КІБЕРНЕТИКА

А.Н. ЧЕБОТАРЕВ

УДК 519.713.1

СОГЛАСОВАНИЕ СПЕЦИФИКАЦИЙ АВТОМАТОВ, ПРЕДСТАВЛЕННЫХ В ЯЗЫКЕ L

Аннотация. Рассмотрены два метода согласования спецификаций взаимодействующих автоматов. Спецификации представлены множествами дизъюнктов в языке L. Оба метода основаны на методе согласования автоматов, использующем их параллельную композицию. Приведены два способа определения семантики языка L, принятые в описанных методах согласования спецификаций.

Ключевые слова: спецификация автомата, язык L, согласование спецификаций, композиция спецификаций, корректность композиции.

ВВЕДЕНИЕ

Теоретико-автоматный подход, т.е. подход, использующий автоматные модели, широко применяется при проектировании реактивных систем. Однако исходные требования к функционированию системы гораздо удобнее задавать в виде утверждений логического языка, характеризующих необходимые свойства проектируемой системы. Класс свойств, которые можно формулировать в логическом языке, определяет его выразительность. Расширение выразительных возможностей логического языка, как правило, сопряжено с увеличением вычислительной сложности использующих его алгоритмов проектирования. Поэтому приходится искать компромисс между выразительными возможностями языка и эффективностью методов обработки представленной в нем информации. С целью уменьшения сложности таких методов ограничивают выразительные возможности языка, который в дальнейшем будем называть языком исходной спецификации. В статье предполагается, что для исходной спецификации используется язык L [1], выразительные возможности которого ограничены свойствами безопасности (safety). Эти свойства представимы X/Y-автоматом (X/Y-трансдьюсером) — автоматной моделью, широко распространенной в теории проектирования реактивных систем.

Поскольку при переходе от неформальных требований к формальной спецификации системы могут быть допущены ошибки, необходимо иметь средство проверки (доказательства) некоторых существенных свойств спецификации. В частности, непротиворечивость спецификации, состоящей из большого количества утверждений формального языка, далеко не очевидна. Поэтому перед использованием спецификации для синтеза автоматных моделей желательно проверить ее на непротиворечивость, что может оказаться проще, чем синтез пустого автомата по противоречивой спецификации. Взаимодействие проектируемой системы с определенной средой, как правило, налагает на систему дополнительные ограничения, так что отдельно взятая непротиворечивая спецификация может оказаться противоречивой с учетом взаимодействия специфицируемой системы со средой. Проверка возможности такой ситуации осуществляется методами согласования спецификации системы со спецификацией среды. Рассмотрению этих методов посвящена настоящая статья, которая продолжает тематику работы [2]. Предложенные здесь методы базируются на методах согласования автоматных моделей, изложенных в [2]. Задача согласования спецификаций формулируется исходя из того, что автомат, синтезированный по согласованной со средой спецификации, должен быть согласован с автоматом, синтезированным по спецификации среды. Описания используемых в статье понятий X / Y-автомата, Σ-автомата, циклического автомата и параллельной композиции автоматов, а также ссылки на работы зарубежных авторов, относящиеся к этой тематике, содержатся в [2].

ЯЗЫК L: СИНТАКСИС И СЕМАНТИКА

Прежде чем перейти к рассмотрению методов согласования спецификаций, дадим точное описание синтаксиса спецификации в языке L, ее представление при решении задач согласования и автоматную семантику, определяющую класс эквивалентных автоматов, задаваемый спецификацией.

Язык L [1] представляет собой фрагмент логики предикатов первого порядка с одноместными предикатами и фиксированной областью интерпретации, в качестве которой выступает множество $\mathbf{Z}$ целых чисел (моментов времени). Спецификация в языке L имеет вид формулы $\forall t f(t)$. Здесь $f(t)$ — формула, построенная с помощью логических связок из атомарных формул (атомов) вида $p(t+k)$, где p — одноместный предикатный символ, t — переменная, принимающая значения из множества целых чисел, k — целое число, называемое рангом атома. Разность между максимальным и минимальным значениями рангов атомов, встречающихся в формуле, называется ее глубиной. Как показано в [1], можно ограничиться рассмотрением только таких формул $f(t)$, у которых максимальный ранг атомов равен 0. При определении автоматной семантики языков спецификации эти языки и автоматы рассматриваются как формализмы для задания множеств сверхслов (бесконечных слов) в алфавите $\Sigma(\Omega)$, где $\Omega = \{p_1, \ldots, p_m)$ — набор предикатных символов (сигнатура) спецификации. Символы алфавита $\Sigma(\Omega)$ представляют собой двоичные векторы длины m.

Пусть Ω — сигнатура формулы $f(t)$, а r — ее глубина. Последовательность $\langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle$ векторов из $\Sigma(\Omega)$ назовем состоянием глубины r, а множество $Q(r,\Omega)$ всех таких последовательностей — пространством состояний глубины r для формулы $f(t)$. Формулу $f(t)$ иногда будем рассматривать как пропозициональную формулу, построенную из атомов $p_1(t), \ldots, p_m(t), p_1(t-1), \ldots$ $\ldots, p_m(t-1), \ldots, p_1(t-r), \ldots, p_m(t-r)$. Если компоненты вектора σ_i в состоянии $q = \langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle$ рассматривать как истинностные значения соответствующих атомов ранга $i-r$ при определенном упорядочении множества Ω, то можно говорить о значении формулы $f(t)$ на состоянии q. Таким образом, будем считать, что всякая пропозициональная формула с этими пропозициональными переменными задает подмножество состояний пространства $Q(r,\Omega)$, а именно те состояния, на которых она истинна. Положим, что формула $f(t)$ истинна на множестве состояний $Q_1 \subseteq Q(r,\Omega)$, если она истинна хотя бы на одном из этих состояний, и ложна на множестве Q_1, если она ложна на всех состояниях из Q_1.

На множестве $Q(r,\Omega)$ определим отношение N непосредственного следования так, что за каждым состоянием $q = \langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle$ непосредственно следуют $2^{|\Omega|}$ состояний вида $\langle \sigma_1, \ldots, \sigma_r, \sigma \rangle$, где $\sigma \in \Sigma(\Omega)$. Множество всех состояний, которые непосредственно следуют за q, называется областью переходов для состояния q и обозначается $N(q)$. Аналогично определяется отношение P непосредственного предшествования так, что каждому состоянию $q = \langle \sigma_0, \sigma_1, \dots, \sigma_r \rangle$ непосредственно предшествуют $2^{|\Omega|}$ состояний вида $\langle \sigma, \sigma_1, \dots, \sigma_{r-1} \rangle$, где $\sigma \in \Sigma(\Omega)$.

При использовании языка L для спецификации X / Y-автоматов предикатные символы ставятся в соответствие входным и выходным двоичным каналам автомата, а множество предикатных символов Ω разбивается на два класса: входные и выходные, которые обозначим соответственно U и W. Входной алфавит специфицируемого Σ-автомата равен $\Sigma(\Omega)$, а входной и выходной алфавиты соответствующего X / Y-автомата имеют вид $X = \Sigma(U)$ и $Y = \Sigma(W)$. Таким образом, всякий вектор $\sigma \in \Sigma(\Omega)$ можно рассматривать как пару $< x, y >$, где $x \in X$, $y \in Y$. Поэтому наряду с обозначением $\langle \sigma_0, \sigma_1, \dots, \sigma_r \rangle$ для состояния глубины r будем использовать обозначение $\langle < x_0, y_0 >, \dots, < x_r, y_r > \rangle$. Для такого представления состояния $q \in Q(r, \Omega)$ определим еще одну область пространства состояний, связанную с состоянием q. Во множестве $N(q) = \{ \langle < x_1, y_1 >, \dots, < x_r, y_r >, < x, y > \rangle \mid x \in X, y \in Y \}$ выделим подмножество состояний, зафиксировав x равным x'. Назовем это подмножество областью перехода из состояния q под действием символа x' и обозначим $N(q, x')$.

Имеется несколько способов определения автоматной семантики спецификации в языке L. Рассмотрим два из них, используемые в статье для установления соответствия между свойствами спецификаций и специфицируемых ими автоматов. Эти способы основаны на понятии пространства состояний для формулы $f(t)$ в спецификации $F = \forall t f(t)$ и различаются длиной слова, используемого в качестве состояния специфицируемого автомата. При первом способе состояния автомата отождествляются с состояниями из $Q(r, \Omega)$, т.е. со словами длины $r+1$ в алфавите $\Sigma(\Omega)$. Сначала определяется Σ-автомат $A^{r+1}(f(t)) = \langle \Sigma(\Omega),$ $Q^{r+1}, \delta^{r+1} \rangle$, где множество состояний Q^{r+1} — все те состояния из $Q(r, \Omega)$, на которых $f(t)$ истинна. Функция переходов δ^{r+1} определяется следующим образом. Пусть состояние $q \in Q^{r+1}$ имеет вид $\langle \sigma_0, \sigma_1, \dots, \sigma_r \rangle$ и $\sigma \in \Sigma(\Omega)$, тогда значение $\delta^{r+1}(q, \sigma) = \langle \sigma_1, \dots, \sigma_r, \sigma \rangle$, если $\langle \sigma_1, \dots, \sigma_r, \sigma \rangle$ принадлежит Q^{r+1}, и не определено в противном случае. Автомат $A^{r+1}(F)$, определяющий семантику спецификации $F = \forall t f(t)$, — максимальный циклический подавтомат автомата $A^{r+1}(f(t))$, называемый также ядром этого автомата.

При втором способе определения семантики состояния автомата отождествляются со словами длины r в алфавите $\Sigma(\Omega)$. Сначала рассматривается Σ-автомат $A^r(f(t)) = \langle \Sigma(\Omega), Q^r, \delta^r \rangle$, где состояния из Q^r соответствуют областям переходов для состояний пространства $Q(r, \Omega)$, на которых формула $f(t)$ истинна. Пусть область переходов задается формулой $S(t-1)$ (конституэнтой единицы от всех атомов, ранг которых меньше нуля), тогда соответствующее ей состояние $q = \langle \sigma_1, \dots, \sigma_r \rangle$ определяет набор значений атомов $p_1(t-1), \dots, p_m(t-1), \dots$ $\dots, p_1(t-r), \dots, p_m(t-r)$, на котором истинна эта формула.

Пусть состояние $q = \langle \sigma_1, \dots, \sigma_r \rangle$ принадлежит Q^r и $\sigma \in \Sigma(\Omega)$. Тогда значение $\delta^r(q, \sigma)$ определено и равно $\langle \sigma_2, \dots, \sigma_r, \sigma \rangle$, если $\langle \sigma_1, \dots, \sigma_r, \sigma \rangle \in Q^{r+1}$, в противном случае значение $\delta^r(q, \sigma)$ не определено. Автомат $A^r(F)$, определяющий семантику спецификации $F = \forall t f(t)$, — максимальный циклический подавтомат (ядро) автомата $A^r(f(t))$.

Покажем эквивалентность описанных способов определения семантики. Для этого определим отображение $\gamma: Q^{r+1} \to Q^r$ следующим образом: $\gamma(\langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle) = \langle \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle$.

Из определений отображения γ и функции переходов δ^r следует, что если для $\langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle \in Q^{r+1}$ значение $\delta^{r+1}(\langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle, \sigma)$ определено, то $\delta^r(\gamma(\langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle), \sigma)$ также определено и равно $\langle \sigma_2, \ldots, \sigma_r, \sigma \rangle$, т.е. $\gamma(\delta^{r+1}(\langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle, \sigma)) = \delta^r(\gamma(\langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle), \sigma)$. Таким образом, γ — гомоморфизм множества состояний автомата $A^{r+1}(f(t))$ во множество состояний автомата $A^r(f(t))$, сохраняющий функцию переходов автоматов. Заметим, что состояния из Q^r, не принадлежащие $\gamma(Q^{r+1})$, т.е. не имеющие прообраза, не могут быть состояниями циклического автомата $A^r(F)$. Отсюда следует, что автоматы $A^{r+1}(F)$ и $A^r(F)$ эквивалентны (строго эквивалентны).

ПРЕДСТАВЛЕНИЕ СПЕЦИФИКАЦИЙ И ПРОЦЕДУРА РЕЗОЛЬВИРОВАНИЯ

Рассматриваемые ниже методы согласования спецификаций автоматов основаны на представлении спецификаций в виде множества дизъюнктов. Дизъюнктом в языке L называется дизъюнкция литер вида $\widetilde{p}(t-k)$, где $\widetilde{p} \in \{p, \neg p\}$, $k \in \mathbf{N}$. Дизъюнкт, не содержащий литер, называется пустым. Множество дизъюнктов C рассматривается как задание формулы $\forall t f(t)$, где $f(t)$ — конъюнкция всех дизъюнктов из C. Дизъюнкт называется нормализованным вправо, если максимальный ранг его атомов равен нулю. Дизъюнкт, получающийся из дизъюнкта $c(t)$ путем увеличения ранга всех его атомов на $k \in \mathbf{N}$, назовем k-сдвигом $c(t)$ вправо и обозначим $c(t+k)$. Уменьшение ранга всех атомов в дизъюнкте называется сдвигом его влево. Замена ненормализованного дизъюнкта $c(t)$, т.е. дизъюнкта, в котором максимальный ранг атомов меньше нуля, его сдвигом вправо, имеющим максимальный ранг атомов, равный нулю, называется нормализацией дизъюнкта. В дальнейшем в качестве спецификаций автоматов рассматриваются множества нормализованных вправо дизъюнктов.

При задании формулы $f(t)$ в спецификации $F = \forall t f(t)$ множеством дизъюнктов C автомат $A(f(t))$, определяемый формулой $f(t)$ в пространстве состояний $Q(r, \Omega)$, где r — глубина формулы $f(t)$, обозначим $A(r, C)$. Для уточнения типа семантики в обозначениях автоматов иногда будут добавляться верхние индексы $r+1$ или r.

Пусть c_1 и c_2 — нормализованные вправо дизъюнкты, $p(t)$ — атом нулевого ранга и $c_1 = c_1' \vee p(t)$, а $c_2 = c_2' \vee \neg p(t)$. Дизъюнкт $c = c_1' \vee c_2'$ называется R-резольвентой дизъюнктов c_1 и c_2 по атому $p(t)$. Операцию получения R-резольвенты двух дизъюнктов будем называть резольвированием. R-выводом дизъюнкта c из множества дизъюнктов C называется такая конечная последовательность дизъюнктов $c_1, \ldots, c_k$, что $c_k = c$ и каждый дизъюнкт c_i $(i = 1, \ldots, k)$ либо принадлежит C, либо является R-резольвентой двух предшествующих дизъюнктов, либо есть результат нормализации вправо дизъюнкта c_{i-1}.

Справедливо следующее утверждение. Формула $\forall t f(t)$, задаваемая множеством C нормализованных вправо дизъюнктов, противоречива тогда и только тогда, когда существует R-вывод пустого дизъюнкта из C.

Дизъюнкт $c_1(t)$ поглощает дизъюнкт $c_2(t)$, если существует такое $k \in \mathbf{Z}$, что все литеры дизъюнкта $c_1(t+k)$ имеются в дизъюнкте $c_2(t)$. Удаление из множества дизъюнктов, представляющего формулу $\forall t f(t)$, дизъюнктов, поглощаемых другими дизъюнктами этого множества, приводит к множеству дизъюнктов, задающих эквивалентную формулу (т.е. формулу, имеющую то же множество моделей).

Множество C нормализованных вправо дизъюнктов называется R-полным, если для любой R-резольвенты дизъюнктов c_1 и c_2 из C в нем содержится дизъюнкт, поглощающий эту резольвенту. Другими словами, множество C замкнуто относительно резольвирования. Процедура построения для заданного множества дизъюнктов C эквивалентного ему R-полного множества называется R-пополнением множества дизъюнктов C. Это одна из основных процедур, используемых при согласовании спецификаций автоматов.

Рассмотрим одно свойство R-полного множества дизъюнктов, которое будет использоваться в дальнейшем. Пусть $f(t)$ — формула, определяемая множеством дизъюнктов C. Обозначим $P(f(t))$ формулу, задающую множество всех состояний из $Q(r,\Omega)$, непосредственно предшествующих состояниям, задаваемым формулой $f(t)$. Удаление всех тупиковых состояний в автомате $A^{r+1}(f(t))$ соответствует построению автомата $A^{r+1}(f(t) \& P(f(t)))$. Заметим, что в автомате $A^{r+1}(f(t) \& P(f(t)))$ могут появиться новые тупиковые состояния. Как показано в [5], множество дизъюнктов, задающее формулу $f(t) \& P(f(t))$, получается путем замыкания множества дизъюнктов C относительно резольвирования (по атомам нулевого ранга) и добавления дизъюнктов, полученных в результате нормализации всех имеющихся ненормализованных дизъюнктов. Итеративное выполнение этой процедуры приводит к множеству дизъюнктов, задающему формулу $f^*(t)$ такую, что формула $\forall t f^*(t)$ эквивалентна формуле $\forall t f(t)$ и автомат $A^{r+1}(f^*(t))$ не содержит тупиковых состояний.

R-пополнение характеризуется тем, что при каждой итерации удаляются (поглощаются) дизъюнкты, не содержащие литер нулевого ранга. При этом на некоторых состояниях области, задаваемой отрицанием удаленного дизъюнкта (на которой исходная формула $f(t)$ ложна), полученная формула может стать истинной. Пусть $c(t)$ — дизъюнкт, не содержащий литер нулевого ранга, а $c(t+k)$ — соответствующий нормализованный дизъюнкт. Отрицание этого дизъюнкта задает множество состояний пространства состояний, из которых достижима за k шагов область, задаваемая $\neg c(t)$. Полученная в результате поглощения дизъюнкта $c(t)$ формула ложна на состояниях из $\neg c(t+k)$, и, следовательно, добавленные вследствие этого поглощения состояния в автомат $A(r, C)$ не достижимы из ядра этого автомата. Таким образом, справедливо следующее свойство R-пополненного множества дизъюнктов.

Утверждение 1. Множество состояний, задаваемое R-полным множеством дизъюнктов в соответствующем пространстве состояний, состоит из ядра (циклического автомата) и, возможно, состояний, из него не достижимых.

СОГЛАСОВАНИЕ СПЕЦИФИКАЦИЙ

При рассмотрении согласования автоматов наиболее удобным видом их композиции является параллельная композиция, которой соответствует конъюнкция спецификаций, т.е. объединение множеств дизъюнктов. Напомним основную идею согласования автоматов, использующего параллельную композицию. В этом случае в композиции вместо автомата B, с которым согласуется автомат A, используется его левый сдвиг по входу $\widetilde{B}$ [2]. Спецификация автомата $\widetilde{B}$ получается из спецификации автомата B путем уменьшения рангов всех выходных атомов, т.е. атомов, образованных выходными (для автомата A) предикатными символами, на единицу. Часто спецификация автомата B сразу задается в таком виде.

Для Σ-автомата, соответствующего параллельной циклической композиции X/Y-автомата A и Y/X-автомата B, рассматриваемых как Σ-автоматы, условие согласованности выполняется, если в каждом его состоянии (q, s) проекция на X множества условий всех переходов из этого состояния совпадает с проекцией на X множества условий всех переходов в Σ-автомате B из состояния s. Это условие для состояния (q, s) называется условием корректности композиции в состоянии (q, s) [2].

Описанный в [2] процесс согласования автомата A с автоматом B осуществляется следующим образом. Строится параллельная циклическая композиция Σ-автоматов A и $\widetilde{B}$. Затем для состояний этой композиции проверяется условие корректности. Все состояния композиции, не удовлетворяющие условию корректности (некорректные состояния), удаляются. В полученном автомате снова выделяется максимальный циклический подавтомат, для состояний которого проверяется условие корректности. Этот процесс продолжается до тех пор, пока не будет получен циклический подавтомат, все состояния которого удовлетворяют условию корректности, либо все состояния композиции не будут удалены. Последнее свидетельствует о невозможности согласования автомата A с автоматом B.

Рассмотрим, как этот процесс может быть реализован при согласовании спецификаций Σ-автоматов A и $\widetilde{B}$, представленных множествами дизъюнктов C_A и $C_{\widetilde{B}}$ с одним и тем же множеством предикатных символов Ω. Полагая множество Ω упорядоченным для обеих спецификаций одним и тем же способом, автоматы $A(r_A, C_A)$, $A(r_{\widetilde{B}}, C_{\widetilde{B}})$ и параллельную циклическую композицию автоматов A и $\widetilde{B}$ будем рассматривать в одном и том же пространстве состояний $Q(r, \Omega)$, где $r = \max(r_A, r_{\widetilde{B}})$. Нетрудно показать, что если состояние (q, s) принадлежит параллельной циклической композиции автоматов A и $\widetilde{B}$ (т.е. циклическому автомату), то состояниям q, s и (q, s) соответствует одно и то же состояние рассматриваемого пространства состояний. Истинность или ложность условия корректности состояния (q, s) определяется свойствами области переходов $N((q, s))$ для этого состояния. Так как состояние (q, s) принадлежит циклическому автомату, функции $f_A(t)$ и $f_{\widetilde{B}}(t)$, задаваемые соответственно множествами дизъюнктов C_A и $C_{\widetilde{B}}$, истинны на области переходов $N((q, s))$. Состояние (q, s) некорректно тогда и только тогда, когда $N((q, s))$ содержит область перехода, соответствующую некоторому $x \in X$, на которой функция, задаваемая множеством дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, ложна, а $f_{\widetilde{B}}(t)$ истинна. Отсюда следует, что состояние (q, s) некорректно только тогда, когда состояние (q, s) автомата $A(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$, рассматриваемого как X/Y-автомат, частичное, т.е. переход из (q, s) под действием x не определен. Поэтому процесс согласования спецификаций может осуществляться следующим образом. Выполняется преобразование множества дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, соответствующее выделению максимального циклического подавтомата автомата $A(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$, который совпадает с параллельной циклической композицией автоматов A и $\widetilde{B}$. Затем определяются частичные состояния этого автомата, рассматриваемого как X/Y-автомат, т.е. находятся области перехода, на которых формула, задаваемая множеством дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, ложна. На этих областях перехода определяется истинностное значение формулы $f_{\widetilde{B}}(t)$. Если при этом обнаруживаются некорректные состояния, выполняется преобразование спецификации $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, соответствующее их удалению. В автомате, задаваемом полученным множеством дизъюнктов, снова выделяется максимальный циклический подавтомат и т.д. Заметим, что в описанном процессе согласования достаточно ограничиться выделением максимального квазициклического подавтомата, что осуществляется процедурой пополнения соответствующего множества дизъюнктов. Как будет показано ниже, эта же процедура используется для нахождения частичных состояний. При этом могут анализироваться частичные состояния, не принадлежащие ядру автомата $A(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$, что не сказывается на результате работы алгоритма.

ЧАСТИЧНОСТЬ

Условие удаления состояний сформулируем в терминах свойств множеств дизъюнктов. Для этого введем следующие понятия. При разбиении множества предикатных символов Ω на входные и выходные нормализованные вправо дизъюнкты, содержащие выходные литеры нулевого ранга, назовем дизъюнктами первого рода, а дизъюнкты, не содержащие выходных литер нулевого ранга, — дизъюнктами второго рода.

Пусть $\Omega = \{p_1, \ldots, p_m\}$. Обозначим $S_\Omega(t-k)$ множество всех элементарных конъюнкций вида $\widetilde{p}_1(t-k) \& \ldots \& \widetilde{p}_m(t-k)$, где $k \in \mathbf{N}$, $\widetilde{p}_i \in \{p_i, \neg p_i\}$, $p_i \in \Omega$ $(i = 1, \ldots, m)$. Состояние $q = \langle \sigma_0, \sigma_1, \ldots, \sigma_r \rangle$ из $Q(r, \Omega)$ задается формулой $f_q(t) = s_0(t-r) \& \ldots \& s_r(t)$, где $s_i(t-r+i) \in S_\Omega(t-r+i)$ и принимает значение 1 на векторе σ_i $(i = 0, \ldots, r)$. Область переходов в пространстве состояний $Q(r, \Omega)$ задается конъюнкцией вида $s_0(t-r) \& \ldots \& s_{r-1}(t-1)$, где $s_i(t-r+i) \in$ $\in S_\Omega(t-r+i)$.

Пусть $d(t-1)$ — конъюнкция, задающая область переходов, а $d_0(t)$ — не равная тождественно нулю конъюнкция литер, образованных атомами $p_{i_1}(t), \ldots, p_{i_k}(t)$, $k \le m$, принадлежащими множеству $\Omega_0(t) = \{p_1(t), \ldots, p_m(t)\}$. Пусть $f(t)$ — формула сигнатуры Ω, задаваемая множеством дизъюнктов $C = \{c_1(t), c_2(t), \ldots, c_n(t)\}$.

Утверждение 2. Ели $f(t)$ ложна на области, задаваемой формулой $d(t-1) \& d_0(t)$, т.е. $d(t-1) \& d_0(t) \& f(t) \equiv 0$, то замыкание C относительно резольвирования по атомам нулевого ранга из $\Omega_0(t) \setminus \{p_{i_1}(t), \ldots, p_{i_k}(t)\}$ содержит дизъюнкт $c(t)$, ложный на этой области.

Доказательство. Представим конъюнкцию $d(t-1) \& d_0(t) \& f(t) = d(t-1) \&$ $\& d_0(t) \& \bigwedge_{i=1}^{n} c_i(t)$ в виде $d(t-1) \& d_0(t) \& c_1^*(t) \& \ldots \& c_g^*(t)$, где каждый дизъюнкт $c_j^*(t)$, $j = 1, \ldots, g$, является частью некоторого $c_i(t) \in C$, состоящей из всех его литер, образованных атомами из множества $\Omega_0(t) \setminus \{p_{i_1}(t), \ldots, p_{i_k}(t)\}$. Множество дизъюнктов $C^* = \{c_1^*(t), \ldots, c_g^*(t)\}$ строится следующим образом. Сначала из C удаляются все дизъюнкты, содержащие литеры, имеющиеся в $d(t-1) \& d_0(t)$. Всякий такой дизъюнкт $c_i(t)$ можно удалить из C, поскольку $d(t-1) \& d_0(t) \&$ $\& c_i(t) \Leftrightarrow d(t-1) \& d_0(t)$. Затем в оставшихся дизъюнктах удаляются все литеры, отрицания которых содержатся в $d(t-1) \& d_0(t)$. В результате получается множество C^*, дизъюнкты которого содержат только литеры из $\Omega_0(t) \setminus \{p_{i_1}(t), \ldots, p_{i_k}(t)\}$.

Формула $d(t-1) \& d_0(t) \& c_1^*(t) \& \ldots \& c_g^*(t)$ противоречива (тождественно равна нулю) тогда и только тогда, когда противоречива $c_1^*(t) \& \ldots \& c_g^*(t)$, что, в свою очередь, возможно тогда и только тогда, когда из C^* выводится пустой дизъюнкт [4]. Так как каждому дизъюнкту из C^* соответствует дизъюнкт из C, частью которого он является, то выводу пустого дизъюнкта из C^* соответствует вывод из C дизъюнкта, не содержащего атомов из $\Omega_0(t) \setminus \{p_{i_1}(t), \ldots, p_{i_k}(t)\}$ и все литеры которого являются отрицаниями литер, входящих в конъюнкцию $d(t-1) \& d_0(t)$. Такой дизъюнкт ложен на области $d(t-1) \& d_0(t)$ и принадлежит замыканию C относительно резольвирования по атомам нулевого ранга из $\Omega_0(t) \setminus \{p_{i_1}(t), \ldots, p_{i_k}(t)\}$.

Следствие. Если C замкнуто относительно резольвирования по выходным атомам нулевого ранга, то необходимым условием частичности автомата $A(r, C)$ является наличие в C дизъюнктов второго рода.

Действительно, состояние q частично тогда и только тогда, когда для него существует область перехода, на которой формула $f(t)$ ложна. Пусть $d_0(t)$ — элементарная конъюнкция, задающая такую область перехода. Очевидно, что $d_0(t)$ не содержит выходных литер нулевого ранга, следовательно, и дизъюнкт $c(t) \in C$, такой что $d_0(t) \& c(t) \equiv 0$, также их не содержит, т.е. является дизъюнктом второго рода. Условие не является достаточным, поскольку область перехода, на которой ложна формула $f(t)$, может не быть областью перехода для состояния автомата $A(r, C)$.

Заметим, что условие частичности состояний автомата $A^r(f(t))$ то же, что и для автомата $A^{r+1}(f(t))$ (наличие области перехода, на которой $f(t)$ ложна). Однако если для автомата $A^{r+1}(f(t))$ частичность относится к состояниям, из которых имеется переход в соответствующую область переходов, то для автомата $A^r(f(t))$ частичность относится к состоянию, соответствующему этой области переходов.

ПРОЦЕДУРЫ СОГЛАСОВАНИЯ

Для согласования автомата A с автоматом B можно не выделять в автомате $A(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$ максимальный циклический подавтомат, а выполнять последовательное удаление из него некорректных состояний. Однако для этого необходимо, чтобы для всех состояний, достижимых из ядра данного автомата, функция переходов была определена. Как следует из утверждения 1, этого можно достичь, выполнив пополнение множества дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$. Процедура согласования выглядит следующим образом. Множество $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$ R-пополняется. Одновременно с этим формируется множество дизъюнктов $C'_{\widetilde{B}}$ путем добавления к $C_{\widetilde{B}}$ всех выводимых из $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$ дизъюнктов, не содержащих литер нулевого ранга. Приведем некоторые пояснения, касающиеся множества $C'_{\widetilde{B}}$. В процессе согласования важно поведение автомата $A(r, C_{\widetilde{B}})$ только в состояниях, соответствующих ядру автомата $A(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$. Напомним, что в рассматриваемом пространстве состояний это одни и те же состояния. Из таких состояний возможны переходы только в области переходов, соответствующие r-состояниям ядра автомата $A^r(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$. Таким образом, в $C_{\widetilde{B}}$ можно добавлять любой дизъюнкт, отрицание которого задает область, не пересекающуюся с областями переходов для $(r+1)$-состояний ядра автомата $A(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$, хотя при этом специфицируемый автомат $A(F_{\widetilde{B}})$ может измениться. Такое добавление может уменьшить количество порождаемых дизъюнктов при анализе областей перехода, соответствующих выводимым из $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$ дизъюнктам второго рода. Исходя из этих же соображений, в $C_{\widetilde{B}}$ можно добавлять такие сдвиги влево любого дизъюнкта, выводимого из $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, в которых минимальный ранг атомов не меньше $-r$.

Отрицание каждого полученного при пополнении $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$ дизъюнкта второго рода c задает множество областей перехода, на которых формула, определяемая множеством дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, ложна. Для выяснения, какие из них соответствуют некорректным состояниям, $\neg c$ умножается на конъюнкцию дизъюнктов из $C'_{\widetilde{B}}$. Здесь уместно использовать тот же прием, что и при построении множества C^* в доказательстве утверждения 2. Сначала из $C'_{\widetilde{B}}$ удаляются дизъюнкты, содержащие литеру, входящую в $\neg c$, в оставшихся дизъюнктах удаляются литеры, являющиеся отрицаниями литер из $\neg c$, после чего выполняется перемножение $\neg c$ и оставшихся дизъюнктов. Если в каком-либо дизъюнкте будут удалены все литеры, то вычисляемое произведение равно тождественно нулю. Полученное произведение задает множество всех тех состояний из рассматриваемых областей перехода, на которых формула $f_{\widetilde{B}}(t)$ истинна. Таким образом определяются области перехода для некорректных состояний. Чтобы получить формулу, задающую состояния, для которых эти области являются областями перехода, необходимо в произвольной д.н.ф. полученного произведения удалить все литеры нулевого ранга, а затем ранги всех оставшихся литер увеличить на единицу. Обозначим эту формулу $f_c(t)$. Удалению из автомата $A(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$ состояний, задаваемых формулой $f_c(t)$, соответствует добавление к $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$ множества дизъюнктов, определяемого произвольной к.н.ф. формулы $\neg f_c(t)$. Если некоторые из добавляемых дизъюнктов не нормализованы вправо, то их следует нормализовать.

После того как описанная процедура удаления некорректных состояний будет выполнена для всех дизъюнктов второго рода, в результате чего к множеству $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, возможно, будут добавлены новые дизъюнкты, полученное множество дизъюнктов R-пополняется. Если в результате пополнения появятся новые дизъюнкты второго рода, то процесс повторяется до тех пор, пока при очередном R-пополнении либо будет получен пустой дизъюнкт, что свидетельствует о несогласованности автомата A с автоматом B, либо все вновь полученные дизъюнкты второго рода будут поглощаться ранее имевшимися дизъюнктами. На этом процесс удаления некорректных состояний, а следовательно, и согласования, заканчивается. Результатом согласования является X/Y-автомат, специфицируемый полученным множеством дизъюнктов.

Пример 1. Спецификация автомата A задана множеством дизъюнктов C_A следующего вида:

#1 $(\neg u(t-1) \vee \neg w(t))$,
#2 $(u(t) \vee \neg w(t))$,
3 $(u(t-1) \vee u(t))$,
#4 $(\neg u(t-1) \vee \neg w(t-1) \vee \neg u(t))$,

где u — входной предикатный символ, а w — выходной. Множество дизъюнктов $C_{\widetilde{B}}$, специфицирующее автомат $\widetilde{B}$, имеет вид

5 $(\neg u(t-1) \vee w(t-1) \vee u(t))$,
6 $(w(t-2) \vee w(t-1) \vee u(t))$,
7 $(w(t-2) \vee \neg u(t-1) \vee u(t))$,
#8 $(\neg w(t-2) \vee u(t-1) \vee w(t-1) \vee \neg u(t))$,
#9 $(w(t-2) \vee u(t-1) \vee \neg w(t-1) \vee \neg u(t))$.

Приведем описание процесса пополнения множества $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$.

Дизъюнкт 9 поглощается дизъюнктом 2. Поглощаемые дизъюнкты отмечаются символом #. Дизъюнкт 2, резольвируясь по атому $u(t)$ с дизъюнктами 4, 8, дает соответственно дизъюнкты

#10 $(\neg u(t-1) \vee \neg w(t-1) \vee \neg w(t))$, поглощается дизъюнктом 1,
#11 $(\neg w(t-2) \vee u(t-1) \vee w(t-1) \vee \neg w(t))$.

Дизъюнкт 3, резольвируясь с 8, дает ненормализованный дизъюнкт 12, который нормализуется, что обозначено символом $=>$:

#12 $(\neg w(t-2) \vee u(t-1) \vee w(t-1)) => (\neg w(t-1) \vee u(t) \vee w(t))$, Дизъюнкт 12 поглощает дизъюнкты 8 и 11. Дизъюнкт 4, резольвируясь с 7, дает дизъюнкт 13, который нормализуется:

#13 $(w(t-2) \vee \neg u(t-1) \vee \neg w(t-1)) => (w(t-1) \vee \neg u(t) \vee \neg w(t))$.

Дизъюнкт 1, резольвируясь с 12, дает

#14 $(\neg u(t-1) \vee \neg w(t-1) \vee u(t))$.

Резольвирование 2 и 12 дает дизъюнкт #15 $(\neg w(t-1) \vee u(t))$, поглощающий дизъюнкты 12 и 14.

Дизъюнкты 2 и 13 дают дизъюнкт #16 $(w(t-1) \vee \neg w(t))$, поглощающий 13.

Дизъюнкты 4 и 15 дают #17 $(\neg u(t-1) \vee \neg w(t-1)) => (\neg u(t) \vee \neg w(t))$.

Дизъюнкты 2 и 17 дают дизъюнкт 18 $(\neg w(t))$, который поглощает дизъюнкты 1, 2, 4, 10, 15, 16 и 17. На этом процесс пополнения заканчивается. В результате имеем следующее пополненное множество дизъюнктов:

3 $(u(t-1) \vee u(t))$,
5 $(\neg u(t-1) \vee w(t-1) \vee u(t))$,
6 $(w(t-2) \vee w(t-1) \vee u(t))$,
7 $(w(t-2) \vee \neg u(t-1) \vee u(t))$,
18 $(\neg w(t))$.

Это множество имеет единственный дизъюнкт второго рода $(u(t-1) \vee u(t))$, не принадлежащий $C_{\tilde{B}}$.

В процессе пополнения формируется следующее множество $C'_{\tilde{B}}$:

$(\neg u(t-1) \vee w(t-1) \vee u(t))$,
$(w(t-2) \vee w(t-1) \vee u(t))$,
$(w(t-2) \vee \neg u(t-1) \vee u(t))$,
$(\neg w(t-1))$, $(\neg w(t-2))$.

Умножение формулы $\neg u(t-1) \neg u(t)$, задаваемой отрицанием дизъюнкта 3, на конъюнкцию дизъюнктов из множества $C'_{\tilde{B}}$ дает тождественный нуль. Поэтому процесс согласования заканчивается, и пополненное множество дизъюнктов $C_A \cup C_{\tilde{B}}$ можно рассматривать как спецификацию автомата, согласованного с автоматом B.

Рассмотрим теперь реализацию этого же метода согласования X/Y-автомата A с Y/X-автоматом B, не осуществляющую анализ частичности состояний X/Y-автомата $A(r, C_A \cup C_{\tilde{B}})$. При этом рассматриваются автоматы $A^r(r, C_A \cup C_{\tilde{B}})$ и $A^r(r, C_{\tilde{B}})$. Так же как и раньше, ядро автомата $A(r, C_A \cup C_{\tilde{B}})$ не выделяется, а для исключения достижимых из него тупиковых $(r+1)$-состояний множество дизъюнктов $C_A \cup C_{\tilde{B}}$ пополняется. Более того, чтобы существенно уменьшить количество анализируемых состояний автомата $A^r(r, C_A \cup C_{\tilde{B}})$, в пополненное множество дизъюнктов добавляются такие сдвиги влево имеющихся в нем дизъюнктов, что ранг каждого атома в сдвиге не меньше минимального ранга атомов в $C_A \cup C_{\tilde{B}}$, образованных тем же предикатным символом. Это не изменяет ядро специфицируемого автомата. С той же целью формируется, как описано выше, множество дизъюнктов $C'_{\tilde{B}}$. Конъюнкция всех дизъюнктов расширенного множества $C_A \cup C_{\tilde{B}}$ преобразуется в д.н.ф. В каждой элементарной конъюнкции этой д.н.ф. часть ее, образованная литерами, ранг которых меньше нуля, задает множество состояний автомата $A^r(r, C_A \cup C_{\tilde{B}})$, а часть, образованная литерами нулевого ранга, задает одно и то же множество условий переходов для всех этих состояний. Пусть l — одна из таких конъюнкций. Удалив из нее литеры нулевого ранга и умножив оставшуюся часть на конъюнкцию всех дизъюнктов из $C'_{\tilde{B}}$, получим одну или несколько конъюнкций, части которых, образованные литерами ранга нуль, задают множества условий переходов из соответствующих состояний автомата $A^r(r, C_{\widetilde{B}})$. Проекция на X множества условий переходов получается, если в задающей его конъюнкции удалить все литеры, образованные выходными предикатными символами. Сравнивая проекции на X полученных множеств условий переходов с проекцией на X множества условий переходов, задаваемого конъюнкцией l, определяем наличие среди состояний, задаваемых конъюнкцией l, некорректных состояний. Удаление их осуществляется умножением д.н.ф. формулы, соответствующей расширенному множеству дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, на отрицания конъюнктов, задающих некорректные состояния. Описанный процесс итеративно выполняется до тех пор, пока не перестанут появляться некорректные состояния либо все состояния рассматриваемого автомата будут удалены.

Пример 2. Рассмотрим согласование тех же автоматов, что и в примере 1.

Пополненное множество дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$ имеет вид

3 $(u(t-1) \vee u(t))$,

5 $(\neg u(t-1) \vee w(t-1) \vee u(t))$,

6 $(w(t-2) \vee w(t-1) \vee u(t))$,

7 $(w(t-2) \vee \neg u(t-1) \vee u(t))$,

18 $(\neg w(t))$.

Дополним его сдвигами влево дизъюнкта 18: $(\neg w(t-1))$ и $(\neg w(t-2))$. Произведение всех этих дизъюнктов, представленное в д.н.ф., равно $\neg w(t-2) \neg w(t-1) u(t) \neg w(t)$. Оно задает два эквивалентных r-состояния, множество условий переходов из которых определяется формулой $u(t) \neg w(t)$. Множество $C'_{\widetilde{B}}$ вместе с добавленными сдвигами дизъюнктов имеет вид

$(\neg u(t-1) \vee w(t-1) \vee u(t))$,

$(w(t-2) \vee w(t-1) \vee u(t))$,

$(w(t-2) \vee \neg u(t-1) \vee u(t))$,

$(\neg w(t-1))$, $(\neg w(t-2))$.

Умножение формулы $\neg w(t-2) \neg w(t-1)$, задающей полученные два r-состояния, на конъюнкцию дизъюнктов из $C'_{\widetilde{B}}$ дает $\neg w(t-2) \neg w(t-1) u(t)$. Множество условий переходов из рассматриваемых состояний в автомате $A^r(r, C'_{\widetilde{B}})$ определяется формулой $u(t)$. Легко видеть, что проекции на входной алфавит $X = \{u, \neg u\}$ множеств условий переходов из рассматриваемых состояний в автоматах $A^r(r, C_A \cup C_{\widetilde{B}})$ и $A^r(r, C_{\widetilde{B}})$ совпадают и равны $u(t)$. Таким образом, эти состояния корректны. Отсюда следует, что автомат, специфицируемый расширенным множеством дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$, согласован с автоматом B. Этот циклический автомат имеет одно состояние, задаваемое формулой $\neg w(t-2) \neg w(t-1) u(t-1)$, которое под действием входного символа u переходит в себя, выдавая символ $\neg w$.

Заметим, что мощность рассматриваемого на практике пространства состояний $Q(r, \Omega)$ не всегда равна $2^{|\Omega|(r+1)}$, а определяется минимальными рангами атомов, образованных каждым из предикатных символов. Так, в рассмотренном примере $r = 2$ и $|\Omega| = 2$, однако мощность пространства состояний равна не $2^{2\times 3} = 64$, а $2^3 \times 2^2 = 32$. Это обусловлено отсутствием в спецификации атома $u(t-2)$.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Возможны два подхода к организации процесса согласования спецификаций взаимодействующих автоматов A и B, представленных соответственно множествами дизъюнктов C_A и C_B $(C_{\widetilde{B}})$. Оба они основаны на методе согласования автоматов, использующем их параллельную циклическую композицию.

В первом подходе, описанном в [3], преобразуется спецификация C_A согласуемого автомата с добавленными дизъюнктами первого рода, выводимыми из $C_{\widetilde{B}}$ при его R-пополнении. Это — дополнительные утверждения, налагающие ограничения на поведение автомата A. Пополнение $C_{\widetilde{B}}$ осуществляется один раз, и в дальнейшем полученное множество не изменяется.

Во втором подходе, рассмотренном в настоящей статье, преобразуется спецификация параллельной композиции автоматов A и $\widetilde{B}$, т.е. $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$. Процесс согласования начинается с R-пополнения множества $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$. При этом пополнять приходится гораздо большее множество дизъюнктов, чем в первом случае, однако последующие преобразования выполняются над более простым автоматом и уменьшается количество проверок корректности состояний.

В обоих подходах не выполняется преобразование спецификации, соответствующее выделению максимального циклического подавтомата в автомате $A(r, C)$, где C — рассматриваемое множество дизъюнктов, хотя процесс согласования состоит в удалении некорректных состояний именно в этом автомате. Как показано, R-пополнение множества дизъюнктов C, по сути, соответствует выделению в автомате $A(r, C)$ квазициклического автомата, что увеличивает количество анализируемых состояний, так как проверяется корректность не только состояний циклического подавтомата, но правильность получаемого результата сохраняется.

В настоящей работе рассмотрены два метода обнаружения и удаления некорректных состояний на уровне спецификаций. В первом методе, аналогично тому, как это описано в [3], анализ корректности ограничивается частичными состояниями. Следует заметить, что как обнаружение частичных состояний, так и выделение квазициклического подавтомата в автомате $A(r, C)$ осуществляются процедурой пополнения множества дизъюнктов C. Пополнение осуществляется на каждой итерации работы алгоритма после добавления дизъюнктов, соответствующего удалению некорректных состояний. На каждом таком этапе, кроме начального, пополняется уже пополненное множество с добавленными к нему несколькими дизъюнктами. Это упрощает процесс пополнения. Утверждение 2 позволяет для нахождения частичных состояний использовать не пополнение множества дизъюнктов, а замыкание его относительно резольвирования по выходным атомам нулевого ранга. Однако, поскольку необходимо выделять квазициклический подавтомат в автомате $A(r, C)$, выполняется R-пополнение, в котором резольвирование осуществляется по всем атомам нулевого ранга. Кроме того, при пополнении множества дизъюнктов $C_A \cup C_{\widetilde{B}}$ часто удобно использовать метод раздельного резольвирования [6], в котором для уменьшения количества порождаемых дизъюнктов используется разбиение предикатных символов на входные и выходные.

Во втором методе анализируются все состояния автомата $A(r, C)$, представленные дизъюнктивной нормальной формой формулы $f(t)$. Здесь для уменьшения количества анализируемых состояний используется добавление во множество C всевозможных сдвигов влево имеющихся в нем дизъюнктов, не выводящее преобразованную формулу $f(t)$ за рамки исходного пространства состояний. Добавление таких дизъюнктов удаляет состояния, не принадлежащие циклическому подавтомату автомата $A(r, C)$.

В статье описаны два способа определения семантики языка L, которые различаются длиной слов в алфавите $\Sigma(\Omega)$, представляющих состояния специфицируемого автомата. Использование слов длины r в $2^{|\Omega|}$ раз уменьшает пространство, в котором размещаются состояния автомата $A^r(r, C)$, и, следовательно, примерно во столько же раз уменьшается количество анализируемых состояний. Поэтому во втором из описанных методов удобно использовать такую семантику языка L.

Целесообразность применения каждого из указанных трех методов согласования спецификаций определяется видом исходной спецификации взаимодействующих автоматов. Отметим, что добавление в $C_{\tilde{B}}$ сдвигов дизъюнктов влево целесообразно использовать и в методе, описанном в [3].

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1 Чеботарев А.Н. Регулярная форма спецификации детерминированных автоматов в языке L // Приклад. дискрет. математика. — 2010. — № 4. — С. 64–72.

2. Чеботарев А.Н. Согласование взаимодействующих автоматов // Кибернетика и системный анализ. — 2015. — № 5. — С. 13–25.

3. Чеботарев А.Н. Общий метод проверки согласованности взаимодействующих автоматов с конечной памятью // Кибернетика и системный анализ. — 1999. — № 6. — С. 25–37.

4. Чень Ч., Ли Р. Математическая логика и автоматическое доказательство теорем. — М.: Наука, 1973. — 360 с.

5. Чеботарев А.Н. Проверка непротиворечивости простых спецификаций автоматных систем // Кибернетика и системный анализ. — 1994. — № 3. — С. 3–11.

6. Чеботарев А.Н. Метод раздельного резольвирования для проверки выполнимости формул языка L // Кибернетика и системный анализ. — 1998. — № 6. — С. 13–20.

Надійшла до редакції 01.09.2015

А.М. Чеботарьов

УЗГОДЖЕННЯ СПЕЦИФІКАЦІЙ АВТОМАТІВ, ЩО ПОДАНІ МОВОЮ L

Анотація. Розглянуто два методи узгодження специфікацій автоматів, що взаємодіють. Специфікації подані у вигляді множин диз'юнктів у мові L. Обидва методи базуються на методі узгодження автоматів, який використовує їхню паралельну композицію. Наведено два способи визначення семантики мови L, прийняті у розглянутих методах узгодження специфікацій.

Ключові слова: специфікація автомата, мова L, узгодження специфікацій, композиція специфікацій, коректність композиції.

A.N. Chebotarev

HARMONIZATION OF AUTOMATA SPECIFICATIONS REPRESENTED IN THE LANGUAGE L

Abstract. The author considers two methods for harmonization of automata specifications represented as sets of clauses in the language L. Both methods are based on the automata harmonization technique, which uses their parallel composition. Two ways to determine language L semantics that are used in the harmonization methods are described.

Keywords: automaton specification, language L, harmonization of specification, composition of specification, composition correctness.

Чеботарев Анатолий Николаевич,
доктор техн. наук, ведущий научный сотрудник Института кибернетики НАН Украины им. В.М. Глушкова, Киев, e-mail: ancheb@gmail.com.