УДК 681.518

Д. В. Сперанский, д-р техн. наук
А. В. Горелик, д-р техн. наук
И. А. Журавлев, канд. техн. наук
А. В. Орлов, канд. техн. наук

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

ТЕСТИРОВАНИЕ СИСТЕМ С НЕЧЕТКИМИ ДИСКРЕТНЫМИ КОМПОНЕНТАМИ

Современные сложные системы характеризуются наличием разнородных компонентов с различными взаимосвязями, нечеткостью и неопределенностью законов функционирования компонентов и системы в целом. К важному классу таких систем относятся гибридные интеллектуальные системы. В них компоненты представлены аналитическими моделями нечетких объектов, искусственных нейронных сетей, экспертных систем и др. Объектами рассмотрения в статье служат нечеткие дискретные устройства, входящие, например, в состав гибридных систем. В качестве математической модели таких компонентов используются введенные в статье нечеткие линейные автоматы (НЛА). Рассматривается проблема синтеза тестов для НЛА, используемых для обнаружения в них неисправностей. Допустимыми неисправностями в НЛА считаются обычные одиночные константные неисправности. К допустимым относятся также неисправности, появляющиеся в результате замещения некоторых элементов характеристических матриц НЛА другими (из заданного множества альтернативных). Разработаны методы синтеза тестов для НЛА, принадлежащих классу μ-определенных и синхронизируемых, а также произвольных линейных автоматов. Первые два метода основаны на сведении рассматриваемой задачи к решению систем линейных алгебраических уравнений. Отметим, что для поиска таких решений существует хорошо разработанный математический аппарат, имеющий в арсенале целый ряд эффективных методов. Синтезируемые этим методами тесты для μ-определенных и синхронизируемых НЛА имеют достаточно короткую длину, не превышающую глубины памяти соответствующих автоматов. Показано, что условия принадлежности НЛА названным выше двум первым классам не являются слишком жесткими. Отмечено, что известные ранее методы синтеза тестов для линейных автоматов требуют выполнения значительно более жестких требований. Метод синтеза для произвольных НЛА также строит довольно короткие тесты.

Техническая диагностика, дискретные системы с памятью, линейные последовательностные машины, нечеткие линейные автоматы, тестирование, методы синтеза контролирующих тестов

DOI: 10.20295/2412-9186-2020-6-4-518-531

Введение

Современные сферы человеческой деятельности, в т. ч. социальная, экономическая, промышленная, научная и др., характеризуются богатством использования различных сложных систем. Характерная особенность многих таких систем заключается в том, что они не поддаются точному и совершенно однозначному описанию. Классический рационализм, господствовавший ранее в науке, похоже, уже достиг своих пределов. Понятно, что описание современных сложных систем требует новых средств. Важными этапами на пути создания таких средств являются разработанная Л. Заде [1] теория нечетких множеств, а в последующем — исследования по теории нечетких систем. В 1976 году Л. Заде сформулировал принцип несовместимости, суть которого в том, что высокая точность описания систем несовместима с их большой сложностью. Сложные системы отличаются от простых (механистических) наличием разнородных компонентов с различными взаимосвязями, проявлением кооперативного поведения, неопределенностью параметров среды и законов функционирования отдельных компонентов и системы в целом.

Среди различных классов сложных систем важное место занимают гибридные интеллектуальные системы (ГИС) [2, 3]. Они являются совокупностью компонент, представленных аналитическими моделями, в т. ч. нечетких объектов, генетических алгоритмов, искусственных нейронных сетей, экспертных систем и др. ГИС как системы искусственного интеллекта (ИИ) характеризуются тем, что для решения задачи они используют не один, а несколько методов имитации интеллектуальной деятельности человека.

Согласно современным представлениям [4], эволюция систем представляет собой последовательность фазовых переходов через точки бифуркации. Эти переходы характеризуются фундаментальной неопределенностью дальнейшего направления развития системы. Роль неопределенности (нечеткости) в эволюционных системах резко возрастает и может привести к масштабным последствиям.

Так, нобелевский лауреат И. Пригожин сформулировал утверждение [5], справедливость которого разделяет и Л. Заде: по мере усложнения системы способность формулировать четкие и осмысленные высказывания о ее поведении снижается до определенного порога, за которым точность и смысл становятся взаимоисключающими.

В научных публикациях отмечается высокая эффективность ГИС во многих областях, например, при проектировании сложных силовых и электронных систем, обнаружении сбоев в таких технических системах [5], где приходится иметь дело как с «четкими», так и с «нечеткими» компонентами.

Проектирование подобных систем с использованием ГИС включает обязательное создание их адекватных математических моделей, разработку методов синтеза тестов для них (в частности, с использованием эволюционных алгоритмов), организацию процесса их тестирования и другие задачи.

Предлагаемая статья посвящена проблеме тестирования нечетких линейных систем, решение которой может быть реализовано в виде автономного компонента, входящего в состав ГИС. Этот компонент требует описания используемой модели нечеткой линейной системы и разработки метода тестирования, а также организации самого процесса тестирования.

Интерес к линейным моделям обусловлен их обширным использованием как в теории (синтез специальных счетчиков, кодирующих устройств), так и в практических приложениях (обнаружение ошибок в кодах, шифрование сообщений) [6]. Кроме того, линейные автоматы обладают спецификой, позволяющей получать некоторые результаты (например, условия существования различных типов экспериментов с ними) значительно проще и в более удобном для вычисления и проверке виде, чем для автоматов общего вида, в т. ч. нелинейных. Приведенные факторы оправдывают интерес к теории линейных автоматов, в частности нечетких.

Что касается задачи тестирования нечетких систем, то ее решение необходимо для повышения надежности функционирования таких систем. По этой причине актуальность задачи тестирования не требует особого обоснования.

1. Описание нечеткого линейного автомата

Сначала напомним понятие линейной последовательностной машины (ЛПМ), для которой далее будем использовать и другое наименование — линейного автомата (ЛА), заданного над полем $GF(p)$, подробное описание которого приведено в [6]. В этой монографии описаны элементарные составляющие ЛА, его структура и приведена математическая модель ЛА в виде конечного автомата. Следуя [6], приведем необходимые нам далее сведения более детально.

Итак, ЛА — это система с l входными и m выходными полюсами. Входные и выходные сигналы ЛА принадлежат полю $GF(p)$, где p — простое число. Далее именно эта модель и будет нами использоваться.

В [6] ЛА задается пятеркой объектов:

$$\tilde{A} = (S, X, Y, \delta, \lambda),$$

где S — множество состояний, X — входной алфавит, Y — выходной алфавит, функция переходов $\delta : S \times X \to S$, функция выходов $\lambda : S \times X \to Y$.

Схема ЛПМ содержит элементарные составляющие (сумматоры, усилители и задержки) и подчиняется некоторым правилам их соединения. Возможно любое соединение конечного числа составляющих с одним ограничением — в нем должны отсутствовать замкнутые петли, не содержащие ни одной задержки. Если это правило не выполняется, то в схеме появляются соединения, в которых циркулирует неопределенный сигнал.

Воспользуемся следующими обозначениями, используемыми в [6]:

$$\bar{u}(t) = (u_1(t), \ldots, u_l(t))', \ \bar{y}(t) = (y_1(t), \ldots, y_m(t))', \ \bar{s}(t) = (s_1(t), \ldots, s_n(t))',$$

где $\overline{u}(t), \overline{y}(t), \overline{s}(t)$ — соответственно входной, выходной векторы и вектор состояния. Здесь состояние ЛПМ трактуется как упорядоченная совокупность состояний элементов задержек, входящих в состав ЛПМ. Число n принято называть размерностью ЛА.

Функционирование ЛА $\tilde{A}$ задается уравнениями переходов и выходов:

$$\overline{s}(t+1) = A\overline{s}(t) + B\overline{u}(t), \quad (1)$$

$$\overline{y}(t) = C\overline{s}(t) + D\overline{u}(t), \quad (2)$$

где $A = [a_{ij}]_{n\times n}, B = [b_{ij}]_{n\times l}, C = [c_{ij}]_{m\times n}, D = [d_{ij}]_{m\times l}$ — характеристические матрицы, элементы которых принадлежат полю $GF(p)$.

Известно [6], что конечное состояние ЛА и его выходная реакция в результате подачи входной последовательности длины $t+1$, если начальное состояние ЛА есть $\overline{s}(0)$, вычисляются по формулам:

$$\overline{s}(t+1) = A^{t+1}\overline{s}(0) + A^{t}B\overline{u}(t) + \ldots + AB\overline{u}(t-1) + B\overline{u}(t), \quad (3)$$

$$\overline{y}(t) = CA^{t}\overline{s}(0) + CA^{t-1}B\overline{u}(0) + \ldots + CB\overline{u}(t-1) + D\overline{u}(t). \quad (4)$$

Используемую модель линейной системы, которая будет определена ниже, в качестве компонентов ГИС будем далее называть нечетким линейным автоматом (НЛА). По-видимому, первой публикацией, в которой понятие нечетких автоматов было введено как аналог автоматов Миля и Мура, стала статья Wee W. и Fu S. [7], опубликованная в 1969 году. Общим вопросам концепции теории нечеткости в теории автоматов посвящены монографии [8, 9]. Отметим, что в ряде статей, например, [10–16], введено несколько различных типов нечетких автоматов.

Понятно, что наличие разных типов нечетких автоматов позволяет создавать более адекватные модели реальных цифровых систем. Эта нечеткость может относиться и к алгоритмам функционирования, и к исходным данным, и к значениям на выходах системы. В [17] был введен тип нечеткого автомата общего вида, в т. ч. и нелинейного, а в [18] он был конкретизирован для случая нечеткого линейного автомата (НЛА). Эта модель НЛА используется в предлагаемой статье.

Теперь перейдем к определению НЛА. Отметим, что все сказанное выше о ЛА полностью справедливо и для НЛА. Нечеткость функционирования ЛА может быть реализована путем использования соответствующего механизма для любой комбинации из матриц, фигурирующих в (1)–(4). Поясним принцип его работы на примере одной матрицы в (1)–(4). Например, как это предложено и проиллюстрировано в [17], промоделируем нечеткость функционирования НЛА на примере матрицы B с альтернативными элементами. Такие элементы этой матрицы запишем в виде $b_{ij} = b_1 \vee b_2 \vee \ldots \vee b_f$, где $b_i (i = 1, 2, \ldots, f)$ есть символическое представление элементов из поля $GF(p)$, над которым НЛА задан. Эта запись говорит о том, что в любой дискретный момент времени t, в котором функционирует НЛА, элемент b_i может быть заменен любым другим из множества элементов $\{b_1, b_2, \ldots, b_f\}$. Понятно, что форма записи уравнений переходов (1) и выходов (2) НЛА при этом не изменится, как и вид формул (3) и (4).

Механизм проявления нечеткости в функционировании автомата полностью адекватен ситуации, имеющей место в реальных дискретных устройствах. В качестве примера рассмотрим RS-триггер. Известно, что для него запрещена комбинация входных сигналов R = 1, S = 1 из-за неопределенности состояния триггера (0 или 1), в котором он может находиться после ее подачи. Если запрещенная комбинация не поступает на триггерные входы, то дискретное устройство, содержащее RS-триггер, функционирует как детерминированное. Когда на входах триггера появляется запрещенная комбинация, это же устройство становится нечетко функционирующим.

Матричные операции умножения и сложения в формулах (1) — (4) суть обычные матричные операции. Просто здесь требуется учитывать символическую форму записи альтернативных элементов в матричных операндах. Символьные записи в формулах (1)—(4) содержат в себе три различные операции — умножение $(\cdot)$, сложение $(+)$ и $(\vee)$. Последнюю условимся называть математической операцией выбора элемента. Ее содержательный смысл совершенно прост — из двух ее операндов случайным образом выбирается один. Первые две операции являются классическими операциями над элементами поля $GF(p)$ со всеми присущими им свойствами. Что касается последней, то нетрудно доказать, что она удовлетворяет свойствам коммутативности, ассоциативности и дистрибутивности (по отношению к операциям умножения и сложения).

2. Формулировка задачи

Теперь рассмотрим следующую задачу. Требуется построить входную последовательность (тест), которая обнаруживает множество заданных допустимых неисправностей НЛА.

Вначале определим множество допустимых неисправностей НЛА. Предполагается, что неисправности могут быть двух типов. Первый тип — константные одиночные неисправности, такие же, как и у обычных дискретных устройств (например, обрывы связей, замыкания). Их наличие в устройстве приводит в модели НЛА к замене некоторых элементов ее характеристических матриц другими элементами поля GF(p), над которым задается НЛА. Неисправности второго типа в модели НЛА влекут замещение конкретных элементов характеристических матриц другим элементом, но не из соответствующего этому элементу альтернативного множества. Предположим, например, что элемент имеет набор альтернатив $b_{ij} = b_1 \vee b_2 \vee \ldots \vee b_f$. Неисправность второго типа возникнет в НЛА, если в процессе функционирования НЛА выбранное для нее значение будет заменено каким-либо элементом из поля GF(p), не входящим в данный набор альтернатив для этого элемента. Такое определение неисправности второго типа вполне естественно и соответствует здравому смыслу. Оно продиктовано также тем, что при описанном выше механизме функционирования НЛА такая неисправность, вообще говоря, может быть обнаружена. Однако при этом гарантии ее обнаружения в случае описанного замещения не существует. Появление любой неисправности из описанного класса допустимых двух типов неисправностей трансформирует исходный НЛА в некоторый детерминированный ЛА.

Для обнаружения неисправности в процессе тестирования НЛА воспользуемся принципом, который был нами описан и использован в [21]. Очевидно, что любому НЛА M можно поставить в соответствие конечное множество S (M) ЛА, полученных из M при замене в некоторой его характеристической матрице одного элемента. Это означает, что множество S (M) есть совокупность детерминированных ЛА, которые в целом моделируют все возможные варианты поведения исходного ЛА M при наличии в нем допустимой неисправности. Тогда естественно считать, что проверяемый НЛА является исправным автоматом, если наблюдаемая его реакция на тест совпадает с реакцией на тот же тест некоторого детерминированного ЛА из множества S (M). Если же реакция на тест проверяемого НЛА не совпадает с реакцией на тот же тест хотя бы одного из детерминированных ЛА, входящих в множество S (M), то проверяемый НЛА естественно отнести к классу неисправных.

3. Метод синтеза тестов для НЛА

Задача синтеза тестов для детерминированного ЛА была исследовалась нами в [19] для детерминированного ЛА, где были разработаны соответствующие методы для различных видов ЛА. В частности, были предложены методы синтеза тестов для μ-определенных и синхронизируемых ЛА, а также универсальный метод синтеза для ЛА произвольного вида. Последний метод основан на существовании у произвольных ЛА конечной памяти. В нашей статье [21] сформулирован общий принцип синтеза тестов для НЛА на основе подхода, использованного в [19].

Ниже в этом разделе будет на основе упомянутого принципа дано детальное и строгое математическое обоснование методов синтеза тестов для НЛА всех видов, аналогичных существующим у «четких» ЛА. В процессе изложения будет необходимо использовать некоторые понятия, конструкциии и приемы из теории экспериментов с автоматами, введенные и описанные в классической монографии А. Гилла [20]. Поскольку не все читатели могут быть знакомы с этим арсеналом средств и методов теории экспериментов, по мере необходимости будем приводить некоторые определения и факты этой теории.

Рассмотрим вначале задачи синтеза тестов для так называемых μ-определенных и для синхронизируемых ЛА. Прежде всего напомним [20] понятие конечной памяти автомата. Говорят, что детерминированный ЛА имеет конечную память глубины μ, если для любого t верно следующее равенство:

$$\overline{y}(t) = f(\overline{u}(t), \overline{u}(t-1), \ldots, \overline{u}(t-\mu,), \overline{y}(t-1), \ldots, \overline{y}(t-\mu)), \tag{5}$$

где $\overline{u}(t)$ — входные и $\overline{y}(t)$ — выходные векторы ЛА в момент времени t.

Известно также [20], что любой конечный автомат, в частности линейный, имеет конечную память глубины $\mu \le \frac{1}{2}q(q-1)$, где q — число состояний автомата.

В [20] введено также следующее понятие: ЛА называется μ-определенным, если его выходной сигнал $\overline{y}(\mu)$ в момент времени μ зависит только от предыдущих μ входов $\overline{u}(t), \overline{u}(t-1), \ldots, \overline{u}(t-\mu,)$.

В нашей статье [19] доказано, что необходимым и достаточным условием для того, чтобы ЛА был μ-определенным, является выполнение равенства $CA^{\mu} = [0]$, где [0] — нулевая матрица (вектор), а C, A суть характеристические матрицы в формулах (1) и (2).

Напомним также [18], что входная последовательность ЛА называется синхронизирующей последовательностью (СП), если независимо от начального состояния ЛА после подачи СП он оказывается в одном и том же финальном (конечном) состоянии. В нашей статье [18] доказано, что необходимым и достаточным условием существования СП длины μ ЛА будет выполнение равенства $A^{\mu} = [0]$.

Из двух приведенных выше утверждений вытекает, что каждый синхронизируемый ЛА одновременно является и μ-определенным ЛА.

Следуя [18], можно ввести аналогичные понятия для НЛА: НЛА А назовем μ-определенным (синхронизируемым), если каждый ЛА из множества $S(M) = \{A_1, A_2, \ldots, A_q\}$, введенного нами выше, является μ-определенным (синхронизируемым). Напомним, что $S(M) = \{A_1, A_2, \ldots, A_q\}$ есть множество ЛА, полученных из автомата M путем поочередной замены некоторого элемента (имеющего q альтернативных) в его характеристической матрице на один из альтернативных.

Используя принятые в [18] обозначения (условимся и в последующем изложении использовать обозначения из [18]), пусть A^*, B^*, C^*, D^* — характеристические матрицы тестируемого НЛА; в исправном НЛА $\tilde{A}$ они соответствуют матрицам некоторого конкретного ЛА из множества $S(M) = \{A_1, A_2, \ldots, A_q\}$. Условимся считать, что оба эти автомата μ-определенны и синхронизируемы.

В общем случае они имеют разную глубину памяти, которую обозначим как μ_1 и μ_2 соответственно. Пусть $\mu = \max(\mu_1, \mu_2)$, тогда понятно, что справедливыми являются равенства $C^*(A^*)^k = [0]$ и $CA^k = [0]$ для всех $k \geq \mu$.

Предположим, что одна и та же входная последовательность $T = \overline{u}(0)$, $\overline{u}(1), \ldots, \overline{u}(\mu)$ длины $\mu + 1$ прикладывается к тестируемому НЛА, о котором до этого эксперимента неизвестно, является ли он исправным или неисправным. Тогда, имея в виду только что упомянутое, а также формулу (4), вычислим полные реакции обоих автоматов [19] независимо от их начального состояния:

$$\overline{y}^*(\mu) = C^*(A^*)^{\mu-1} B^* \overline{u}(0) + C^*(A^*)^{\mu-2} B^* \overline{u}(1) + \ldots + C^* B^* \overline{u}(\mu - 1) + D^* \overline{u}(\mu),$$

$$\overline{y}(\mu) = CA^{\mu-1} B\overline{u}(0) + CA^{\mu-2} B\overline{u}(1) + \ldots + CB\overline{u}(\mu - 1) + D\overline{u}(\mu).$$

Здесь первое выражение есть реакция тестируемого автомата, а второе выражение — реакция НЛА, если он исправен.

Теперь запишем разность этих выражений:

$$\overline{y}(\mu) - \overline{y}^*(\mu) = [CA^{\mu-1}B - C^*(A)^{*\mu-1} B]\overline{u}(0) + \ldots + [D - D^*]\overline{u}(\mu). \quad (6)$$

Совершенно очевидно, что тестируемый автомат является неисправным, если реакции его и исправного автомата различны, т. е. разность $\overline{y}(\mu) - \overline{y}^*(\mu)$ есть ненулевой вектор. Равенство (6) можно трактовать естественным образом как систему линейных алгебраических уравнений (СЛАУ) относительно координат вектора $u = [\overline{u}_1(0), \ldots, \overline{u}_l(0), \ldots, \overline{u}_1(\mu), \ldots, \overline{u}_l(\mu)]$. Обозначим матрицу системы (6) через Q, тогда она примет форму:

$$Q \cdot u = y. \quad (7)$$

где y есть некоторый m-мерный ненулевой вектор. Решив эту систему для всех возможных ненулевых векторов, мы получаем тест, отличающий проверяемый НЛА и автомат $\tilde{A}$.

Отметим кстати, что для решения СЛАУ разработан обширный арсенал эффективных математических методов (как точных, так и приближенных).

Если найти путем решения соответствующих СЛАУ тесты, отличающие проверяемый автомат от каждого ЛА множества S (M), то совокупность всех этих тестов, очевидно, является полным тестом, который обнаруживает неисправности в НЛА. Нужно иметь в виду, что неисправный НЛА интерпретируется нами так, как это было определено выше.

Так как множество всех ненулевых векторов y (мы обозначаем его как Y, следуя [18]) может содержать много элементов даже для малых значений m, то процесс поиска решений СЛАУ (7) окажется трудоемким.

Опишем способ устранения этого недостатка. Рассмотрим только одну *однородную* СЛАУ с матрицей Q (напомним, что у нее все правые части системы равны 0). Найдем ее решение, которое обозначаем как U, тогда множество векторов $Y \setminus U$ (теоретико-множественная разность), где U — это совокупность всех векторов — решений размерности m, совершенно очевидно, является искомым тестом. Таким образом, задача сводится к решению только одной единственной однородной системы.

Предложенный метод синтеза тестов является справедливым в том случае, когда все неисправные НЛА являются либо μ-определенными, либо синхронизируемыми. Может показаться, что это требование очень жесткое. На самом деле это не совсем так.

Очевидно, что оно заведомо выполняется, если неисправнсть НЛА изменяет только элементы характеристических матриц B, C, D. Что касается матрицы A, то, к сожалению, не каждое ее изменение сохраняет упомянутые свойства. Таким образом, предложенный метод гарантирует синтез обнаруживающего теста для неисправностей, порождаемых изменением трех характеристических матриц из четырех, и только для изменений в матрице A он иногда (но не всегда!) может давать сбой.

Исходя из описания предложенного метода синтеза тестов, легко показать, что для двух рассмотренных классов НЛА тесты, построенные с его использованием, имеют длину $\mu+1$, где μ есть глубина памяти ЛА. Известно [6], что $\mu \le n$, где n — размерность ЛА. Отсюда вытекает, что метод синтезирует тесты достаточно короткой длины. В практических приложениях этот факт является очень важным.

Возникает вопрос: как синтезировать тест, если НЛА не относится к рассмотренным выше двум видам? Опишем теперь, как по аналогии с [19] можно предложить метод синтеза тестов для произвольных НЛА, не требуя от них μ-определенности или синхронизируемости. Этот метод, как и в [19] для случая детерминированного ЛА, основан на том факте, что, как известно [20], любой автомат имеет конечную память. Идея этого метода по аналогии с [21] очевидным образом может быть распространена и на случай НЛА.

Понятно, что ЛА — просто частный случай обычного детерминированного конечного автомата. Следовательно, методы синтеза тестов, разработанные для него, применимы и для ЛА.

Кратко напомним один из них, подробно описанный в [20]. Пусть A — тестируемый автомат НЛА, а $\tilde{A}$ — некоторый конкретный ЛА из множества S (A), являющихся минимальными. Пусть множества их допустимых начальных состояний совпадают с соответствующими множествами всех состояний этих двух автоматов. Для ЛА A построим любую установочную последовательность, обозначив ее через $u1$ [20], которая заведомо существует, т.к. автомат А минимальный.

Напомним [20], что последовательность называется установочной, если по наблюдаемой реакции на нее можно однозначно определить финальное состояние, в котором окажется автомат после ее подачи. Вернемся к изложению метода синтеза. Теперь подадим u1 на предъявленный тестируемый автомат. Пока неизвестно, является ли испытуемый автомат исправным или неисправным. По наблюдаемой реакции найдем конечное состояние $s_f(A)$, в котором должен оказаться испытуемый автомат, если бы он был ЛА A. Далее построим установочную последовательность $u2$ для автомата $\tilde{A}$ и подадим ее на тестируемый автомат. По наблюдаемой реакции найдем конечное состояние $s_f(\tilde{A})$, в котором должен оказаться испытуемый автомат, если бы он был автоматом $\tilde{A}$. Далее рассмотрим *расщепляемый автомат* $\Delta(A,\tilde{A})$, определенный в [20], считая его допустимыми начальными состояниями состояние $s_f(A)$ и состояние $s_f(\tilde{A})$ автомата $\Delta(A,\tilde{A})$. Для расщепляемого автомата с упомянутым множеством допустимых начальных состояний построим установочную последовательность $u3$ и подадим ее на вход тестируемого автомата. По наблюдаемой реакции найдем конечное состояние расщепляемого автомата. Если оно принадлежит подмножеству состояний автомата A, то тестируемый автомат является ЛА A, если же оно принадлежит подмножеству состояний автомата $\tilde{A}$, то испытуемый автомат является автоматом ЛА $\tilde{A}$. Для получения обоснованного вывода об исправности или неисправности испытуемого автомата необходимо только что описанный процесс реализовать для каждого из автоматов множества S (A).

По полученным результатам вывод об исправности или неисправности НЛА делается по тому же правилу, что применялось для случая μ-определенных и синхронизируемых автоматов.

Из [20] известно, что для любого ЛА длина установочной последовательности не превышает величины n, где n — размерность ЛА. Кроме того, известно [6]: если ЛА имеет хотя бы одну установочную последовательность длины k, то таковыми будут и все остальные входные последовательности длины k. Из последнего факта следует, что для ЛА проблема синтеза установочной последовательности в действительности легко решается. Значит, описанный выше метод синтеза тестов оказывается весьма эффективным именно для класса ЛА. Очевидно, что длина искомого теста $u1$, $u2$, $u3$ заведомо не превышает величины $3n$, где n – размерность ЛА. Чтобы сравнить длины тестов, напомним [20], что для автоматов с двузначным входным алфавитом общего вида аналогичная верхняя оценка равна $2^N (N-1)$, где N — число состояний автомата (обычно $n \ll N$).Сопоставление этих двух оценок красноречиво говорит о высоком качестве тестов по критерию длины, получаемых описанным методом для линейных, в т.ч. нечетких автоматов, по сравнению с произвольными автоматами.

Заключение

Надежность функционирования любых цифровых устройств (ЦУ) является одним из ключевых требований. Обеспечение высокой надежности включает в качестве одного из этапов проведение их тестирования. Среди таких ЦУ важное место принадлежит современным ГИС, описываемым, как это было показано выше, математическими моделями НЛА. Проблемам тестирования ЛА и НЛА посвящен ряд публикаций. Однако предложенные в них методы тестирования нуждаются в выполнении некоторых существенных требований. В качестве примера приведем статью [22], в которой тестирование предполагает знание внутреннего состояния ЛА в любой момент времени. Доступ к такой информации для реальных ЦУ либо не выполняется вообще, либо выполняется для очень ограниченных видов ЦУ. В качестве второго примера приведем статью [23], где предложенный метод тестирования требует специальной технической реализации ЦУ. Очевидно, что для выполнения этого требования понадобятся дополнительные затраты на проектирование таких ЦУ.

Предложенный в нашей статье метод тестирования систем с нечеткими компонентами, принцип функционирования которых намного сложнее, чем у традиционных «четких» систем, не подразумевает выполнения описанных в [22, 23] требований, в чем и состоит его значительное премущество.

Библиографический список

1. *Zadeh L. A.* Fuzzy sets / L. A. Zadeh // Inf. Control. – 1965. – № 8. – P. 338–353.
2. *Батыршин И. З.* Нечеткие гибридные системы. Теория и практика / И. З. Батыршин, А. О. Недосекин, А. А. Стецко, В. Б. Тарасов, Н. А. Язенин, Н. Г. Ярушина. – М. : Физматлит, 2007. – 207 с.
3. *Medsker L. R.* Hybrid Intelligent Systems / L. R. Medsker. – Boston : Kluver Academic Publishers, 1995. – 298 p.
4. *Mori H.* A hybrid expert system for fault detection in power system / H. Mori // Proc. of IEEE IJCNN. – 2002. – Vol. 2. – P. 2138–2143.
5. *Prigogine I.* The End Certainty : Time, Chaos and New Laws of Nature / I. Prigogine, I. Stengers. – NY, London : The Free Press, A Division of Simon & Shuster Inc, 1997. – 228 p.
6. *Gill A.* Linear Sequential Circuits : Analysis, Synthesis, and Applications / A. Gill. – New York : McGraw-Hill, 1966. – 216 p.
7. *Wee W.* A formulation of fuzzy automata and its application as a model of learning system / W. Wee, S. Fu // IEEE Trans. Systems Science and Cybernetics. – 1969. – Vol. 1. – N 1. – P. 215–223.
8. *Zimmermann H.-J.* Fuzzy set theory and its applications / H.-J. Zimmermann. – New York : Kluwer Academic Publishers, 2001. – 437 p.
9. *Mordeson J. N.* Fuzzy automata and language : theory and applications / J. N. Mordeson, D. S. Malik. – London : Chapman and Hall/CRC Press, 2002. – 376 p.
10. *Doostfatemech M.* New directions in fuzzy automata / M. Doostfatemech, S. C. Kremer // Journal of Approximate Reasoning. – 2005. – Vol. 38. – N 2. – P. 175–214.

11. *Li Y.* The universal fuzzy automaton / Y. Li, Q. Wang // Fuzzy Sets and Systems. – 2014. – Vol. 249. – P. 27–48.
12. *Cao Y.* Nondeterministic fuzzy automata / Y. Cao, Y. Ezawa // Information Sciences. – 2012. – N 191. – P. 86–97.
13. *Popovic Z.* Generalized directable automata, words, language and combinatories / Z. Popovic, S. Bogdanovic, T. Petcovic, M. Ciric // III. Proceedings of the Third International Colloquim in Kyoto, Japan. – 2003. – P. 378–395.
14. *Kandel A.* Fuzzy switching and automata : theory and applications / A. Kandel, S. Lee. – London : Edward Arnold Publishers Ltd, 1979. – 534 p.
15. *Karthikeyan V*. Directable fuzzy automata / V. Karthikeyan, M. Rajuseker // Intern. Journal of Computer Applications. – 2015. – Vol. 131. – N 12. – P. 1–4.
16. *Karthikeyan V.* Generalized directable fuzzy automata / V. Karthikeyan, M. Rajuseker // Intern. Journal of Computer Applications. – 2015. – Vol. 125. – N 12. – P. 1–5.
17. *Speranskii D. V.* Experiments with fuzzy finite state machines / D. V. Speranskii // Automation and Remote Control. – 2015. – Vol. 76. – N 2. – P. 278–291.
18. *Speranskiy D. V.* Synchronization of Fuzzy Linear Automata / D. V. Speranskii // Automatic Control and Computer Sciences. – 2016. – Vol. 50. – N 2. – P.72–79.
19. *Speranskii D. V*. On testing linear automata / D. V. Speranskii // Automation and Remote Control. – 2000. – Vol. 61. – N 5. – P. 858–865.
20. *Gill A*. Introduction to the theory of finite-state machines / A. Gill. – New York : McGraw-Hill, 1962. – 212 p.
21. *Сперанский Д. В.* Тестирование нечетких линейных автоматов / Д. В. Сперанский // Изв. Сарат. ун-та. – 2019. – № 2. – Р. 61–66. – (Математика. Механика. Информатика)
22. *Agibalov G. P.* On simple experiments for linear initial automata / G. P. Agibalov, A. G. Yufat // Automatic Control and Computer Sciences. – 1972. – Vol. 6. – N 2. – P. 17–19.
23. *Kolesov N. V.* Designing a checking test for a linear finite automata / N. V. Kolesov // Automation and Remote Control. – 1982. – Vol. 43. – № 2. – P. 185–199.

D. V. Speransky
A. V. Gorelik
I. A. Zhuravlev
A. V. Orlov

The department of "Systems for Transport Infrastructure Management", Russian University of Transport (MIIT), Moscow

TESTING THE SYSTEMS WITH FUZZY DISCRETE COMPONENTS

Modern complex systems are build based on heterogeneous components with various interrelationships, fuzziness, and uncertainty of the laws of functioning of the components and the system. An important class of such systems comprises hybrid intelligent systems, where the components are represented by analytical models of fuzzy objects, artificial neural networks, expert systems, etc. The article considers fuzzy discrete devices being, for example, part of hybrid systems. Fuzzy linear automata (FLA) introduced in the article are used as a mathematical model of such components. The problem of test synthesis for FLA used to detect faults in them is discussed. Normal single-stuck faults are permissible faults in FLA. The faults originating from the replacement of some elements of the FLA characteristic matrices with others (from a given set of alternative ones) are also permissible. Test synthesis methods for FLA belonging to the class of m-deterministic and synchronized automata, as well as arbitrary linear automata have been developed. The first two methods are based on reducing the considered problem of solving systems of linear algebraic equations. It should be noted that there is a well-developed mathematical apparatus applying a few effective methods for searching for such solutions. The tests synthesized by these methods for m-deterministic and synchronized FLA are sufficiently short and do not exceed the memory depth of the corresponding automata. It is shown that the conditions for an FLA referring to the two first classes mentioned above are not too strict. It is noted that the known methods of test synthesis for linear automata require compliance with much more stringent requirements. The synthesis method for arbitrary FLA also builds short tests.

Technical diagnostics, discrete systems with memory, linear sequential machines, fuzzy linear automata, testing, control test synthesis methods

DOI: 10.20295/2412-9186-2020-6-4-518-531

References

1. *Zadeh L. A.* (1965) Fuzzy sets. *Inf. Control*, no. 8, pp. 338–353.
2. *Batyrshin I. Z., Nedosekin A. O., Stetsko A. A., Tarasov V. B., Yazenin N. A. & Yarushina N. G.* (2007) Nechetkiye gibridnyye sistemy. Teoriya i praktika [Fuzzy hybrid systems. Theory and practice]. Moscow, Fizmatlit Publ., 207 p. (In Russian)
3. *Medsker L. R.* (1995) Hybrid Intelligent Systems. Boston, Kluver Academic Publishers, 298 p.
4. *Mori H.* (2002) A hybrid expert system for fault detection in power system. *Proc. of IEEE IJCNN*, vol. 2, pp. 2138–2143.
5. *Prigogine I. & Stengers I.* (1997) The End Certainty: Time, Chaos and New Laws of Nature. NY, London, The Free Press, A Division of Simon & Shuster Inc, 228 p.
6. *Gill A*. (1966) Linear Sequential Circuits: Analysis, Synthesis, and Applications. New York, McGraw-Hill Press, 216 p.
7. *Wee W. & Fu S.* (1969) A formulation of fuzzy automata and its application as a model of learning system. *IEEE Trans. Systems Science and Cybernetics*, vol. 1, no. 1, pp. 215–223.
8. *Zimmermann H.-J.* (2001) Fuzzy set theory and its applications. New York, Kluwer Academic Publishers, 437 p.
9. *Mordeson J. N. & Malik D. S.* (2002) Fuzzy automata and language: theory and applications. London, Chapman and Hall/CRC Press, 376 p.
10. *Doostfatemech M. & Kremer S. C.* (2005) New directions in fuzzy automata. *Journal of Approximate Reasoning*, vol. 38, no. 2, pp. 175–214.
11. *Li Y. & Wang Q.* (2014) The universal fuzzy automaton. *Fuzzy Sets and Systems*, vol. 249, pp. 27–48.
12. *Cao Y. & Ezawa Y.* (2012) Nondeterministic fuzzy automata. *Information Sciences*, no. 191, pp. 86–97.
13. *Popovic Z.,* Bogdanovic S., Petcovic T. & Ciric M. (2003) Generalized directable automata, words, language and combinatories. *III. Proceedings of the Third International Colloquim in Kyoto, Japan*, pp. 378–395.
14. *Kandel A. & Lee S.* (1979) Fuzzy switching and automata: theory and applications. London, Edward Arnold Publishers Ltd, 534 p.
15. *Karthikeyan V. & Rajuseker M.* (2015) Directable fuzzy automata. *Intern. Journal of Computer Applications*, vol. 131, no. 12, pp. 1–4.

16. *Karthikeyan V. & Rajuseker M.* (2015) Generalized directable fuzzy automata. *Intern. Journal of Computer Applications*, vol. 125, no. 12, pp. 1–5.
17. *Speranskiy D. V.* (2015) Experiments with fuzzy finite state machines. *Automation and Remote Control*, vol. 76, no. 2, pp. 278–291.
18. *Speranskiy D. V.* (2016) Synchronization of Fuzzy Linear Automata. *Automatic Control and Computer Sciences*, vol. 50, no. 2, pp. 72–79.
19. *Speranskiy D. V*. (2000) On testing linear automata. *Automation and Remote Control*, vol. 61, no. 5, pp. 858–865.
20. *Gill A*. (1962) Introduction to the theory of finite-state machines. New York, McGraw-Hill Press, 212 p.
21. *Speranskiy D. V.* (2019) Testirovaniye nechetkikh lineynykh avtomatov [Fuzzy Linear Automata Testing]. *Izv. of Saratov University*, no. 2, pp. 61–66. – (Mathematics. Mechanics. Informatics) (In Russian)
22. *Agibalov G. P. & Yufat A. G.* (1972) On simple experiments for linear initial automata. *Automatic Control and Computer Sciences*, vol. 6, no. 2, pp. 17–19.
23. *Kolesov N. V.* (1982) Designing a checking test for a linear finite automata. *Automation and Remote Control*, vol. 43, no. 2, pp. 185–199.

Статья представлена к публикации членом редколлегии Вал. В. Сапожниковым
Поступила в редакцию 12.05.2020, принята к публикации 15.09.2020

СПЕРАНСКИЙ Дмитрий Васильевич — доктор технических наук, профессор кафедры «Системы управления транспортной инфраструктурой» Российского университета транспорта

e-mail: Speranskiy.dv@gmail.com

ГОРЕЛИК Александр Владимирович — доктор технических наук, профессор, заведующий кафедрой «Системы управления транспортной инфраструктурой» Российского университета транспорта

e-mail: agorelik@yandex.ru

ЖУРАВЛЕВ Илья Александрович — кандидат технических наук, доцент кафедры «Системы управления транспортной инфраструктурой» Российского университета транспорта

e-mail: zhuravlev_ia@mail.ru

ОРЛОВ Александр Валерьевич — кандидат технических наук, доцент кафедры «Системы управления транспортной инфраструктурой» Российского университета транспорта

e-mail: summerman1978@gmail.com