УДК 004.986

В.Г. ШЕРСТЮК
Херсонський національний технічний університет

ПОСТРОЕНИЕ ПРАВДОПОДОБНОГО СИТУАЦИОННО-СОБЫТИЙНОГО ИСЧИСЛЕНИЯ ДЛЯ СЛОЖНЫХ ДИНАМИЧЕСКИХ СИСТЕМ

В статье рассмотрены вопросы формализации композиционной теории активности в сложных динамических системах, основанной на совместном использовании концептов состояния, события и ситуации, что позволяет преодолеть существенные недостатки известных ситуационных формализмов. Предложено правдоподобное ситуационно-событийное исчисление, построенное слиянием семантики правдоподобной дескрипционной логики с семантикой композиционной теории активности. В результате получено исчисление, обладающее свойством разрешимости и позволяющее выполнять эффективный логический вывод, что позволяет использовать его как адекватный формализм представления знаний о динамических предметных областях.

Ключевые слова: концепт, ситуация, событие, время, состояние, действие, флюента, формула, интерпретация, теория, исчисление.

V. G. SHERSTJUK
Kherson National Technical University

BUILDING A PLAUSIBLE SITUATIONAL EVENT CALCULUS FOR THE COMPLEX DYNAMIC SYSTEMS

Abstract
In this article the compositional activity theory formalization in the complex dynamic systems, based on shared state, event and situation concepts and overcomes the disadvantages of the known essential situational formalisms was discussed. The plausible situational event calculus built as merging the plausible description logic semantic with compositional activity theory semantic is suggested. The result is a calculus that allows to perform the efficient inference; it can be used as an adequate formalism for knowledge representation of dynamic domains.

Keywords: concept, situation, event, time, state, action, fluent, formula, interpretation, theory, calculus.

Постановка проблемы

Динамические системы поддержки принятия решений предназначены для решения трудноформализуемых задач в слабоструктурированных предметных областях, вследствие чего функционируют в условиях неполной и неточной исходной информации, а также дефицита времени. Их предметные области, как правило, включают сложные динамические системы (СДС), внутри которых взаимодействует множество динамических объектов.

Трудности формализации знаний о проистекающих в СДС процессах и невозможность создания математических моделей объектов таких систем во многих случаях не позволяют использовать традиционные методы теории управления, а также существенно усложняют применение современных интеллектуальных моделей, вследствие чего все большую популярность приобретает ситуационный подход [1], предполагающий наличие некоторой ситуационной модели и языка описания ситуаций в данной модели.

В то же время, построение адекватной для динамической предметной области теории активности, составляющей основу языка описания ситуаций, не является тривиальной задачей, поскольку описание динамики конкретных СДС имеет свою специфику, и редко может быть сведено к элементарной последовательности смены их состояний. Указанная особенность зачастую усугубляется неполнотой и неточностью исходной информации, описывающей состояния СДС, и невозможностью исчерпывающего описания правил перехода состояний СДС вследствие воздействия ряда факторов неопределенности различной природы. В случае, если СДС включает эргатические объекты, дефицит времени для СППР становится определяющей проблемой, в то время как адекватные способы описания активности для таких систем отсутствуют.

Таким образом, вопросы построения теории активности СДС в динамических СППР приобретают особую актуальность.

Анализ последних исследований и публикаций

Известен ряд логических ситуационных формализмов, используемых для построения ситуационных моделей в статических и квазидинамических предметных областях.

Так, *ситуационное исчисление* [2] представляет собой трехсортное логическое исчисление второго порядка с равенством, аксиоматизация которого основана на сортах действий, ситуаций и объектов. Для построения ситуационной модели используют некоторую начальную ситуацию (константу) S_0, бинарный функциональный оператор $\mathrm{do}(a, S_i) = S_j$ (выполнение действия a в ситуации S_i переводит систему в ситуацию S_j), бинарный предикат $\mathrm{Poss}(a, S)$ (в ситуации S можно выполнить действие a), а также ряд фундаментальных аксиом. Кроме того, ситуационное исчисление предоставляет логические связки и кванторы, обширный выбор предикатных и функциональных символов, заданных на сортах объектов и действий, а также ситуационно-зависимые предикаты и функции. Для вывода (проекции или проверки выполнимости действия) в ситуационном исчислении используются механизмы прогрессии и/или регрессии.

Таким образом, ситуационное исчисление предоставляет возможность представления знаний о допустимости определенных действий в определенной ситуации, а также о результате их выполнения. В то же время, будучи теорией второго порядка, ситуационное исчисление неразрешимо, вследствие чего не может быть непосредственно использовано для формулирования теории активности в динамических СППР.

Исчисление флюент [3] расширяет ситуационное исчисление явно заданными сортами состояний системы и флюент – переменных свойств системы, динамически изменяющих свое значение. Исчисление флюент имеет первый порядок, поскольку флюенты представляют собой термы, а не предикаты. Исчисление флюент наследует все фундаментальные аксиомы ситуационного исчисления, поэтому также является неразрешимой теорией.

Вследствие неразрешимости логических теорий в ситуационном исчислении и исчислении флюент реализация динамических СППР на их основе сводится к описанию ситуационной модели, интерпретируемой языками GOLOG (в первом случае) либо FLUX (соответственно, во втором случае), в то же время использование логического вывода ограничено лишь выполнимыми (пропозициональными) подмножествами языка, выразительная способность которых недостаточна для теории активности СДС.

Исчисление событий [4] представляет собой многосортную логическую теорию первого порядка с равенством и явно заданным временем, в которой аксиомы описания временной структуры составляют основу аксиоматизации, а к сортам объектов, флюент и действий добавлен сорт временных меток (отсчетов).

В событийном исчислении действия привязаны непосредственно к меткам времени, в то время как в ситуационном исчислении – к ситуациям, а в исчислении флюент – к состояниям СДС. Соответственно, оценка истинности свойств объектов в конкретные моменты времени избавляет исчисление событий от наиболее серьезного недостатка ситуационного исчисления – так называемой проблемы фреймов [3]. Действия выполняются независимо от структуры времени, несмотря на то, что они привязаны к определенным меткам (моментам). Таким образом, в событийном исчислении отсутствует явное определение состояния или ситуации, а динамика СДС выражается в виде последовательности событий, изменяющих текущие значения флюент.

Нетрудно заметить, что ситуационное исчисление предоставляет возможность гипотетических рассуждений о действиях и ситуациях, в то время как событийное исчисление вследствие линейной структуры времени такой возможности не имеет. С другой стороны, событийное исчисление предоставляет возможность учитывать свойство параллелизма в СДС, в то время как ситуационное исчисление и исчисление флюент такой возможности лишены, – в них ситуация (состояние) является результатом перехода из некоторой предшествующей ситуации (состояния) при выполнении конкретного действия.

Поскольку в реальных СДС множество взаимодействующих объектов подвержено как управляющим, так и возмущающим воздействиям независимо и параллельно во времени, построение формальной теории активности требует одновременного использования явно определенных концептов времени, состояния и ситуации, что ставит вопрос композиции элементарных понятий, аксиом и правил рассмотренных выше на сегодняшний день несовместимых исчислений и, таким образом, синтеза на их основе теории активности ситуационно-событийного типа.

В основу ситуационно-событийного исчисления также должна быть положена некоторая логическая система. В случае, если используется классическая логика первого порядка, как имеет место в ситуационном или флюентном исчислении, результирующее исчисление становится неразрешимым: приходится либо ограничивать основу пропозициональной логикой, теряя в выразительности и возможности решения некоторых важных классов задач, либо вместо логического вывода решать задачи программированием на специально введенном языке (типа GOLOG, FLUX).

В то же время, известны ДЛ, представляющие собой компромисс между выразительностью и разрешимостью логической теории, сочетая в себе богатые выразительные возможности с относительно невысокой вычислительной сложностью логического вывода. Доказано, что ДЛ являются фрагментом логики предикатов с двумя переменными, обладающими свойством разрешимости.

В [5] в качестве базовой логики предложено использовать фрагмент логики первого порядка с двумя переменными, для которого доказано свойство разрешимости, в [6] за основу выбраны разрешимые дескрипционные логики (ДЛ) различной выразительности. Однако, отсутствие явно заданного времени препятствует эффективному выводу в полученных теориях, вследствие чего пытаются комбинировать ДЛ с темпоральной [7] или динамической [8] логикой. Известны также правдоподобные расширения ДЛ [9], способные адекватно учитывать неопределенности различной природы при представлении знаний о процессах, проистекающих в СДС.

Цель данной статьи состоит в построении правдоподобного ситуационно-событийного исчисления на основе композиционной теории активности и правдоподобной дескрипционной логики, учитывающей неполноту и неточность знаний о динамичной предметной области и допускающей выполнение процедуры логического вывода за конечное время.

Таким образом, построенное в данной работе исчисление, в основе которого лежит теория активности с явно заданным параметром времени, является более близким событийному исчислению, но свободно от его недостатков, также как и от известных недостатков ситуационных и флюентных исчислений.

Формальная ситуационно-событийная теория активности

Построим базовую теорию активности $\mathbf{D}_{AT}$, основанную на ситуационно-событийной модели с явным параметром временем.

Зададим категории (сорта) времени $\mathbf{T}$ (переменные $t_i \in \mathbf{T}$), событий $\mathbf{E}$ (переменные $y_i \in \mathbf{E}$), объектов $\mathbf{O}$ (переменные $o_i \in \mathbf{O}$), параметров $\mathbf{P}$ (переменные $p_i \in \mathbf{P}$), действий $\mathbf{A}$ (переменные $a_i \in \mathbf{A}$), флюент $\mathbf{F}$ (переменные $f_i \in \mathbf{F}$), состояний $\mathbf{Z}$ (переменные $z_i \in \mathbf{Z}$), ситуаций $\mathbf{S}$ (переменные $s_i \in \mathbf{S}$), такие что $\mathbf{A} \subset \mathbf{E}$, $\mathbf{F} \subset \mathbf{Z}$.

Константы $t_i \in \mathbf{T}$ задают упорядоченные отношением $<_T$ моменты времени. Для переменных сорта времени зададим множество предикатных символов, соответствующее известной временной модели Аллена [10], и введем интервалы времени $[t_s, \ldots t_e] \in \mathbf{T}$, где $t_s \in \mathbf{T}$ – время начала интервала, $t_e \in \mathbf{T}$ – время его завершения.

Пусть события происходят (независимо от наблюдателя) в определенные моменты времени и изменяют состояние СДС. Для сорта событий зададим функциональный символ $Occurs \subset \mathbf{E} \times \mathbf{T} \times \mathbf{T}$ (событие $E \in \mathbf{E}$ произошло с момента времени $t_1 \in \mathbf{T}$ до $t_2 \in \mathbf{T}$). В СДС присутствуют объекты $O \in \mathbf{O}$, для которых путем наблюдения (измерения) могут быть получены значения параметров $P \in \mathbf{P}$. Первичным описанием свойств СДС в некоторый момент времени является флюента.

Определение 1. Флюентой f называется терм, образованный из литералов $F \in \mathbf{F}$, определенных на переменных сорта $\mathbf{O}$ с использованием параметров $P \in \mathbf{P}$ и описывающий зависимые от времени свойства СДС.

Определение 2. Флюента f называется истинной в момент времени t, если ее значение установлено в истину ($\bullet$) некоторым событием в некоторый предшествующий момент времени $(t_1 - i)$ и не сброшено в $\wedge$ никаким другим событием в последующие моменты времени $(t - i) < t_2$.

Определение 3. Флюента f называется ложной в момент времени t, если ее значение сброшено в $\wedge$ некоторым событием в некоторый предшествующий момент времени $(t - i)$ и не установлено в истину ($\bullet$) никаким другим событием в последующие моменты времени $(t - i) < t$.

Для переменных сорта флюент зададим предикатный символ $HoldsAt \subset \mathbf{F} \times \mathbf{T} \to \{\bullet\ , \wedge\ \}$ для проверки значения истинности флюенты $F \in \mathbf{F}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$; и функциональные символы:

$Set \subset \mathbf{E} \times \mathbf{F} \times \mathbf{T} \times \mathbf{T}$ – событие $E \in \mathbf{E}$ устанавливает значение истинности $\bullet$ для флюенты $F \in \mathbf{F}$ с момента времени $t_1 \in \mathbf{T}$ по $t_2 \in \mathbf{T}$;

$Reset \subset \mathbf{E} \times \mathbf{F} \times \mathbf{T}$ – событие $E \in \mathbf{E}$ сбрасывает значение истинности в $\wedge$ для флюенты $F \in \mathbf{F}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$;

$\square \subset \mathbf{F} \times \mathbf{F} \to \mathbf{F}$ – композиции флюенты $F_1 \in \mathbf{F}$ с другой флюентой $F_2 \in \mathbf{F}$, в результате которой образуется составная флюента $F_1 \square F_2 \in \mathbf{F}$.

Явное указание моментов времени установления значений истинности флюент позволяет формализовать задержки времени при изменении состояний.

Определение 4. Конечным состоянием СДС $z(t) \in \mathbf{Z}$ в момент времени t называется композиция флюент $F_i \in \mathbf{F}$, истинных в указанный момент времени:

$$z(t) = F_1 \circ F_2 \circ .. \circ F_n \;\Big|\; \forall_{i=1}^{n} F_i \;\; HoldsAt(F_i, t) = \bullet \quad . \tag{1}$$

Определение 5. Флюента $F_i \in \mathbf{F}$ называется составляющей для некоторого состояния $z(t) \in \mathbf{Z}$, если она истинна в момент времени t ($HoldsAt(F_i, t) = \bullet$) и входит в композицию флюент, описывающих состояние $z(t)$: $z(t) = ... \circ F_i \circ ...$.

Для сорта состояний $\mathbf{Z}$ зададим функциональные символы:

$Z_0 \subset \mathbf{Z}$ – начальное состояние;

$\varnothing \subset \mathbf{Z}$ – пустое состояние.

Введем на основе [4] базовое множество аксиом, отражающих взаимосвязь состояний, событий, флюент и моментов времени (рис. 1).

$$\begin{aligned}
& Init(F,t) \equiv \exists e,t\ Occurs(e,t_1,t_2) \wedge Set(e,F,t,t_3) \wedge t_1 < t < t_2 < t_3 \\
& Stop(F,t) \equiv \exists e,t\ Occurs(e,t_1,t_2) \wedge Reset(e,F,t) \wedge t_1 < t < t_2 \\
& HoldsAt(F,t) \equiv \exists e,t\ Set(e,F,t_1,t_3) \wedge \neg Reset(e,F,t_2) \wedge t_1 \le t_2 \le t \le t_3 \\
& \neg HoldsAt(F,t) \equiv \exists e,t\ Reset(e,F,t_1) \wedge \neg Set(e,F,t_2,t_3) \wedge t_1 \le t_2 \le t \le t_3 \\
& HoldsIn(F,z,t) \equiv \exists z,t\ z = F_i \circ .. \circ F \circ .. \circ F_j \wedge HoldsAt(F,t) \\
& Do(o,a,t) \equiv Occurs(e,t) \wedge Set(e,F_2,t,...) \\
& Do(o,a,t,\tau) \wedge Causes(a,\mathrm{F},t_1,t_2) \equiv \exists z,t\ z = F_i \circ .. \circ F \circ .. \circ F_j \wedge HoldsIn(F,z,t) \\
& Occurs(e,t_1,t_2) \equiv Do(o,a,t_1,\tau) \wedge Causes(a,\mathrm{F},t_3,t_4) \\
& \qquad\qquad \wedge \exists Set(e,F,t_5,t_6) \ \wedge\ t_1 < t_5 < t_2 < t_6 \ \wedge\ t_3 < t_1 + \tau \ \wedge\ t_3 \le t_4 \\
& Poss(o,a,t) \equiv \forall F_i \in PreC(a)\ HoldsAt(F_i,t) \\
& Perform(o,u,t) \equiv \forall a_i \in u\ Do(o,a_i,a_i.t,a_i.\tau) \\
& ?(t) \to s \equiv \exists o,u\ Perform(o,u,t) \wedge Proj(o,u,t) \to s \\
& ValueAt(o,p,t) \equiv Proj(o,u,t) \wedge Value(o.p) \\
& Trajectory(z,t_1,t_2,\tau) \equiv \\
& \quad \equiv Project\Big(...Sit\Big(Project\Big(Sit\Big(Project\big(Sit(z),t_1\big)\Big),t_1+\tau\Big)\Big),...t_2\Big)
\end{aligned}$$

Рис. 1. Аксиомы теории активности

Определение 6. Множество флюент $\vartheta = \{F_1, ...F_j\}$ называется результатом события $E \in \mathbf{E}$, если появление события E в момент времени $t \in \mathbf{T}$ приводит к такому изменению состояния $z(t) \in \mathbf{Z}$ в следующий момент времени $(t+1)$, $z(t) \xrightarrow{E} z(t+1)$, что $z(t+1) = z(t) \circ \vartheta$.

Обычно множество ϑ содержит функции $Set(E, \{\vartheta\}, t, ...)$ и $Reset(E, \{\vartheta\}, t)$.

Определение 7. Изменением состояния системы в результате события $E \in \mathbf{E}$ называется операция композиции $z(t) \in \mathbf{Z}$ с позитивными результатами события ϑ^+ и негативными результатами события ϑ^-:

$$z(t+1) = z(t) \circ \vartheta. \tag{2}$$

Для флюенты $F \in \mathbf{F}$, составляющей состояние $z(t) \in \mathbf{Z}$, зададим также предикатный символ $HoldsIn \subset \mathbf{F} \times \mathbf{Z}$, проверяющий значение истинности флюенты $F \in \mathbf{F}$ в указанном состоянии.

Переход системы из состояния в состояние может быть задан описанием результатов события. В СДС существуют объекты $O \in \mathbf{O}$, деятельность которых является целесообразной. Это означает, что ЛПР указанных объектов анализируют текущую ситуацию и принимают решения, связанные с выполнением определенных действий.

Действия выполняются в определенные моменты времени $t \in \mathbf{T}$ и имеют некоторую длительность $\tau \in \mathbf{T}$, результаты выполнения действий изменяют состояние СДС, поэтому множество действий является подмножеством событий.

Определение 8. Действием $A \in \mathbf{A}$ называется кортеж $A = \langle P, PreC, PostC \rangle$, где $P \subset \mathbf{P}$, $P = \{p_1, \ldots p_k\}$ – множество параметров действия, $PreC = z_i = F_1 \Box F_2 \Box .. \Box F_m$ – аксиома предусловий выполнения, а $PostC = \{\vartheta\}$ – аксиома постусловий, включающая результаты действия.

Зададим следующие функциональные символы:

$Do(\mathbf{O}, \mathbf{A}, \mathbf{T}, \mathbf{T}) \subset \mathbf{O} \times \mathbf{A} \times \mathbf{T} \times \mathbf{T}$ – выполнение объектом $O \in \mathbf{O}$ действия $A \in \mathbf{A}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$ с длительностью $\tau \in \mathbf{T}$;

$Poss(\mathbf{O}, \mathbf{A}, \mathbf{T}) \subset \mathbf{O} \times \mathbf{A} \times \mathbf{T}$ – проверка предусловий выполнения действия $A \in \mathbf{A}$ объектом $O \in \mathbf{O}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$.

Для учета непрямых результатов действий зададим также предикатный символ $Causes(\mathbf{A}, \mathbf{F}) \to \mathbf{F}$. Действия соответствуют целенаправленной деятельности объектов, образующих СДС, в то время как события отражают возмущения.

Действия могут формироваться в последовательности на основе операции композиции $\circ$.

Определение 9. Сценарием $U \in \mathbf{U}$ называется n-шаговая последовательность действий $A_1, A_2, \ldots A_n \in \mathbf{A}$, заданная в виде $U = [A_1 \circ A_2 \circ \ldots \circ A_n]$.

Зададим функциональный символ $Perform(\mathbf{O}, \mathbf{U}, \mathbf{T}) \subset \mathbf{O} \times \mathbf{U} \times \mathbf{T}$ выполнения объектом $O \in \mathbf{O}$ сценария $U \in \mathbf{U}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$.

С помощью моментов времени, связанных с ними событий, множеств (композиций) флюент, описывающих состояния, и соответствующих событиям изменений состояния можно адекватно отразить динамику СДС.

Определение 10. Состоянием называется формула со свободной переменной $z \in \mathbf{Z}$, содержащейся исключительно в термах вида $HoldsIn(F, z)$:

$$z(t) = HoldsIn(F_1, z) \wedge HoldsIn(F_2, z) \wedge \ldots \wedge HoldsIn(F_m, z). \tag{3}$$

Введем следующие дуальные функциональные символы:

$Sit \subset \mathbf{Z} \to \mathbf{S}$ – определение ситуации $s \in \mathbf{S}$, соответствующей заданному состоянию $z \in \mathbf{Z}$;

$State \subset \mathbf{S} \to \mathbf{Z}$ – определение состояния $z \in \mathbf{Z}$, сложившегося в результате ситуации $s \in \mathbf{S}$.

Ситуации имеют собственную структуру признаков, в общем случае не совпадающую со структурой состояний СДС. Таким образом, реализация функции $Sit(\mathbf{Z})$ зависит от конкретных свойств предметной области и может быть как логической, так и чисто алгоритмической. Ситуация отличается от состояния уровнем обобщения и наличием связей между событиями, действиями и состояниями, поэтому целесообразно описывать ситуации как формулы [5].

Определение 11. Ситуацией называется формула У, состоящая из композиций термов со свободной переменной $s \in \mathbf{S}$, и не содержащая явных значений моментов времени:

$$\text{У} = (F_{11} \Box F_{12} \Box .. \Box F_{1k}, s). \tag{4}$$

Операторы композиции позволяют задать отношения между параметрами (факторами) ситуационной модели в заданной предметной области.

Для ситуаций $s \in \mathbf{S}$ зададим предикатный символ $?(\mathbf{T}, \mathbf{S}) \to \{\bullet\ , \wedge\ \}$ проверки истинности $s \in \mathbf{S}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$ и функциональные символы:

$?(\mathbf{T}) \to \mathbf{S}$ – определение класса ситуации $s \in \mathbf{S}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$;

$Exec(\mathbf{U}, \mathbf{O}, \mathbf{S}) \subset \mathbf{U} \times \mathbf{O} \times \mathbf{S}$ – выполнения объектом $O \in \mathbf{O}$ сценария $U \in \mathbf{U}$ в ситуации $s \in \mathbf{S}$;

$Proj(\mathbf{O}, \mathbf{U}, \mathbf{T}) \subset \mathbf{O} \times \mathbf{U} \times \mathbf{T} \to \mathbf{S}$ – проецирование результата выполнения объектом $O \in \mathbf{O}$ сценария $U \in \mathbf{U}$ в момент времени $t \in \mathbf{T}$.

Построить ситуационно-событийную теорию, основанную на представленной теории активности, – значит задать шкалу времени $\langle \mathbf{T}, <_T \rangle$, множества объектов $\mathbf{O}$, параметров $\mathbf{P}$, действий $\mathbf{A}$ и событий $\mathbf{E}$, определить начальное состояние Z_0, построить множество аксиом перехода состояний

$\boldsymbol{\psi}_j : z_i \to z_l \,|\, (\vartheta)$ для каждого события $\boldsymbol{\psi}_j \in \mathbf{E}$, множество аксиом предусловий выполнения действий $PreC(A_l) = z_k$ и аксиом постусловий (ϑ_i) для каждого действия $A_l \in \mathbf{A}$, построить множество ситуаций $\mathbf{S}$ и связать их с множеством состояний $\mathbf{Z}$, а также задать вид композиций $\circ, \square$.

Явно заданный параметр времени при неявно заданном классе ситуаций в построенной теории активности позволяет избавиться в процессе вывода от ряда проблем:

– построенная теория, в отличие от событийного и ситуационного исчислений, разрешима, т.к. не имеет в своей основе логики первого порядка [5];

– вследствие явного определения временных интервалов не возникают проблемы материализации и непрерывности состояний [11];

– в отличие от флюентных исчислений, при явно заданном времени событий не возникают проблемы обновления состояний (update) [12], имеющие значительную вычислительную сложность.

Интерпретации ситуационно-событийной теории активности

Определение 12. Интерпретация теории активности Δ_{AT} есть отображение

$$\Im : \mathbf{F} \times \mathbf{T} \to \{\top, \bot\}. \tag{5}$$

Определение 13. Интерпретация $\Im$ является моделью теории активности Δ_{AT}, если и только если для всех $F \in \mathbf{F}$ и $t \in \mathbf{T}$:

– для высказывания $HoldsAt(F,t)$ $\exists Set(e,F,t_1,t_3) \wedge \nexists Reset(e,F,t_2)$ такие что $t_1 \le t_2 \le t \le t_3$;

– для высказывания $\neg HoldsAt(F,t)$ $\exists Reset(e,F,t_1) \wedge \nexists Set(e,F,t_2,t_3)$ такие что $t_1 \le t_2 \le t \le t_3$.

Определение 14. Теория активности Δ_{AT} является непротиворечивой, если и только если имеет хотя бы одну модель.

Определение 15. Высказывание $HoldsAt(F,t)$ выводится из теории активности Δ_{AT} (записывается $\Delta_{AT} \models HoldsAt(F,t)$) для всех $F \in \mathbf{F}$, $t \in \mathbf{T}$, если и только если в каждой из моделей $\Im(F,t) = \top$.

Определение 16. Для построенного в теории активности Δ_{AT} множества флюент $\mathbf{F}$ в заданной временной точке $t \in \mathbf{T}$ интерпретация $\Im$ выполнима в t, если и только если для каждой флюенты $F \in \mathbf{F}$ $\Im(F,t) = \top$ и $\Im(\neg F,t) = \bot$

Определение 17. Выполнение сценария $U \in \mathbf{U}$ трансформирует модель $\Im$ в $\Im'$ относительно Δ_{AT} (записывается $\Im \Rightarrow_U^{\Delta_{AT}} \Im'$) если и только если существуют такие интерпретации $\Im_0, \Im_1, \ldots \Im_n$, что $\Im = \Im_0$, $\Im' = \Im_n$ и $\Im_i \Rightarrow_U^{\Delta_{AT}} \Im_{i+1}$ $\forall i = [1..n]$.

Определение 18. Действие $A \in \mathbf{A}$ выполнимо в Δ_{AT}, если и только если для каждой модели $\Im \models A.PreC$ существует интерпретация $\Im'$, такая что $\Im \Rightarrow_A^{\Delta_{AT}} \Im'$.

Определение 19. Выражение φ является выводом в Δ_{AT} при выполнении сценария $U = [A_1 \circ A_2 \circ \ldots \circ A_n]$, такого, что всякое действие A_i $\forall i = [1..n]$ выполнимо в Δ_{AT}, если и только если для всех $\Im$ и $\Im'$ $\left((\exists \Im) \wedge \left(\Im \Rightarrow_U^{\Delta_{AT}} \Im'\right)\right) \Leftrightarrow \Im' \models \varphi$.

Базовыми элементами вывода в Δ_{AT} являются:

а) интерпретация высказываний $HoldsAt(F,t)$ в соответствии с определением 15;

б) замена для $Do(o,a,t)$ непрямых результатов, заданных как $F_2 = Causes(a,F_1)$ и $HoldsAt(F_1,t)$, на замещающее событие $Occurs(e,t) \wedge Set(e,F_2,t,\ldots)$.

Вывод в Δ_{AT} может быть эффективно реализован с помощью алгоритмов полиномиальной сложности, предложенных в [13].

Слияние ситуационно-событийной теории активности с правдоподобной дескрипционной логикой

Построим ситуационно-событийную теорию Δ на основе правдоподобной ДЛ (ПДЛ) $\mathcal{L}_*(\mathbf{D})$ [9], инкапсулируя теорию активности Δ_{AT}: $\Delta = \Delta_{AT} \oplus \mathcal{L}_*(\mathbf{D})$ и используя известный из [14] метод слияния (fusion) логик, сводимый к объединению их семантик, значительно более эффективный, чем известные методы сплетения (fibring) и произведений (product) [15]. В результате получаем язык ситуационно-событийной правдоподобной дескрипционной логики Λ.

Введем счетное множество $k \in N, k = [1..n)$ и атомарный концепт $Time$.

Интервалы времени T (концепт $TimeInterval$) будем представлять как упорядоченную пару $T = [t_i, t_j]$, где $t_i \leq_T t_j$, $i \in k, j \in k$.

Введем концепт $TimePoint$, над которым зададим $TimeInterval$ так, что $t_i = Start(T)$, $t_j = End(T)$ (рис. 2, а).

Потребуем, чтобы флюенты F представляли собой факты $\mathbf{f}$ ПДЛ, при этом каждому факту может быть приписана временная метка и оценка уверенности вида $\geq l$ в форме $a^{[t_i,t_j]}{:}C \geq l$, $a^{[t_i]}{:}C \geq l$, $(a,b)^{[t_i,t_j]}{:}R \geq l$, $(a,b)^{[t_i]}{:}R \geq l$, $(a,b)^{[t_i,t_j]}{:}\neg R \geq l$, $(a,b)^{[t_i]}{:}\neg R \geq l$.

Факты, концепты и роли (формулы языка Λ), в которых не заданы временные метки, назовем статическими, и потребуем, чтобы их интерпретация в различных точках времени, определяемых как $i \in k, j \in k$, была эквивалентной.

Формулы, в которых временная метка задана в виде точки или интервала, назовем динамическими, они отличаются интерпретацией в различных временных точках.

Формулы, заданные без оценки уверенности, назовем определенными, для них существует интерпретация на $\{\bullet\ , \wedge\}$.

Формулы, заданные с оценкой уверенности $\geq l$, назовем правдоподобными и будем интерпретировать на компактной конечной решетке $\mathcal{L}$. Для описания используемых решеток реализуем атомарный концепт $Lattice$ (рис. 2, б).

Интерпретацией $\mathcal{J}$ динамических формул в области интерпретации $\Delta^{\mathcal{I}}$ будут отображаться: каждый индивид $a \in IN$ − в элемент $a^{\mathcal{I}} \subseteq N \times \Delta^{\mathcal{I}}$; каждый атомарный концепт $A \in CN$ − в произвольное подмножество $A^{\mathcal{I}} \subseteq N \times \Delta^{\mathcal{I}}$; каждую атомарную роль $R_A \in RN$ − в произвольное подмножество $R_A{}^{\mathcal{I}} \subseteq N \times \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}}$; каждый концепт C − на функцию $C^{\mathcal{I}}{:}N \times \Delta^{\mathcal{I}} \to \mathcal{L}$; каждую роль R − на функцию $R^{\mathcal{I}}{:}N \times \Delta^{\mathcal{I}} \times \Delta^{\mathcal{I}} \to \mathcal{L}$.

Поскольку элементы N являются упорядоченными по $<_T$ временными точками, $(i,d) \in C^{\mathcal{J}}$ означает, что $\mathcal{J}, d$ является экземпляром C в момент времени t_i. Тогда интерпретацию $\mathcal{J}$ можно разложить на бесконечную последовательность интерпретаций $\mathcal{I}(0), \mathcal{I}(1), \ldots \mathcal{I}(i), \ldots \mathcal{I}(n), \ldots$ каждая из которых соответствует интерпретации ПДЛ, причем $\forall \mathcal{I}(i)$ должна быть определена отдельная область $\Delta^{\mathcal{I}(i)}$, т.к. в процессе смены состояний СДС различные объекты могут добавляться к системе и выходить из нее.

Нетрудно заметить, что оператор слияния выполняет отображение

$$\mathrm{M}{:}\,\mathcal{J} \xrightarrow{t_i} \mathcal{I}(i) \tag{6}$$

для каждой временной точки t_i.

Зададим оператор композиции $\sqcup$ как конкатенацию вида

$$\sqcup : \{\mathrm{A}_*\} + F, \tag{7}$$

добавляющую формулу F в ABox A_*. Тогда состояния СДС в различные моменты времени t_i однозначно соответствуют $\mathrm{A}_*^{(i)}$ (рис. 2, в).

Используя интерпретацию $\mathcal{J}$, можно установить выполнимость $\mathrm{A}_*^{(i)}$ в момент времени t_i. Оператор композиции $\sqcup$ гарантирует, что в момент времени t_i в ABox $\mathrm{A}_*^{(i)}$ входят все статические формулы, а также формулы $F^{[t]}$ $\forall t = t_i$ и $F^{[t_1,t_2]}$ $\forall (t_1 \leq t_i \leq t_2)$.

Сорта событий, действий, ситуаций описываются как концепты TBox T_*, а конкретные их экземпляры материализуются в *ABox* A_*.

События задаются как субконцепты атомарного концепта *Event* (рис. 2, *г*):

$$E^{[t]} = \left(P, \vartheta\right), \tag{8}$$

где t – момент свершения события;
P – множество параметров события;
ϑ – результат события.

При возникновении события результат отражается в A_* безусловно.

а) Временные метки

$TimePoint{:}Time;$

$TimeInterval \equiv Time \text{ у } \exists Start{:}TimePoint \text{ у } \exists End{:}TimePoint$

б) Решетка истинности и решетка дистанции

$LatA = Lattice{:}\{False = \wedge\ , AlmostFalse, RatherFalse,$

$\quad Unknown, RatherTrue, AlmostTrue, True = \bullet\ \};$

$LatB = Lattice{:}\{Far = \wedge\ , RatherFar, NotAShort,\ Near, Short, Close = \bullet\ \};$

в) Описание состояния СДС в виде *ABox*

$\mathrm{A}\ = \{v{:}Ship \text{ у } \exists HasCourse. = 44 \text{ у } \exists HasSpeed. = 15$

$\quad \text{у } \exists HasPosition.\left(103^{\circ}15'37''el, 26^{\circ}42'11''nl\right),$

$\quad u{:}Ship \text{ у } \exists HasCourse. = 142 \text{ у } \exists HasSpeed. = 21.5$

$\quad \text{у } \exists HasPosition.\left(99^{\circ}37'53''el, 25^{\circ}56'48''nl\right),$

$\quad z{:}Hurricane \text{ у } \exists WindForce. = 7 \text{ у } \exists WindDir. = 174^{\circ}\ \}$

$\quad \text{у } Time. = 14 : 31 : 12\ ;$

г) Определение событий

$Hurricane \equiv \left(Event \text{ у } \exists WindForce{:}Integer \text{ у } \exists WindDir{:}Direction,\right.$

$\quad \{Sea \text{ у } \exists WindForce. = Self.WindForce,$

$\quad \left. Sea \text{ у } \exists WindDir. = Self.WindDir, Danger\left(Sea, Ship.Self\right)\}\ \right)$

д) Определение действий

$RotLeft \equiv \left(Action \text{ у } \exists Blade{:}Integer, \{Ship \text{ у } \exists HasSpeed. \le 25\},\right.$

$\quad \left.\{Ship \text{ у } \exists Blade. = Self.\exists Blade\},\ \{\ \}\ \right);$

Рис. 2. Примеры определений концептов на языке Λ

Действие является субконцептом события (рис. 2, *д*), и отличается тем, что для него определены предусловия и постусловия (результаты) выполнения в виде композиции флюент, а результаты действия могут быть заданы в условной форме:

$$A^{[t]} = \left(P, z\left(t\right), \vartheta\right), \tag{9}$$

где t – момент выполнения действия;
P – множество параметров действия;
$z\left(t\right)$ – предусловие выполнения действия (состояние СДС в момент t);

ϑ – результат действия (множество флюент вида $\varphi / \phi\left[\tau\right]$, где φ – условие, ϕ – результат, τ – длительность).

При выполнении действия в A_* отражаются исключительно те формулы ϕ, условия которых φ выполняются на момент $\left[t+\tau\right]$, что позволяет прозрачным образом моделировать неявные результаты действий.

Сценарий формируется из действий, заданных в T_*, с использованием оператора композиции $\circ$. Целесообразно реализовать операторы композиции следующим образом:

$$U^{[t]} = \left(A_1\left[t_1\right] \circ A_2\left[t_2\right] \circ \ldots \circ A_m\left[t_m\right]\right), \tag{10}$$

где t – момент выполнения сценария;

t_i – момент запуска на выполнение действия A_i.

Аналогичным образом, как составные концепты (множества сценариев), могут быть формализованы и планы (рис. 3).

$$T1, T2, T3, T4 : TimePoint$$
$$V1, V2, V3 : Var$$
$$Bearing \equiv Parameter : Direction$$
$$Distance \equiv Parameter : Real$$
$$Blade \equiv Parameter : Direction$$
$$PropellerPitch \equiv Parameter : Real$$
$$DZ \equiv Parameter : Real$$
$$DS \equiv \left(\exists HasSpeed\left[t\right] - \exists HasSpeed\left[t-1\right]\right)$$
$$DD \equiv \left(\exists Distance\left[t\right] - \exists Distance\left[t-1\right]\right)$$
$$DistanceClose = \exists DD. < 0 \text{ у } \exists Distance\left[t\right]. < DZ$$
$$Position \text{ ф } Parameter \text{ у } \exists HasX : Coordinate \text{ у } \exists HasY : Coordinate$$
$$Ship \text{ ф } Object \text{ у } \exists HasCourse : Direction \text{ у } \exists HasSpeed : Real \text{ у } \exists HasPosition : Position$$
$$MovingShip \text{ ф } Ship \text{ у } \exists HasSpeed. > 0$$
$$StaticShip \text{ ф } Ship \text{ у } \exists HasSpeed. \approx 0$$
$$DangerousSituation \text{ ф } DistanceClose \text{ у } MovingShip$$
$$CriticalSituation \text{ ф } DistanceClose \text{ у } TimeClose$$
$$AvoidLC = \left\langle 2, DangerousSituation, \left\{V1, V2\right\}, V3, \left\{\left(T1, RotLeft\right), \left(T3, RotRight\right)\right\}, T4, \left\{\ \right\}\right\rangle$$
$$LeftAttackCounter \text{ ф } DangerousSituation \text{ у } \exists Bearing.\left[315..360\right]$$
$$AvoidLeft \text{ ф } RotLeft \text{ у } \exists V1. = Angle\left[300..350\right]$$
$$Acceleration \text{ ф } Ship \text{ у } \exists Speed.\left[300..350\right]$$
$$RotLeft \equiv \left(Action \text{ у } \exists V1{:}Integer, T1, T2, \left\{V3, Ship \text{ у } \exists HasSpeed. \le 25\right\},\right.$$
$$\left.\left\{Ship \text{ у } \exists Blade. = Self.\exists Blade\right\}, \left\{\ \right\}\ \right);$$

Рис. 3. Пример определения ситуаций на языке Λ

Предикатные и функциональные символы отображаются ролями в *RBox*.

Ситуации, представляемые формулами в *TBox* T_*, естественным образом обобщают принятую концепцию состояний в *ABox* A_* (рис. 4), явным образом помеченным метками времени и представимых композицией концептов и ролей.

Очевидно, что оперировать ситуациями, состояниями, событиями и действиями в Λ возможно, используя механизмы решения логических проблем ПДЛ, при этом не требуется сложных и неэффективных процедур вывода в виде обновлений *ABox* [12].

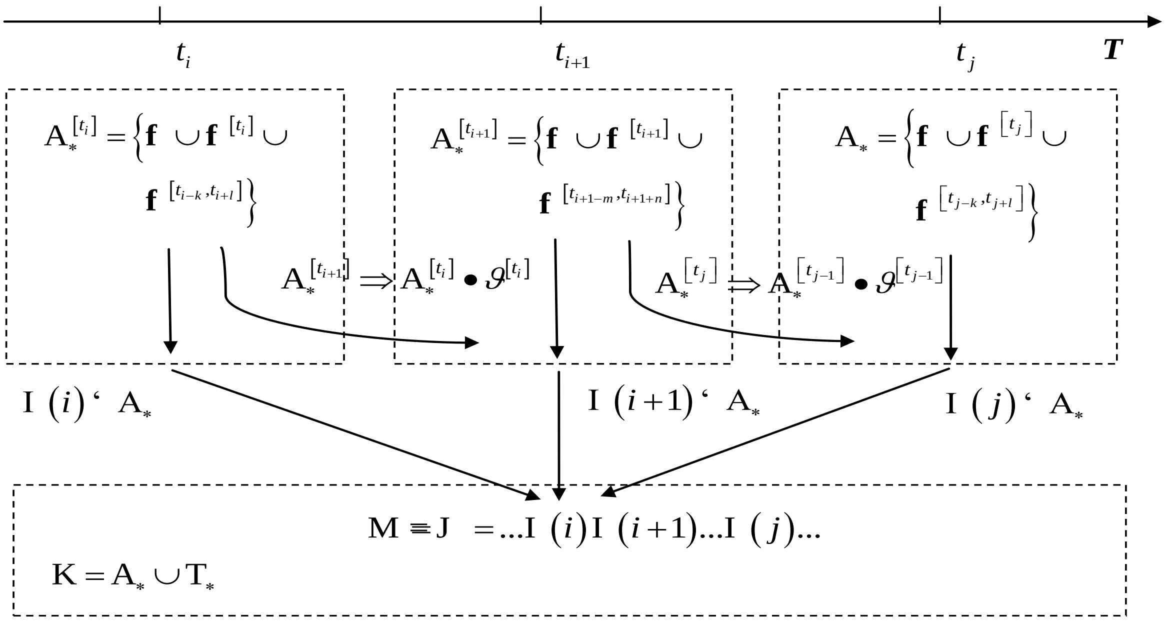

Рис. 4. Семантика ситуационно-событийной теории

Основные результаты и выводы

В основу предложенного ситуационно-событийного исчисления положено совместное использования явно определенных концептов события, состояния и ситуации, что в привязке к заданной временной шкале позволило построить теорию активности, в которой композиция элементарных понятий, аксиом и правил событийной и ситуационной теории позволяет преодолеть известные их недостатки.

Правдоподобное ситуационно-событийное исчисление синтезировано как слияние семантики правдоподобной дескрипционной логики с семантикой композиционной теории активности. Использование механизмов правдоподобного вывода позволяет адекватно учитывать неполноту и неточность информации о состояниях СДС. В результате исследований получено исчисление, обладающее свойством разрешимости и позволяющее выполнять эффективный логический вывод, что позволяет использовать его как адекватный формализм представления знаний о динамических предметных областях в условиях дефицита времени.

Предложенное ситуационно-событийное исчисление может быть использовано для представления знаний в динамических системах поддержки принятия решений, предназначенных для решения трудноформализуемых задач в слабоструктурированных динамичных предметных областях.

Список использованной литературы

1. Поспелов Д.А. Ситуационное управление: теория и практика / Д.А. Поспелов. – М.: Наука, 1986. – 288 с.
2. Reiter R. Knowledge in Action: Logical Foundations for Specifying and Implementing Dynamical Systems / R. Reiter. – Massachusetts: MIT Press, 2001. – 424 p.
3. Thielscher M. From Situation Calculus to Fluent Calculus: State update axioms as a solution to the inferential frame problem / Michael Thielscher // Artificial Intelligence. – 1999. – Vol.111. – №1-2. – Pp. 277-299.
4. Miller R. Some Alternative Formulations of the Event Calculus / R. Miller, M. Shanahan // Proc. of Computational Logic: Logic Programming and Beyond: Essays in Honour of R. A. Kowalski. – London: Springer-Verlag. – Part II. – Pp.452-490.
5. Gu Y. Decidable Reasoning in a Modified Situation Calculus / Y. Gu, M. Soutchanski // Proc. of 20th Int. J. Conf. on Artifical intelligence IJCAI'07. – San Francisco: Morgan Kaufmann Publ., 2007. – Pp.1891-1897.
6. Baader F. Integrating Description Logics and Action Formalisms: First Results / F. Baader, C. Lutz, M. Miličic [and others] // Proc. of 20th National Conf. on Artificial Intelligence AAAI'05. – Pittsburgh, Pennsylvania: AAAI Press, 2005. – Vol.2. – Pp.572-577.
7. Lutz C. Temporal Description Logics: A Survey / C. Lutz, F. Wolter, M. Zakharyashev // Proc. of 2008

15th Int. Symposium on Temporal Representation and Reasoning TIME'08. – Washington: IEEE Computer Society, 2008. – Pp.3-14.

8. Chang L.A Family of Dynamic Description Logics for Representing and Reasoning About Actions / L. Chang, Z. Shi, T. Gu, L. Zhao // Journal of Automated Reasoning. – 2012. – Vol.49. – №1. – Pp.1-52.
9. Шерстюк В.Г. Построение правдоподобной дескрипционной логики размыванием концептов приближенными множествами / В.Г. Шерстюк // Проблемы информационных технологий. – 2013. – №2(14). – С.114-119.
10. Allen J. Maintaining Knowledge About Temporal Intervals / J.F. Allen // Communications of the ACM. – 1983. – Vol.26. – №11. – Pp.832-843.
11. Thielscher M. Challenges for Action Theories / M. Thielscher // Lecture Notes in Computer Science. – Berlin-Heidelberg: Springer-Verlag, 2000. – Vol.1775. – 138 p.
12. Liu H. Computing Updates in Description Logics: Dissertation / Hongkai Liu. – Dresden, 2010. – 138 p.
13. Еремеев А.П. Применение временных рассуждений в интеллектуальных системах реального времени / А.П. Еремеев, И.Е. Куриленко // Интеллектуальные системы: под. ред. В.М. Курейчика. – М.: Физматлит, 2007. – С.114-130.
14. Kurucz A. Many-Dimensional Modal Logics: Theory and Applications / A. Kurucz, F. Wolter, M. Zakharyaschev, Dov M. Gabbay. – Elsevier B.V., 2003. – 766 p.
15. Gabbay D. Fibring Logics / Dov M. Gabbay. – Oxford University Press, 1998. – 600 p.