

УДК 519.713

ББК 32.815

О ПРОБЛЕМАХ ТЕОРИИ АВТОМАТОВ

Любченко В.С.¹

(ФГБУН Институт проблем управления им.

В.А.Трапезникова РАН, Москва)

В работе рассмотрены проблемы теории автоматов и их решение. Предложены закон функционирования автоматов, абстрактная модель структурного типа и сети на ее базе. На примерах продемонстрирована эффективность предлагаемых решений. Полученные результаты представляют интерес для теории и практики реализации сложных систем параллельного типа.

Ключевые слова: теория автоматов, закон функционирования автоматов, структурный автомат, автоматные сети, параллельные системы.

1. Введение

С усложнением систем в теории автоматов все сильнее проявляются проблемы, которые не столь скрыты, чтобы их было сложно разглядеть, но и не так уж явны, чтобы лежать на поверхности. Пока они даже не вызывают особой тревоги. И, скорее всего, просто потому, что проблемами пока не считаются.

Но, однако, чем объяснить существование схем, которые с точки зрения теории некорректны, а на практике используются весьма широко? Например, известная схема асинхронного RS-триггера.

И можно ли подвергать критике канонический метод структурного синтеза автоматов, который является одной из основ-

¹ Любченко Вячеслав Селиверстович, ведущий инженер (sllubch@mail.ru).

ных тем теории структурных автоматов? А все дело в том, что из структурно полного набора элементов можно исключить элементы памяти. И это позволит создавать только более быстрые и оптимальные схемы.

Отмеченные проблемы, если не искажают, то, как минимум, затрудняют понимание работы реальных схем. Парадокс наличия схем, само существование которых противоречит теории, приводит к созданию решений, которые не идеальны по многим параметрам. В такой ситуации, наверное, утешением может быть лишь то, что они все же работают.

Выше мы, безусловно, усугубили ситуацию, хотя и не так уж сильно исказили. Известно выражение, – «если факты противоречат теории – тем хуже для фактов». Анализ выявленных фактов, их объективная оценка и разрешение возникших проблем позволяют сделать теорию более адекватной сложным системам и расширить область ее приложения. Это и станет предметом обсуждения в рамках данной работы.

2. Закон функционирования автоматов

Рассмотрим закон функционирования автоматов, с которого обычно начинается их определение. Типовой можно считать расплывчатую формулировку, что «в каждый из моментов дискретного времени устройство ... воспринимает входной сигнал ..., выдает выходной сигнал... и переходит в новое состояние...» (см. [5], стр.47). Иногда уточняется, что «выходной сигнал $y(t)$ реального автомата всегда появляется после входного сигнала $x(t)$ » (см.[3], стр.156).

Обычно же, когда дается строгое описание функционирования автоматов, выходной и входной сигналы привязывают к одному и тому же моменту времени. В результате функция выходов автоматов (а для дальнейших рассуждений важна лишь только она) приобретает вполне конкретный вид.

Она может быть такой:

- (1) $\beta(t) = \psi(k(t), \alpha(t))$,
или такой:
- (2) $y(t)=\varphi(q(t-1), x(t)); y(t)= \varphi(q(t), x(t))$.

Выражение (1) определяет преобразование автоматом входных слов в выходные слова (подробнее см. [2], стр.17-18), а (2) связывает появление выходного сигнала у автомата по отношению к пришедшему на его вход сигналу (подробнее см. [3], стр.156) для двух выделяемых теорией типов автоматов.

Но что, если выражение (2) представить в следующем виде:

$$(3) \quad y(t)=\varphi(q(t-1), x(t-1)); y(t)= \varphi(q(t), x(t-1)).$$

Если данное выражение соотнести с текущим моментом времени t , то оно примет вид:

$$(4) \quad y(t+1)=\varphi(q(t), x(t)); y(t+1)= \varphi(q(t+1), x(t)).$$

Подобный закон функционирования автомата уже учитывает инерционность реальных объектов, привнеся это же понятие и в формальную модель. При этом минимальная задержка выдачи выходного сигнала по отношению входному сигналу определяется величиной реального времени единичного дискретного такта автомата.

В рамках закона функционирования, представленного выражением (4), изменение выходного сигнала автомата уже не может влиять на текущее значение его входного сигнала. А это, как далее увидим, позволит снять довольно серьезные ограничения на построение структурных схем из автоматов.

3. Проблема циклических цепей

Циклической цепью называется последовательность из одного и более автоматов, начинающаяся любым входным узлом первого автомата цепи и оканчивающаяся любым выходным узлом последнего автомата, подключенным к любому входному узлу первого автомата[1].

Но если в теории циклические цепи некорректны, то на практике они вполне работоспособны. Примером может служить схема простого генератора сигналов, представленная на рис.1.

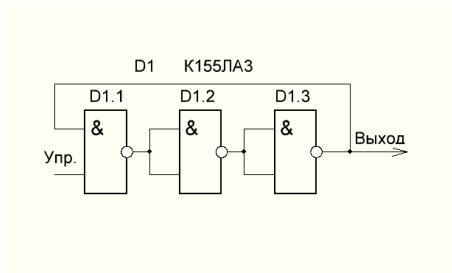


Рис. 1. Схема генератора на элементах И-НЕ

Другой пример, – уже упомянутая схема RS-триггера. Она с точки зрения циклических цепей дважды некорректна, т.к. содержит две перекрестные подобные цепи.

Проблема циклических цепей порождена законами функционирования автоматов, у которых нормой считается изменение выходного сигнала у автомата одновременно с изменением входного сигнала. Но она становится не актуальной, если автомат функционирует в соответствии с выражением (4).

В дополнение к изменению закона функционирования автоматов, обязательным условием должно быть функционирование всех автоматов цепи «в одном и том же дискретном автоматном времени» (подробнее о едином времени схем см. [1], стр. 171).

4. О «мгновенных» элементах

В соответствии с каноническим методом структурного синтеза автоматов задачу синтеза можно свести к синтезу комбинационных схем. При этом в полученном в результате синтеза структурном автомате выделяют три части – память и две комбинационных схемы, КС1 и КС2[1, 4].

Набор элементарных автоматов, позволяющий решить любую задачу структурного синтеза, называется структурно полным. Он включает два класса автоматов, называемых элементарными (другое их название – функциональные элементы), где автоматы первого класса называют элементами памяти, второго – комбинационными или логическими элементами.

Элементы памяти представлены автоматами Мура, имеющими более одного состояния, комбинационные элементы – автоматами Мили с одним состоянием. Но поскольку и те и другие являются автоматами, то различий между ними на формальном уровне, казалось бы, не должно быть, но почему при этом одни считаются имеющими память, а другие – нет?

Роль элементов памяти состоит в фиксации значений функций возбуждения, представленных комбинационными схемами, поскольку последние, выдав «мгновенный» сигнал, не запоминают его подобно автоматам Мура. Именно поэтому необходимо фиксировать значение выходного сигнала, выданного последним элементом комбинационной схемы функции возбуждения, с целью сформировать в дальнейшем значение разряда состояния структурного автомата.

У элемента памяти, как у автомата Мура, выход отождествлен с его состояниями. Но если для некоторого логического элемента, реализующего ту или иную логическую функцию, вместо одного состояния ввести состояния, отождествленные с его выходом, то принципиального отличия между ним и элементом памяти уже не будет.

Правда, заметим, что в этом случае моделью логического элемента будет уже не чистый автомат Мили, а совмещенный автомат Мили-Мура. Данный автомат, с одной стороны, функционирует, как автомат Мили, а с другой стороны, выдает сигналы, отождествленные с его состояниями, подобно автомату Мура. Рассмотрим применение подобной [совмещенной] модели автомата на примерах некоторых схем.

Пример логической схемы, заимствованной из [5], показан на рис. 2а. Исходя из теории структурного синтеза, должен быть абстрактный автомат, который она реализует. Однако в [5] нет информации, как была создана схема и была ли она результатом применения метода канонического синтеза к некоторому абстрактному автомату.

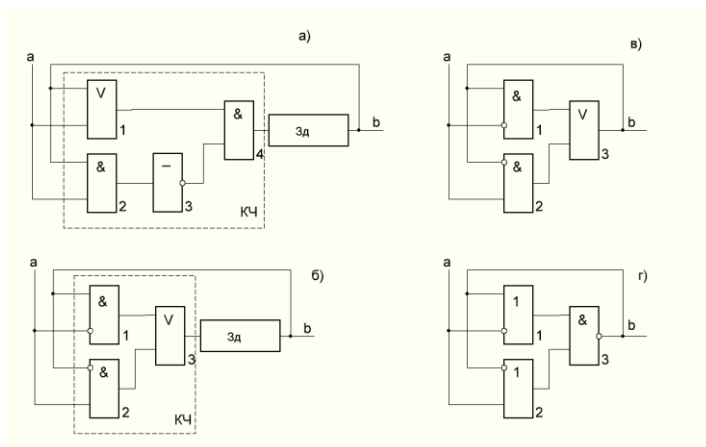


Рис. 2. Схема подсчета единиц на входе схемы

В то же время, зная процедуру подобного синтеза, путем обратных рассуждений можно «вычислить», что это мог бы быть автомат, показанный на рис. 3. Покажем, что наше предположение верно и схема на рис. 2а реализует данный автомат.

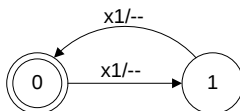


Рис.3. Автоматная модель подсчета единиц

Легко видеть, что функция возбуждения φ (см. графический метод структурного синтеза автоматов, описанный в [4]) для элемента памяти на задержке в случае преобразования исходного конъюнктивного вида эквивалентной схеме булевой функции к эквивалентной дизъюнктивной форме примет следующий вид:

$$(5) \quad \varphi = (a \vee b)(\overline{ab}) \equiv (a(\overline{ab}) \vee b(\overline{ab})) \equiv (\overline{ab}) \vee (a\overline{b})$$

Таким образом, результат преобразования функции возбуждения приводит к схеме, показанной на рис.2б. А эта схема уже совпадает со схемами возбуждения элементов задержки,

порожденных методом структурного синтеза, применительно к автомату на рис.3. Следовательно, наше предположение о том, что данный автомат эквивалентен схеме на рис.2а верно.

Преобразование выражения (5) базировалось на предположении, что элементы комбинационной схемы «мгновенны». Только в таком случае функция возбуждения, представленная элементарными автоматами, эквивалентна обычной булевой функции. Соответственно в этом случае к ней применимы приемы и правила теории булевских функций.

Ранее было показано, что для сети автоматов, которой, строго говоря, соответствует множество элементов схемы возбуждения, это не так. В этом случае любой элемент обладает как минимум единичной задержкой, соответствующей единичному дискретному такту автомата, а потому автомат на рис.3 эквивалентен схеме на рис. 2а (или 2б) лишь в рамках договоренности о «мгновенных» элементах.

Моделирование схем на рис.2а/2б показывает, что на частотах, сравнимых с задержками элементов схемы, они будут вести себя иначе, чем автомат на рис.3. Более того, любая из схем может даже войти в режим генерации, который строго доказать или опровергнуть можно, если найти для той или иной схемы эквивалентный ей автомат. Это можно сделать, используя алгебраическую операцию композиции автоматов [3]. В данном случае ее применяют, начиная с любых двух автоматов, до тех пор, пока не будет найден эквивалентный схеме автомат.

Операция композиции порождает достаточно трудоемкую процедуру нахождения результирующего автомата. Так, если предположить, что каждый автомат схемы имеет по два состояния (по количеству состояний выходов элементов), то схеме на рис.2а будет соответствовать эквивалентный автомат с 32-мя состояниями (определяется произведением состояний всех автоматов). Построить такой автомат непросто, да и с наглядным его представлением и пониманием, например, в форме графа, скорее всего, будут проблемы.

Схема на рис.2б, полученная после минимизации схемы рис.2а, имеет на один элемент меньше. Ей будет соответствовать эквивалентный автомат, у которого 16 состояний. Хотя это

в два раза меньше, но на понимание работы схемы это повлияет мало.

Тем не менее, в рамках определенных допущений можно утверждать, что все схемы на рис.2 эквивалентны абстрактному автомату на рис.3. И тогда по виду последнего можно сказать, что схемы превращаются в генератор единичного сигнала на тот период, пока вход x_1 находится в единичном состоянии. Это убеждает в том, что точный ответ на вопрос о поведении даже достаточно простых схем легче всего получить, если известны их эквивалентные модели.

Но проблема не только в том, что эквивалентные модели не известны, как для схемы рис. 2а из [5]. В случае «мгновенных» автоматов, а также схем, полученных методом канонического синтеза, их еще можно как-то определить. И это будет справедливо, пока задержки элементов памяти будут значительно превышать задержки логических элементов, обеспечивая соглашение о «мгновенности» элементов комбинационной схемы структурного автомата.

Проблемы возникнут на частотах, сравнимых с быстродействием элементов и/или для схем без элементов памяти (см. далее). В этом случае начинают проявляться гонки сигналов, при которых поведение схемы становится фактически непредсказуемым. А подобные гонки порождены тем, что эквивалентный некоторой схеме автомат на самом деле значительно отличается от интуитивно созданного или заранее известного абстрактного автомата, для которого создана схема в рамках канонического синтеза.

Известны условия и структурная организация схем, при которых канонический метод структурного синтеза порождает схемы, эквивалентные исходному абстрактному автомату. Но, безусловно, только в рамках определенных допущений. В том числе в рамках договоренности о «мгновенных» автоматах. Но необходимость соблюдения подобных соглашений приводит, как будет показано далее, к потерям в скорости работы схем.

5. Синтез схем без элементов памяти

Выше мы рассмотрели достаточно парадоксальную ситуацию, при которой удобные с точки зрения теории и весьма привлекательные для практики «мгновенные» элементы на самом деле ухудшают качество порождаемых методами теории схем. Например, снижая их быстродействие.

Покажем, что закон функционирования автомата в рассмотренной выше форме (см. выражение (4)), позволяет исключить из функционально полных наборов элементы памяти. Так, если убрать задержки, то схема на рис.2б может быть представлена в более простом виде, представленном на рис.2в. Для сравнения на рис.2г показана схема, полученная путем эквивалентных преобразований минимизированной булевой функции возбуждения (5) для схемы на рис.2в.

Рассмотрим, к чему приводит исключение элементов памяти на примере схем, полученных применением метода канонического синтеза структурных схем для автомата, показанного на рис.4. Уделим при этом особое внимание сравнению схем, полученных теоретически, с реальными схемами, эквивалентными рассматриваемому автомату, но некорректными с точки зрения той же теории.

Автомат на рис.4 представляет алгоритм работы RS-триггера на элементах И-НЕ, где x_1 , x_2 моделируют его входы, а внутренние состояния автомата – состояние его выходов. Кстати, аналогичная автоматная модель триггера с учетом задержки вентилей приведена в [6] (см. стр.200).

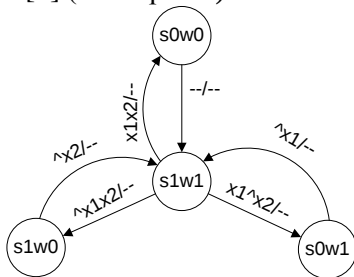


Рис.4. Автоматная модель функционирования RS-триггера

Схемы, полученные графическим методом структурного синтеза (см. [4]) по графу автомата, на задержках и на триггерах с отдельными входами, показаны соответственно на рис.5 и рис.6. Легко видеть, что они явно сложнее известной модели RS-триггера на элементах И-НЕ (см. рис.8).

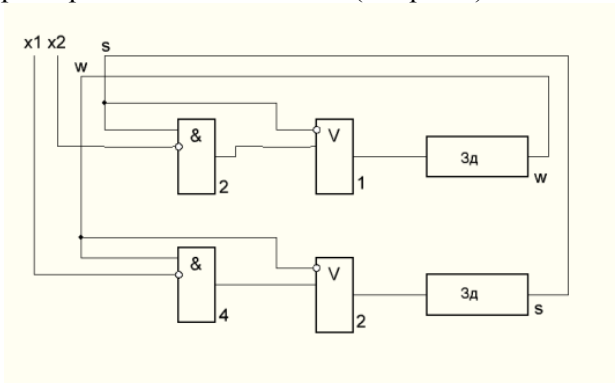


Рис.5. Структурный автомат модели RS-триггера на задержках

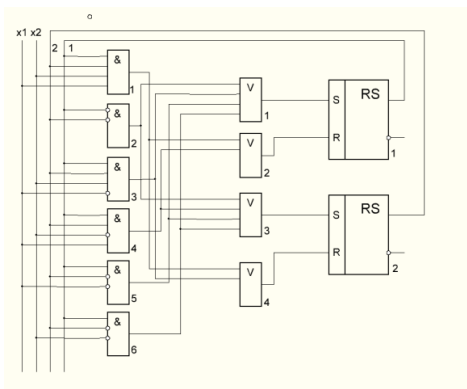


Рис.6. Структурный автомат модели RS-триггера на триггерах с отдельными входами

Возьмем схему на задержках (рис.5) и, преобразовав ее и убрав задержки, приходим к схеме, более близкой по виду к схеме

триггера. Полученная после подобного преобразования схема триггера приведена на рис.7.

Но даже после удаления элементов памяти схема получилась сложнее привычной схемы. Более того, не зная исходной модели, сложно сразу сказать, какому триггеру схема соответствует – на элементах И-НЕ или на ИЛИ-НЕ.

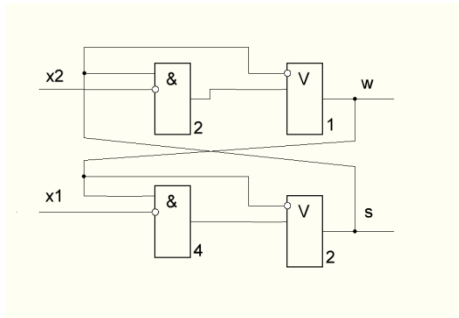


Рис.7. Структурный автомат модели RS-триггера без элементов памяти

Но функции возбуждения можно упростить. Выполнив это, получим следующую систему функций (см. также рис.7):

$$(4) \quad \begin{aligned} \varphi 1 &= s\bar{x}2 \vee \bar{s} \equiv \bar{s} \vee \bar{x}2 \equiv \overline{sx2}, \\ \varphi 2 &= wx1 \vee \bar{w} \equiv \bar{w} \vee x1 \equiv \overline{wx1}. \end{aligned}$$

Здесь процесс минимизации представляет последовательное применение сначала преобразования по закону поглощения Блейка-Порецкого, а затем – де Моргана.

После преобразований каждая из функций возбуждения реализуется одним элементом И-НЕ, а вместе они уже в точности соответствуют схеме RS-триггера на элементах И-НЕ, приведенной на рис.8.

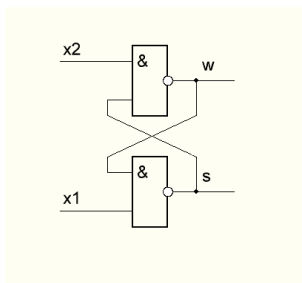


Рис.8. Схема RS-триггера на элементах И-НЕ

Таким образом, показано, что метод канонического синтеза работает и на наборе элементарных автоматов без элементов памяти. И, что примечательно, при этом получаются более простые и компактные схемы. Так, для структурной схемы на задержках (рис.5) схема уменьшилась в три раза, а по сравнению со схемой на триггерах с отдельными входами (рис.6) – в шесть раз.

Более того, схема RS-триггера теперь стала корректна и с точки зрения теории. Не забудем и еще одно важное преимущество схем без элементов памяти – это более высокая скорость их работы, т.к. элементы памяти уже не ограничивают их быстродействие.

6. Дизъюнктивная форма абстрактных автоматов

В теории автоматов выделяют полностью (или вполне) определенные и частичные автоматы. Для практики больший интерес представляют полностью определенные автоматы, т.к. они содержат все возможные переходы между состояниями.

На рис.9 приведена модель элемента И-НЕ в форме полностью определенного абстрактного автомата Мура, где двойной кружок обозначает начальное (инициальное) состояние автомата. Видно, что даже для такого достаточно простого объекта, модель уже достаточно объемна.

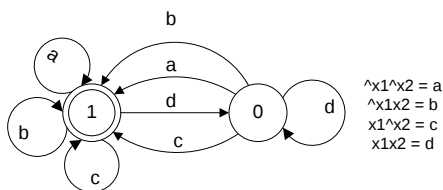


Рис.9. Абстрактный автомат модели элемента И-НЕ

В аналитической форме (см.[3]) ее описание – функция отображения F будет выглядеть следующим образом:

$$(5) \quad \begin{aligned} F1 &= \{1(a/-), 1(b/-), 1(c/-), 0(d/-)\}, \\ F0 &= \{1(a/-), 1(b/-), 1(c/-), 0(d/-)\}. \end{aligned}$$

С другой стороны, словесное описание функционирования элемента И-НЕ может быть весьма простым: единичное значение входов переводит выход элемента из любого состояния в состояние нуля, а нулевой сигнал на любом из его входов – из любого состояния в состояние единицы.

Автоматная модель, соответствующая данному описанию, показана на рис.10. Прочерки на переходах графа обозначают отсутствие выходных сигналов на соответствующем переходе.

В аналитической форме описание этого автомата будет следующим:

$$(6) \quad \begin{aligned} F1 &= \{0(x_1 x_2 / -)\}, \\ F0 &= \{1(\wedge x_1 / -), 1(\wedge x_2 / -)\}. \end{aligned}$$

Интуитивно понятно, что данная модель полностью описывает функционирование элемента И-НЕ. Причем представляет это в достаточно ясной, понятной и простой форме.

Однако с точки зрения теории автоматов подобная модель элемента И-НЕ нарушает множество соглашений. Это явно не чистый абстрактный автомат, т.к. имеет множество входных каналов – x_1 и x_2 . Это и не структурный автомат, т.к. не является схемой в обычном понимании структурных автоматов.

Более того, описывая в полном объеме работу реального объекта, данная модель по форме больше похожа на частичный автомат, т.к. в ней не представлены все возможные переходы из одного состояния в другое и т.д. и т.п.

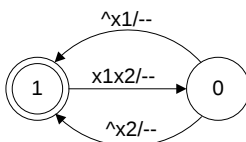


Рис.10. Структурная модель элемента И-НЕ

Назовем *дизъюнктивной нормальной формой* структурных конечных автоматов – ДНФ СКА полностью определенные структурные автоматы Мили, переходы которых помечены элементарными конъюнкциями логических переменных, соответствующих входным/выходным сигналам автомата. Пусть при этом модель ДНФ СКА содержит только *результативные* переходы, т.е. переходы, помеченные выходными сигналами, или переходы с прочерком на месте выходных сигналов, но изменяющие текущее состояние автомата.

Для представленной модели переходы, не включенные в ее описание, представляют дополнение ДНФ СКА до вполне определенного структурного автомата. Формально это автомат, состоящий из изолированных состояний, содержащих переходы в виде петель с прочерком на месте выходных сигналов.

На понятийном уровне модель ДНФ СКА отделяет явным образом «осмысленные» действия автомата от переходов, для которых изменение информации на входах автомата не ведет к какому-либо изменению, связанному со сменой внутреннего состояния автомата и/или изменению состояния его выходов.

В остальном модель ДНФ СКА – это автомат, который соответствует понятию абстрактного автомата, но расширяющий его понятие множеством входных/выходных каналов (см. также [5], стр. 54). В этом смысле модель ДНФ СКА может быть вполне названа абстрактным структурным автоматом.

Любую модель ДНФ СКА можно достаточно просто привести к эквивалентному обычному абстрактному автомату. Для этого необходимо пополнить ее переходами, составляющими дополнение до полностью определенной модели, и найти множества переходов для входных условий, представленных эле-

ментарными конъюнкциями ранга меньше чем m , где m – число входных каналов структурного автомата.

Таким образом, отклонившись от принятой формы представления абстрактных автоматов, мы получили более компактное описание модели. А компактность модели – важное качество с точки зрения ее практического использования. Да и в теории компактность модели ведет, как правило, к уменьшению объема формальных преобразований. Более того, как мы далее увидим, подобная модель позволит решать задачи, неподвластные обычной абстрактной модели.

Далее автоматы в форме ДНФ СКА, если это не ведет к путанице, будем называть просто структурными автоматами.

7. Сети из автоматов

Сетям из автоматов в теории автоматов, к сожалению, не уделяется должного внимания. Одно из следствий подобного отношения – предпочтение, отдаваемое, например, сетям Петри при проектировании параллельных систем.

С одной стороны, определенные сложности с рассмотрением сетей связаны с тем, что абстрактные автоматы из-за ограничения на число входов/выходов фактически не приспособлены для адекватного отображения структуры взаимодействующих параллельных процессов. Более того, признается, что решение вопросов композиции автоматов выходит за рамки существующей абстрактной теории автоматов (см. [1], стр.166).

С другой стороны, сети автоматов, называемые в теории структурных автоматов схемами, во-первых, решают в основном специфические вопросы синтеза эквивалентных абстрактных автоматов, а, во-вторых, их элементами являются элементарные автоматы, которые не решают задач сетей из произвольных автоматов.

Абстрактная модель в форме ДНФ СКА позволяет, оставаясь в рамках теории абстрактных автоматов, решать проблемы автоматных сетей, составленных из любых, а не только элементарных, автоматов, наглядно отражая структуру и связи объектов сложной параллельной системы.

На рис. 11 для примера показана сеть, которая является моделью схемы на рис.1. В ней каждый из автоматов моделирует логический элемент инвертор. Легко видеть, что ее компоненты - это уже не элементарные автоматы с одним состоянием, а несколько более сложные модели, отражающие состояние выхода элемента.

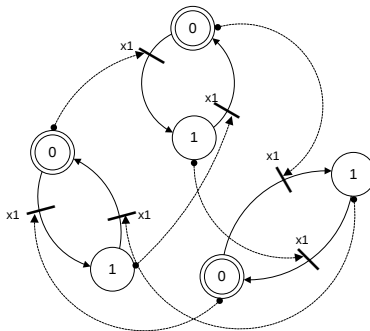


Рис. 11. Автоматная модель циклической цепи из инверторов (рис.1).

На графе сети взаимодействие автоматов описывают штрихпунктирные дуги и *планки*. Дуги отражают связь выходного канала одного автомата с входным каналом другого. В данном случае выходные сигналы отождествлены с состояниями автоматов, а имя входного канала автомата помечает соответствующую планку.

На рис.12 показан пример сети – модели RS-триггера на элементах И-НЕ. Можно показать, что ей соответствует автомат на рис.4, который в данном случае является ее результирующим автоматом. Он построен применением операции композиции автоматов к компонентным автоматам сети.

Результирующий автомат для любой автоматной сети можно найти, следуя следующему алгоритму. На первом шаге определяется множество компонентных состояний сети, равное произведению состояний компонентных автоматов. Далее, рассматривая каждое компонентное состояние отдельного авто-

мата, определяются переходы в другие компонентные состояния сети на основе информации о переходах автоматов в ситуациях их поочередной и одновременной работы.

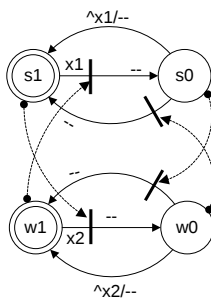


Рис. 12. Сетевая модель RS-триггера

Операции композиции/декомпозиции автоматов позволяют организовать формальные преобразование сетей для решения вопросов их анализа и синтеза. Так, операция композиции позволяет найти результирующий автомат, который в явной форме представляет поведение сети, а операция декомпозиции – раскладывает отдельный автомат на сеть из множества параллельных взаимодействующих компонент.

8. Теория автоматов и параллельные системы

Современные системы достигли уровня сложности, при котором их сложно или даже, порой, невозможно описать одним автоматом. Они имеют вид многокомпонентных систем, составленных из множества взаимодействующих объектов/процессов. Соответственно эти нюансы должны отражать и формальные модели их описания.

Исходя из сказанного, сложившийся подход к проектированию устройств в теории автоматов в определенной степени узок, т.к. фактически нацелен на проектирование достаточно простых объектов. Поскольку речь в этом случае может идти о простой или сложной автоматной модели, но по форме это будет все тот же отдельный абстрактный автомат, представляющий «внешнее» функционирование того или иного объекта[2].

В теории автоматов принято различать два подхода к проектированию. Первый – макроподход интересуется только внешнее поведение системы. На этом уровне создается модель абстрактного типа, и решаются задачи формального проектирования системы. Второй – микроподход решает задачи синтеза структурных схем, рассматривая различные композиции элементарных автоматов, для абстрактной модели, созданной на предыдущем этапе формального проектирования [2, 5].

Теория структурных автоматов если и рассматривает многокомпонентные системы, то эти компоненты представлены достаточно простыми моделями – элементарными. Рассмотренная выше модель абстрактного структурного автомата позволяет распространить методы теории структурных автоматов и на более сложные системы.

Для модели в форме ДНФ СКА можно рассматривать методы построения сложных систем на базе менее сложных, но в общем случае произвольных автоматов. Более того, подобные автоматы в свою очередь могут относиться к классу сложных систем.

Подобный иерархический подход к проектированию сложных систем, дополненный моделью вложения автоматов, позволяет в рамках теории автоматов на уровне макроподхода использовать методы, разработанные и проверенные на уровне микроподхода и, соответственно, наоборот.

9. Заключение

В работе сформулирован закон функционирования автоматов, снимающий за счет моделирования инерционности серьезные ограничения на виды сетей из автоматов.

Показано, что модель структурного автомата ДНФ СКА и автоматные сети на ее базе привлекательны не только с точки зрения устранения проблемы циклических цепей, но и позволяют упростить схемы по сравнению с аналогами, порожденными каноническим методом синтеза цифровых схем.

Продемонстрирована возможность исключения элементов памяти из функционально полного набора элементов. Это расширяет класс рассматриваемых объектов за счет схем/сетей

ранее считавшихся некорректными. При этом необходимо учитывать опасность гонок сигналов, связанных, в том числе, и со сменой состояний компонентными автоматами реальных схем.

Универсализм предложенной автоматной модели и сетей из подобных автоматов, учитывая еще и возможность их эффективной реализации, представляет большой интерес для практического ее применения в качестве теоретической и практической основы модели сложных многокомпонентных систем параллельного типа.

Все это в сумме стало основой технологии параллельного автоматного программирования и ее реализации в форме среды визуального параллельного программирования – среды ВКПа[7].

Литература

1. ГЛУШКОВ В.М. *Введение в кибернетику*. Изд-во АН Украинской ССР. К.: 1964. – 324с.
2. КУДРЯВЦЕВ В.Б., АЛЕШИН С.В., ПОДКОЛЗИН А.С. *Введение в теорию автоматов* – М.: Наука. Гл. ред. физ.-мат. лит., 1985. – 320 с.
3. МЕЛИХОВ А.Н. *Ориентированные графы и конечные автоматы*. – М.: Наука, 1971. – 416с.
4. БАРАНОВ С.И. *Синтез микропрограммных автоматов*. – Л.: Энергия, 1979. – 232с.
5. *Математическая энциклопедия*. – М.: Сов. энциклопедия, Т.1. Статья: «Автомат конечный», (с.52 – 67).
6. ФРИКЕ К. *Вводный курс цифровой электроники. 2-е исправленное издание*. – Москва: Техносфера, 2004. – 432с.
7. ЛЮБЧЕНКО В.С. *Автоматная парадигма параллельного программирования* //Научный сервис в сети Интернет: поиск новых решений: Труды Международной суперкомпьютерной конференции (17-22 сентября 2012 г., г. Новороссийск). - М.: Изд-во МГУ, 2012. - 752 с. ISBN 978-5-211-06394-5.

ABOUT PROBLEMS OF THE THEORY OF AUTOMATA

Viacheslav Lyubchenko, Institute of Control Sciences of RAS, Moscow, principal engineer (sllubch@mail.ru).

Abstract: In work problems of the theory of automatic machines and their decision are considered. The law of functioning of automatic machines, abstract model of structural type and a network on its base are offered. On examples efficiency of offered decisions is shown. The received results are of interest both for the theory, and for practice of realization of difficult systems of parallel type.

Keywords: the theory of automatic machines, the law of functioning of automatic machines, the structural automatic machine, the automatic networks, parallel systems.

Статья представлена к публикации
членом редакционной коллегии ...заполняется редактором...

Поступила в редакцию ...заполняется редактором...
Опубликована ...заполняется редактором...