

УДК 517.51+514.17

О сложности верификации недетерминированных вероятностных мультиагентных систем

Валиев М.К.¹, Дехтярь М.И.²

*Институт прикладной математики им. М.В. Келдыша РАН
Тверской государственный университет*

e-mail: valiev@keldysh.ru, Michael.Dekhtyar@tversu.ru

получена 18 октября 2010

Ключевые слова: вероятностные мультиагентные системы, Марковские цепи и процессы принятия решений, темпоральные логики, верификация динамических свойств

Рассматриваются вероятностные системы взаимодействующих недетерминированных интеллектуальных агентов. Состояниями агентов в таких системах являются вероятностные базы данных (фактов), а их действия управляются вероятностными логическими программами. Кроме того, каналы взаимодействий между агентами также являются вероятностными. Показано, как таким системам за полиномиальное время могут быть сопоставлены моделирующие их конечные Марковские процессы принятия решений. Это позволяет перенести известные результаты о верификации динамических свойств конечных Марковских процессов на вероятностные мультиагентные системы рассматриваемого типа.

1. Введение

Системы взаимодействующих интеллектуальных агентов (мультиагентные системы) представляют собой одно из самых активно развивающихся направлений в области искусственного интеллекта и прикладного программирования (см., например, [16, 17, 21, 24]). Агенты используются в качестве автономных компонент при построении систем искусственного интеллекта, работы в Интернете, обработке изображений, полученных со спутников, управлении бизнес-процессами, электронной торговле и др. В таких системах агенты могут работать и взаимодействовать по весьма сложным правилам, что делает поведение системы во времени очень сложным. Это приводит к необходимости разработки формальных методов для верификации динамических свойств таких систем.

¹Работа поддержана грантами РФФИ №10-01-00532а и 08-01-00241а

²Работа поддержана грантами РФФИ №10-01-00532а и 08-01-00241а

Известно несколько подходов, связанных с определением моделей агентов, мультиагентных систем (МАС) и языков спецификации свойств таких систем. В частности, в [18, 20] рассматривается поведение абстрактных агентов без внутренней структуры, в [3] агенты специфицируются формулами некоторой темпоральной логики. Другой популярный подход к описанию агентов основан на модели «Believe-Desire-Intention», предложенной в [16] (см. также [4, 5]). В наших предыдущих работах [9, 10] мы рассматривали сложность верификации динамических свойств систем агентов, построенных на основе архитектуры ИМРАСТ, введенной в [17].

Во всех этих работах предполагается, что агенты действуют, имея полную и точную информацию о своем состоянии и окружающем мире, а передача информации от одного агента другому происходит без всяких потерь и занимает некоторое фиксированное время. При этом различаются детерминированные и недетерминированные системы. В первых текущее состояние однозначно определяет выбор выполняемых действий и следующее состояние системы. В недетерминированных системах в текущем состоянии имеется несколько разных допустимых действий и, следовательно, возможны несколько различных следующих состояний. При анализе поведения таких систем приходится рассматривать все возможные варианты, что, естественно, усложняет такой анализ. Однако в реальных приложениях, кроме такой полной неопределенности поведения, агентам часто приходится действовать в условиях неполной и неточной информации о своем состоянии, окружающем мире, времени передачи сообщений и о результатах выполняемых действий, и при этом известны лишь распределения вероятностей для соответствующих параметров агентов и системы. Это приводит к тому, что для данного текущего состояния возможные переходы в одно из нескольких следующих состояний имеют, вообще говоря, различные вероятности. При анализе поведения таких систем естественно говорить о вероятностях выполнения для них тех или иных свойств.

В работе [12] была предложена модель вероятностных агентов, в которой основной причиной неопределенности поведения была стохастичность знаний агента о своем состоянии и окружающем мире. Могут быть также и другие источники стохастичности поведения МАС. В этой работе мы определяем недетерминированные вероятностные МАС (НВМАС), в которых допускается как недетерминированность действий агентов, так и стохастичность на всех уровнях их определения: а именно, состояниями агентов являются вероятностные базы фактов, каналы взаимодействия агентов являются вероятностными, и действия для выполнения определяются вероятностными логическими программами агентов, исходя из текущего состояния агента и сообщений, полученных от других агентов. Те ВМАС, которые не содержат агентов с недетерминированными действиями, будем называть последовательными (ПВМАС).

Заметим, что уже обычные (невероятностные) МАС довольно сложны и включают в себя много разных средств, позволяющих достаточно адекватно моделировать разнообразные практические системы, но затрудняющих их формальное изучение. Для ВМАС последнее обстоятельство еще более усугубляется из-за добавления новых (вероятностных) элементов. Поэтому представляет интерес изучение возможности моделирования ВМАС классическими хорошо изученными марковскими системами (Марковскими цепями или процессами принятия решений).

Основной результат статьи, содержащийся в разделе 4 ниже, показывает, что любую НВМАС можно эффективно моделировать некоторым конечным Марковским процессом принятия решений. Для ПВМАС это дает их моделирование конечными Марковскими цепями. Это усиливает наш результат из [22], где была установлена возможность эффективного моделирования Марковскими цепями для ПВМАС более ограниченного вида (агенты которых управляются обычными логическими программами, а не вероятностными, как у ПВМАС общего вида). В разделе 5 приводятся некоторые результаты о сложности верификации динамических свойств ПВМАС и НВМАС, которые следуют из результатов раздела 4 и известных результатов Варди, Куркубетиса-Яннакакиса и др. о верификации Марковских цепей и процессов (соответствующие ссылки см. в разделе 5).

2. Вероятностные мультиагентные системы

2.1. Два типа вероятностных МАС: последовательные и недетерминированные

Как было отмечено во введении, нами были рассмотрены вероятностные МАС как включающие недетерминированность в процесс выбора действий (НВМАС), так и работающие в последовательном режиме (ПВМАС). Конечно, последовательные системы можно фактически считать частным случаем систем с недетерминированным выбором действий, но, тем не менее, отдельное рассмотрение последовательных систем представляет интерес, так как они являются адекватными моделями многих практических систем и допускают более эффективный анализ их свойств поведения.

НВМАС $\mathbf{A}$ содержит конечное множество взаимодействующих интеллектуальных агентов A_i , управляемых некоторыми вероятностными логическими программами. У каждого агента A системы имеется внутренняя вероятностная база данных (ВБД) I_A , содержащая конечное множество аннотированных базисных (ground) атомов вида $q(c_1, \dots, c_k) : p$, где q – предикатный символ, $c_1, \dots, c_k$ – константы, $p \in [0, 1]$ – степень уверенности в факте $q(c_1, \dots, c_k)$ (или вероятность этого факта). Будем считать, что множество используемых данной системой констант ограничено. Кроме ВБД у агента A имеется почтовый ящик $MsgBox_A$, в котором находятся сообщения, полученные им перед текущим шагом от других агентов системы. Текущее содержимое ВБД и текущее содержимое почтового ящика агента A составляют его текущее локальное состояние $IM_A = \langle I_A, MsgBox_A \rangle$.

Агенты из $\mathbf{A}$ общаются между собой посредством передачи сообщений вида $msg(Sender, Receiver, Msg)$, где $Sender$ и $Receiver$ – имена агентов (источника и адресата), а Msg – (передаваемый) базисный атом.

Для каждой пары агентов A, B из $\mathbf{A}$ имеется канал связи CH_{AB} , в который попадают сообщения, посылаемые агентом A агенту B . Затем из этого канала они попадают в почтовый ящик $MsgBox_B$. Время пребывания каждого сообщения “в пути” мы рассматриваем как случайную величину, задаваемую конечным дискретным распределением вероятностей. Через $p_{AB}(t)$ обозначим вероятность того, что B получит сообщение, посланное ему агентом A , ровно через $t \geq 1$ шагов (тактов) после его отсылки (t_0 будет обозначать минимальное число такое, что $p_{AB}(t) = 0$

для всех $t > t_0$ и всех агентов A и B системы).

Для разных сообщений соответствующие случайные величины будем считать независимыми. Мы предполагаем, что $\sum_{t=1}^{\infty} p_{AB}(t) \leq 1$. Тогда разность $1 - \sum_{t=1}^{\infty} p_{AB}(t)$ определяет вероятность того, что сообщение никогда не достигнет адресата, т.е. будет утеряно в канале. Текущее состояние канала CH_{AB} будет включать все сообщения, посланные агентом A агенту B , которые еще не дошли до B , с указанием времени их нахождения в канале. Мы будем обозначать текущее состояние канала так же, как и сам канал, т.е. $CH_{AB} = \{(Msg, t) \mid \text{сообщение } Msg \text{ от агента } A \text{ агенту } B \text{ находится в канале } t \text{ тактов}\}$. Мы будем также использовать сокращения CH_{ij} и p_{ij} для $CH_{A_i A_j}$ и $p_{A_i A_j}$ соответственно.

С каждым агентом A связана его база ACT_A параметризованных действий вида $\langle a(X_1, \dots, X_m), PUT_a(X_1, \dots, X_m), SEND_a(X_1, \dots, X_m) \rangle$. Здесь $a(X_1, \dots, X_m)$ – (параметризованное) имя действия, $PUT_a(X_1, \dots, X_m)$ – список аннотированных атомов вида $q(t_1, \dots, t_k):p$, где q – k -местный предикат из сигнатуры внутренней ВБД, $t_1, \dots, t_k$ – либо константы, либо параметры $X_1, \dots, X_m$, а p – вероятность атома $q(t_1, \dots, t_k)$. Это множество определяет изменения внутренней ВБД при выполнении данного действия (это будет уточнено ниже в п. 3). Список $SEND_a(X_1, \dots, X_m)$ содержит сообщения вида $msg(A, B, p(t_1, \dots, t_k))$, отправляемые другим агентам. Пусть $c_1, \dots, c_m$ – константы. Обозначим через $PUT_a(c_1, \dots, c_m)$ множество базисных аннотированных фактов, получаемых подстановкой $c_1, \dots, c_m$ вместо $X_1, \dots, X_m$ в атомы из $PUT_a(X_1, \dots, X_m)$. Аналогично определяется и $SEND_a(c_1, \dots, c_m)$. Базисные атомы вида $a(c_1, \dots, c_m)$ назовем базисными атомами действий (или просто базисными действиями).

Конкретный выбор действий агента, исполняемых в данном локальном состоянии, определяется парой (LP_A, Sel_A) . Здесь LP_A – вероятностная логическая программа, которая в каждый момент времени определяет в зависимости от текущего локального состояния Im_A некоторое множество $Perm_A$ аннотированных базисных действий, разрешенных к выполнению на этом шаге (более точно $Perm_A$ будет определено ниже в п. 1.2). Sel_A – полиномиально вычислимый оператор, который *недетерминированным* образом окончательно выбирает для выполнения некоторое подмножество из $Perm_A$. Последовательные ВМАС выделяются из общего случая тем, что в них в качестве Sel_A допускается произвольный полиномиально вычислимый *детерминированный* оператор. Таким образом, это определение последовательных ВМАС несколько обобщает определение ВМАС, использованное в [23]³.

В качестве программ LP_A мы рассматриваем вероятностные логические программы с предложениями вида $H:p :- L_1, \dots, L_n$. Здесь $H:p$ – аннотированный атом действия, т.е. H имеет вид $a(t_1, \dots, t_m)$, где $t_1, \dots, t_m$ – либо константы, либо переменные, $p \in [0, 1]$; L_i – либо аннотированные атомы действий вида $a(t_1, \dots, t_m):p$, либо (экстенциональные) аннотированные атомы с предикатами из сигнатуры внутренней БД вида $q(t_1, \dots, t_k):p$, либо литералы сообщений вида $msg(Sender, A, Msg)$ или $not\ msg(Sender, A, Msg)$, либо атомы со встроенными предикатами, вычисли-

³В этой работе оператор Sel_A не использовался, и для исполнения всегда выбиралось все множество $Perm_A$ допустимых в данный момент действий. Но в некоторых случаях желательно выбирать для выполнения не все множество $Perm_A$, а, например, некоторое его непротиворечивое подмножество.

мыми в полиномиальное время.

2.2. Вычисление семантики вероятностной логической программы

В этом пункте мы рассмотрим вычисление оператора $Sem(P)$ для базисной вероятностной логической программы P . Обозначим множество всех базисных (неаннотированных) атомов (эбранов универсум, включающий как экстенциональные атомы, так и атомы действий) через U . Интерпретация $f : U \rightarrow [0, 1]$ сопоставляет каждому атому $q(c_1, \dots, c_m) \in U$ его вероятность $f(q(c_1, \dots, c_m))$. Атом действия $a(c_1, \dots, c_m):p$ выполнен на интерпретации f , если $f(a(c_1, \dots, c_m)) \geq p$. Аннотированный экстенциональный атом вида $q(t_1, \dots, t_k):p$ выполнен на интерпретации f , если $f(q(t_1, \dots, t_k)) \geq p$. Выполнимость литералов сообщений $msg(Sender, A, Msg)$ и $not\ msg(Sender, A, Msg)$ определяется относительно текущего состояния $MsgBox_A$ обычным образом. Выполнимость встроенных предикатов определяется их естественной семантикой. Предложение $a(c_1, \dots, c_m):p \vdash L_1, \dots, L_n$ программы P выполняется на интерпретации f (для данного $MsgBox_A$), если при условии, что каждый L_i выполняется на f , имеет место неравенство $f(a(c_1, \dots, c_m)) \geq p$. Интерпретация f является моделью P , если на ней выполнены все предложения P . Определим на множестве интерпретаций частичный порядок $\leq$ следующим образом: $f1 \leq f2 \Leftrightarrow$ для каждого атома $q \in U$ $f1(q) \leq f2(q)$. Модель f программы P назовем *минимальной*, если для всякой другой модели $f1$ программы P неверно, что $f1 \leq f$. Множество моделей P замкнуто относительно “минимизации”.

Рассматриваемые здесь вероятностные логические программы являются частным случаем логических программ с интервальными вероятностями, определенных в работе [15] (наши программы соответствуют случаю, когда все интервалы имеют вид $[p, 1]$). В [8] было показано, что в общем случае вычисление семантики программ из [15] вызывает определенные трудности. Можно показать, что для рассматриваемого здесь варианта программ семантика возможных миров совпадает с семантикой минимальной неподвижной точки, для вычисления которой имеется эффективный алгоритм.

Лемма 1. Пусть $f1$ и $f2$ – модели программы P . Тогда и интерпретация $f = \min(f1, f2) = \{q:p | q \in U \wedge p = \min(f1(q), f2(q))\}$ является моделью P .

Из этой леммы следует существование минимальной модели P . Ее вычисление обеспечивается процедурой вычисления неподвижной точки, аналогичной процедуре из [15].

Теорема 1. Для всякой вероятностной логической программы P (определенного в этой работе типа) существует минимальная модель $fmin(P)$, которая вычислима за время, полиномиальное от размера базисной развертки $gr(P)$ программы P .

Для агента A в текущем состоянии Im_A пусть программа $LP_{A,state} = LP_A \cup I_A \cup MsgBox_A$.

Определим $Perm_A = Sem(LP_{A,state})$ как множество всех аннотированных атомов действий $a(c_1, \dots, c_m):p$ из $fmin(LP_{A,state})$.

3. Глобальное поведение ВМАС

Как видно из приведенных определений, ПВМАС в определенном смысле похожи на цепи Маркова, а НВМАС на Марковские процессы принятия решений. Заметим, что основное отличие НВМАС и ПВМАС от Марковских процессов и цепей состоит в том, что переходы в ВМАС заданы не явно, а определены некоторыми вычислениями. Кроме того, состояния ВМАС имеют структуру баз данных, что делает их в некотором смысле более выразительными, чем Марковские цепи или процессы.

Определим сначала операционную семантику НВМАС, а потом приведем изменения в этом определении, требуемые для получения семантики ПВМАС.

Глобальное состояние S системы $\mathbf{A}$ включает в себя локальные состояния агентов системы и состояния всех ее $(n^2 - n)$ каналов:

$$S = \langle I_1, \dots, I_n; CH_{1,2}, CH_{2,1}, \dots, CH_{n-1,n}, CH_{n,n-1} \rangle.$$

Обозначим через $\mathbf{S}_A$ множество всех глобальных состояний НВМАС $\mathbf{A}$.

Одношаговая семантика $\mathbf{A}$ определяет, как $\mathbf{A}$ преобразует одно глобальное состояние S в другие состояния.

Переход $S \Rightarrow_A S'$ начинается с опустошения почтовых ящиков всех агентов. После этого формируются новые содержимые всех каналов $CH_{i,j}$ и почтовых ящиков: 1) счетчики времени сообщений, находящихся в $CH_{i,j}$, увеличиваются на 1, 2) пары (Msg, t) такие, что $t > t_0$, удаляются из $CH_{i,j}$, 3) для каждой пары $(Msg, t) \in CH_{i,j}$ в почтовый ящик $MsgBox_j$ агента A_j с вероятностью $p_{i,j}(t)$ помещается факт $msg(A_i, A_j, Msg)$. Затем каждый агент $A_i \in \mathbf{A}$ формирует множество всех допустимых на данном шаге аннотированных базисных действий $Perm_i = Sem(LP_{i,state})$, и оператор Sel_{A_i} недетерминированно выбирает некоторое подмножество $Selected_{A_i}$ из $Perm_i$. После этого формируется множество Obl_i выполняемых агентом A_i действий: а именно, для каждого аннотированного атома $a(c_1, \dots, c_m):p$ из $Sel(Perm_i)$ действие $a(c_1, \dots, c_m)$ помещается в Obl_i с вероятностью p . После этого каждый агент A_i выполняет действия из Obl_i следующим образом. Обозначим через UPD_i множество $\{q(t_1, \dots, t_k):p \mid p = \max\{p' \mid q(t_1, \dots, t_k):p' \in PUT_a(c_1, \dots, c_m) \text{ для некоторого } a(c_1, \dots, c_m) \text{ из } Obl_i\}\}$. Тогда новое состояние ВБД I_i получается путем удаления из I_i всех старых фактов из множества $UPD_OLD_i = \{q(t_1, \dots, t_k):r \mid \text{для некоторого } p \ q(t_1, \dots, t_k):p \in UPD_i\}$ и добавления к I_i новых аннотированных фактов из UPD_i . И наконец, агент A_j добавляет в каждый канал $CH_{i,j} (i \neq j)$ все пары вида $(Msg, 0)$, где Msg является базисным экземпляром некоторого сообщения вида $msg(A_i, A_j, p(t_1, \dots, t_k))$ из множества $SEND_a(c_1, \dots, c_m)$ для некоторого $a(c_1, \dots, c_m)$ из Obl_i .

Определение семантики для ПВМАС практически совпадает с вышеприведенным определением, нужно только учесть, что у ПВМАС оператор Sel является детерминированным и однозначно по множеству $Perm$ определяет множество исполняемых действий Obl .

4. Моделирование ВМАС Марковскими системами

Так же как в предыдущем разделе мы начнем с моделирования НВМАС Марковскими процессами принятия решений, а затем приведем простые соображения, как из этого получается моделирование ПВМАС Марковскими цепями.

Вспомним определение Марковских процессов принятия решений. Процесс **M** состоит из 1) множества **S** (состояний), 2) множества **Act** действий (мы будем называть их **M**-действиями, чтобы отличить от действий НВМАС), 3) вероятностных распределений $P_{S,a}$ на **S** для каждого S из **S** и **M**-действия a и 4) начального состояния S_0 из **S**. Выполнение процесса **M** состоит в переходе из одних состояний в другие, начиная с S_0 . Любой переход из S выполняется в два шага: 1) недетерминированно выбирается некоторое **M**-действие a , и 2) выполняется переход от S к S' с вероятностью $P_{S,a}(S')$.

Следовательно, для моделирования НВМАС **A** Марковским процессом Mod_A нам нужно определить соответствующие компоненты Mod_A . Множество состояний Mod_A мы определим как множество глобальных состояний **A**. **M**-действия будут составными и будут задаваться как наборы $Selected = (Selected_1, \dots, Selected_n)$, где $Selected_i$ – некоторое подмножество множества всех аннотированных базисных атомов действий агента A_i . Остается определить $P_{S,Selected}$ для любого глобального состояния S системы **A** и **M**-действия $Selected$. Они определяются следующей (детерминированной) программой, которая вычисляет вероятность перехода от S к глобальному состоянию S' при условии, что каждый агент A_i выбирает для выполнения аннотированные действия из $Selected_i$.

Алгоритм $Prob_{Selected}(A, S, S')$

- (1) **FOR EACH** $A_i, A_j \in \mathbf{A}$ ($i \neq j$) **DO**
- (2) **BEGIN** $M[i, j] := \{(m, t) \mid (m, t) \in CH_{i,j} \wedge (m, t + 1) \notin CH'_{i,j}\}$;
- (3) $p_{i,j} := \prod \{p_{i,j}(t) \mid (m, t) \in M[i, j]\}$ **END**;
- (4) **FOR EACH** $A_j \in \mathbf{A}$ **DO**
- (5) **BEGIN** $MsgBox_j := \emptyset$;
- (6) **FOR EACH** $A_i \in \mathbf{A}$ ($i \neq j$) **DO**
- (7) $MsgBox_j := MsgBox_j \cup \{msg(A_i, A_j, m) \mid \exists t((m, t) \in M[i, j])\}$ **END**;
- (8) **FOR EACH** $A_i \in \mathbf{A}$ **DO**
- (9) **BEGIN** $Perm_i := Sem(LP_{A_i, state})$;
- (10) **IF** $Selected_i$ не входит в $Range(Sel(Perm_i))$ **THEN RETURN 0 END**;
- (11) **FOR EACH** $A_j \in \mathbf{A}$ **DO**
- (12) $SelAct_j := \{a(c_1, \dots, c_m) \mid a(c_1, \dots, c_m) : p \in Selected_j\}$;
- (13) $p_i := 0$;
- (14) **FOR EACH** Obl , где Obl – подмножество из $SelAct_i$ **DO**
- (15) **BEGIN** $UPD := \{q(t_1, \dots, t_k) : p \mid p = \max\{p' \mid q(t_1, \dots, t_k) : p' \in PUT_a(c_1, \dots, c_m) \wedge a(c_1, \dots, c_m) \in Obl\}\}$;
- (16) $UPD_OLD = \{q(t_1, \dots, t_k) : r \in I_i \mid q(t_1, \dots, t_k) : p \in UPD\}$;
- (17) **IF** $(I'_i = ((I_i \setminus UPD_OLD) \cup UPD) \wedge (\bigwedge_{m \neq i} \{ms \mid (ms, 0) \in CH'_{i,m} = \{ms \mid msg(A_i, A_m, ms) \in SEND_a(c_1, \dots, c_q) \text{ для некоторого } a(c_1, \dots, c_m) \in Obl\}\}))$
- (18) **THEN** $p_i := p_i + \prod \{p_a \mid a(c_1, \dots, c_m) \in Obl \wedge a(c_1, \dots, c_m) : p \in Selected_i\} \times \prod \{(1 - p_a) \mid a \in (SelAct_i \setminus Obl) \wedge a : p_a \in Selected_i\}$;

(19) **END**;

(20) $p(S, S') := \prod \{p_{i,j} \mid 1 \leq i, j \leq n, j \neq i\} \times \prod \{p_i \mid 1 \leq i \leq n\}$;

(21) **RETURN** $p(S, S')$.

Заметим, что $M[i, j]$ во 2-й строке – это множество элементов канала $CH_{i,j}$, сообщения из которых помещаются в $MsgBox_j$ при переходе от S к S' . Тогда $p_{i,j}$ в строке 3 – это вероятность следующего события: множество сообщений от агента A_i , полученных агентом A_j , равно $M[i, j]$. Величина p_i , определяемая в строках 13–19, – это общая вероятность получить из I_i новое внутреннее состояние I'_i при всевозможных подходящих выборах исполняемых действий Obl .

Теорема 2. Алгоритм $Prob_{Selected}(A, S, S')$ вычисляет вероятность $p_{Selected}(S, S')$ перехода $S \Rightarrow_A S'$ при условии выбора процессом Mod_A M -действия $Selected$. Время его работы ограничено сверху величиной $2^r * (|A| + |S| + |S'|)$, где r – максимальное число различных базисных действий одного агента системы, pol – некоторый полином, а $|A| + |S| + |S'|$ – сумма размеров НВМАС A и размеров исходного и результирующего состояний S и S' .

Заметим, что наличие параметра $Selected$ у вышеописанного алгоритма связано с необходимостью определения матрицы вероятностей переходов отдельно для каждого M -действия $Selected$. Конечно, таких M -действий очень много (до 2^{rn} , где n – число агентов в A), но большинство из них не будет использовано (см. строку (10) программы). Кроме того, при моделировании можно использовать вычисление вероятностей переходов по мере необходимости, а не вычислять их все заранее.

При моделировании ПВМАС параметр $Selected$ вырождается, и можно говорить просто о вычислении вероятностей переходов из состояния S в состояние S' (т.е. получаем обычную цепь Маркова). Соответствующий алгоритм вычисления почти совпадает с $Prob_{Selected}(A, S, S')$, нужно только заменить строку (10) на строку (10') $Selected_i := Sel_i(Perm_i)$. Ясно, что при этом время вычисления не увеличится (обычно даже уменьшится) по сравнению с временем работы алгоритма $Prob_{Selected}(A, S, S')$.

5. Верификация динамических свойств ВМАС

Приведенные выше результаты о моделировании позволяют применить известные результаты о верификации динамических свойств Марковских систем ([1, 7, 13, 19] и др.; подробное обсуждение этих вопросов см. в книге [2] или обзорной статье [14]) к верификации ВМАС. Из большого количества возможных следствий приведем только некоторые. В частности, мы ограничим обсуждение базисными ВМАС и верификацией их динамических свойств, выражаемых формулами пропозициональных темпоральных логик (для небазисных систем и предикатных логик имеются аналогичные результаты, но с существенным возрастанием временной сложности). В приводимых ниже следствиях PLTL обозначает пропозициональную логику линейного времени с оператором *Until*, PCTL – пропозициональную логику ветвящегося времени с вероятностно-временным оператором $Until_{\geq p}$ (истинность $[\Phi Until \Psi]_{\geq p}$ в состоянии s означает, что с вероятностью $\geq p$ существует путь с началом s , на

некотором состоянии которого выполнено Ψ , а на всех предшествующих состояниях этого пути выполнено Φ), $PCTL^*$ – некоторое существенное расширение $PCTL$ (более точные определения см. в вышеприведенных ссылках).

Следствие 1. *Выполнимость $PLTL$ -формулы Φ на базисной ПВМАС $\mathbf{A}$ может быть проверена с использованием памяти, полиномиальной относительно размеров $\mathbf{A}$ и Φ .*

Следствие 2. *Выполнимость $PLTL$ -формулы Φ на базисной НВМАС $\mathbf{A}$ может быть проверена за время, экспоненциальное от размера $\mathbf{A}$ и двойное экспоненциальное от размера Φ .*

Следствие 3. *Выполнимость $PCTL$ -формулы Φ на базисной ПВМАС или НВМАС $\mathbf{A}$ может быть проверена за время, экспоненциальное от размера $\mathbf{A}$ (для НВМАС с более высоким основанием экспоненты) и линейное от размера Φ .*

Следствие 4. *Выполнимость $PCTL^*$ -формулы Φ на базисной ПВМАС $\mathbf{A}$ может быть проверена за время, экспоненциальное от размера $\mathbf{A}$ и линейное от размера Φ .*

Следствие 5. *Выполнимость $PCTL^*$ -формулы Φ на базисной НВМАС $\mathbf{A}$ может быть проверена за время, экспоненциальное от размера $\mathbf{A}$ и двойное экспоненциальное от размера Φ .*

Список литературы

1. De Alfaro L. Formal verification of probabilistic systems. PhD Thesis, Stanford Univ., 1998.
2. Baier C., Katoen J. Principles of Model Checking. MIT Press, 2008.
3. Barringer, H., Fisher, M., Gabbay, D., Gough, G., and Owens R. METATEM: An Introduction // *Formal Aspects of Computing*. 1995. 7. P. 533–549.
4. Bordini R., Fisher M., Pardavila C., and Wooldridge M. Model checking AgentSpeak. AAMAS. 2003. P. 409–416.
5. Benerecetti, M., Guinchiglia, F., and Serafini L. Model checking multiagent systems. *Technical Report # 9708-07*. Instituto Trentino di Cultura, 1998.
6. Clarke E.M., Grumberg O., and Peled D. Model checking, MIT Press, 2000.
7. Courcoubetis C., Yannakakis M. The complexity of probabilistic verification // J. ACM. 1995. V. 42, 4. P. 857–907.
8. Dekhtyar A., Dekhtyar M.I. The Theory of Interval Probabilistic Logic Programs // *Annals of Mathematics and Artificial Intelligence*. 2009. 55, N 3-4. P. 355–388.
9. Dekhtyar M., Dikovskiy A., and Valiev M. On feasible cases of checking multi-agent Systems Behavior // *Theoretical Computer Science*, Elsevier Science. 2003. V. 303, N 1. P. 63–81.

10. Dekhtyar M.I., Dikovsky A.Ja., Valiev M.K. On complexity of verification of interacting agent's behavior // *Annals of Pure and Applied Logic*. 2006. 141. P. 336–362.
11. Dekhtyar M.I., Dikovsky A.Ja., Valiev M.K. Temporal Verification of Probabilistic Multi-Agent Systems // *Pillars of Computer Science: Essays Dedicated to Boris (Boaz) Trakhtenbrot on the Occasion of His 85th Birthday*, LNCS. V. 4800. Springer-Verlag, Berlin, 2008. P. 256–265.
12. Dix J., Nanni M., and Subrahmanian V. S. Probabilistic agent reasoning // *ACM Transactions of Computational Logic*. 2000. 1(2). P. 201–245.
13. Hansson H., Jonsson B. A logic for reasoning about time and reliability // *Formal Aspects of Computing*. 1994. 6(5). P. 512–535.
14. Kwiatkowska M. Model Checking for probability and time: from theory to practice // *Proc. 18th IEEE Symposium on Logic in Computer Science*. 2003. P. 351–360.
15. Ng R., Subrahmanian V.S. Probabilistic Logic Programming // *Information and Computation*. 1993. 101, N 2. P. 150–201.
16. Rao A.S., Georgeff M.P. Modelling rational agents within a BDI architecture // *Proc. 2nd Intern. Conf on Principles of Knowledge Representation and Reasoning*, Morgan Kaufman Publisyers, 1991.
17. Subrahmanian V. S., Bonatti P., Dix J., et al. Heterogeneous agent systems, MIT LPess, 2000.
18. van der Hoek W., Wooldridge M. Tractable multiagent planning for epistemic goals. *AAMAS'02*, Bologna, Italy, 2002.
19. Vardi M.Y. Automatic verification of probabilistic concurrent finite state programs // *Proceedings of 26th IEEE Symposium on Foundations of Computer Science*. IEEE, New York. P. 327–338.
20. Wooldridge M., Dunne P.E. The computational complexity of agent verification. *Lecture Notes in AI*, 2002.
21. Wooldridge M., Jennings N. Intelligent agents. Theory and Practice // *The Knowledge Engineering Review*. 1995. 10(2).
22. Валиев М.К., Дехтярь М.И. Вероятностные мультиагентные системы: семантика и верификация // *Вестник Тверского госуниверситета*. 2008. № 35(98). С. 9–22.
23. Валиев М.К., Дехтярь М.И. Сложность верификации мультиагентных систем с вероятностными состояниями и программами // *Труды V Международной научно-практической конференции «Интегрированные модели и мягкие вычисления в искусственном интеллекте»*. Т. 1. М.: Физматлит, 2009. С. 198–206.

24. Тарасов В.Б. От многоагентных систем к интеллектуальным организациям. Эдиториал УРСС. М., 2002.

On complexity of verification of nondeterministic probabilistic multiagent systems

Valiev M.K.

Dekhtyar M.I

Keywords: probabilistic multi-agent systems, Markov chains and decision processes, temporal logics, verification of dynamic properties

Probabilistic systems of interacting nondeterministic intelligent agents are considered. States of the agents in these systems are some probabilistic databases, and the activity of the agents is controlled by some probabilistic logic programs. Moreover, communication channels between agents are also probabilistic. We show how such systems can be polynomially transformed to finite state Markov decision processes. This allows one to transfer the known results on verifying temporal properties of the finite state Markov processes to the probabilistic multi-agent systems of considered type.

Сведения об авторах:

Валиев Марс Котдусович,

Институт прикладной математики РАН, старший научный сотрудник;

Дехтярь Михаил Иосифович,

Тверской государственный университет, профессор