



ИНФОРМАТИКА

УДК 681.518

ОБ ОДНОМ АЛГОРИТМЕ ДЛЯ ПОИСКА МАСКИ ДИАГНОСТИЧЕСКОЙ ИНФОРМАЦИИ

С.В. Миронов

Саратовский государственный университет,
кафедра математической кибернетики и компьютерных наук
E-mail: MironovSV@info.sgu.ru

Рассматривается задача сокращения диагностической информации с использованием масок. Предлагается новый жадный алгоритм для решения упомянутой задачи. Приводятся статистические данные, подтверждающие эффективность предложенного алгоритма для диагностической информации, полученной для схем из каталога ISCAS'89.

On One Algorithm for Finding of a Mask of Diagnostic Information

S.V. Mironov

This paper describes an approach to reduction of a diagnostic information with a help of masks. The new algorithm for finding of a mask is proposed. The algorithm has appropriate time characteristics and small memory requirements. The experimental results show an effectiveness of proposed algorithm on fault dictionaries of circuits in ISCAS'89 benchmark set.

ВВЕДЕНИЕ

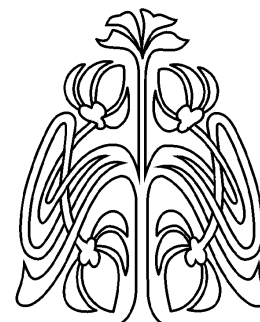
Диагностирование дискретных устройств (ДУ) требует хранения тестов, реакций на эти тесты исправного ДУ (эталонной реакции) и реакций всех его неисправных модификаций (словаря неисправностей). Всю эту информацию в совокупности называют диагностической информацией (ДИ).

Процесс диагностирования с использованием ДИ предполагает подачу на вход исследуемого ДУ диагностической последовательности, получения выходной последовательности и ее сравнение с реакциями в ДИ. Реакция в ДИ, идентичная полученной выходной последовательности, свидетельствует об исправности ДУ или о наличии в нем соответствующей неисправности.

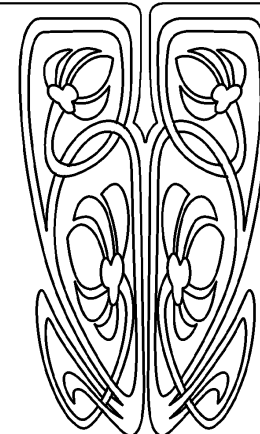
Для современных ДУ объем ДИ, как правило, чрезвычайно велик и его сокращение представляет собой актуальную задачу.

К сокращению ДИ предложено множество подходов [1–11]. Большинство из них предполагает значительное сокращение словаря неисправностей за счет того, что вместо полной реакции на диагностический тест в словаре сохраняется некоторая компактная свертка этой реакции. В некоторых случаях компактная свертка заменяет и реакцию эталонного устройства. Некоторые из таких подходов связаны с использованием так называемых масок ДИ [9–18], когда в словаре неисправностей в качестве компактной свертки сохраняется результат наложения маски на полную реакцию на диагностический тест.

Маску ДИ можно представить в виде битового вектора, каждый элемент которого соответствует некоторому разряду полной реакции ДУ на тестовую последовательность. Нулевые биты маски



НАУЧНЫЙ
ОТДЕЛ





соответствуют разрядам удаляемой (избыточной) информации в словаре неисправностей, единичные — оставляемым разрядам в ДИ для идентификации неисправностей. Результат наложения маски на выходную последовательность ДУ получается удалением разрядов полной реакции, соответствующих нулевым разрядам маски. Таким образом, объем ДИ после сокращения пропорционален количеству единичных разрядов в маске.

Процесс диагностирования с использованием маски ДИ предполагает наблюдение выходной последовательности исследуемого ДУ, получение компактной свертки этой последовательности и сравнение последней со свертками в ДИ.

Сокращение ДИ с помощью масок может быть частью или существенным дополнением других методов для сокращения объема словаря неисправностей.

Так, таблица неисправностей (ТН) часто используется в качестве словаря неисправностей. Эта таблица состоит из N строк и k столбцов, где N — число моделируемых неисправностей, а k — число входных наборов в диагностической последовательности. В i -й позиции строки ТН ставится 1, если по крайней мере на одном из выходов соответствующей моделируемой неисправности реакция на i -й тестовый набор отлична от реакции исправного ДУ, и 0 — в противном случае. Хотя использование словаря неисправностей в виде ТН в общем случае приводит к ухудшению разрешающей способности диагностирования, оно сокращает объем хранимой ДИ в m раз, где m — количество выходных полюсов ДУ.

Хотя сама ТН уже представляет собой сокращенную ДИ, ее объем может быть еще уменьшен с помощью маски. В этом случае информация в ТН, соответствующая неисправным модификациям ДУ, играет роль (вместо полных реакций на тест) исходных данных для нахождения маски.

Для повышения разрешающей способности диагностирования в [1] было предложено использовать словарь неисправностей, полученный из ТН добавлением некоторой информации из полной ДИ, для выбора которой может быть использован жадный алгоритм. Упомянутый жадный алгоритм есть, по сути, не что иное, как алгоритм поиска маски ДИ.

Еще один метод подобного рода предложен в [2], где диагностическая последовательность делится на блоки, и в словаре неисправностей хранятся совместные сигнатуры для реакции на каждый блок тестовых векторов. Вторая фаза этого метода состоит в нахождении маски для словаря неисправностей, полученного из ТН специальным образом.

В [3] предложена организация словаря неисправностей, при которой для каждой неисправной модификации сохраняются разряды полной реакции, отличные от соответствующих разрядов эталонной реакции. Такой словарь неисправностей может быть более компактным, если он создается на основе ДИ, предварительно сокращенной с помощью маски, т. е. не содержащей избыточной информации.

Понятно, что идеальная общая маска должна максимально сокращать объем ДИ без потери полезной информации, т. е. не допускается потери глубины диагностирования. Задача нахождения такой маски относится к числу переборных и, следовательно, при больших объемах полной ДИ может потребовать неприемлемых временных затрат. Возможным выходом из данной ситуации является применение различных эвристик, доставляющих хотя и не оптимальное, но достаточно близкое к оптимальному решение. Так, в работе [2] задача нахождения маски сводится к задаче нахождения минимального покрытия множества, что требует дополнительного пространства памяти порядка $O(kN^2)$, а общая временная сложность — алгоритма порядка $O(kN^3)$.

В настоящей работе предлагается новый эффективный жадный алгоритм для нахождения маски ДИ, требующий использования дополнительной памяти очень небольшого объема и обладающий малой временной сложностью.

1. ОСНОВНЫЕ ОПРЕДЕЛЕНИЯ И ОБОЗНАЧЕНИЯ

Далее будем использовать следующие обозначения.

Пусть $B = \{0, 1\}$ — бинарный алфавит.

Предполагается, что рассматриваемое ДУ f_0 имеет m выходных полюсов, множество $F = \{f_i \mid 1 \leq i \leq N\}$ есть множество его неисправных модификаций (неисправностей) и на каждом выходе упомянутых ДУ может появиться только двоичный сигнал (сигнал из B).

Пусть $T = t_0, t_1, \dots, t_{k-1}$ — диагностическая последовательность (тест) для рассматриваемого



устройства, где t_j , $0 \leq j \leq k - 1$ — входные вектора. Тогда количество битов $n = mk$ в полной реакции ДУ на тест назовем объемом полной реакции. Саму полную реакцию устройства f_i на тест T можно представить в виде двоичного вектора $D_i \in B^n$, в котором на s -м месте, $0 \leq s \leq n - 1$, находится значение сигнала на выходном полюсе ДУ с номером $s - m \lfloor s/m \rfloor$ после подачи входного вектора с номером $\lfloor s/m \rfloor$. Здесь запись $\lfloor s/m \rfloor$ означает целую часть от деления s на m .

Представим ДИ для ДУ f_0 с множеством неисправностей F в виде матрицы D порядка $(N + 1) \times n$, где строка с номером i , $0 \leq i \leq N$, есть вектор D_i . Тогда объем диагностической информации для ДУ f_0 есть количество элементов в матрице D .

Обозначим $R(D)$ — число пар отличных друг от друга строк в матрице D и $P = C_{N+1}^2 = N(N + 1)/2$ — общее число пар строк из D . Величину $R(D)/P$ будем использовать в качестве меры разрешающей способности диагностирования с использованием ДИ D .

Определим маску H диагностической информации D в виде вектора из B^n , каждый элемент которого соответствует столбцу матрицы D . Объемом маски H будем называть количество ненулевых элементов в ней. Результат применения маски H к ДИ D представим в виде новой матрицы D_H , полученной из D удалением всех столбцов, соответствующих нулевым разрядам в H .

2. ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ И АЛГОРИТМ ЕЕ РЕШЕНИЯ

В работе рассматривается следующая задача: требуется найти такую маску H минимального объема для заданной ДИ D , чтобы для матрицы D_H выполнялось $R(D_H)/P = R(D)/P$.

Последнее равенство означает, что сокращение ДИ должно произойти без потери разрешающей способности диагностирования. В нашем случае оптимальный объем такой маски может варьироваться в пределах от $\lceil \log_2(N + 1) \rceil$ до N .

В предлагаемом ниже алгоритме решения сформулированной задачи используются идеи известного алгоритма С4.5, предложенного в [19] для решения задач классификации.

Будем производить разбиение множества неисправностей F в соответствии со значениями в столбцах матрицы D . Каждый столбец матрицы D разбивает множество неисправностей F на два блока (подмножества) следующим образом: неисправности, для которых значение в данном столбце равно единице, помещаются в первый блок, а неисправности, для которых значение равно нулю — во второй. Можно производить дальнейшее разбиение каждого из полученных блоков в соответствии со значениями в других столбцах матрицы D . Если $R(D)/P = 1$, то, производя последовательно разбиение множества F с помощью всех столбцов матрицы D , получим в результате одноэлементные блоки.

Таким образом, найти маску ДИ D означает найти такое подмножество столбцов из D , с помощью которого можно получить то же самое разбиение множества F , что и с помощью D .

Для поиска такого подмножества столбцов будем использовать следующий подход.

Пусть имеется множество неисправностей $F' \subset F$ и $|F'|$ — количество элементов в F' . Тогда величина

$$I(F') = \log_2 |F'|$$

представляет собой среднее количество информации, необходимое для идентификации одной неисправности из множества F' . Когда множество F' разбивается на блоки F'_1, F'_2, \dots, F'_z в соответствии со значениями l -го столбца матрицы D , то величина

$$I_l(F') = \sum_{j=1}^z \frac{|F'_j|}{|F'|} \cdot I(F'_j)$$

есть количество информации, необходимое для идентификации неисправности из множества F' после разбиения.

Следовательно, для получения наилучшего разбиения (содержащего наименьшие по мощности блоки) необходимо выбирать столбец, который максимизирует разность

$$G(l, F') = I(F') - I_l(F').$$



Пусть \tilde{F} — разбиение множества F . Тогда величина

$$I'(\tilde{F}) = \sum_{F' \in \tilde{F}} \frac{|F'|}{|F|} \cdot I(F')$$

представляет собой среднее количество информации, необходимое для идентификации произвольной неисправности из F . Заметим, что после проведения разбиения всех блоков из \tilde{F} в соответствии с l -м столбцом величина

$$I'_l(\tilde{F}) = \sum_{F' \in \tilde{F}} \frac{|F'|}{|F|} I_l(F')$$

есть среднее количество информации, необходимое для идентификации произвольной неисправности после разбиения. В этих терминах для получения наилучшего разбиения необходимо выбрать столбец, доставляющий максимум величине

$$G'(l, \tilde{F}) = I'(\tilde{F}) - I'_l(\tilde{F}). \quad (1)$$

Если \tilde{F} состоит из множеств неразличимых неисправностей, то $G'(l, \tilde{F}) = 0$ для любого l . Это обстоятельство может выступать в качестве условия завершения процесса разбиения.

Используя вышеприведенные рассуждения, можно сформулировать алгоритм для нахождения маски ДИ D .

АЛГОРИТМ

Вход: D — диагностическая информация; F — множество неисправностей; M — максимальный объем маски результата (по умолчанию $M = N$).

Выход: H — маска ДИ D .

1. Положить $\tilde{F} = \{F\}$, $i = 0$.
2. Положить $H = 000 \dots 0$ — битовый вектор из n нулей.
3. Найти значение l , доставляющее максимум величине $G'(l, \tilde{F})$.
4. Положить $Gain = G'(l, \tilde{F})$.
5. Если $Gain = 0$, выдать H и закончить алгоритм. В противном случае перейти к шагу 6.
6. Произвести разбиение блоков из \tilde{F} в соответствии со значениями в l -м столбце матрицы D .

Результат разбиения записать в \tilde{F} .

7. Положить $H[l] = 1$, $i = i + 1$.

8. Если $i = M$, то выдать H и закончить алгоритм. Иначе перейти к шагу 3.

Так как для любой пары различимых в D неисправностей найдется хотя бы один различающий их столбец, наличие такой пары в одном блоке разбиения \tilde{F} эквивалентно тому, что значение величины (1) отлично от нуля. Следовательно, разрешающая способность диагностирования D совпадает с разрешающей способностью для D_H , если H получена с помощью предложенного алгоритма.

Стоит заметить, что в процессе работы предложенный алгоритм требует дополнительной памяти только для сохранения маски H и разбиения \tilde{F} , объем которой равен величине $O(k) + O(N)$ при временной сложности $O(kN^2)$.

3. ЭКСПЕРИМЕНТАЛЬНЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

Для оценки эффективности предложенного алгоритма были проведены численные эксперименты с диагностической информацией для ДУ из набора схем ISCAS'89, характеристики которых описаны в [20]. Для каждого ДУ была получена ДИ при моделировании одиночных неисправностей с применением тестовых векторов, сгенерированных с помощью пакета программ НИТЕС [21]. Результаты экспериментов, демонстрируемые ниже, получены на PC Intel Pentium III 1700 MHz, 256 MB RAM.

В ходе первой серии экспериментов для каждого варианта ДИ была найдена маска с помощью вышеизложенного алгоритма. Результаты экспериментов приведены в табл. 1. В первом столбце этой таблицы приводится наименование ДУ в соответствии с [20]. Во втором столбце таблицы указано количество рассматриваемых неисправных модификаций для ДУ. В третьем и четвертом столбцах содержатся соответственно количество битов в полной реакции устройства на тест и объем полной



ДИ для устройства. Пятый столбец табл. 1 показывает объем найденной маски для соответствующего ДУ, а в шестом столбце приведен объем ДИ после сокращения с помощью найденной маски.

Таблица 1

Результаты поиска маски полной ДИ

ДУ	N	n	Объем ДИ, бит	Объем маски, бит	Объем сокращенной ДИ, бит	Доля сокращенной ДИ от полной ДИ, %	Время работы алгоритма, сек
S297	177	1932	343896	61	10797	3.16	1.464
S343	240	1397	336677	59	14160	4.22	1.272
S349	243	1474	359656	62	15066	4.21	1.440
S382	190	12444	2376804	55	10450	0.44	9.072
S386	274	2002	550550	91	24934	4.55	3.360
S400	194	13284	2590380	58	11252	0.44	10.272
S444	191	13440	2580480	60	11460	0.45	10.224
S510	446	700	312900	70	31220	10.00	1.512
S526	138	13548	1883172	38	5244	0.28	5.784
S641	345	5016	1735536	132	45540	2.63	16.944
S713	343	3979	1368776	131	44933	3.29	13.464
S820	712	21185	15104905	244	173728	1.15	304.776
S832	719	21603	15554160	253	181907	1.17	324.432
S953	326	322	105294	91	29666	28.26	0.648
S1423	293	750	220500	93	27249	12.40	1.368
S1488	1359	22230	30232800	384	521856	1.73	1300.056

Во второй серии экспериментов для рассматриваемых ДУ были построены ТН, после чего к каждой ТН был применен алгоритм нахождения маски с целью еще большего сокращения ДИ. Результаты данной серии экспериментов приведены в табл. 2. В третьем столбце этой таблицы приведено количество битов в строке ТН. Как видно из табл. 2, объем ТН может быть существенно сокращен, несмотря

Таблица 2

Сокращение объема ТН с помощью маски

ДУ	N	k	Объем ТН, бит	Объем маски, бит	Объем сокращенной ТН, бит	Доля сокращенной ДИ от полной ДИ, %	Время работы алгоритма, сек
S298	177	322	56994	30	5310	9.32	0.168
S344	240	127	30480	29	6960	22.83	0.096
S349	243	134	32562	35	8505	26.12	0.120
S382	190	2074	394060	28	5320	1.35	1.032
S386	274	286	78364	65	17810	22.73	0.624
S400	194	2214	429516	32	6208	1.45	2.376
S444	191	2240	427840	30	5730	1.34	2.352
S526	138	2258	311604	28	3864	1.24	1.464
S641	345	209	72105	58	20010	27.75	0.576
S713	343	173	59339	58	19894	33.53	0.456
S820	712	1115	793880	147	104664	13.18	21.816
S832	719	1137	817503	151	108569	13.28	22.080
S953	326	14	4564	13	4238	92.86	0.024
S1423	293	150	43950	58	16994	38.67	0.360
S1488	1359	1170	1590030	158	214722	13.50	64.056

на тот факт, что объем ТН уже значительно меньше объема исходной ДИ. Принимая во внимание незначительность времени на проведение такого сокращения (чуть более минуты для самой большой



по объему ТН), отметим, что такой прием может быть полезен в качестве дополнения для сокращения ДИ с помощью ТН.

В следующей серии экспериментов проводился поиск маски фиксированного объема для тех же ТН, что использовались в предыдущей серии экспериментов. Объем искомой маски был нами заранее ограничен величиной $M = \lceil \log_2(N + 1) \rceil$. Результат применения алгоритма поиска маски приведен в табл. 3. Из этой таблицы видно, что наибольшая потеря в разрешающей способности диагностирования происходит при сокращении ТН для ДУ с наибольшей по объему ДИ. Но, с другой стороны, сокращение ДИ в 100 раз повлекло за собой потерю разрешающей способности в пределах, не превышающих 20%.

Таблица 3

Значительное сокращение объема ТН с помощью маски

ДУ	N	k	$\frac{R(D)}{P}$	M	Объем сокращенной ТН, бит	Доля сокращенной ДИ от полной ДИ, %	Время работы алгоритма, сек	$\frac{R(D_H)}{P}$	Потеря разрешающей способности диагностирования, %
S298	177	322	0.997304	8	1416	2.48	0.048	0.978814	1.85
S344	240	127	0.997455	8	1920	6.30	0.024	0.967434	3.01
S349	243	134	0.997381	8	1944	5.97	0.024	0.970445	2.70
S382	190	2074	0.998273	8	1520	0.39	0.384	0.974770	2.35
S386	274	286	0.999599	9	2466	3.15	0.072	0.920189	7.94
S400	194	2214	0.998184	8	1552	0.36	0.432	0.974360	2.39
S444	191	2240	0.997740	8	1528	0.36	0.408	0.972114	2.57
S526	138	2258	0.994922	8	1104	0.35	0.264	0.975352	1.97
S641	345	209	0.999916	9	3105	4.31	0.096	0.956539	4.34
S713	343	173	0.999915	9	3087	5.20	0.072	0.955313	4.46
S820	712	1115	0.999633	10	7120	0.90	1.584	0.820948	17.88
S832	719	1137	0.999682	10	7190	0.88	1.320	0.832373	16.74
S953	326	14	0.977857	9	2934	64.29	0.012	0.968816	0.92
S1423	293	150	0.999930	9	2637	6.00	0.072	0.930268	6.97
S1488	1359	1170	0.999764	11	14949	0.94	6.384	0.890245	10.95

Наконец, для того чтобы продемонстрировать эффективность предложенного алгоритма, был реализован метод совместных сигнатур сокращения ДИ, предложенный в [2]. Во второй фазе этого метода ищется маска для словаря неисправностей, полученного из ТН после прохождения первой фазы. В оригинальном алгоритме задача поиска маски сводится к задаче нахождения минимального покрытия множества, для чего производится дополнительное построение так называемой матрицы различимости. В табл. 4 сравниваются результаты применения реализованного метода с результа-

Таблица 4

Реализация метода совместных сигнатур для сокращения ДИ

ДУ	N	k	Объем ТН, бит	Результаты оригинального метода				Результаты модифицированного метода		
				Объем маски, бит	Объем сокращенной ТН, бит	Время работы алгоритма, сек	Необходимый объем дополнительной памяти, КБ	Объем маски, бит	Объем сокращенной ТН, бит	Время работы алгоритма, сек
1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
S298	150	322	48300	14	2100	2.304	439.25	16	2400	0.048
S344	187	127	23749	20	3740	2.328	269.61	21	3927	0.024
S349	190	134	25460	17	3230	2.712	293.70	19	3610	0.024
S382	165	2074	342210	18	2970	36.216	3425.44	16	2640	0.360



1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11
S386	263	286	75218	41	10783	38.976	1202.83	42	11046	0.120
S400	167	2214	369738	20	3340	43.944	3746.12	20	3340	0.432
S444	158	2240	353920	17	2686	39.504	3391.45	20	3160	0.792
S526	108	2258	243864	16	1728	15.456	1592.62	16	1728	0.480
S641	342	209	71478	31	10602	59.640	1487.67	32	10944	0.216
S713	340	173	58820	35	11900	49.728	1217.04	38	12920	0.192
S820	641	1115	714715	84	53844	933.480	27918.55	84	53844	3.360
S832	656	1137	745872	77	50512	948.384	29818.49	76	49856	3.624
S953	138	14	1932	13	1794	0.04	0.096	13	1794	0.034
S1423	291	150	43650	33	9603	20.208	772.61	33	9603	0.144
S1488	1218	1170	1425060	77	93786	3004.39	105853.15	77	93786	9.408

тами применения того же метода, но в котором поиск маски осуществлялся по предложенному нами алгоритму. Для данной серии экспериментов использовались ТН с разрешающей способностью диагностирования равной 1. Табл. 4 показывает, что оба метода дают близкие друг к другу результаты. Вместе с тем, если принять во внимание временные затраты и затраты памяти, то можно сказать, что предложенный нами метод более предпочтителен для ДИ значительного объема. Другими словами, с ростом объема ДИ его эффективность становится существенно выше по сравнению с методом в [2].

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Статистические данные, полученные в результате проведенных численных экспериментов с полутора десятками устройств из международного каталога ISCAS'89, подтверждают достаточно высокую эффективность алгоритма, предложенного в работе. Так, этот алгоритм осуществляют поиск маски за приемлемое время: в худшем случае оно не превышало 25 мин. при их реализации на С++ на РС Intel Pentium III 1700 MHz, 256 MB RAM. Получаемое решение дает возможность сократить ДИ до объема в диапазоне от 0.5% до 30% от первоначального, что в практическом плане является хорошим результатом.

Работа выполнена при финансовой поддержке РФФИ (проект 05-08-18082).

Библиографический список

1. *Pomeranz I., Reddy S. M.* On the generation of small dictionaries for fault location // Proc. of the 1992 IEEE/ACM Intern. Conf. on Computer-Aided design (ICCAD '92). Los Alamitos, CA, USA, 1992. P. 272–279.
2. *Arslan B., Orailoglu A.* Fault dictionary size reduction through test response superposition // Proc. of the 2002 IEEE Intern. Conf. on Computer Design: VLSI in Computers (ICCD'02). Washington, DC, USA, 2002. P. 480–485.
3. *Voppana V., Hartanto I., Fuchs W. K.* Full fault dictionary storage based on labeled tree encoding // Proc. of 14th VLSI Test Symposium. Washington, DC, USA, 1996. P. 174–179.
4. *Abramovici M., Breuer M. A., Friedman A. D.* Digital Systems Testing and Testable Design. N.Y.: Computer Science Press, Inc., 1996.
5. *Ярмолик В. Н.* Контроль и диагностика цифровых узлов ЭВМ. Минск: Наука и техника, 1988.
6. *Ryan P. G., Fuchs W. K., Pomeranz I.* Fault dictionary compression and equivalence class computation for sequential circuits // Proc. of IEEE Intern. Conf. on Computer-Aided Design (ICCAD'93). Los Alamitos, CA, USA, 1993. P. 508–511.
7. *Voppana V., Fuchs W. K.* Fault dictionary compaction by output sequence removal // Proc. of the 1994 IEEE/ACM Intern. Conf. on Computer-aided design (ICCAD '94). Los Alamitos, CA, USA, 1994. P. 576–579.
8. *Chess B., Larrabee T.* Creating small fault dictionaries // IEEE Transactions on Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems. 1999. Vol. 18. № 3. P. 346–356.
9. *Малышенко Ю. В., Раздобрев А. Х.* Метод сокращения объема диагностической информации, используемой для поиска неисправностей // Автоматика и телемеханика. 1977. № 4. С. 160–164.
10. *Сперанский Д. В., Шатохина Н. К.* Методы оптимизации диагностической информации // Теоретические проблемы кибернетики. Саратов: Изд-во Саратов. ун-та, 1986. С. 129–132.
11. *Чипулис В. П.* Методы минимизации разрешающей способности и диагностической информации // Автоматика и телемеханика. 1975. № 3. С. 133–141.
12. *Чипулис В. П.* Исследование диагностической ин-



- формации при контроле и поиске неисправностей дискретных устройств // Автоматика и телемеханика. 1975. № 8. С. 150–157.
13. Чипулис В. П. Методы предварительной обработки и формы задания диагностической информации для поиска неисправностей дискретных устройств // Автоматика и телемеханика. 1977. № 4. С. 165–175.
14. Сперанский Д. В., Шатохина Н. К. Приближенные методы решения задач оптимизации глубины диагностирования дискретных устройств // Многопроцессорные вычислительные структуры. Таганрог: Изд-во Таганр. радиотехн. ин-та, 1985. Вып. 7 (XIV) С. 70–72.
15. Вознесенский С. С., Раздобреев А. Х. Трудоемкость поиска неисправностей как критерий качества при сокращении объема диагностической информации // Электронное моделирование. 1980. № 4. С. 83–86.
16. Барашко А. С., Скобцов Ю. А., Сперанский Д. В. Моделирование и тестирование дискретных устройств. Киев: Наук. думка, 1992.
17. Сперанский Д. В. Об одном подходе к решению задач сокращения объема диагностической информации // Автоматика и телемеханика. 1984. № 3. С. 151–160.
18. Шаршунов С. Г. Особенности диагноза технического состояния многовыходных объектов с использованием таблиц неисправностей // Автоматика и телемеханика. 1973. № 12. С. 161–168.
19. Quinlan J. R. C4.5: programs for machine learning. San Francisco, CA, USA: Morgan Kaufmann Publishers Inc., 1993.
20. Brglez F., Bryan D., Kozminski K. Combinational profiles of sequential benchmark circuits // Proc. of Intern. Symposium on Circuits and Systems. Portland, OR, USA, 1989 P. 1929–1934.
21. Niermann T., Patel J. HITEC: a test generation package for sequential circuits // Proc. of European Design Automation Conf. Los Alamitos, CA, USA, 1991. P. 214–218.