информации, зависящая от состава и размерности вектор-функции $\mathcal{Y}(\cdot)$, которую можно назвать ф у н к ц и е й с ж а т и я и н ф о р м а ц и и. Естественно, что расширение состава вектор-функции $\mathcal{Y}(\cdot)$ приводит к уменьшению потерь информации (точнее, количества информации Шеннона), но к увеличению вычислительных затрат на реализацию АМЭПБФ.

Наиболее универсальный способ реализации АМЭПБФ состоит в рациональном сочетании методов стохастического моделирования (Монте-Карло), стохастического программирования и стохастической аппроксимации. В некоторых случаях все вычисления могут быть выполнены аналитически. В качестве примера применения АМЭПБФ можно рассмотреть случай, когда в состав вектора вводятся все первые и вторые моменты состояния. Легко понять, что это эквивалентно стохастической линеаризации соответствующих рассматриваемой задаче АСМС (I4) и АМНН (I5) с последующим применением к линеаризованной модели алгоритма Кальмана-Бьюси.

В заключение отметим, что с позиций изложенной теории могут быть рассмотрены практически все задачи обработки экспериментальных данных. К таким задачам относятся, в частности, характерные задачи идентификации.

Л и т е р а т у р а

I. П у г а ч е в В.С. Теория вероятностей и математическая статистика.-М.:Наука, I974. - 496 с.

2. Б р а м м е р К., З и ф ф л и н г Г. Фильтр Кальмана-Бьюси.-М.:Наука, I982. - 200 с.

3. П е т е р к а В. Байесовский подход к идентификации систем.- В кн.: Современные методы идентификации систем /Под ред. П.Эйкхоффа.-М.:Мир, I983, с.278-395.

УДК 68I.5I.0II

Ю.С.Бажанов

О ВЕРОЯТНОСТНОМ ДИАГНОСТИРОВАНИИ ДИСКРЕТНЫХ УСТРОЙСТВ

(г. Горький)

Задачи технического диагностирования дискретных устройств имеют большое народнохозяйственное значение. Традиционный тестовый подход решению указанных задач предполагает построение регулярных контролирующих и диагностических тестов. В литературе описано довольно много методов построения тестов, многие из которых к настоящему времени достаточно хорошо исследованы. Вместе с тем продолжающийся рост сложности дискретных устройств затрудняет широкое применение традиционного тестового подхода и заставляет искать новые методы технического диагностирования дискретных устройств. В последнее время в нашей стране и за рубежом довольно интенсивно проводятся исследования по разработке методов так называемой компактной диагностики /I/. Одним из них является вероятностный метод, в основе которого лежит использование случайных входных сигналов (СВС). Применение СВС обеспечивает простоту реализации средств диагностирования. В отдельных случаях вероятностный метод позволяет резко сократить и объем вычислительной работы. Существенным преимуществом вероятностного метода перед традиционными тестовыми методами является и то, что проверка исправности дискретного объекта с помощью СВС при определенных условиях может производиться без остановки его функционирования.

Настоящая работа посвящена выявлению условий существования проверяющих и различающих совокупностей контрольных точек, обеспечивающих при равновероятных СВС комбинационных устройств обнаружение и поиск константных неисправностей. В качестве математической модели комбинационного устройства примем правильную логическую сеть /2/, построенную из K логических элементов G_1, G_2, ..., G_K и имеющую n входов x_1, x_2, ..., x_n. Логический элемент G_i в общем случае имеет η_i входов и ν_i выходов. Множество Z выходов всех логических элементов есть $Z=\{z_1, z_2, \ldots, z_\ell\}$, $\ell=\sum_{i=1}^{K}\nu_i$.

Обозначим через $O=\{O_i\}$ множество одиночных константных неисправностей вида: $const\ 1$ или $const\ 0$ на входных или выходных полюсах логических элементов (ЛЭ). Пусть $\tilde{O}=\{\tilde{O}_i\}$ – множество одиночных константных неисправностей только выходных полюсов ЛЭ, а $S=\{S_i\}$ – множество возможных неисправностей, включающее в себя все одиночные и кратные константные неисправности. В случае одиночных неисправностей можно считать, что $S=O$ или $S=\tilde{O}$. Каждой неисправности $S_i\in S$ поставим в соответствие свое техническое состояние $e_i\in E$, $i=1,\ldots,|S|$, e_0 – исправное техническое состояние устройства.

Введем некоторые определения и докажем две теоремы существования проверяющих и различающих совокупностей контрольных точек (КТ) для комбинационных устройств.

<u>Определение I.</u> Неисправность S_i и соответствующее ей неисправное техническое состояние e_i обнаружимы по выходу z_j, если

$P_{z_i|e_i} \neq P_{z_i|e_0}$, и необнаружимы в противном случае ($P_{z_j|e_i}$ - вероятность того, что z_j = I при условии, что устройство находится в e_i -ом техническом состоянии).

Определение 2. Две неисправности S_q и S_m и соответствующие им два неисправных технических состояния e_q и e_m различимы по выходу z_j , если $P_{z_j|e_q} \neq P_{z_j|e_m}$, и неразличимы в противном случае.

Определение 3. Константная неисправность $S_i \in S$ называется допустимой, если она не приводит к нарушению логики работы устройства. Ниже будем иметь в виду, что вероятности случайных входных сигналов равны 0,5.

Теорема I. Для любой правильной логической сети C , построенной из ЛЭ И, ИЛИ, НЕ, И-НЕ, ИЛИ-НЕ, всегда найдется непустое множество $Z_n^s = \{z_j\}_n^s$ таких КТ, что любая одиночная неисправность $O_i \in O$, а также произвольное их сочетание, обнаружимы хотя бы по одному выходу $z_j \in Z_n^s$.

Доказательство. Для доказательства теоремы достаточно показать наличие хотя бы одной проверяющей совокупности контрольных точек. Такой совокупностью КТ является множество Z .

Покажем справедливость сказанного. Сначала рассмотрим одиночные неисправности выходов элементов, т.е. неисправности $\tilde{O}_i \in \tilde{O}$. Пусть на выходе z_j некоторого ЛЭ G_ν появилась константная неисправность $\tilde{O}_i \in \tilde{O}$, которой соответствует состояние e_i . Тогда вероятность

$$P_{z_j|e_i} = \begin{cases} \text{I, если } \tilde{O}_i \text{ есть } const\ 1 \\ 0, \text{ если } \tilde{O}_i \text{ — } const\ 0. \end{cases}$$

Отсюда следует, что неисправность $\tilde{O}_i$ необнаружима по выходу z_j только в том случае, если $P_{z_j|e_0} = 0\ (1)$. Однако $P_{z_j|e_0} = 0$ означает, что $z_j \equiv 0$, и поэтому неисправность $const\ 0$ допустима, а неисправность $const\ 1$ обнаружима по выходу z_j .

Если же $P_{z_j|e_0} = 1$, то, наоборот, неисправность $const\ 1$ допустима, а неисправность $const\ 0$ обнаружима по выходу z_j . Очевидно, если вероятность $P_{z_j|e_0}$ не равна 0 или I, то оба типа неисправности $\tilde{O}_i$ обнаружимы по z_j -му выходу. Легко видеть, что и любое сочетание неисправностей $\tilde{O}_i \in \tilde{O}$ обнаружимо хотя бы по одному выходу $z_j \in Z$.

Покажем, что среди элементов множества Z найдется хотя бы один выход z_j такой, что любая одиночная и кратная неисправность $O_i \in O \setminus \tilde{O}$ входных полюсов логических элементов сети будет обнаружима по этому выходу. Для этого рассмотрим, например, ЛЭ И. Если на одном или нескольких входах конъюнктора появляется неисправность типа $const\ 0$, то это эквивалентно тому, что на выходе данного конъюнктора возникла неисправность типа $const\ 0$.

Допустим, что на входах $f_{i_1}, f_{i_2}, \dots, f_{i_\mu} (i_j = 1,2,\dots,i_\mu, i_\mu \leq \eta_\nu)$ некоторого конъюнктора G_ν , выход которого – z_j , появилась кратная (при i_μ = I одиночная) неисправность типа $const\ 1$, которой соответствует состояние e_i . Пусть конъюнктор G_ν в исправном состоянии реализует произвольную булеву функцию $z_j^{e_0} = z_j^{e_0}(x_1, x_2, \dots, x_n)$, заданную таблицей истинности. Отметим символом $*$ те наборы входных переменных $x_1, \dots, x_n$ таблицы истинности, на которых булевые функции $f_{i_1}^{e_0} = f_{i_1}^{e_0}(x_1, \dots, x_n) = \dots = f_{i_\mu}^{e_0} = f_{i_\mu}^{e_0}(x_1, \dots, x_n) = 1$. Для наглядности объединим отмеченные наборы в отдельную часть. Функция $z_j^{e_0}(x_1, x_2, \dots, x_n)$ на неотмеченных наборах равна 0. Из таблицы видно, что если функция, реализуемая неисправным конъюнктором, $z_j^{e_i} \neq z_j^{e_0}$, то количество наборов, на которых функция $z_j^{e_i}$ равна I, может только возрасти по сравнению с булевой функцией $z_j^{e_0}$ (за счет нулей первой части таблицы; вторая часть остается без изменений).

	$x_1 \quad x_2 \quad \dots \quad x_n$	$z_j^{e_0}$
	I	0 0 ⋮ 0
* * *	II	0 1 ⋮ 0

Это означает, что если $z_j^{e_i} \neq z_j^{e_0}$, то и $P_{z_j|e_i} \neq P_{z_j|e_0}$, т.е. неисправное состояние e_i обнаружимо по выходу z_j .

Если же в неисправном состоянии функция $z_j^{e_i} = z_j^{e_0}$ на всех наборах входных переменных, это равносильно тому, что в исправном состоянии $f_{i_1}(x_1, \dots, x_n) = \dots f_{i_\mu}(x_1, \dots, x_n) = 1$. Но в таком случае рассматриваемая неисправность допустима.

Изложенное доказательство для конъюнктора не представляет труда распространить и на логические элементы И-НЕ, ИЛИ, ИЛИ-НЕ. Теорема доказана.

<u>Теорема 2.</u> Для любой правильной логической сети C , построенной из произвольных логических элементов, всегда найдется мно-

жество $Z_p^{\tilde{0}} = \{z_j\}_p^{\tilde{0}}$, $Z_p^{\tilde{0}} \neq \phi$ таких КТ, что любые две неисправности $\tilde{O}_q$ и $\tilde{O}_m$ выходов разных ЛЭ сети различимы хотя бы по одному выходу $z_i \in Z_p^{\tilde{0}}$.

Покажем, что в качестве множества $Z_p^{\tilde{0}}$ можно взять множество Z. Произвольно выберем две неисправности $\tilde{O}_q$ и $\tilde{O}_m$ (состояния e_q и e_m соответственно) некоторых ЛЭ G_i и G_j (выходы z_i и z_j). Кроме того, допустим, что ЛЭ расположены по рангам и $i<j$, тогда

$$P_{z_i|e_q} = \begin{cases} 1, \text{ если } \tilde{O}_i \text{ есть } const\ 1, \\ 0, \text{ если } \tilde{O}_i - const\ 0. \end{cases}$$

Вероятность $P_{z_i|e_m} = P_{z_i|e_0}$, поэтому, если $0 < P_{z_i|e_0} < 1$, то неисправности $\tilde{O}_q$ и $\tilde{O}_m$ различимы по выходу z_i. Если вероятность $P_{z_i|e_0} = 0$, то неисправность $\tilde{O}_q$ типа $const\ 0$ допустима и не нуждается ни в обнаружении, ни в различии; неисправности же $\tilde{O}_q$ типа $const\ 1$ и $\tilde{O}_m$ различимы по выходу z_i. И наоборот, если $P_{z_i|e_0} = 1$, то допустима неисправность $\tilde{O}_q$ типа $const\ 1$, а неисправности $\tilde{O}_q$ типа $const\ 0$ и $\tilde{O}_m$ различимы по выходу z_i. Теорема доказана.

Доказанные теоремы выявляют условия существования проверяющих и различающих совокупностей КТ и сами по себе еще не дают эффективного метода нахождения этих совокупностей. Построение проверяющих и различающих совокупностей КТ основывается на применении P-ТФН и известных методов обработки подобных таблиц.

Литература

I. Казьмина С.К. Компактное тестирование. -Автоматика и телемеханика, I982, № 3, с.I73-I89.

2. Основы технической диагностики /В.В.Карибский, П.П.Пархоменко, Е.С.Согомонян, В.Ф.Халчев.- М.:Энергия, I976.- 464 с.

3. Бажанов Ю.С., Баранов В.Г. О выборе контролирующих векторов и контрольных точек в системах статистического диагноза комбинационных схем.-Рига, I978. - I7 с. -Рукопись представлена редколлегией журнала "Автоматика и вычислительная техника". Деп. в ВИНИТИ I3 июня I978, № I9I6-78.