиением ω . Используя метод доказательства из [8], нетрудно получить соотношение

$$M_{\tilde{J}M}(\omega) = \frac{M_{PM}(\omega)}{\omega}. \quad (4)$$

Пусть далее $\{\pi_i | i \in J\}$ - ортогональное множество двухблочных разбиений на множестве состояний S , а $\mu = \{J_k | k \in K\}$ - некоторое разбиение на множестве индексов J . Разбиение μ индуцирует на S множество разбиений $\{\omega_k | k \in K\}$ следующим образом:

$$\omega_k = \prod_{j \in J_k} \pi_j, \quad J_k \in \mu.$$

Очевидно, что множество разбиений $\{\omega_k | k \in K\}$ является ортогональным.

Теорема 2.

Если $M_{\tilde{J}M}(\omega_k) \geq \omega_k, \quad k \in K$ (5)

и $\prod_{j \in J_k} \pi_j \leq \omega_k$, то совокупность внутренних переменных $\{q_t | t \in J \setminus J_k\}$ не существенна для функций возбуждения JK-триггеров с индексами J_k .

Доказательство.

Из (5) и (I) следует $M_{J_M}(\omega_k) \cdot \omega_k = \omega_k$. Учитывая (4), получим $\frac{M_{PM}(\omega_k)}{\omega_k} \cdot \omega_k = \omega_k$. Далее, используя (2), имеем

$$M_{PM}(\omega_k) \cdot \omega_k = \omega_k \text{ или } M_{PM}(\omega_k) \geq \omega_k. \quad (6)$$

откуда по свойствам алгебры вар [I0]

$$M_{PM}(\prod_{j \in J_k} \pi_j) = \prod_{j \in J_k} M_{PM}(\pi_j) \leq M_{PM}(\pi_j)$$

для всех $j \in J_k$. Из (6) и определения частного покрытия следует

$$\omega_k \leq M_{PM}(\pi_j) \leq \frac{M_{PM}(\pi_j)}{\pi_j} = M_{JM}(\pi_j), \quad j \in J_k.$$

Теперь из (3) вытекает утверждение теоремы.

По существу (5) является обобщением известного результата из [I0] для СП-разбиений.

Заключение. Отношение (5) можно использовать для разработки алгоритмов кодирования состояний, в которых перебор всех двухблочных разбиений на множестве состояний S не является необходимым. При этом целесообразно использовать метод сокращения числа связей в сети автоматов, предложенный в [II]. Отметим также, что в случае использования T- или R-триггеров отношение (5) является достаточным условием существования реализации с ослабленной функциональной зависимостью, так как

$$M_{TM}(\pi) \leq M_{JM}(\pi)$$

и

$$M_{RM}(\pi) \leq M_{JM}(\pi).$$

Л и т е р а т у р а

1. Curtis H.A. Multiple reduction of variable dependency of sequential machines. - Journal of ACM, 1962, vol. 9, N 7, p. 321-344.

2. Dolotta T.A., McCluskey E.J. The coding of internal states of sequential circuits. - IEEE

Trans. Electr. Comput., 1964, vol. EC-13, N 5, p. 549-562.

3. K a r p R.M. Some techniques of state assignment for synchronous sequential machines. - IEEE Trans. Electr. Comput., 1964, vol. EC-13, N 5, p.507-518.

4. W e i n e r P., S m i t h E.J. Optimization of reduced dependencies for synchronous sequential machines. - IEEE Trans. Electr. Comput., 1967, vol. EC-16, N 6, p. 835-847.

5. C u r t i s H.A. Systematic procedures for realizing synchronous sequential machines using flip-flop memory. Part I, II. - IEEE Trans. Comput., 1974, vol. C-23, N 12, p. 85-88.

6. Л е й с П.Л. Применение смешанных пар для нахождения существенных переменных функций возбуждения. - В кн.: Многопроцессорные вычислительные структуры. Таганрог, 1979, вып. I (X), с. 49-51.

7. Z e s h K.-A. Feedback-orientierte Kodierung endlicher Automaten. - Elektronische Information Verarbeitung und Kybernetik, 1973, 9, 10, S. 635-650.

8. Л е й с П. Определение структуры сети при декомпозиции неполностью определенных микропрограммных автоматов.- Тр. Таллинск. политехн. ин-та, 1978, № 457, с. 33-41.

9. R o o m e W.D., T o r n g H.C. Algorithms for multiple shift register realizations of sequential machines. - IEEE Trans. Comput., 1973, vol. C-22, N 10, p. 933-943.

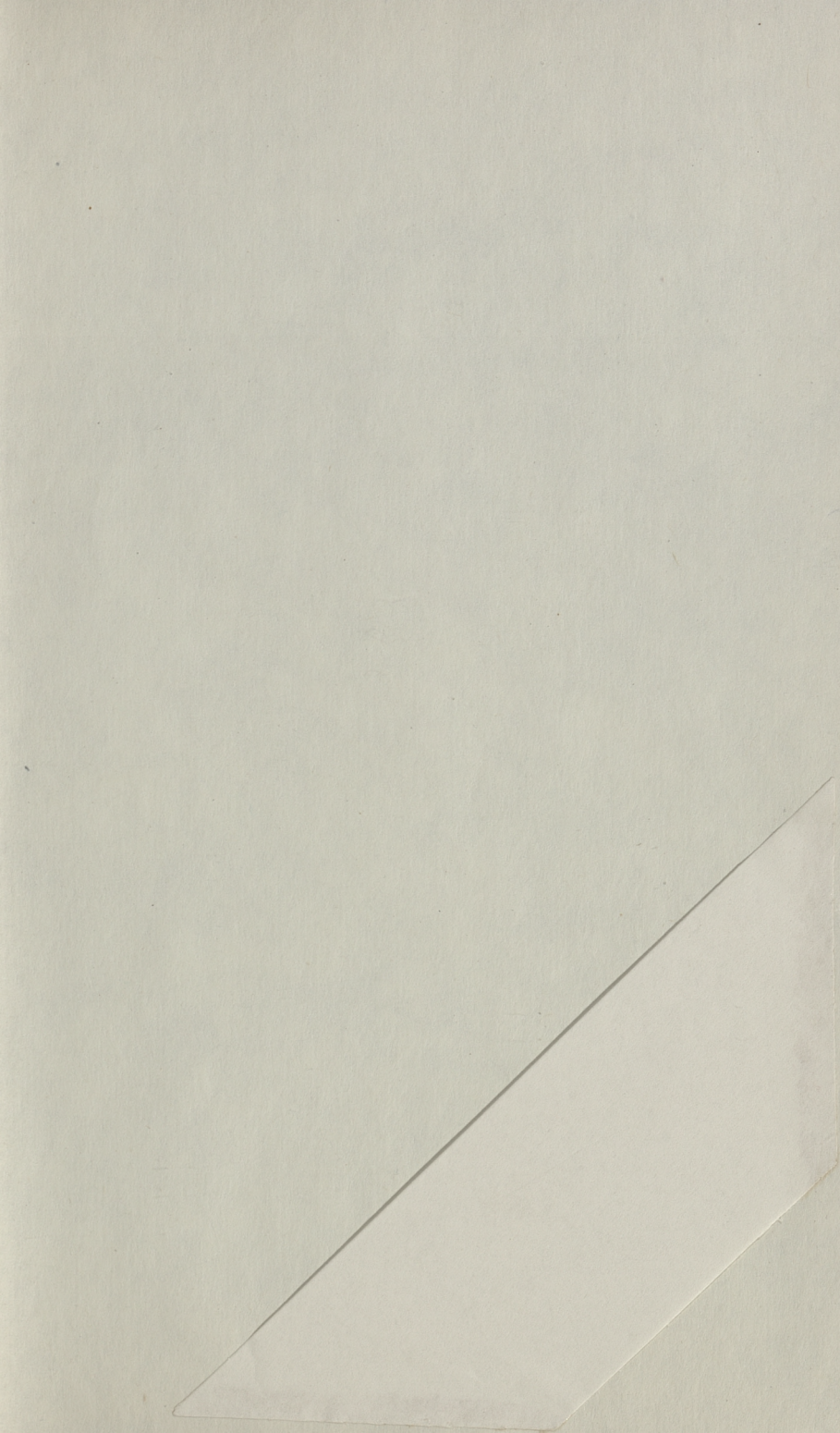
10. H a r t m a n i s J., S t e a r n s R.E. Algebraic structure theory of sequential machines. Englewood Cliffs, N.Y., Prentice-Hall Inc., 1966. 211 p.

II. Я к о б с о н Г.Э., К е з в а л л и к А.Э. Метод сокращения числа связей в сети автоматов. - В кн.: Проблемно ориентированные средства машинного проектирования. Таллин, 1974, с. 103-109.

Mixed Flip-flop Pairs and State Assignment of Automata

Summary

The state assignment problem of finite automata realized using JK-, RS-, T- or D-type flip-flops as memory elements is considered. The developed methods make use of the original concept of mixed flip-flop pairs that generalize the known concept of flip-flop partition pairs. The first component of the mixed flip-flop pair is a cover on the set of states of the automata and the second is a partition. It should be emphasized that the use of a cover as the first component of the pair allows to reduce the complexity of the state assignment algorithms.



Цена 80 коп.