УДК 519.876.5

Б.Б. НЕСТЕРЕНКО, М.А. НОВОТАРСКИЙ

ОПРЕДЕЛЕНИЕ АДЕКВАТНОСТИ МОДЕЛЕЙ СЛОЖНЫХ ДИСКРЕТНЫХ СИСТЕМ

Abstract: *In this paper the substantiation of necessity of development of formal means for the description of complex systems is given for the case when the strict substantiation of adequacy of system and its model is required. The process algebra focused on the description of parallel structures, functioning with use of real working loading is shortly considered. Concepts of strong and weak bisimulations are determined. Functioning of direct algorithm of definition of weak bisimulation is described by the example of model of message transfer in the homogeneous computing environment. The block diagram and the description of the accelerated algorithm for determination of weak bisimulation is submitted.*
Key words: *process algebra, strong bisimulation, weak bisimulation.*

Анотація: *У роботі наведено обґрунтування необхідності розробки формальних засобів для опису складних систем у випадку, коли потрібне строге обґрунтування адекватності системи і її моделі. Коротко розглянута алгебра процесів, орієнтована на опис паралельних структур, що функціонують, використовуючи реальне робоче навантаження. Визначено поняття строгої й слабкої взаємної подібності. Описано роботу прямого алгоритму визначення слабкої взаємної подібності на прикладі моделі передачі повідомлень в однорідному обчислювальному середовищі. Представлено блок-схему й опис роботи прискореного алгоритму визначення слабкої взаємної подібності.*
Ключові слова: *алгебра процесів, строга взаємна подібність, слабка взаємна подібність.*

Аннотация: *В работе приведено обоснование необходимости разработки формальных средств для описания сложных систем в случае, когда требуется строгое обоснование адекватности системы и ее модели. Коротко рассмотрена алгебра процессов, ориентированная на описание параллельных структур, функционирующих с использованием реальной рабочей нагрузки. Определены понятия строгого и слабого взаимного подобия. Описана работа прямого алгоритма определения слабого взаимного подобия на примере модели передачи сообщений в однородной вычислительной среде. Представлены блок-схема и описание работы ускоренного алгоритма определения слабого взаимного подобия.*
Ключевые слова: *алгебра процессов, строгое взаимное подобие, слабое взаимное подобие.*

1. Введение

Подавляющее большинство современных продуктов высоких технологий, начиная с бытовых приборов и заканчивая системами управления производством, могут рассматриваться как сложные системы. Широкое применение таких систем стимулирует ученых искать новые подходы к повышению их эффективности. Очевидно, что наиболее распространенным средством исследования сложных систем является компьютерное моделирование. Особую актуальность оно приобретает в том случае, когда необходимо проводить исследование таких систем, натурные эксперименты с которыми нецелесообразны из соображений безопасности или дороговизны. К настоящему времени накоплен огромный опыт создания компьютерных моделей, различающихся природой формального описания объекта исследования. Заслуженной популярностью пользуются модели, созданные на основе объектно-ориентированного и визуального подходов. Объектно-ориентированное моделирование позволяет существенно упростить процесс структурной организации, а визуальный подход обеспечивает упрощение технологии создания моделей. Однако существуют случаи, когда использование упомянутых подходов не дает возможности достичь желаемых результатов. Избыточный характер визуального описания и неточная семантика зачастую становятся непреодолимыми препятствиями для решения задачи определения адекватности модели. Решение проблемы лежит в сфере использования низкоуровневых средств формального описания. Долгое время фаворитами низкоуровневых средств являлись сети Петри [1] и их модификации [2]. Однако громоздкость сетевого формального представления стала существенным препятствием при описании сложных систем. Современные низкоуровневые средства, наряду с компактностью представления модели, должны обеспечивать хорошо формализованный механизм установления её адекватности. Именно таким требованиям соответствуют алгебры процессов с сетевой интерпретацией операций [3, 4].

2. Основы описания алгебры процессов

Процессное исчисление (алгебра процессов) представляет собой обширное семейство подходов к формальному описанию сложных систем, включающих инструментарий иерархического описания компонентов систем, а также алгоритмов взаимодействия между ними. В терминах алгебры процессов компоненты систем представлены с помощью агентов или процессов, состоящих из активностей. Управление процессами выполняется в соответствии с алгебраическими правилами, определяемыми для каждой версии алгебры процессов в зависимости от конкретных целей моделирования.

Общие черты алгебр процессов: определение взаимодействий между компонентами системы через процедуры передачи сообщений, описание сложных систем посредством комбинаций из ограниченного набора операций и операторов, определение правил преобразования операторов, позволяющих описывать выполнение процессов, с помощью эквивалентных выражений. Кроме упомянутых черт, рассматриваемая в данной работе версия алгебры процессов [5] отличается применением в ней технологии «блочного моделирования».

Новизна данного подхода состоит в том, что алгебраическая модель имеет двухуровневый характер. На верхнем уровне с помощью выражений алгебры процессов формируется структура модели и определяется характер взаимодействия между компонентами. Нижний уровень содержит алгоритмы, описывающие процесс обработки реальной рабочей нагрузки отдельными компонентами. Такой подход позволяет достичь высокой адекватности модели при реализации конкретных вычислительных алгоритмов. Для его успешной реализации в алфавит активностей $Act = \Lambda \cup \Phi$ включены активности взаимодействия $\{\lambda_j\}_{j=1}^{n} \subseteq \Lambda$ и множество внутренних активностей $\{\varphi_i\}_{i=1}^{m} \subseteq \Phi$. Активности взаимодействия моделируют обмен информацией между компонентами сложной системы, а внутренние активности определяют алгоритмы функционирования этих компонент на заданном уровне абстрагирования. Произвольная последовательность активностей образует процесс P, задаваемый с помощью операции префиксации $P := \varphi_i.P_i$, которая описывает некоторый процесс P, выполняющий сначала вычислительную активность φ_i: $P \xrightarrow{\varphi_i} P_i$, а затем ведущий себя как процесс P_i.

Кроме различных модификаций операции префиксации, в данной алгебре процессов используются групповые операции, операции выбора, взаимодействия, иерархического перехода, а также операции цикла и рекурсии. Групповые операции позволяют выполнять одновременную модификацию активностей процесса, а операции выбора задают правило, в соответствии с которым право дальнейшего развития предоставляется только одному процессу из набора процессов. С помощью операций взаимодействия можно описать способы обмена данными между параллельно развивающимися процессами. Операции иерархического перехода обеспечивают связь между описаниями одного и того же объекта исследования на разных уровнях иерархии, что позволяет моделировать различные компоненты объекта исследования с разной степенью детализации. Часто при создании моделей возникает необходимость многократного повторения процессов, что описывается с помощью операций цикла и рекурсии.

Еще одной важной особенностью рассматриваемой версии алгебры процессов является возможность представления упомянутых операций с помощью APRO-сетей [6], что позволяет упростить процесс реализации этих операций в качестве конструкций входного языка для среды моделирования.

Однако одним из важных результатов использования алгебры процессов в качестве низкоуровневого средства формального описания является свойство строгого определения эквивалентности модели и объекта моделирования, исходя из базовых понятий теории сетей [7].

3. Принципы определения адекватности

Для того чтобы использовать для модели, описанной с помощью алгебры процессов, подходы общей теории сетей, к определению адекватности необходимо установить формальное соответствие между объектами модели и элементами маркированной системы с переходами. Представим модель в виде маркированной системы с переходами: $\left(\Pi, Act, \left\{\xrightarrow{\varphi}, \xrightarrow{\lambda} \middle| \varphi, \lambda \in Act\right\}\right)$, где Π – множество процессов; $\xrightarrow{\varphi}$ – множество переходов, формируемых внутренними активностями; $\xrightarrow{\lambda}$ – множество переходов, формируемых активностями взаимодействия, при $\left\{\xrightarrow{\varphi}, \xrightarrow{\lambda}\right\} \subseteq \Pi \times Act \times \Pi$.

Основой определения адекватности является поведенческая эквивалентность, которая с помощью анализа состояний системы позволяет сформулировать условия эквивалентного поведения процессов. Под состоянием системы в данном случае будем понимать совокупность значений параметров, установленных в результате свершения активности. Простейший вид поведенческой эквивалентности может быть сведен к сравнению последовательностей активностей, входящих в состав сравниваемых процессов. Такие последовательности называют трассами или протоколами активностей [8]. Они могут использоваться только для сравнения моделей систем, использующих детерминированные операции, то есть операции, которые не содержат неопределенностей, поскольку наличие одинаковых трасс в недетерминированных моделях не гарантирует эквивалентного поведения. Для распространения анализа эквивалентности на недетерминированные модели введем взаимное подобие, основывающееся на отношении эквивалентности.

Определение 1. Пусть для некоторого процесса P бинарное отношение R на P представляет собой множество $P \times P$ с состояниями $(p,q) \in R$ или pRq. Тогда эквивалентным отношением будем называть бинарное отношение R на P при условии, что R − рефлексивно, то есть pRp, qRq при $p,q \in P$; R − симметрично, то есть из pRq следует qRp при $p,q \in P$; R − транзитивно, то есть из pRq и qRz следует pRz при $p,q,z \in P$.

Рефлексивность бинарного отношения обеспечивает внутреннюю непротиворечивость процессов, эквивалентно отображающих внутренне непротиворечивые процессы. Транзитивность позволяет сохранять эквивалентность во время пошаговой реализации модели в соответствии с ее описанием. Для того чтобы объект моделирования и его описание были взаимно подобными, очевидна также необходимость выполнения принципа симметричности.

Основное отличие взаимного подобия от трассовой эквивалентности состоит в том, что для его существования недостаточно наличия одинаковых трасс, необходимо также, чтобы состояния, достигаемые после выполнения каждой из активностей, были одинаковыми.

Определение 2. Пусть в маркированной системе с переходами $\left(\Pi, A, \left\{ \xrightarrow{a} \middle| a \in Act \right\}\right)$ существуют отношение $R \subseteq \Pi \times \Pi$ и процессы $P, Q \subseteq \Pi$ с допустимыми состояниями $p, p' \in P$, $q, q' \in Q$ при $(p,q) \in R$. Тогда, если для произвольной активности a для каждого перехода $p \xrightarrow{a} p'$ существует состояние q' такое, что $q \xrightarrow{a} q'$ при $(p',q') \in R$ и для каждого перехода $q \xrightarrow{a} q'$ существует состояние p' такое, что $p \xrightarrow{a} p'$ при $(p',q') \in R$,то отношение R будем называть строгим взаимным подобием, если $a \in Act$.

Состояния p и q будем называть строго взаимно подобными $p \sim q$, если существует отношение R, которое содержит (p,q) при $a \in Act$.

Отношение строгого взаимного подобия строится с учетом всех без исключения активностей, которые входят в алфавит системы. Очевидно, что такой подход не разрешает выполнять обобщающие оценки, которые учитывали бы только некоторое заведомо заданное подмножество свойств. Известный механизм обобщения базируется на применении методик вертикальной и горизонтальной стратификации. С целью абстрагирования от внутреннего поведения фрагментов системы предлагаемая алгебра процессов включает операции иерархического перехода, обеспечивающие замену фрагмента системы некоторой активностью. Использование такого подхода нуждается в усовершенствовании принципов эквивалентности с целью распространения их на процессы, в которых существует скрытое внутреннее поведение. Основная проблема абстрагирования состоит в том, что простое исключение некоторого подмножества активностей некорректно, поскольку их свершение может быть источником инициирования других активностей. При этом создается тупиковая ситуация, нарушающая информационную целостность системы. Для решения этой проблемы разделим множество активностей Act на два подмножества:

$$Act = \{a\} \cup \{\omega\},$$

где a – активность, описывающая действия системы после абстрагирования; ω – скрытая активность, описывающая действия системы, подлежащие упразднению вследствие абстрагирования.

Введем новый тип переходов, использующий упомянутое разделение активностей.

Определение 3. В маркированной системе с переходами $\left(\Pi, Act, \left\{ \overset{a}{\Rightarrow} \middle| a \in Act \right\}\right)$ зададим переход $\overset{a}{\Rightarrow} \subseteq \Pi \times \Pi$ для произвольных активностей $a \in Act$ таким образом, что $\overset{a}{\Rightarrow}$ является переходом $\xrightarrow{a}$, перед которым и после которого могут размещаться скрытые активности ω:

$$\overset{a}{\Rightarrow} := \begin{cases} \left(\xrightarrow{\omega}\right)^* \circ \xrightarrow{a} \circ \left(\xrightarrow{\omega}\right)^* \; при \; a \neq \omega, \\ \left(\xrightarrow{\omega}\right)^* \; при \; a = \omega, \end{cases}$$

где символ $\circ$ указывает на допустимость вставки в этом месте композиции бинарных отношений, а $\left(\xrightarrow{\omega}\right)^*$ – рефлексивное и транзитивное замыкание бинарного отношения $\xrightarrow{\omega}$.

Обозначим $\left(\xrightarrow{\omega}\right)^* \circ$ через $\overset{\varepsilon}{\Rightarrow}$. Тогда для произвольной активности a будет существовать переход $P \overset{a}{\Rightarrow} Q$ при условии существования промежуточных процессов P' и Q', которые формируются последовательностью

$$P \overset{\varepsilon}{\Rightarrow} P' \xrightarrow{a} Q' \overset{\varepsilon}{\Rightarrow} Q.$$

Следовательно, переход $\overset{a}{\Rightarrow}$ допускает наличие внутренних переходов до и после свершения перехода $\xrightarrow{a}$.

Использование такого типа перехода разрешает представлять отношения слабого взаимного подобия, которые опираются на процессы, демонстрирующие эквивалентное наблюдаемое поведение без отображения иногда очень большого количества внутренних переходов.

Подобно строгому взаимному подобию [4], слабое взаимное подобие также основывается на понятии эквивалентного отношения.

Определение 4. Пусть в маркированной системе с переходами $\left(\Pi, Act, \left\{ \overset{a}{\Rightarrow} \middle| a \in Act \right\}\right)$ существуют отношение $R \subseteq \Pi \times \Pi$ и процессы $P, Q \subseteq \Pi$ с допустимыми состояниями $p, p' \in P$,

$q, q \in Q$ при $(p, q) \in R$. Тогда, если для произвольной активности a для каждого перехода $p \xrightarrow{a} p'$ существует состояние q' такое, что $q \overset{a}{\Rightarrow} q'$ при $(p', q') \in R$ и для каждого перехода $q \xrightarrow{a} q'$ существует состояние p' такое, что $p \overset{a}{\Rightarrow} p'$ при $(p', q') \in R$, то отношение эквивалентности R будем называть слабым взаимным подобием или наблюдаемой эквивалентностью. Состояния p и q являются слабо взаимно подобными, если существует наблюдаемая эквивалентность R, которая содержит (p, q). Будем обозначать слабо взаимно подобные состояния как $p \approx q$.

4. Пример определения слабого взаимного подобия

Рассмотрим маркированную систему с переходами S и ее модель M, показанные на рис. 1.

Допустим, что $s_{1,1} \approx m_1$ при условии существования эквивалентного отношения слабого взаимного подобия

$$R = \{(s_{1,1}, m_1), (s_{1,2}, m_2), (s_{1,3}, m_2), (s_{2,1}, m_3), (s_{3,1}, m_3), (s_{3,3}, m_4),$$
$$(s_{2,2}, m_2), (s_{2,2}, m_3), (s_{2,3}, m_2), (s_{2,3}, m_3), (s_{3,2}, m_2), (s_{3,2}, m_3)\}.$$

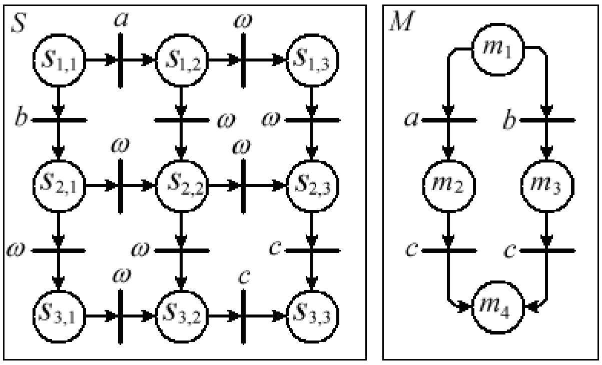

Рис. 1. Пример слабого взаимного подобия

Для установления того факта, что R является отношением слабого взаимного подобия, выполним следующие действия:

1. Возможные переходы из пары состояний $(s_{1,1}, m_1)$:

– переходу $s_{1,1} \xrightarrow{a} s_{1,2}$ соответствует переход $m_1 \overset{a}{\Rightarrow} m_2$ в модели M при $(s_{1,2}, m_2) \in R$;

– переходу $s_{1,1} \xrightarrow{b} s_{2,1}$ соответствует переход $m_1 \overset{b}{\Rightarrow} m_3$ в модели M при $(s_{2,1}, m_3) \in R$;

– переходу $m_1 \xrightarrow{a} m_2$ соответствует переход $s_{1,1} \overset{a}{\Rightarrow} s_{1,2}$ в системе S при $(s_{1,2}, m_2) \in R$;

– переходу $m_1 \xrightarrow{b} m_3$ соответствует переход $s_{1,1} \overset{b}{\Rightarrow} s_{2,1}$ в системе S при $(s_{2,1}, m_3) \in R$.

2. Возможные переходы из пары состояний $(s_{1,2}, m_2)$:

– переходу $s_{1,2} \xrightarrow{\omega} s_{1,3}$ соответствует переход $m_2 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_2$ в модели M при $(s_{1,3}, m_2) \in R$;

– переходу $s_{1,2} \xrightarrow{\omega} s_{2,2}$ соответствует переход $m_2 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_2$ в модели M при $(s_{2,2}, m_2) \in R$.

3. Возможные переходы из пары состояний $(s_{1,3}, m_2)$:

– переходу $s_{1,3} \xrightarrow{\omega} s_{2,3}$ соответствует переход $m_2 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_2$ в модели M при $(s_{2,3}, m_2) \in R$.

4. Возможные переходы из пары состояний $(s_{2,1}, m_3)$:

– переходу $s_{2,1} \xrightarrow{\omega} s_{3,1}$ соответствует переход $m_3 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_3$ в модели M при $(s_{3,1}, m_3) \in R$;

– переходу $s_{2,1} \xrightarrow{\omega} s_{3,1}$ соответствует переход $m_3 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_3$ в модели M при $(s_{3,1}, m_3) \in R$;

– переходу $s_{2,1} \xrightarrow{\omega} s_{2,2}$ соответствует переход $m_3 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_3$ в модели M при $(s_{2,2}, m_3) \in R$.

5. Возможные переходы из пары состояний $(s_{3,1}, m_3)$:

– переходу $s_{3,1} \xrightarrow{\omega} s_{3,2}$ соответствует переход $m_3 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_3$ в модели M при $(s_{3,2}, m_3) \in R$.

6. Возможные переходы из пары состояний $(s_{2,2}, m_2)$:

– переходу $s_{2,2} \xrightarrow{\omega} s_{2,3}$ соответствует переход $m_2 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_2$ в модели M при $(s_{2,3}, m_2) \in R$;

– переходу $s_{2,2} \xrightarrow{\omega} s_{3,2}$ соответствует переход $m_2 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_2$ в модели M при $(s_{3,2}, m_2) \in R$.

7. Возможные переходы из пары состояний $(s_{2,2}, m_3)$:

– переходу $s_{2,2} \xrightarrow{\omega} s_{2,3}$ соответствует переход $m_3 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_3$ в модели M при $(s_{2,3}, m_3) \in R$;

– переходу $s_{2,2} \xrightarrow{\omega} s_{3,2}$ соответствует переход $m_3 \overset{\omega}{\Rightarrow} m_3$ в модели M при $(s_{3,2}, m_3) \in R$.

8. Возможные переходы из пары состояний $(s_{2,3}, m_2)$:

– переходу $s_{2,3} \xrightarrow{c} s_{3,3}$ соответствует переход $m_2 \overset{c}{\Rightarrow} m_4$ в модели M при $(s_{3,3}, m_4) \in R$;

– переходу $m_2 \xrightarrow{c} m_4$ соответствует переход $s_{2,3} \overset{c}{\Rightarrow} s_{3,3}$ в системе S при $(s_{3,3}, m_4) \in R$.

9. Возможные переходы из пары состояний $(s_{2,3}, m_3)$:

– переходу $s_{2,3} \xrightarrow{c} s_{3,3}$ соответствует переход $m_3 \overset{c}{\Rightarrow} m_4$ в модели M при $(s_{3,3}, m_4) \in R$;

– переходу $m_3 \xrightarrow{c} m_4$ соответствует переход $s_{2,3} \overset{c}{\Rightarrow} s_{3,3}$ в системе S при $(s_{3,3}, m_4) \in R$.

10. Возможные переходы из пары состояний $(s_{3,2}, m_2)$:

– переходу $s_{3,2} \xrightarrow{c} s_{3,3}$ соответствует переход $m_2 \overset{c}{\Rightarrow} m_4$ в модели M при $(s_{3,3}, m_4) \in R$;

– переходу $m_2 \xrightarrow{c} m_4$ соответствует переход $s_{3,2} \overset{c}{\Rightarrow} s_{3,3}$ в системе S при $(s_{3,3}, m_4) \in R$.

11. Возможные переходы из пары состояний $(s_{3,2}, m_3)$:

– переходу $s_{3,2} \xrightarrow{c} s_{3,3}$ соответствует переход $m_3 \overset{c}{\Rightarrow} m_4$ в модели M при $(s_{3,3}, m_4) \in R$;

– переходу $m_3 \xrightarrow{c} m_4$ соответствует переход $s_{3,2} \overset{c}{\Rightarrow} s_{3,3}$ в системе S при $(s_{3,3}, m_4) \in R$.

12. Для пары состояний $(s_{3,3}, m_4)$ отсутствуют какие-либо переходы. Поэтому она может безопасно быть включена в бинарное отношение R.

Таким образом, каждая пара состояний из R соответствует условиям, сформулированным в определении 4, что доказывает тот факт, что бинарное отношение R является эквивалентным отношением слабого взаимного подобия, а система S и ее модель M – слабо взаимно подобны.

Исходя из данного примера, легко заключить, что для определения слабого взаимного подобия системы и модели, представленных $n = n_s + n_m$ состояниями (n_s – количество состояний системы, n_m – количество состояний модели), необходимо пройти 2^{2^n} переходов. Очевидно, что необходимость анализа такого количества переходов не позволяет использовать прямой алгоритм определения слабого взаимного подобия. В связи с этим актуальным является поиск алгоритмов, позволяющих уменьшить количество анализируемых переходов для определения их эквивалентности. Известен подход к решению данной задачи, получивший название имитационной игры [8]. При этом факт взаимного подобия выясняется посредством серии ходов, совершаемых игроками, один из которых представляет систему, а другой – модель. Однако трудности формализации игровых правил приводят к усложнению алгоритма проверки, вследствие чего выигрыш по отношению к прямому алгоритму становится не очевидным.

В данной работе предлагается ускоренный алгоритм определения слабого взаимного подобия, полученный путем модификации имитационной игры.

5. Ускоренный алгоритм определения слабого взаимного подобия

Работу алгоритма будем рассматривать с использованием маркированной системы с переходами $\left(\Pi, A, \left\{ \overset{\alpha}{\Rightarrow} \middle| \alpha \in A \right\}\right)$, где $\Pi = \{s_1, s_2 \cdots s_{n_s}\} \cup \{t_1, t_2, \cdots t_{n_t}\}$, $A = \{\alpha_k\}_{k=1}^{z}$, $\overset{\alpha}{\Rightarrow} \subseteq \Pi \times \Pi, \alpha = a \vee \varphi$.

Ускоренный алгоритм определения слабого взаимного подобия (рис. 2) обеспечивает последовательное рассмотрение пар состояний $(s,t) \in \left\{ (s_x, t_y)_l \right\}_{l=1}^{|R|}$, где $(s_x, t_y)_l \in R$, $x \in \{1, \cdots, n_s\}$, $y \in \{1, \cdots, n_t\}$. Для текущей пары состояний (s,t) и параметра $c = 0$ выполним переход $s \xrightarrow{\alpha} s_i$ из состояния s в некоторое произвольное состояние $s_i \in \Pi, 1 \le i \le n_s$.

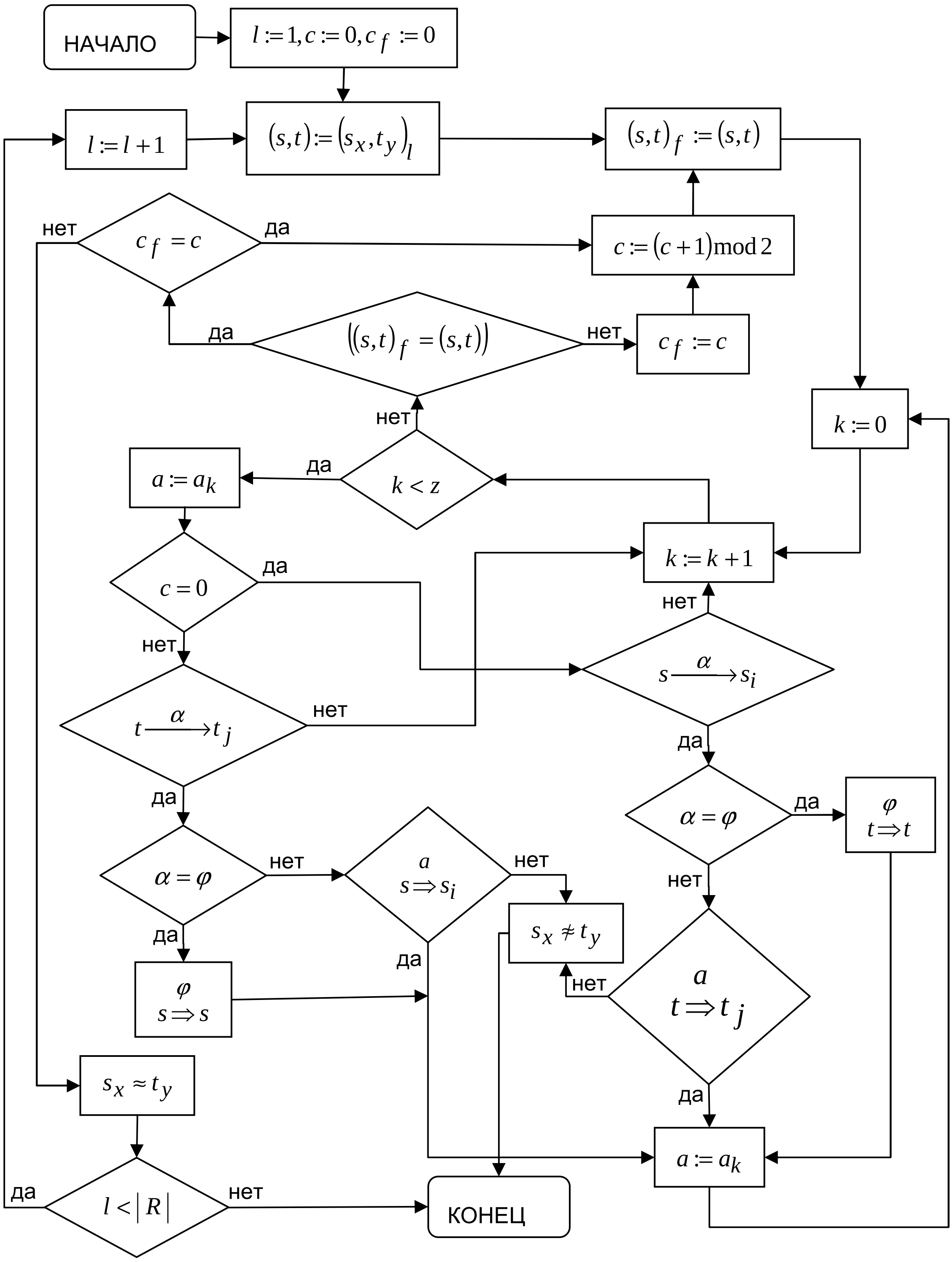

Рис. 2. Алгоритм определения слабого взаимного подобия

При условии, что переход $s\xrightarrow{\alpha}s_i$ успешно выполнен, осуществим переход $t\overset{a}{\Rightarrow}t_j$ из состояния t в некоторое произвольное состояние $t_j\in\Pi, 1\leq j\leq n_t$ при $\alpha=a$ или переход $t\overset{\varphi}{\Rightarrow}t$

при $\alpha = \varphi$. После успешного выполнения переходов $s \xrightarrow{a} s_i$ и $t \overset{a}{\Rightarrow} t_j$ или $t \overset{\varphi}{\Rightarrow} t$ формируется новая текущая пара состояний $(s,t) := (s_i, t_j)$.

Если после успешного выполнения перехода $s \xrightarrow{\alpha} s_i$ невозможно выполнить ни один переход $t \overset{a}{\Rightarrow} t_j$, то начальные состояния s_x и t_y не связаны слабым взаимным подобием, т.е. $s_x \not\approx t_y$.

Ситуация, при которой не существует ни одного перехода $s \xrightarrow{\alpha} s_i$ при $c = 0$, приводит к изменению порядка анализа состояний. В этом случае устанавливают значение параметра $c = 1$ и делают попытку выполнить переход $t \xrightarrow{\alpha} t_j$ из состояния t в некоторое произвольное состояние $t_j \in \Pi, 1 \le j \le n_t$. После успешного выполнения перехода $t \xrightarrow{\alpha} t_j$ осуществляют переход $s \overset{a}{\Rightarrow} s_i$ из состояния s в некоторое произвольное состояние $s_i \in \Pi, 1 \le i \le n_s$ при $\alpha = a$ или переход $s \overset{\varphi}{\Rightarrow} s$ при $\alpha = \varphi$. Новая текущая пара состояний $(s,t) := (s_i, t_j)$ может быть сформирована после успешного выполнения переходов $t \xrightarrow{a} t_j$ и $s \overset{a}{\Rightarrow} s_i$ или $s \overset{\varphi}{\Rightarrow} s$.

Если же после успешного выполнения перехода $t \xrightarrow{\alpha} t_j$ невозможно выполнить переход $s \overset{a}{\Rightarrow} s_i$, то $s_x \not\approx t_y$. Эта ситуация приводит к окончанию алгоритма, поскольку отсутствие слабого взаимного подобия хотя бы для одной пары состояний $(s_x, t_y) \in R$ обусловливает отсутствие слабого взаимного подобия между системой и ее моделью.

Для пары состояний (s_x, t_y) существует слабое взаимное подобие в случае, когда невозможно выполнить переход $s \xrightarrow{\alpha} s_i$ при $c = 0$ и переход $t \xrightarrow{\alpha} t_j$ при $c = 1$ одновременно. Пара состояний $s_x \approx t_y$ также в случае, когда каждому элементу последовательности $\left(s_i, \xrightarrow{\alpha}\right)_i$ соответствует переход $t \overset{a}{\Rightarrow} t_j$ или $t \overset{\varphi}{\Rightarrow} t$ при $c = 0$, и наоборот, когда каждому элементу последовательности $\left(t_j, \xrightarrow{\alpha}\right)_j$ соответствует переход $s \overset{a}{\Rightarrow} s_i$ или $s \overset{\varphi}{\Rightarrow} s$ при $c = 1$.

Алгоритм заканчивается также в случае, когда все пары $(s_x, t_y) \in R$ определены как слабо взаимно подобные. Тогда результатом работы алгоритма является подтверждение слабого взаимного подобия системы и модели.

ISSN 1028-9763. Математичні машини і системи, 2008, № 2

6. Выводы

Объектно-ориентированный и визуальный подходы, используемые при создании современных средств моделирования, дают возможность гибкой и комфортной работы с моделями сложных систем, однако не могут обеспечить строгое обоснование их адекватности. Предложенная алгебра процессов – это низкоуровневое формальное средство, ориентированное на описание моделей параллельных систем, работающих под управлением реальной рабочей нагрузки. Отличительной чертой данной алгебры процессов является возможность определения адекватности модели с использованием понятий строгого и слабого взаимного подобия. Поскольку слабое взаимное подобие является свойством эквивалентности, допускающим обобщение несущественных компонентов объекта моделирования, основное внимание уделено алгоритмам определения данного подобия. Приведенный пример демонстрирует существенные трудности определения слабого взаимного подобия путем использования прямого алгоритма. Поэтому актуально создание ускоренного алгоритма, суть которого состоит в поиске хотя бы одной пары состояний, для которой не выполняется условие слабого взаимного подобия.

Научная новизна представленных результатов заключается в разработке подхода к строгому определению адекватности модели путем использования наблюдаемой эквивалентности, базирующейся на слабом взаимном подобии состояний системы и ее модели.

Практическая ценность работы обусловлена созданием ускоренного алгоритма определения слабого взаимного подобия состояний.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Питерсон Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем. – М.: Мир, 1984. – 264 с.
2. Нестеренко Б.Б., Новотарский М.А. Мультипроцессорные системы. – К.: Институт математики АН Украины, 1995. – 408 с.
3. Хоар Ч. Взаимодействующие последовательные процессы. – М.: Мир, 1989. – 264 с.
4. Milner R. Communication and Concurrency. – New York: Prentice Hall, 1995. – 272 p.
5. Нестеренко Б.Б., Новотарский М.А. Алгебра процессов для моделирования параллельных асинхронных вычислительных структур // Электронное моделирование. – 2006. – Т. 28, № 4. – С. 47–64.
6. Нестеренко Б.Б., Новотарский М.А. Моделирование сложных дискретных систем // Математичні машини і системи. – 2007. – № 3, 4. – С. 111–121.
7. Klir G.J. An Approach to General Systems Theory. – N.Y.: Van Nostrand Reinhold Company, 1969. – 323 p.
8. Walukiewicz I. Pushdown processes: games and model-checking // Information and Computation. – 2001. – Vol. 164, N 2. – P. 234–263.

Стаття надійшла до редакції 20.02.2008