ОТКРЫТАЯ НАУКА
издательство

Международный журнал информационных технологий и энергоэффективности

Сайт журнала: http://www.openaccessscience.ru/index.php/ijcse/

УДК 004.824

АНАЛИЗ ПОДХОДОВ К ПРЕДСТАВЛЕНИЮ ВРЕМЕННЫХ ЗАВИСИМОСТЕЙ В СЛОЖНЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМАХ[1]

Марголин М.С., Поляков М.В.

Филиал ФГБОУ ВО "НИУ "МЭИ" в г. Смоленске, Россия (214013, г. Смоленск, Энергетический проезд, дом 1); e-mail: mikemarg@mail.ru

Статья посвящена обзору существующих подходов и методов к представлению временных зависимостей в сложных технических системах, основанных на явном и неявном моделировании. В статье рассмотрены STRIPS-системы, сети Петри, такие логики как логика линейного времени, окамовская логика, логика деревьев вычислений. Выявлены основные особенности данных подходов. Определены сильные и слабые стороны рассмотренных логик.

Ключевые слова: явное моделирование времени, моделирование изменений, бизнес-процесс.

ANALYSIS OF APPROACHES TO INTRODUCING TIME DEPENDENCE IN COMPLEX TECHNICAL SYSTEMS

Margolin M.S., Polyakov M.V.

Smolensk Branch of the National Research University "Moscow Power Engineering Institute", Russia (214013, Smolensk, street Ehnergeticheskij, 1); e-mail: mikemarg@mail.ru

The article is devoted to the review of existing approaches and methods to the representation of temporal dependencies in complex technical systems based on explicit and implicit modeling. In the article STRIPS-systems, Petri nets, linear time logic, ockhamist logic, logic of calculation trees are considered. The main features of these approaches are revealed. The strengths and weaknesses of the logics examined are determined.

Key words: explicit time modeling, change modeling, business process.

Немецкий философ и логик Людвиг Виттгенштейн полагал [1], что человек не может думать ни о чем нелогичном, т.к. в ином случае ему пришлось бы нелогично думать. Данный тезис можно считать одной из основ развития логики, особенно в связи с развитием большого числа различных неклассических логик.

[1] *Работа выполнена при поддержке Совета по грантам Президента РФ в рамках научного проекта МК-6184.2016.8.*

Классическая логика подразумевает всего два значения истинности – истина и ложь, поэтому она не может быть применима к категории времени. В классической логике не рассматривается возможность изменения значений истинности в зависимости от момента времени в различных сложных технических системах. Классическая логика базируется на законе исключенного третьего и не допускает появления событий, которые могут иметь истинное состояние, отличное от истины и лжи.

В процессе развития логики, ученые разработали различные модели неклассической логики, в рамках которых пытались найти выход из данного противоречия. С развитием логики как науки, сложилось несколько подходов к представлению временных зависимостей в сложных технических системах. Так в [2] предложено рассматривать явное моделирование времени (явный подход) и моделирование изменений (неявный подход). Вести и воспринимать различные математические расчеты удобнее, применяя методы неявного моделирования, нежели явного, однако они имеют определенные достаточно существенные ограничения в представлении сложных временных зависимостей.

Среди методов неявного моделирования хорошо известна т.н. Система STRIPS (Stanford Research Institute Problem Solver) [3, 4]. Система представляет собой разработку ученых Центра искусственного интеллекта при Стэнфордском исследовательском институте (США, Калифорния) Ричарда Файкса и Нильса Нилсона. В 1971 году ими был предложен автоматический планировщик, представляющий изменения в мире в виде переходов из одного состояния в другое. Система порождает планы путем обобщении уже решенных задач. Система выступала в роли модуля планирования для мобильного робота Shakey.

Задача планировщика заключалась в поиске такой последовательности действий (такого оператора), который позволял бы преобразовать исходную модель мира X в некую модель мира Y, для которой было достижимым некое целевое условие, заданное ранее. Иначе говоря, данная система позволяла определить команду, которую необходимо отдать роботу для выполнения цепочки последовательных действий.

Мир такой системы состоит из комнат, дверей, ящиков, окон и источников света. В каждом частном случае Мир описывается множеством утверждений, выраженных в форме предложений исчисления предикатов первого порядка.

Состояния в системе можно представить в виде множества фактов F = {F1…Fn}. Действия задаются с помощью базы правил перехода R = {R1…Rk}. Условия применимости действия (предусловие - precondition), задаются при помощи формулы. Для выяснения применимости некоторого действия в некотором заданном состоянии, необходимо проверить истинность предусловия, т.е. доказать, что предусловие является логическим следствием множества аксиом данного состояния. Действие применимо только в том случае, если истинно предусловие.

Система STRIPS начинает свою работу с попытки доказать, что цель является следствием множества формул, описывающих начальное состояние. Задача решена, если цель следует из начального состояния. Схем действий, удовлетворяющих решению задачи, может быть несколько. В таком случае формируются ветви поиска, в каждой из которых прорабатывается один способ. После того, как схема действия выбрана, ее условие применимости (предусловие) рассматривается в качестве новой подцели.

STRIPS система обладает рядом недостатков. Описание определенной модели мира может быть достаточно большим, копии модели мира неудобно хранить в системе. Одна и та же модель мира может использоваться в описании нескольких узлов. Большинство утверждений в описании модели мира остаются неизменными. Поэтому все формулы моделей мира хранятся в единой структуре памяти.

Так же широко распространенным методом неявного моделирования считаются сети Петри. Сети Петри были предложены Карлом Адамом Петри в качестве механизма для моделирования динамических дискретных систем, которые содержат взаимодействущие параллельные компоненты.

В классическом представлении Сеть Петри представляет собой двудольный ориентированный граф, состоящий из вершин двух типов — позиций и переходов, соединённых между собой дугами. Вершины одного типа не могут быть соединены непосредственно. В позициях могут размещаться специальные метки (маркеры), способные перемещаться по сети.

Под событием понимается срабатывание перехода, при котором метки из входных позиций этого перехода перемещаются в выходные позиции. События происходят мгновенно, либо разновременно, при выполнении определенных условий.

Сеть Петри описывается моделью вида N = (P, T, E, L), где N – двудольный ориентированный граф:

- P и T – два непересекающихся множества вершин $(P \cap T = 0)$, называемых позициями и переходами соответственно,
- F – множество направленных дуг, каждая из которых соединяет позицию $p \in P$ с переходом $t \in T$,
- L – выходная функция, назначение меток для дуг.

Для каждого перехода $t \in T$ может быть задано множество всех дуг сети E + (t) и E – (t), входящих в вершину t, и множество всех дуг сети, выходящих из вершины t.

Произвольный переход t может быть выполнен, если выполняется предусловие для его исполнения.

Процесс функционирования Сети Петри может быть наглядно представлен графом достижимых маркировок. Состояние сети однозначно определяется её маркировкой, т.е. распределением фишек по позициям. Вершинами графа являются допустимые маркировки сети Петри, дуги помечены символом срабатывающего перехода. Дуга строится для каждого возбуждённого перехода. Построение прекращается поле того, как будут получены маркировки, в которых не возбуждён ни один переход, либо маркировки, содержащиеся в графе.

Недостатком Сетей Петри можно считать невозможность различить фишки в таких сетях. Содержание площадки можно представить с помощью указания числа фишек. В некоторых разновидностях Сетей Петри фишки имеют такую структуру, которая позволяет отличать их друг от друга. В Сетях Петри нет строго понятия процесса, который можно было бы выполнять на указанном процессоре. Различные Сети Петри можно использовать для анализа данных или моделирования бизнес-процессов. В [6] предлагается проводить анализ бизнес-процессов, представленных в нотации ARIS eEPC с использованием аппарата сетей Петри. Для этого необходимо интерпретировать бизнес-процесс в сеть Петри. В соответствие каждой функции бизнес-процесса в нотации ARIS eEPC ставится позиция сети Петри, а каждому событию – переход. Логические элементы, при этом, скрываются в позициях сети Петри. Такой подход позволяет интерпретировать бизнес-процесс в сеть Петри. Так же подход по идентификации рисков в бизнес-процессах сложных технических систем и моделированию бизнес-процессов предложен в [7].

Среди недостатков таких подходов можно выделить следующие:

1. не ясным является учет логических элементов, имеющихся в бизнес-процессе, логика работы сети Петри в этом случае не раскрыта;
2. не отражен учет значимых элементов бизнес-процесса: ролей, документов, кластеров информации, информационных систем и др.

К явному подходу моделирования времени можно отнести множество временных логик. Время в таких логиках может быть представлено двумя способами: синтаксически (с помощью различных средств представления времени) или семантически (с помощью средств модальной логики).

Различные временные (темпоральные) логики являются более мощным средством и обладают широкими выразительными возможностями по представлению реальных временных конструкций, чем вышеупомянутые системы на основе моделирования изменений.

В [8] среди подходов к явному моделированию выделяют модальные темпоральные логики и темпоральные расширения классической логики.

В таких логиках в роли временных примитивов принимаются моменты или интервалы времени. Если за основу принимаются моменты времени, то интервал времени можно представить в качестве упорядоченной пары моментов, которые соответствуют началу и концу временного интервала. В ином случае момент времени можно рассматривать как интервал нулевой длины. Так же разработаны системы, которые допускают одновременное использование обоих временных примитивов.

В [8] отмечается, что структура времени в темпоральных логиках принимается исходя из проблемной области. При этом необходимо учитывать следующие аспекты:

- дискретность или непрерывность времени. Определяется ли минимальный шаг изменения времени, допустимо ли указание сколь угодно малого интервала времени.
- полнота или неполнота времени. Существует ли для определенной последовательности, принадлежащей заданной области интерпретации, предел, принадлежащей этой же области, или нет.
- ограниченность или неограниченность времени. Рассматривается ли достаточно большой интервал времени, но ограниченный или интервал не ограничен и возможны события, длящиеся бесконечное время.
- линейность, ветвистость или цикличность времени. Существует ли определенное отношение предшествования во времени для временных примитивов или нет.

Модальная логика строится на основе логики высказываний за счет добавления новых атрибутов, которые позволяют выражать отношение тех или иных высказываний к окружающей действительности. Как правило, к таким высказываниям относятся суждения о необходимости или возможности чего-либо.

Классическая логика рассматривает высказывания, которые являются ассерторическими – т.е. высказываниями, которые утверждают наличие или отсутствие той или иной ситуации. Однако, зачастую возникают ситуации, которые описывают высказывания, содержащие указания на возможность или необходимость. Появление таких высказываний связано с необходимостью описания событий, которые могут произойти в будущем или имели место в прошлом, но которых нет в данный момент времени. Такие высказывания называются модальными (модальностями), а логики, их описывающие, - модальными логиками.

В [9] выделяют три вида модальностей.

- Алетические модальности. К данной группе относятся высказывания в терминах необходимости-случайности или возможности-невозможности. Такие суждения принимаются как логически значимые – истинные или ложные, т.е. не произвольно. А в силу каких-либо оснований.
- Деонтические модальности. Высказывания данной группы выражены в форме в форме совета, пожелания, правила поведения или приказа, побуждающего человека к конкретным действиям. К таким высказываниям можно отнести выражения: «обязательно», «запрещено», «разрешено».
- Эпистемические модальности. К данной группе относятся высказывания, выраженные в суждении информацией об основаниях его принятия и обоснованности, т.е. представляет собой характеристики знаний - «доказано», «опровергнуто», «знает», «верит» ит.д.

При изучении модальных логик в первую очередь стоит рассмотреть логику Прайора [10-11]. Данная логика пересматривает понятие истинности. В ней вводится система т.н. возможных миров, а так же операторы возможности (◊) и необходимости (□). Такие операторы позволяют характеризовать в рассуждениях фактор времени - с их помощью устанавливаются отношения во временных рядах. В логике Прайора некое высказывание p является истинным, если оно истинно в данном возможном мире и во всех остальных возможных мирах, достижимых для данного мира.

В модель Прайора входят:

- переменные p, q, r и т.д. – суждения, истинностные значения которых могут быть различными в различные моменты времени;
- $\wedge$, $\vee$, $\neg$ и т.д. – логические связки;
- темпоральные операторы:

  - P, означающий «было так, что»;
  - H, означающий «всегда было так, что»;
  - F, означающий «будет так, что»;
  - G, означающий «всегда будет так, что».

P и F называют слабыми временными операторами, а H и G – сильными.

Продолжением развития логики Прайора стали работы Ганса Кампа [12, 13], в которых автор предложил расширить логику Прайора. Для этого он ввел новые операторы S (Since – с тех пор) и U (Until – до тех пор). Для данных операторов семантика задается следующим образом: $\upsilon S\psi$ – φ истинно с момента, когда ψ истинно; $\upsilon U\psi$ – υ будет истинно до тех пор, пока ψ ложно. Прайорские базовые операторы могут быть выражены с помощью операторов S и U: $F\upsilon \equiv \top U\upsilon$ и $P\upsilon \equiv \top S\upsilon$. В логике Кампа операторы S и U позволяют представить большее число временных зависимостей, нежели в логике Прайора, например, последовательность событий. Позже были предложены одноместные операторы X (neXttime) и Y (Yesterday). Схема формул $X\upsilon$ означает, что υ будет истинно в следующий момент времени, а $Y\upsilon$ – υ было истинно в прошлый момент времени, при этом время считается дискретным.

В [14] Фон Вригт предлагает ввести к логике высказываний бинарную связку T, аргументами которой являются состояния дел. Под выражением ATB понимается «сейчас происходит A, а в следующий момент времени происходит B. Использование бинарной связки T позволяет строить сложные выражения вида -T(-T(-T))), которые описывают состояния, выполняемые последовательно. Таким образом, в различные моменты времени некоторого отрезка проходит мир.

Относительно отдельного состояния A имеются четыре взаимоисключающие и совместно исчерпывающие возможности, а именно:

- ATA – имеет место состояние A, которое продолжает оставаться;
- AT¬A – имеет место состояние A, но оно перестает существовать;
- ¬ATA– состояние A не имеет места, но возникает;
- ¬AT¬A – состояние A не возникало и не возникнет.

В логике Фон Вригта время является дискретным. Оно представляет собой линейное течение последовательных случаев. Если число полных состояний мира равно 2^n, то число возможных историй в m последовательных моментах равно 2^{mn}.

Логика Пнуели представляет собой теорию, с помощью которой можно доказать наличие у высказывания свойств, характеризующих его правильное вычислительное поведение. Такая логика применяется с целью верификации компьютерных программ.

По мнению Пнуели для последовательных программ темпоральность не является существенным свойством. Зная точку останова и значения программных переменных, можно определить, на каком этапе выполнения программы находится оператор. Направленность последовательных миров от прошлого к будущему позволяет проводить рассуждения о времени в терминах «до» и «после». Для таких задач существует единственное прошлое и единственное будущее.

Однако для множества различных параллельных процессов этого не достаточно. Необходимо различать термины «где», «когда» и сохранять абсолютную временную шкалу, независимую от выполнения.

По мнению Пнуели поведение в прошлом для сложных технических систем менее важно, чем поведение в будущем, которое начинается с момента запуска систем. Поэтому в LTL логике отсутствуют какие-либо темпоральные операторы прошлого.

Данной логике устанавливается инвариантное правило, согласно которому, для установки неизменности некого свойства A в данном алгоритме, надо установить следующее:

- свойство имеет место в начале алгоритма;
- свойство сохраняется после выполнения каждой команды этого алгоритма.

С помощью данных правила в логике Пнуели можно доказать наличие различных инвариантных свойств. Например, к таким свойствам можно отнести свойство исключения критических секций. Данное свойство основывается на организации параллельных вычислений. Параллельные процессы могут включать в себя блоки, содержащие критические команды. Пока один процесс находится в своем критическом блоке, другой процесс ни при каких условиях не должен попасть в свой критический блок, иначе изменения в ячейках памяти при выполнении первого процесса исказят вычисления, используемый в рамках выполнения второго процесса. Второй процесс должен ждать, пока содержимое используемых им ячеек памяти не будет соответствовать требуемым значениям.

Ожидание обеспечивается благодаря выполнению специальных команд, называемых семафорными инструкциями.

Синтаксис логики LTL включает в себя множество пропозициональных переменных, логические связки ($\neg$ и $\vee$), и временные модальные операторы (X и U). Остальные операторы могут быть выражены через базовые. Для упрощения формул логики LTL используют логические – $\wedge$, $\rightarrow$, $\leftrightarrow$, $\top$, $\perp$; и временные – G, F, R, W операторы. Смысл модальных операторов трактуется следующим образом:

- X φ – в следующий момент будет выполнено φ; (1)
- φ Uψ – существует состояние, в котором выполнено ψ и до него во всех предыдущих выполняется φ; (2)
- G φ – всегда будет выполнено φ; (3)
- F φ – будет выполнен φ; (4)
- φ Rψ – либо во всех состояниях выполняется ψ, либо существует состояние, в котором выполняется φ, а во всех предыдущих выполнено ψ; (5)
- φ Wψ – тоже самое, что и (5), но не гарантируется выполнение ψ в некоторый будущий момент. (6)

Полная аксиоматическая система для LTL, расширяющая классическую пропозициональную логику со стандартными К-аксиомами для G и X и правилами вывода modus ponens (MP) и необходимости (N) плюс аксиомы, выражающие неподвижные точки G и U выглядит следующим образом [20]:

$$\begin{array}{l}
(\mathrm{K}G)\ G(\varphi\rightarrow\psi)\rightarrow(G\varphi\rightarrow G\psi)\\
(\mathrm{K}X)\ X(\varphi\rightarrow\psi)\rightarrow(X\varphi\rightarrow X\psi)\\
(\mathrm{FUNC})\ X\neg\varphi\leftrightarrow\neg X\varphi\\
(\mathrm{FP}G)\ G\varphi\leftrightarrow(\varphi\wedge XG\varphi)\\
(\mathrm{GFP}G)\ \psi\wedge G(\psi\rightarrow(\varphi\wedge X\psi))\rightarrow G\varphi\\
(\mathrm{FP}U)\ \varphi U\psi\leftrightarrow(\psi\vee(\varphi\wedge X(\varphi U\psi)))\\
(\mathrm{LFP}U)\ G((\psi\vee(\varphi\wedge X\theta))\rightarrow\theta)\rightarrow(\varphi U\psi\rightarrow\theta),\ \text{где}
\end{array} \quad (7)$$

(KG) $G(\varphi\rightarrow\psi)\rightarrow(G\varphi\rightarrow G\psi)$ - независимо от того, что всегда будет следовать из того, что всегда будет, всегда будет;

(KX) $X(\varphi\rightarrow\psi)\rightarrow(X\varphi\rightarrow X\psi)$ - независимо от того, что будет выполняться в следующий момент из того, что будет выполнено в следующий момент, будет выполнено в следующий момент;

(FUNC) X¬φ↔¬Xφ – аксиома функциональности.

Фактически аксиома FPG говорит, что $G\varphi$ является *фиксированной точкой* оператора ΓG, определяемого как $\Gamma G(\theta)=\varphi\wedge X\theta$, тогда как GFP$G$ говорит, что $G\varphi$ является (теоретически, с точки зрения его расширения) самой *высокой пост фиксированной точкой* ΓG. Точно так же аксиома FPU говорит, что $\varphi U\psi$ является *неподвижной точкой* оператора ΓU, определяемого как $\Gamma U(\theta)=\psi\vee(\varphi\wedge X\theta)$, тогда как LFP$U$ говорит, что $\varphi U\psi$- *самой низкой фиксированной точкой* $\varphi U\psi$. Заметим, что GFPG обобщает индукционную аксиому (IND): $\varphi\wedge G(\varphi\rightarrow X\varphi)\rightarrow G\varphi$.

Доказательства полноты вариаций приведенной выше аксиоматической системы можно найти в [22].

Система аксиом для данной логики является непротиворечивой и полной. ППФ доказуема в рамках PTL тогда и только тогда, когда она обозначима в PTL [15]. Недостатком такой логики можно считать то, что она не позволяет выстроить такую модель сложной технической системы, для которой будет допустимо наличие нескольких возможных будущих. Следовательно, такая модель ограничит возможность прогнозирования всех возможных вариантов развития и оценки риска выполнения каких-либо из них.

Помимо PTL выделяют пропозициональную темпоральную логику ветвящегося времени (BPTL). Такая логика является расширением пропозициональной темпоральной логики.

В отличие от линейной PTL, в логике BPTL каждое состояние может иметь более одного приемника и возможно несколько путей из текущего состояния. Модель времени в ветвящейся логике представляет собой бесконечное дерево, каждая вершина которого имеет конечное целое ненулевое число приемников.

Наличие последовательных миров в линейном времени не допускает наличия параллельной ветвящейся структуры. Ветвящаяся структура времени в отличие от линейной допускает ветвление будущего, т.е. допускается наличие единственного допустимого прошлого и нескольких вариантов будущего. Такое время соответствует концепции «возможных миров». Параллельная структура времени определяет различные параллельные миры. Таким образом, логика ветвящегося времени может использоваться при моделировании или прогнозировании. Для корректной интерпретации (определения истинности) утверждений о будущем должны заключать в себе два вида модальностей: с одной стороны, это модальность времени, а с другой – алетическая модальность. В [16] предложен анализ существующих подходов к темпоральным высказываниям, представляющим собой рассуждения о будущем. Такие утверждения могут быть рассмотрены подобно утверждениям о прошлом и настоящем времени как констатация существующего положения (ассерторические утверждения), т.е. содержать лишь модальность времени. Примерами таких утверждений могут служить «когда-нибудь будет p», «всегда будет q». Такие утверждения могут быть корректно интерпретированы в случае однозначности будущего, однако, в рамках концепции ветвящегося времени они не могут быть интерпретированы однозначно.

Оккамовская временная логика [20] Оккама и Прайора основана на предположении, что, хотя прошлое не может быть изменено, будущее может расходиться в разных направлениях с настоящего момента; однако в каждый момент времени одно возможное будущее считается актуальным, и именно в отношении этого будущего оцениваются будущие заявления. Таким образом, фразы «всегда / когда-нибудь в будущем» теперь означают «всегда / когда-то в будущем считаются актуальными». Более того, это фактическое будущее считается определяемым. Формально это означает, во-первых, что естественные потоки времени являются скорее древовидными, чем линейными, а во-вторых, что значение истинности любой формулы оцениваются не только относительно момента времени, но и истории, содержащей этот момент.

Так как в [21] каждая ветвь через t представляет собой возможный ход событий (для точки t и ветви b, мы говорим, что t лежит на b или b проходит через t, если t принадлежит b). Таким образом, мы можем представить возможное будущее t как множество всех последующих точек на некоторой фиксированной ветви b на t; при этом каждая точка будет иметь уникальное прошлое.

Истинность формулы φ в модели M определяется так:

$$\begin{aligned}
&M, t, b \models q \text{ если } \pi(t)(q) = 1,\\
&M, t, b \models \neg\varphi \text{ если не } M, t, b \models \varphi\\
&M, t, b \models \varphi \wedge \psi \text{ если } M, t, b \models \varphi \text{ и } M, t, b \models \psi,\\
&M, t, b \models G\,\varphi \text{ если } M, s, b \models \varphi \text{ для всех } s \text{ on } b \text{ с } t < s,\\
&M, t, b \models H\,\varphi \text{ if } M, s, b \models \varphi \text{ для всех } s \text{ на } b \text{ с } t > s,\\
&M, t, b \models \Box\,\varphi \text{ if } M, t, c \models \varphi \text{ для всех ветвей } c \text{ через } t,
\end{aligned} \tag{8}$$

где π – это путь в M [23].

Но наиболее распространенной логикой ветвящегося времени является CTL логика. Она была предложена Эмерсоном и Кларком для формального описания требований корректного поведения, которые предъявляются к реагирующим вычислительным системам [17].

К таким системам можно отнести различные интерактивные, многонитевые, распределенные программы, встроенные информационные системы. Реагирующим системам присущи две характерные особенности – недетерминизм и незавершаемость вычислений. Поведение реагирующей системы определяется множеством ее бесконечных вычислений, организованном в виде дерева. В каждом состоянии вычисления могут быть зарегистрированы те или иные события, например, отправление запроса, открытие доступа к ресурсу, изменение значения переменной и др. Каждому из таких событий сопоставляется атомарная формула, принимающая логическое значение true только в том случае, когда по ходу вычисления реагирующей системы осуществляется соответствующее событие. Логика CTL позволяет описывать причинно-следственные зависимости между событиями, происходящими в различные моменты времени в процессе функционирования реагирующей системы.

Язык логики содержит временные операторы X, G, U. В CTL логике в качестве модальных операторов могут применяться кванторы пути A и E.

Под квантором A понимается выражение «на всех путях…», а под квантором E – «существует такой путь, что…». Квантор пути A понимается как «неизбежное» выполнение следующей за ним темпоральной формулы пути при всех вариантах развития событий из данного состояния. Квантор пути E можно понимать как «возможное» выполнение следующей за ним темпоральной формулы пути: эта формула пути выполняется, по крайней мере, на одном из вычислений, начинающих из данного состояния. В логике CTL временные операторы могут применяться только совместно с кванторами A и E

При помощи формул CTL можно задавать требования корректности, определяющие желаемое поведение системы, а затем для заданного формального описания (программы, схемы, спецификации и др.) реагирующей системы проверять, используя методы, алгоритмы и инструментальные средства верификации моделей программ, выполнимость этих требований.

Для увеличения выразительной возможности представления времени в искусственных системах были предложенные различные варианты расширения базовой CTL, например, логика с метрическими модализированными темпоральными операторами прошлого и будущего [20], пропозициональная темпоральная логика ветвящегося времени и т.д.

В [18,19] была предложена темпоральная интервальная логика LA. Данная логика была предложена в начале 80-х годов Дж. Алленом. В качестве примитивов интервальные логики используют темпоральные интервалы, которые вырождаются в точки.

Логика Аллена рассматривает 7 базовых интервальных отношений: b (be fore – раньше), m (meets – встречает), o (overlaps – перекрывает), f (finishes – заканчивает), s (starts – начинает), d (during – в течение), e (equal - равняется). Каждое отношение имеет инверсию, которая обозначается «*».

Предложения в логике Аллена представляются в качестве выражения вида $\Omega = \{b, b^*, m, m^*, o, o^*, d, d^*, s, s^*, f, f^*, e\}$. При фиксированных интервалах A и B имеется ровно 2^{13} различных предложений логики Аллена, включая пустое и универсальное множества. Атомарное предложение логики Аллена имеет вид A ω B, где ω – одноэлементное подмножество (A {α} B, α ∈ Ω). Так же предложение A ω B может быть интерпретируемо как дизъюнкция ⋁{A α B | α ∈ ω}. Онтология в логике LA определяется как конечное множество O предложений логики LA.

В логике Аллена имеется отношение |= логического следования. Пусть O – онтология в LA и A ω B – произвольное предложение. Тогда мы говорим, что A ω B логически следует из O (в записи: O |= A ω B), если не существует интерпретации, при которой все предложения из O истинны, а предложение A ω B ложно.

Для построения модели, позволяющей анализировать выполнение бизнес-процесса сложной технической системы или моделировать этот процесс в будущем может использоваться CTL логика.

Логика Аллена широко применяется для решения многих задач искусственного интеллекта благодаря высокой выразительности для описания взаимосвязи между событиями и наличию полиномиального алгоритма вывода[19]. Например, она может использоваться для планирования действий агентов и расписания. Однако, алгоритм Аллена не является полным, т.е можно построить онтологию O и предложение A ω B такие, что O |= A ω B, но алгоритм выдает множество следствий из O, которое не содержит предложения A ω B.

В данной статье кратко рассмотрены некоторые темпоральные логики которые практически используются для представления темпоральной информации в интеллектуальных информационных системах.

Таким образом, временная логика включает в себя необходимые инструменты для получения и поиска ответов на основании рассуждения о времени.

Список литературы

1. Витгенштейн Л. Логико-философский трактат / Перевод и параллельный философско-семиотический комментарий В. П. Руднева // Логос. — 1999. — № 1, 3, 8.
2. Еремеев А.П., Троицкий В.В. Модели представления временных зависимостей в интеллектуальных системах поддержки принятия решений // Известия РАН. Теория и системы управления, 2003. - № 5. - С. 75-88.
3. R. Fikes and N. Nilsson (1971). STRIPS: a new approach to the application of theorem proving to problem solving. Artificial Intelligence, 2:189-208
4. Хант Э. Искусственный интеллект. М: Издательство «Мир». Редакция литературы по математическим наукам, 1978 г. - 558 с.

5. Питерсон Дж. Теория сетей Петри и моделирование систем. М.: Мир, 1984.— 264 с, ил. Пер. с англ.
6. Елиферов, В.Г., Репин В.В. Бизнес-процессы: регламентация и управление: учеб. пособ. для слушателей образоват. учрежд., обуч. по MBA и др. программам подготовки управленческих кадров // Ин-т экономики и финансов "Синергия". — М.: Инфра-М, 2011.
7. Марголин М.С, Сеньков А.В. Подход к идентификации рисков бизнес-процессов в нотации ARIS eEPC на основе сетей Петри. XV национальная конференция по искусственному интеллекту с международным участием – Смоленск: Универсум, 2016. с 265-273.
8. Еремеев А.П. Темпоральные модели в интеллектуальных системах. IV Поспеловские чтения «Искусственный интеллект сегодня. Проблемы и перспективы», 2009.
9. Войшнилло Е.К. Дегтярев М.Г. Логика. М.: Владос-Пресс, 2001. – 528 с.
10. Prior, A.N. Time and Modality [Text] / A.N. Prior. – Oxford: Oxford University Press, 1957. – 160 p.
11. Prior, A.N. Past, present and future [Text] / A.N. Prior. – Oxford: Clarendon Press, 1967. – 228 p.
12. Kamp, H., Tense Logic and the Theory of Linear Orders , Ph.D. thesis, University of California, Los Angeles, 1968
13. Kamp, H., “Formal properties of ‘now’,”Theoria, vol. 37 (1971), pp. 227–73
14. Фон Вригт Г.Х. Логико-философские исследования. Избранные труды. М.: Прогресс 1986. – 593 с.
15. Torsun I.S. Foundations of Intelligent Knowledge-Based Systems // ACADEMIC PRESS, London, 1998
16. Смирнов В.А. Логические системы с модальными временными операторами // Материалы II Советско-финского коллоквиума по логике «Модальные и временные логики». – М.: Институт философии АН СССР, 1979. – С. 89-98.
17. Захаров П.Е., Булычев В.А. О верификации конечных параметризованных моделей распределенных программ. Научные ведомости Белгородского государственного университета. Серия: Экономика. Информатика, 2009, том 9, № 11, с. 116-123.
18. Allen, J.F. Maintaining Knowledge about Temporal Intervals [Text] / J.F. Allen // Communications of the ACM. – 1983. – Vol. 26, № 11. – P. 832-843.
19. Allen, J.F. Planning as temporal reasoning [Text] / J.F. Allen // Proc. of the 2 nd Intern. Conf. on Principles of Knowledge Representation and Reasoning. – 1991. – P. 3-14
20. V.Goranko and A.Galton, "Temporal Logic", The Stanford Encyclopedia of Philosophy (Winter 2015 Edition), Edward N. Zalta (ed.)
21. Y.Venema. Temporal logic. In L. Goble, editor, The Blackwell Guide to Philosophical Logic, pages 203–223. Blackwell Publishers, 2001
22. Goldblatt, R., 1980, “Diodorean Modality in Minkowski Spacetime”, Studia Logica, 39: 219–236. Reprinted in Mathematics of Modality (CSLI Lecture Notes 43), Stanford: CSLI Publications, 1993.
23. Кларк Э. М., Грамберг О., Пелед Д. Верификация моделей программ. Model Checking. М.: МЦНМО. 2002.

References

1. Vitgenshteyn L. Logiko-filosofskiy traktat / Perevod i parallel'nyy filosofsko-semioticheskiy kommentariy V. P. Rudneva // Logos. — 1999. — № 1, 3, 8.
2. Yeremeyev A.P., Troitskiy V.V. Modeli predstavleniya vremennykh zavisimostey v intellektual'nykh sistemakh podderzhki prinyatiya resheniy // Izvestiya RAN. Teoriya i sistemy upravleniya, 2003. - № 5. - S. 75-88.
3. R. Fikes and N. Nilsson (1971). STRIPS: a new approach to the application of theorem proving to problem solving. Artificial Intelligence, 2:189-208

4. Khant E. Iskusstvennyy intellekt. M: Izdatel'stvo «Mir». Redaktsiya literatury po matematicheskim naukam, 1978 g. - 558 s.
5. Piterson Dzh. Teoriya setey Petri i modelirovaniye sistem. M.: Mir, 1984.— 264 s, il. Per. s angl.
6. Yeliferov, V.G., Repin V.V. Biznes-protsessy: reglamentatsiya i upravleniye: ucheb. posob. dlya slushateley obrazovat. uchrezhd., obuch. po MVA i dr. programmam podgotovki upravlencheskikh kadrov // In-t ekonomiki i finansov "Sinergiya". — M.: Infra-M, 2011.
7. Margolin M.S., Sen'kov A.V. Podkhod k identifikatsii riskov biznes-protsessov v notatsii ARIS eEPC na osnove setey Petri. XV natsional'naya konferentsiya po iskusstvennomu intellektu s mezhdunarodnym uchastiyem – Smolensk: Universum, 2016. s 265-273.
8. Yeremeyev A.P. Temporal'nyye modeli v intellektual'nykh sistemakh. IV Pospelovskiye chteniya «Iskusstvennyy intellekt segodnya. Problemy i perspektivy», 2009.
9. Voyshnillo Ye.K. Degtyarev M.G. Logika. M.: Vlados-Press, 2001. – 528 s.
10. Prior, A.N. Time and Modality [Text] / A.N. Prior. – Oxford: Oxford University Press, 1957. – 160 p.
11. Prior, A.N. Past, present and future [Text] / A.N. Prior. – Oxford: Clarendon Press, 1967. – 228 p.
12. Kamp, H., Tense Logic and the Theory of Linear Orders , Ph.D. thesis, University of California, Los Angeles, 1968
13. Kamp, H., “Formal properties of ‘now’,”Theoria, vol. 37 (1971), pp. 227–73
14. Fon Vrigt G.KH. Logiko-filosofskiye issledovaniya. Izbrannyye trudy. M.: Progress 1986. – 593 s.
15. Torsun I.S. Foundations of Intelligent Knowledge-Based Systems // ACADEMIC PRESS, London, 1998
16. Smirnov V.A. Logicheskiye sistemy s modal'nymi vremennymi operatorami // Materialy II Sovetsko-finskogo kollokviuma po logike «Modal'nyye i vremennyye logiki». – M.: Institut filosofii AN SSSR, 1979. – S. 89-98.
17. Zakharov P.Ye., Bulychev V.A. O verifikatsii konechnykh parametrizovannykh modeley raspredelennykh programm. Nauchnyye vedomosti Belgorodskogo gosudarstvennogo universiteta. Seriya: Ekonomika. Informatika, 2009, tom 9, № 11, s. 116-123.
18. Allen, J.F. Maintaining Knowledge about Temporal Intervals [Text] / J.F. Allen // Communications of the ACM. – 1983. – Vol. 26, № 11. – P. 832-843.
19. Allen, J.F. Planning as temporal reasoning [Text] / J.F. Allen // Proc. of the 2 nd Intern. Conf. on Principles of Knowledge Representation and Reasoning. – 1991. – P. 3-14
20. V.Goranko and A.Galton, "Temporal Logic", The Stanford Encyclopedia of Philosophy (Winter 2015 Edition), Edward N. Zalta (ed.)
21. Venema. Temporal logic. In L. Goble, editor, The Blackwell Guide to Philosophical Logic, pages 203–223. Blackwell Publishers, 2001
22. Goldblatt, R., 1980, “Diodorean Modality in Minkowski Spacetime”, Studia Logica, 39: 219–236. Reprinted in Mathematics of Modality (CSLI Lecture Notes 43), Stanford: CSLI Publications, 1993.
23. Klark E. M., Gramberg O., Peled D. Verifikatsiya modeley programm. Model Checking. M.: MTSNMO. 2002.