УДК 681.5.01

ПОСТРОЕНИЕ ОБНАРУЖИВАЮЩИХ ТЕСТОВ ДЛЯ НЕЧЕТКИХ АВТОМАТОВ

СПЕРАНСКИЙ Дмитрий Васильевич, д-р техн. наук, профессор, профессор кафедры;
e-mail: speranskiy.dv@gmail.com
ЛУНЕВ Сергей Александрович, канд. техн. наук, доцент, доцент кафедры; e-mail: slunev@mail.ru

Российский университет транспорта (МИИТ), кафедра «Системы управления транспортной инфраструктурой», Москва

В статье рассматривается задача синтеза обнаруживающих тестов для дискретных устройств с памятью, представленных математической моделью нечеткого автомата. В ранее опубликованных работах были предложены методы для решения аналогичной задачи для двух типов нечетких автоматов (линейных и с конечной памятью). Эти методы базировались на использовании их особенности, заключающейся в линейности законов их функционирования. В работе рассматриваются произвольные нечеткие автоматы, задаваемые в виде нечетких графов и в табличной форме. Предполагается, что нечеткость функционирования автомата проявляется в необходимости выбора альтернативных траекторий движения при переходах между некоторыми состояниями автомата. Предложена концепция построения тестов для произвольных нечетких автоматов, основанная на преобразовании модели заданного автомата в виде нечеткого графа в четкий граф. Такое преобразование выполняется по предложенному в статье алгоритму. Показано, что любой обнаруживающий неисправность тест в полученном четком графе (автомате) обнаруживает однозначно соответствующую ей неисправность в заданном нечетком графе (автомате).

Ключевые слова: нечеткие автоматы; нечеткие графы; преобразования нечетких автоматов в четкие; методы синтеза тестов для четких автоматов; константные неисправности; концепция синтеза обнаруживающих тестов.

DOI: 10.20295/2412-9186-2025-11-01-66-74

▼ Введение

Проблема синтеза тестов для различных дискретных устройств относится к числу важных и актуальных. Ее решение связано с использованием математических моделей, учитывающих специфику устройств. Например, для комбинационных устройств в качестве моделей традиционно применяются булевы функции или их системы, для устройств с памятью — всевозможные типы конечных автоматов. Эти классические модели предполагают точное описание функционирования устройств и задание всей необходимой для этого информации. Поэтому такие классические модели ныне принято называть четкими.

Вместе с тем современная наука считает, что некоторые наши знания не соответствуют сложившимся представлениям о них и предполагают наличие некоторых «нечеткостей», являющихся реальностью человеческого существования. Следствием этого стала разработка новых понятий и методов, которые учитывают «нечеткости» в практических приложениях. Первой работой в этом направлении явилась статья Л. Заде [1], ставшая основой широко используемой ныне в приложениях теории нечетких множеств и появившихся позже теорий других нечетких объектов. В отличие от классического понятия объекта (например, автомата), это понятие принято называть нечетким объектом (нечетким автоматом).

Известны различные разновидности нечетких автоматов в качестве модели дискретных устройств с памятью. Так, одна из них предложена в [2] для нечетких автоматов произвольного типа. Эта модель использует матричное представление функций переходов и выходов нечетких автоматов, за счет чего и достигается общность модели, но утрачивается компактность и простота вычислений.

Для некоторых классов «автоматных» задач можно предложить модели проще и компактнее, чем в [2]. Так, для решения задач тестирования нечетких линейных автоматов и автоматов с конечной памятью такие модели были предложены в [3, 4]. Для этих автоматов линейность является основой предложенных методов, которая в общем случае отсутствует у произвольных нечетких автоматов и поэтому эти методы неприемлемы для них. Что касается иных моделей нечетких конечных автоматов, то имеется много публикаций (в том числе и обзорных статей) с их описанием. Здесь они не приводятся, поскольку это лежит вне рамок предлагаемой статьи.

В статье рассматривается задача тестирования нечетких автоматов произвольного типа, задаваемых по аналогии с четкими автоматами на языке графов и таблиц переходов и выходов.

Поиск публикаций по этой тематике показал, что они практически отсутствуют. В одной найденной работе [5] не приводятся полные и строгие описания процедур (методов) и их обоснования для решения задач контроля и диагностики для нечетких автоматов, которым посвящена статья. Имеется еще одна публикация того же автора (почти с тем же названием, но в другом издании), которая по тексту просто дублирует первую. Других публикаций по этой теме найти не удалось.

В статье описывается метод сведения задачи построения обнаруживающих тестов для нечетких автоматов к решению аналогичной задачи для четких автоматов. Основой предлагаемого метода является преобразование заданного нечеткого автомата G в такой соответствующий ему четкий автомат $\tilde{G}$, для которого обнаруживающий в нем неисправность тест позволяет обнаруживать ее и в заданном нечетком автомате. Идея такого преобразования была использована нами ранее для решения задачи поиска состязаний сигналов в нечетких автоматах [6]. Использованная там модель автомата оказалась пригодной и для рассматриваемой здесь задачи, а сама идея преобразования нечеткого автомата в четкий — полезной и эффективной. Для четких автоматов различных классов ныне разработан ряд методов синтеза различных типов тестов, и потому они могут быть использованы и для нечетких автоматов. Упомянутые методы для четких автоматов описаны в большом числе статей, монографий, учебников и учебных пособий. Этот обширный по объему материал лежит вне рамок предлагаемой статьи и здесь не отражен. Вместе с тем приведем некоторые источники [7–9], в которых упомянутые методы синтеза тестов для четких автоматов освещены достаточно подробно.

Встречающиеся далее понятия и термины из теории нечетких множеств трактуются так, как они определены в известной монографии [10]. Поскольку они ныне широко распространены и известны, то они далее не определяются и не поясняются.

1. Некоторые основные определения

Вначале кратко напомним два понятия из [10]. Пусть $A \subset E$, тогда запись

$$A = \left\{ x_1 \middle| \mu(x_1), x_2 \middle| \mu(x_2), \ldots, x_n \middle| \mu(x_n) \right\}, \qquad (1)$$

где $\mu(x_1)$ есть значение характеристической функции, определяющей степень принадлежности элемента x_i подмножеству A, задает нечеткое подмножество A множества E. Принадлежность элемента x множеству A будет записываться с помощью характеристической функции $\mu_A(x)$, которая может принимать любое неотрицательное значение. Далее полагается, что это числа из отрезка [0, 1]. Условимся, что если $\mu_A(x) = 0$, то элемент $x \notin A$, если $\mu_A(x) = 1$, то $x \in A$. Тогда выражение $A = \{x_1, \ldots, x_n\}$, где опущены записи $\mu(x_1) = 1$ в (1), означает, что подмножество A содержит все элементы x_i, $i = 1, \ldots, n$.

Предполагается, что нечеткий автомат произвольного типа может задаваться в виде нечеткого графа. Напомним его определение из [10]. Пусть E_1, E_2 — два множества и пусть элемент $x \in E_1$, а $y \in E_2$. Множество упорядоченных пар (x, y) определяет прямое произведение $E_1 \times E_2$. Нечеткое подмножество G такое, что

$$\forall (x, y) \in E_1 \times E_2 \mu_G(x, y) \in M, \qquad (2)$$

где $M = [0, 1]$ — множество принадлежностей $E_1 \times E_2$, называется нечетким графом.

В нечетком графе G пара (x, y) интерпретируется как дуга этого графа. Далее предполагается, если в нечетком графе неравенство $\mu(x, y) \neq 0$ в выражении (2) для дуги (x, y) графа G выполняется, то соответствующая дуга из множества $E_1 \times E_2$ может принадлежать этому графу, а все дуги (x, y), для которых $\mu(x, y) = 0$, ему не принадлежат. Это позволяет представить множество всех дуг графа в виде $V = \{(x_1, y_1),...,(x_n, y_n)\}$ за счет отказа от указания для каждой дуги (x, y) конкретного ненулевого значения $\mu(x, y)$. Неапомним, что в [10] для нечеткого графа это требование было обязательным.

2. Модель нечеткого автомата

Используемая далее модель нечеткого автомата является нечетким графом (как в [6]) $G = (V, E)$, где V — множество вершин (состояний автомата), а E — множество дуг. В отличие от четкого графа его вершины могут быть двух типов. Вершины первого типа (будем именовать их каноническими) содержат только одно состояние нечеткого автомата (аналог состояния в четком автомате). Вершины второго типа содержат множество состояний нечеткого автомата с числом элементов не менее двух (далее они именуются как *a*-вершины (альтернативные)). Заметим, что *a*-вершины в общем случае могут представлять собой множество, содержащее как канонические вершины, так и *a*-вершины.

При функционировании нечеткого автомата происходят переходы из одного состояния автомата s в некоторое состояние $\tilde{s}$, которые будем обозначать $s \to \tilde{s}$. В предлагаемой модели нечеткость проявляется в процессе функционирования при подаче на автомат входной последовательности. Этот процесс носит стохастический (вероятностный) характер. Выбор очередной дуги графа (из множества альтернативных) при переходе зависит от степеней их принадлежности и производится во всех переходах, в которых участвуют альтернативные состояния. Над (под) стрелкой (дугой) условимся писать входной сигнал x, при подаче которого происходит этот переход, и рядом значение характеристической функции $\mu(s, \tilde{s})$ этой дуги.

При подаче на нечеткий автомат A любой входной последовательности он движется по некоторой траектории, образованной последовательностью из состояний, которую назовем конкретной реализацией. Понятно, что число различных реализаций зависит от количества возникающих ситуаций с выбором состояния из альтернативных при движении по траектории, а также от самой входной последовательности. Однако в каждой конкретной реализации после состоявшегося выбора очередной дуги (для продолжения траектории движения) автомат A функционирует как обычный четкий автомат.

Воплощение любого нечеткого автомата в электронное устройство подразумевает использование элементов памяти, например триггеров разных типов. В этом случае каждое состояние автомата должно быть представлено в виде комбинации значений на выходах используемых триггеров. Отсюда следует, что при синтезе нечеткого автомата необходимо будет решать задачу кодирования состояний, которые будем обозначать символами s_i. Методы ее решения известны и описаны в многих источниках, например, в [7, гл. 58, 59].

После осуществления преобразования нечеткого автомата в четкий, о чем речь пойдет ниже, описать его функционирование можно с использованием классической таблицы переходов — выходов в терминах символов s_i и входных сигналов x_i. Подчеркнем, что в ее ячейках отсутствуют значения степеней принадлежности соответствующих дуг. Это объясняется тем, что в алгоритме преобразования нечеткого графа в четкий предусмотрено использование всех канонических состояний автомата и связывающих их дуг (переходов), для которых значения степени принадлежности могут быть любыми не нулевыми. Такие конкретные значения просто означают, что упомянутая дуга потенциально может принадлежать множеству дуг графа. Только это для нас важно и потому конкретные значения можно не указывать. Нулевое значение степени принадлежности (прочерк в ячейке таблицы) соответствует запрещенной дуге.

Сказанное выше означает, что алгоритм предложенного преобразования нечеткого автомата в четкий предусматривает потенциальную возможность движения нечеткого автомата (по состояниям) по любым стохастически возникающим траекториям. Они возникают при любой возможной конкретной реализации движения автомата, которая описывается в общем случае частично заданной

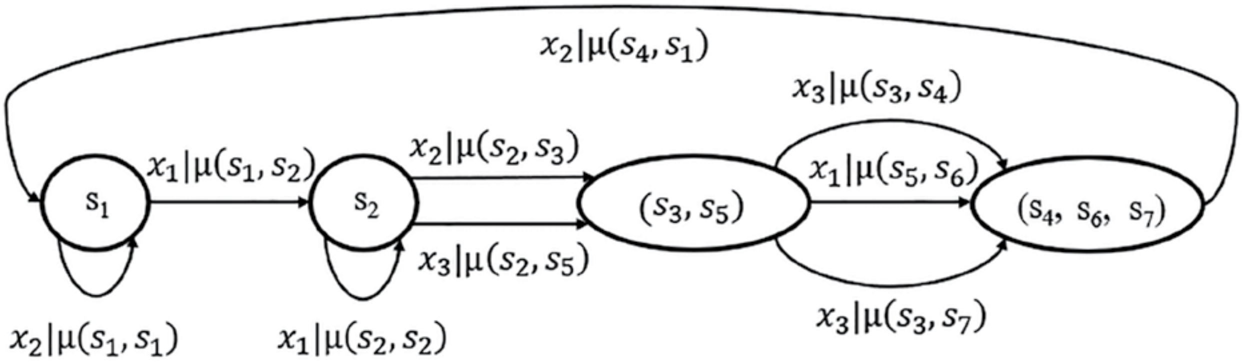

Рис. 1. Пример графа нечеткого автомата *G*

таблицей переходов-выходов. Последнее означает, что ее некоторые ячейки могут содержать прочерки.

Поясним это на примере. Известно, что на выходе *RS*-триггера, если они использованы при синтезе дискретного устройства, при подаче входов $R = S = 1$ появляется неизвестный сигнал (0 или 1). Если до подачи этих входов автомат функционировал как четкий, то при подаче таких сигналов он превращается в нечеткий. Чтобы избежать этого, можно запретить подачу такой комбинации на входы триггера.

В качестве примера графа автомата на рис. 1 изображен нечеткий граф *G* (он заимствован из [6]), изображенный по принятому нами правилу записи.

Как видно из рис. 1, автомат *G* имеет 4 состояния, из них два s_1, s_2 —канонических и два (s_3, s_5), (s_4, s_6, s_7) — *a*-состояния, содержащие в качестве компонентов пять канонических состояний, представленных в скобках.

Очевидно, что в графе нечеткого автомата возможны только следующие виды переходов между состояниями:

1) $v \to v$, где v — канонические вершины (состояния автомата);

2) $v \to w$, где v — каноническая вершина, w — *a*-вершина;

3) $w \to v$, обратный переход для указанного в п. 2;

4) $w \to w$, где w — *a*-вершина.

3. Постановка задачи

В общей формулировке рассматривается следующая задача: пусть заданы нечеткий автомат и множество неисправных его модификаций из числа допустимых. Требуется построить такую входную последовательность (тест), которая обнаруживает все неисправности заданного множества.

Неисправность — это модель, представляющая эффект физического дефекта. Будучи моделью, она не всегда точно соответствует дефекту, но модели, как правило, полезны и эффективны при обнаружении дефектов. Примером являются константные неисправности (одиночные и кратные), когда одна или более линий схемы принимают постоянные значения 0 или 1. Эта модель чрезвычайно полезна благодаря своей простоте и удовлетворительной адекватности. По этой причине она используется в качестве базовой модели для многих методов синтеза тестов. Принято полагать [9], что одиночная константная неисправность действует только на соединение между вентилями, но сами логические элементы функционируют правильно.

Опишем класс допустимых неисправностей заданного автомата. Известно, что в реальных дискретных устройствах довольно часто возникают константные неисправности (одиночные и кратные). Ради упрощения изложения условимся в качестве класса допустимых неисправностей нечеткого автомата рассматривать далее только одиночные константные неисправности. В принципе этот класс может быть достаточно просто расширен, например, до класса кратных константных неисправностей на основе использования методологии для одиночных неисправностей. Задать неисправность можно, указав ее место и тип в схеме, либо на языке таблицы входов-выходов автомата, изменяя содержимое некоторых ее клеток.

Любой нечеткий автомат G с одиночной константной неисправностью можно реализовать в виде электронной схемы, содержащей элементы памяти (триггеры), «операционные» вентили и связи между ними. Понятно, что заданной неисправности в этом (автомате) графе G можно поставить в соответствие одиночную константную неисправность в четком (автомате) графе $\tilde{G}$, полученном после преобразования графа G.

При задании неисправностей таблицей в каждой ее ячейке, соответствующей переходу автомата $s \to \tilde{s}$ при подаче входного сигнала x, должно быть указано состояние $\tilde{s}$, если переход не запрещен, и выходной сигнал автомата. (В действительности выходные сигналы в используемой таблице будут отсутствовать, о чем было упомянуто). Появление неисправностей приводит либо к изменению выходов автомата, либо к изменению переходов между состояниями при последующем его функционировании.

Сделаем еще одно естественное предположение. В процессе подачи на автомат обнаруживающего теста в нем не могут возникать другие неисправности, а заданные неисправности сохраняются во время подачи всего теста.

Если нечеткий автомат задан в виде графа, то локацию неисправности и ее тип (обозначение изменившегося состояния и тип — константа 0 (1)) можно указать на соответствующей дуге графа.

4. Преобразование нечеткого графа автомата в четкий граф

Исходной информацией для решения задачи, кроме нечеткого графа G, является также задание состояний-преемников при переходах (или запрещение перехода) в автомате при различных входных сигналах. Такая информация представляется в виде таблицы переходов-выходов автомата $\tilde{G}$. Для нашего примера она помещена в таблице, которая заимствована из [6].

Прочерки в некоторых ячейках таблицы означают, что соответствующий переход запрещен. В таблице не приведены выходные

Переходы автомата $\tilde{G}$

x	s						
	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	s_6	s_7
x_1	s_2	s_2	s_4	s_4	s_6	s_6	—
x_2	s_1	s_3	s_3	s_1	s_3	—	—
x_3	—	s_5	s_7	—	s_5	—	s_7

сигналы автомата $\tilde{G}$. Они нужны только при построении обнаруживающего теста. Для краткости в статье не приводятся примеры построения тестов для четких автоматов, поскольку соответствующие методы известны и нет необходимости их иллюстрировать.

Алгоритм преобразования нечеткого графа в четкий подробно описан в [6, раздел 2], там же приведен и конкретный пример с комментариями. Так, результат преобразования нечеткого автомата, изображенного на рис. 1, в четкий автомат представлен на рис. 2. Изображение графа четкого автомата заимствовано из [6, раздел 2].

5. Обоснование метода решения задачи

Использованный алгоритм преобразования нечеткого графа G в четкий граф $\tilde{G}$ осуществляет замещение переходов, содержащих a-вершины, на переходы между каноническими вершинами. Процесс преобразования завершается, если на очередном его шаге множество вершин преобразуемого автомата содержит только канонические вершины.

Введем некоторые обозначения, которые потребуются нам при обосновании метода. Пусть z есть число всех возможных реализаций исправного нечеткого автомата A, возникающих из некоторого (одного и того же) фиксированного состояния при подаче заданной входной последовательности T, которую назовем тестом. Обозначим множество этих реализаций (set of realization of fault — free automata) как $SRFF(A) = \{A_1, A_2, ..., A_z\}$. Это множество образуют четкие автоматы A_i ($i = 1, 2,..., z$), полученные из автомата A фиксацией всех возможных вариантов выбора альтернативных состояний, возникающих при подаче на него теста T (из фиксированного начального состояния s_i). Понятно, что автоматы множества $SRFF(A)$ в совокупности моделируют все возможные варианты траекторий движения исправного автомата A при подаче теста T.

Обозначим как $SRF(A^f) = \left\{A_1^f, A_2^f, \ldots, A_z^f\right\}$ аналог множества $SRFF(A)$, где каждый элемент $A_i^f \left(i = 1,2,\ldots,z\right)$ — конкретная реализация автомата A при наличии в нем заданной неисправности f. Элементы этого множества — это четкие автоматы, полученные при наличии в автомате A неисправности f (обозначим его как A^f) при подаче теста T из фиксированного начального состояния s_i (того же, что и в автомате A) при фиксации всех возможных вариантов выбора альтернативных состояний. Очевидно, что автоматы множества $SRF(A^f)$ в совокупности моделируют все возможные варианты траекторий автомата A при наличии в нем неисправности f при подаче теста T.

Содержательный смысл двух введенных множеств позволяет утверждать, что каждому элементу множества $SRFF(A)$ взаимно однозначно соответствует некоторый элемент множества $SRF(A^f)$. Это фактически означает, что каждой конкретной реализации нечеткого автомата A (траектории его движения при оговоренных выше условиях) взаимно однозначно соответствует некоторая конкретная траектория движения четкого автомата, моделирующего нечеткий при наличии в нем заданной неисправности f. Понятно, что тогда известными для четких автоматов методами можно построить тест, который эту неисправность обнаруживает.

Структура использованных фрагментов замещения и изложенное выше позволяют сделать вывод: любой конкретной реализации траектории движения в графе G однозначно соответствует некоторая траектория движения в четком графе $\tilde{G}$. Иными словами, в полученном в результате преобразования графе $\tilde{G}$ имеется возможность моделировать любую возникающую траекторию движения в заданном нечетком графе (автомате) G, в том числе при заданной одиночной константной неисправности.

Из изложенного вытекает справедливость следующего утверждения.

Теорема. Любой обнаруживающий заданную одиночную константную неисправность

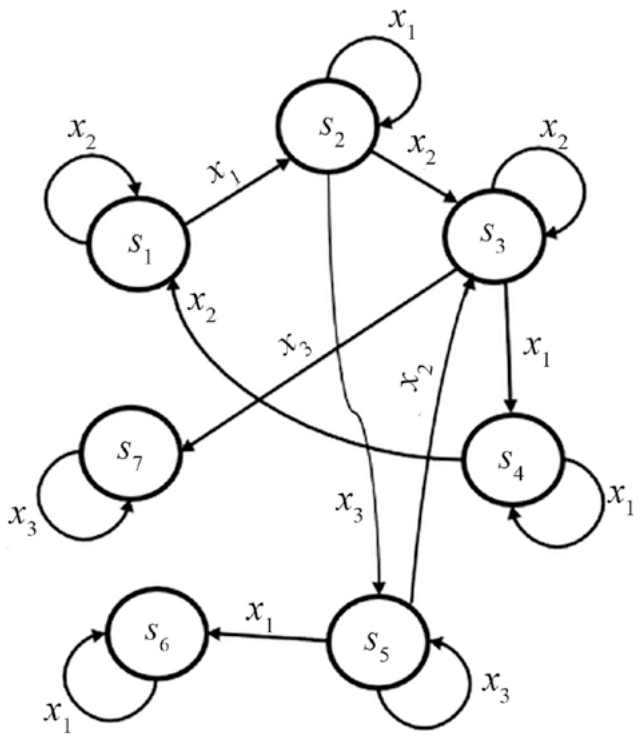

Рис. 2. Граф четкого автомата, полученного после преобразования нечеткого автомата на рис. 1

тест в четком автомате (графе $\tilde{G}$), представленном построенным по предложенному алгоритму преобразованию заданного нечеткого автомата (графа G), обнаруживает соответствующую ей неисправность в нечетком автомате (графе G).

Наглядность метода и простота восприятия логики предлагаемого решения очевидны, и потому теорема не требует дополнений к изложенному выше для обоснования ее справедливости.

Эта теорема является основой предлагаемого в статье метода решения рассматриваемой задачи, который содержит два этапа. Первый этап состоит в предварительном преобразовании заданного нечеткого графа в четкий. Второй этап заключается в выборе среди известных методов синтеза обнаруживающих тестов для константных неисправностей в четких автоматах наиболее приемлемого по сложности вычислений и быть может также по каким-нибудь другим параметрам. Наконец, с использованием выбранного метода строится тест в этом четком графе для той неисправности, которая ей соответствует в нечетком.

6. Организация процесса тестирования автомата и заключение по его результатам

Подчеркнем, что в статье речь идет не о синтезе какого-либо одного конкретного метода для нечетких автоматов, а о концепции (идее), на основе которой для нечетких автоматов возможно использование различных ранее разработанных и известных методов синтеза тестов для четких автоматов.

Известно несколько подходов к построению тестов для дискретных устройств с памятью [9]. Методы синтеза одного из них базируются на теории экспериментов с автоматами. Предлагаемая в статье концепция относится к данному подходу. Некоторые из этих методов описаны в ставшей классической монографии А. Гилла [14], другие представлены во многих более поздних публикациях, в частности в [9]. Наш выбор автоматного подхода связан с его важным достоинством — он обеспечивает высокую степень полноты обнаружения неисправностей и широкий класс возможных неисправностей (не только константных). К недостаткам подхода относится высокая сложность построения тестов и длина тестовой последовательности.

Напомним, что контроль и диагностирование устройства с памятью с использованием автоматной модели (будем называть его просто автоматом) требует предварительной установки его в известное начальное состояние.

Обычно это можно сделать подачей на его входы синхронизирующих последовательностей, которые существуют не всегда. При их отсутствии установить автомат в известное начальное состояние можно с помощью идентифицирующих (установочных или диагностических) последовательностей.

В [14] рассмотрены установочные и диагностические задачи для автоматов, которые предполагают известными таблицы переходов и выходов автомата, а также множество допустимых начальных состояний (оно может совпадать с множеством всех состояний автомата). Установочная (диагностическая) задача — это задача определения конечного (начального) состояния после проведения соответствующего эксперимента. Эксперименты называются безусловными (условными), если прикладываемая входная последовательность полностью определена заранее (состоит из двух или более последовательностей, причем они определяются на основе реакций предыдущих последовательностей). Эксперименты могут быть простыми (кратными), если они проводятся с одним экземпляром автомата (одновременно с нескольким экземплярами идентичных автоматов). В [14] описаны методы построения идентифицирующих последовательностей и доказаны теоремы о возможности всегда получить решения установочных и диагностических задач с помощью простых или кратных (условных и безусловных) экспериментов.

Общий тест T для обнаружения заданной одиночной константной неисправности в нечетком автомате в рассматриваемой нами задаче состоит из z частичных тестов T_i, где z — число элементов множества $SRF(A^f) = \left\{A_1^f, A_2^f, \ldots, A_z^f\right\}$. Однако тестирование нечеткого автомата A может иногда содержать меньше, чем z этапов. На i-ом этапе производится тестирование четкого i-го автомата (он может быть как A_i, так и A_i^f, каким именно, нам, естественно, неизвестно). Для неисправного четкого автомата заранее любым подходящем методом синтезируется частичный тест T для обнаружения заданной неисправности f. Проверяемый автомат заранее устанавливается в известное начальное состояние (в одно и то же как A_i, так и A_i^f), и на него подается тест T_i. Реакция проверяемого автомата сравнивается с реакцией неисправного автомата A_i^f на частичный тест T_i, которая тоже заранее вычисляется. Понятно, что при совпадении этих реакций проверяемый автомат содержит неисправность f, и процесс тестирования на этом завершается.

После выполнения описанного процесса для всех элементов множества

$$SRF(A^f) = \left\{A_1^f, A_2^f, \ldots, A_z^f\right\}$$

и при отсутствии совпадения реакций на всех z частичных тестах T_i делается естественный вывод об отсутствии неисправности в заданном проверяемом нечетком автомате A.

Заключение

Предложенная в статье концепция синтеза обнаруживающих тестов для заданной неисправности в нечетком автомате произвольного класса базируется на преобразовании этого автомата в соответствующий ему четкий автомат. Предложенный алгоритм преобразования прост для понимания, что видно из его описания. Он очевиден благодаря наглядности и легко понимаемой логики построения. Именно эти качества объясняют простоту обоснования предлагаемого алгоритма.

Нечеткие автоматы оказываются востребованными при разработке достаточно простых моделей предметной области в случаях, когда требуется высокая гибкость в настройке системы управления, или требуется расширить область входных параметров. Так, в [15] представлено эффективное решение реальной задачи терморегулирования производственной установки с целью управления ее температурным режимом. В качестве базовой модели использовался нечеткий автомат с конечной памятью (НАКП), реализуемый в виде модифицированной нечеткой комбинационной схемы с использованием внешнего блока памяти (МНКС). Быстродействие МНКС оказывается выше, чем быстродействие НАКП. Быстродействие нечетких устройств оказывается на уровне быстродействия ПИД-регуляторов. При этом нечеткие устройства обладают большей простотой настройки, чем ПИД-регуляторы.

Оценивая в целом проблему синтеза тестов для четких (классических) и нечетких автоматов, можно констатировать, что последние являются для решения этой проблемы существенно более «трудным» объектом. Как видно из изложенного выше, для нечетких автоматов синтез тестов требует значительно больше вычислительных затрат на преодоление трудностей, вызываемых феноменом нечеткости. ▲

Список источников

1. Zadeh L. A. Fuzzy sets / L. A. Zadeh // Information and Control. — 1965. — Vol. 8. — Iss. 3. — Pp. 338–353.
2. Сперанский Д. В. Эксперименты с нечеткими автоматами / Д. В. Сперанский // Автоматика и телемеханика. — 2015. — № 2. — С. 107–124. — EDN: TOBFFF
3. Сперанский Д. В. Тестирование нечетких линейных автоматов // Известия Саратовского университета. Серия «Математика. Механика. Информатика». — 2019. — Т. 19. — Вып. 2. — С. 233–241. — DOI: 10.18500/1816-9791-2019-192-233-240. — EDN: JPNAKG
4. Сперанский Д. В. Синтез обнаруживающих тестов для нечетких автоматов с конечной памятью / Д. В. Сперанский // Вестник Томского государственного университета. — Управление, вычислительная техника и информатика. — 2024. — № 66. — С. 120–127. — DOI: 10.17223/19988605/66/12. — EDN: PLAEMB.
5. Курбанмагомедов К. Д. Анализ поведения абстрактного нечеткого автомата и основные процедуры решения установочной, контролирующей и диагностирующей задач / К. Д. Курбанмагомедов // Известия Дагестанского государственного педагогического университета. — Естественные и точные науки. — 2011. — № 1(14). — С. 55–58.
6. Сперанский Д. В. Поиск состязаний сигналов в нечетких асинхронных автоматах / Д. В. Сперанский, С. А. Лунев // Автоматика на транспорте. — 2024. — № 2. — С. 178–189. — DOI: 10.20295/2412-9186-2024-10-02-178-18. — EDN: JANKXY.
7. Закревский А. Д. Логические основы проектирования дискретных устройств / А. Д. Закревский, Ю. В. Поттосин, Л. Д. Черемисинова. — М.: ФИЗМАТЛИТ, 2007. — 592 с.
8. Пархоменко П. П. Основы технической диагностики / П. П. Пархоменко, Е. С. Согомонян; под ред. П. П. Пархоменко. — М.: Энергоиздат, 1981. — 320 с.
9. Скобцов Ю. А. Моделирование, тестирование и диагностика цифровых устройств / Ю. А. Скобцов, Д. В. Сперанский, В. Ю. Скобцов. — М.: Национальный Открытый Университет «ИНТУИТ», 2012. — 439 с. — EDN: RYSHKX.
10. Кофман А. Введение в теорию нечетких множеств / А. Кофман. — М.: Радио и связь, 1982. — 432 с.
11. Нечеткие множества в моделях управления и искусственного интеллекта / Под ред. Д. А. Поспелова. — М.: Наука, 1986. — 312 с.
12. Норвич А. М. Построение функции принадлежности и теория вероятностей. Последние достижения: пер. с англ. / А. М. Норвич, И. Б. Турсон; под ред. Р. Р. Ягера. — М.: Радио и связь, 1986. — 408 с.
13. Шопин А. Г. Построение функции принадлежности нечеткого множества и оценка его вероятностных характеристик / А. Г. Шопин // Исследования в России: электронный ресурс. — URL: http://zhurnal.ape.relarn/ru/articles/2003/040.pdf.
14. Gill A. Introduction to the theory of finite — state machine / A. Gill. — Mc Graw-Hill company, 1962. — 207 p.
15. Марценюк М. А., Селетков И. П. Приведение конечного автомата к нечеткой комбинационной схеме с блоком памяти / М. А. Марценюк, И. П. Селетков // Научно-технические ведомости СПбГПУ. — № 6 (210). — 2014. — С. 67–80. — EDN: TEWVZN

TRANSPORT AUTOMATION RESEARCH, 2025, Vol. 11, No. 1, pp. 66–74
DOI: 10.20295/2412-9186-2025-11-01-66-74

Construction of Detection Tests for Fuzzy Automata

Information about authors
Speranskiy D. V., Doctor in Engineering, Professor. E-mail: speranskiy.dv@gmail.com
Lunev S. A., Doctor in Engineering, Associate Professor. E-mail: slunev@mail.ru

Russian University of Transport (MIIT), Department of Transportation Infrastructure Management Systems, Moscow

Abstract: The paper deals with the problem of synthesizing detection tests for discrete devices with memory represented by a mathematical model of fuzzy automaton. In previously published works methods for solving a similar problem for two types of fuzzy automata (linear and with finite memory) were proposed. These methods were based on the use of their peculiarity that is their function law linearity. In contrast to "linear" automata, this paper considers arbitrary fuzzy automata defined in the form of fuzzy graphs and in tabular form. It is assumed that the fuzzy functioning of the automaton is manifested in the necessity of choosing alternative trajectories of motion at some automaton state transitions. The concept of test construction methods for arbitrary fuzzy automata based on the transformation of the model of a given automaton in the form of a fuzzy graph into a crisp graph is proposed. Such transformation is performed by the algorithm proposed in the paper. It is proved that any fault-detecting test in the resulting crisp graph (automaton) detects unambiguously its corresponding fault in the given fuzzy graph (automaton).

Keywords: fuzzy automata; fuzzy graphs; transformation of fuzzy automata into crisp ones; methods of synthesis of tests for crisp automata; constant faults; concept of synthesis of detection tests.

References

1. Zadeh L. Fuzzy sets. Information and Control, 1965, vol. 8, pp. 338–353.
2. Speranskiy D. V. Eksperimenty s nechetkimi avtomatami [Experiments with fuzzy automata]. *Avtomatika i telemekhanika* [Automation and Telemechanics], 2015, I. 2, pp. 107–124. EDN: TOBFFF. (In Russian)
3. Speranskiy D. V. Testirovanie nechetkih lineinyh avtomatov [Testing of fuzzy linear automata]. *Izvestiya Saratovskogo universiteta. Seriya «Matematika. Mekhanika. Informatika»* [Izvestiya of Saratov University. Mathematics. Mechanics. Informatics]. 2019, T. 19, I. 2, pp. 233–241, DOI 10.18500/1816-9791-2019-192-233-240. EDN: JPNAKG. (In Russian)
4. Speranskiy D. V. *Sintez obnaruzivajushih testov dlja nechetkih avtomatov s konechnoj pamjatju* [Synthesis of detection tests for fuzzy finite — memory automata]. Tomsk State University of Control and Computer Science, 2024, I. 66, pp. 120–127, DOI 10.17223/19988605/66/12. EDN: PLAEMB. (In Russian)
5. Kurbanmagomedov K. D. Analiz povedenija abstraktnogo nechetkogo avtomata i osnovnie proceduri reshenija ustanovochnoj, konroliruemoj i diagnostirujushej zadach [Analysis of the behavior of an abstract fuzzy automaton and basic procedures for solving installation, monitoring and diagnostic tasks]. *Izvestiya Dagestanskogo gosudarstvennogo pedagogicheskogo universiteta* [Dagestan State pedagogical University Journal natural and exact Science], 2011, I. 1(14), pp. 55–58. (In Russian)
6. Speranskiy D. V., Lunev S. A. Poisk sostjazanij signalov v nechetkih asinhronnih avtomatah [Search for signaling races in fuzzy asynchronous automata]. *Avtomatika na transporte* [Transport automation Research], 2024, I. 2, pp. 178–189. DOI: 10.20295/2412-9186-2024-10-02-178-18. EDN: JANKXY. (In Russian)
7. Zakrevskiy A. D., Pottosin U. V., Cheremisinova L. D. *Logicheskie osnovy proektirovaniya diskretnyx ustroistv* [Logical bases of design of discrete devices]. Moscow, FIZMATLIT Publ., 2007, 592 p. (In Russian)
8. Parhomenko P. P., Sogomonjan E. S. *Osnovi tehnicheskoj diagnostiki* [Fundamentals of technical diagnostics]. Moscow: Energoizdat Publ., 1981, 320 p. (In Russian)
9. Skobcov U. A., Speranskiy D. V., Skobcov V. U. *Modelirovanie, testirovanie I diagnostika cifrovih ustroistv* [Modeling, testing and diagnostics of digital devices]. Moscow: Nacionalnij otkritij universitet «INTUIT». 2012, 439 p. EDN: RYSHKX. (In Russian)
10. Kofman A. V. *Vvedenie v teoriju nechetkih mnogestv* [Introduction to the theory of fuzzy sets]. Moscow: Radio and communications Publ., 1982, 432 p. (In Russian)
11. Pospelov D. A. *Nechetkie mnogestva v modeljah upravlenija i iskusstvennogo intellekta* [Fuzzy sets in control and artificial intelligence models]. Moscow: The Science Publ., 1986, 312 p. (In Russian)
12. Norvicth A. M., Turson I. B. *Postroenie funktsii prinadlegnosti i teorija verojatnostey Poslednie dostijenija. Pod redakciej R. R. Jagera* [The construction of the membership function and probability theory. Recent achievements. Edited by R. R. Jager]. Moscow: Radio and communications Publ., 1986, 408 p. (In Russian)
13. Shopin A. G. Postrojenije funktsii prinadlegnosti nechetkogo mnogestva I otsenka ego verojatnostnih harakteristik [Construction of the membership function of a fuzzy set and evaluation of its probabilistic characteristics]. *Issledovaniya v Rossii* [Research in Russia] , URL: http://zhurnal.ape.relarn/ru/articles/2003/040.pdf. (In Russian)
14. Gill A. Introduction to the theory of finite — state machine. Mc Graw-Hill company, 1962, 207 p.
15. Marcenjuk M. A., Seletkov I. P. Privedenie konechnogo avtomata k nechetkoi kombimacionnoi sheme s blokom pamjati [Bringing a finite state machine to a fuzzy combinational scheme with a memory block]. *Nauchno-tekhnicheskie vedomosti SPbGPU* [Computing, Telecommunications and Control of the Peter the Great St. Petersburg Polytechnic University], 2014, I. 6 (210), pp. 67–80. EDN: TEWVZN. (In Russian)