SPECIFYING ONTOLOGIES FOR WORKFLOWS

G. S. Plesniewicz*, B. S. Karabekov**, Nguen Thi Minh Vu*

*National Research University MPEI
111250, Moscow, Russia
**Institute of Information and Computational Technologies
050010, Almaty, Republic of Kazakhstan

Workflow is a representation of a process whose participants perform (having a common goal) some tasks (works) in accordance with certain procedural rules and constraints. The successful completion of the process depends on the correct synchronization and scheduling of the activities. The notion of workflow appeared in business-informatics in problem of business-processes automation. Nowadays, the workflow technology is used in many other application areas such as medical and bio-informatics, organization of scientific research, CAD and so on. An ontology is a description of the problem domain for a given application in terms of objects, classes, events and relations.

In the present paper, we use formal ontologies as a means for describing workflows at various levels abstraction. In particular, we consider the level of temporal dependences among tasks. So, each workflow ontology $\boldsymbol{O}$ induces the temporal interval ontology $\boldsymbol{O^*}$ consisting of temporal dependencies.

For expressing temporal dependences is used, most often, the interval Allen's logic with the relations $\boldsymbol{b}$ (before), $\boldsymbol{m}$ (meets), $\boldsymbol{d}$ (during), $\boldsymbol{o}$(overlaps), $\boldsymbol{s}$ (starts), $\boldsymbol{f}$ (finishes), $\boldsymbol{e}$ (equals) and the reversed relations. However, for workflow ontologies it is necessary to express also durations of temporal intervals.

We suggest to use the extended Allen's logic (denoted by $\mu\mathbf{LA}+$) for specifying interval ontologies $\boldsymbol{O^*}$ for workflow ontologies $\boldsymbol{O}$. The sentences of the logic $\mu\mathbf{LA}+$ are Boolean combinations of propositional variables and elementary sentences of the form $A(\lambda)B$ where A and B are temporal intervals and λ is a constraint on the ends A^-, A^+ and B^-, B^+ of the intervals A and B.(A^- is the left end and A^+ is the right end of A.). For example, suppose that a task with the temporal interval A to be performed before a work with the interval B, not early than 10 minutes, and that duration of A is 5 minutes. Then this information can be written in $\mu\mathbf{LA}+$ as the elementary sentence $A\boldsymbol{b}$ $(B^- - A^+ \geq 10;\ A^- - A^+ = 5)B$.

As each logic, $\mu\mathbf{LA}+$ has the logical consequence relation $|=$: for an ontology $\boldsymbol{O^*}$ and a sentence α, $\boldsymbol{O^*}\ |= \alpha$ takes place if and only if there is no model of the ontology $\boldsymbol{O^*}$ such that the sentence α is false. We have developed the complete deduction system for the relation $|=$. So, if $\boldsymbol{O^*}|=\alpha$ then there is an inference of α from $\boldsymbol{O^*}$ in this system, and vice versa, if we found an inference α from $\boldsymbol{O^*}$ then $\boldsymbol{O^*}\ |=\alpha$. The developed deduction system is based on the analytical tableaux method.

The developed deduction system can be used for query answering over interval ontologies for workflows. Here is an example of query: $p \wedge q \to A\boldsymbol{o}(x \leq A^+ - B^- \leq y)B$. The answer to that query is the maximal value r of x and the minimal value s of y such that $\boldsymbol{O^*}|= p\wedge q \to A\boldsymbol{o}(r \leq A^+ - B^- \leq s)B$.

Key words: workflow, ontology, temporal logic, temporal logic-ontology specification, methods of deduction, analytical tables.

References

1. W. H. P. van der Aalst, K. M. van Hee. Workflow Management: Models, Methods and Systems. MIT Press, Cambridge, USA, 2002.

2. G. Alonso, F. Casati, H. Kuno, V. Machiraju. Web Services: Concepts, Architectures and Applications. Springer-Verlag, 2003.

3. M. Dumas, W.M.P. van der Aalst, A.H.M. ter Hofstede (eds.). Process-Aware Information Systems. Wiley & Sons, inc., 2005.

4. Staab S., Studer R.(eds.). Handbook on Ontologies. Springer-Verlag, 2009.

5. Plesniewicz G. S. Formal ontologies // Second International Conference Open Semantics Technologies for designing intelligent Systems. OSTIS-2012 (February 2012, Minsk), Minsk (2012). P. 163–168. (In Russian).

6. Plesniewicz G. S., Karabekov B. S. Ontologies in the Binary Model of Knowledge. Programmnye Producty i Sistemy (Software & Systems). 2014. N (105). P. 76–81.

7. Allen J. A. Maintaining knowledge about temporal intervals. Communications of the ACM. 1983. N 26(11). P. 832–843.

8. D'Aggostino M., Gabbay D., Hahnle R., Possega J. (eds.). Handbook of Tableaux Methods, Kluwer Academic Publishers,1999.

9. Bi H. H. and Zhao J.L. Applying propositional logic to workflow verification. Information Technology and Management. 2004 N 3-4(5). P. 293–318.

10. Davulcu H., Kifer M., Ramakrishnan C. R., Ramakrishnan I. V. Logic based modeling and analysis of workflows. Symposium on Principles of Database Systems (Seattle), 1998. P. 25–33.

11. Ma H. A workflow model based on temporal logic. Proceedings of the 8th International Conference on Computer Supported Cooperative Work in Design, IEEE, 2004. P. 27–332.

СПЕЦИФИКАЦИЯ ОНТОЛОГИЙ ДЛЯ ПОТОКОВ ЗАДАЧ

Г. С. Плесневич*, Б. С. Карабеков**, Нгуен Тхи Минь Ву*

*Национальный исследовательский университет „МЭИ“,
111250, Москва, Россия
**Институт информационных и вычислительных технологий
050010, Алма-Ата, Казахстан

УДК 004.822

Поток работ — это представление процесса, участники которого (агенты — люди или программы), имея общую цель, выполняют некоторую совокупность задач в соответствии с определенными правилами и ограничениями. Успешное завершение процесса зависит от корректной синхронизации и расписания выполнения задач. Понятие потока работ появилось в бизнес-информатике в задачах автоматизации бизнес-процессов. Но в настоящее время техника потоков работ используется во многих других областях, таких как медицинская информатика, биоинформатика (в частности, геномика), автоматизация научных исследований, автоматизированное проектирование производства и т. п.

Ключевые слова: потоки задач, онтологии, темпоральные логики, темпорально-логическая спецификация онтологий, методы дедукции, аналитические таблицы.

Введение. *Поток работ* (workflow) — это представление процесса, участники которого (агенты — люди или программы), имея общую цель, выполняют некоторую совокупность задач в соответствии с определенными правилами и ограничениями [1]. Успешное завершение процесса зависит от корректной синхронизации и расписания выполнения задач.

Понятие потока работ появилось в бизнес-информатике в задачах автоматизации бизнес-процессов. Но в настоящее время техника потоков работ используется во многих других областях, таких как медицинская информатика, биоинформатика (в частности, геномика), автоматизация научных исследований, автоматизированное проектирование производства. Важным применением потоков работ является проектирование веб-сервисов в Интернете [2]. Понятие потока работ является центральным для процесс-ориентированных информационных систем (PAIS- Process-Aware Information Systems), [3].

Онтология — это описание знания (в терминах понятий, объектов, их атрибутов и отношений), необходимого для решения данного класса задач, [4]. В частности, онтологии могут быть использованы для представления знаний о потоках работ. *Формальная онтология* является описанием взаимосвязанных понятий, выполненным в соответствующих формальных языках для спецификации онтологий, [5]. *Формальное понятие* с именем C интерпретируется как тройка (U^C,E^C,$\sim^C$), где U^C– *универсум* понятия (т. е. множество возможных имен для обозначения примеров понятия), $\mathrm{E}^C \subseteq \mathrm{U}^C$, E^{C} — множество всех имен, обозначающих *примеры* (instances) понятия, и $\sim^{\mathrm{C}}$ — отношение эквивалентности

Работа выполнена при финансовой поддержке Российского фонда фундаментальных исследований (проект 14-07-0387) и Министерства образования и науки Казахстана (проект 0115 RK 00532).

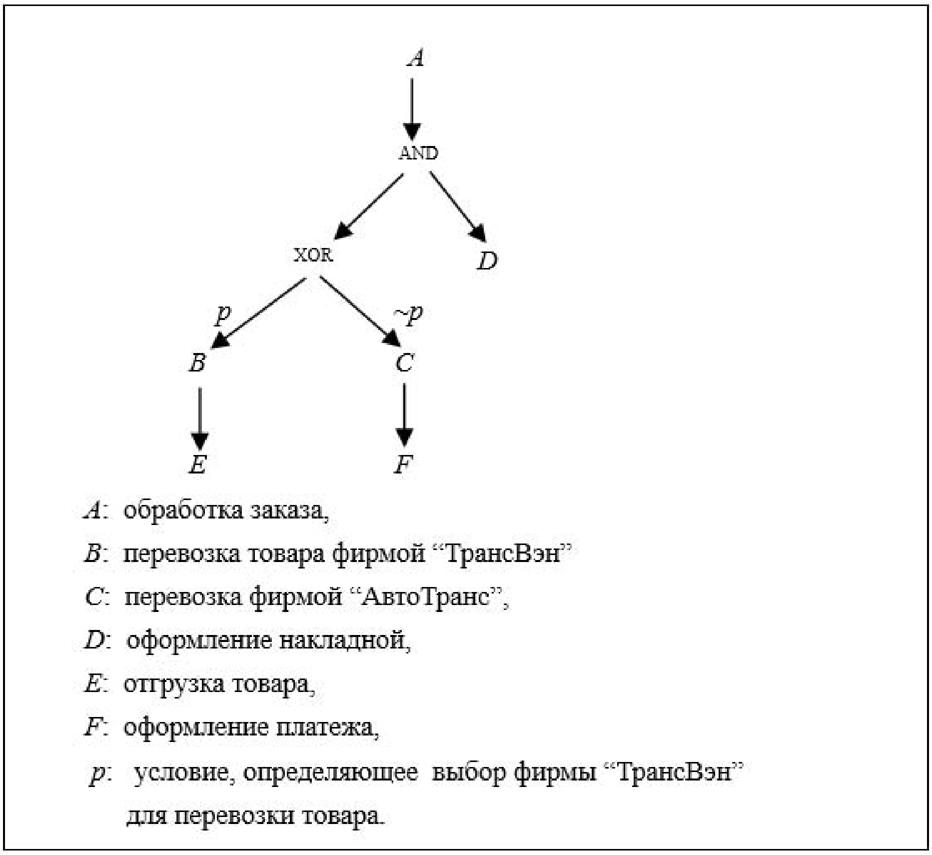

Рис. 1. Пример схемы потока работ

на множестве E^C, называемое *кореференцией.* Пара (E^C,$\sim^C$) называется *экстенсионалом* понятия C (кореферентные имена обозначают одинаковые объекты моделируемой предметной области.)

Для определения универсумов понятий можно использовать язык ЯСС структурной спецификации, входящий в систему „Бинарная Модель Знаний“, [5, 6]. Типичное предложение языка ЯСС позволяет задавать универсум понятия как множество кортежей, содержащих *суррогаты* s (идентификаторы индивидных объектов) и выражения вида $A : s, A : \{s_1, s_2, \ldots, s_k\}$ и A:v, где A — имя *атрибута*, s_i $(1 \leq i \leq k)$ — суррогаты и v – элемент некоторого типа данных.

В онтологиях для потоков задач главную роль играют *события*, т. е. понятия, примеры которых существуют в некоторых временных (темпоральных) интервалах. Таким образом, в кортежи, представляющие эти примеры, должны входить атрибуты, отмечающие начало и конец темпорального интервала.

Пример 1. Рассмотрим простейший пример потока работ, представляющего бизнес-процесс, целью которого является перевозка товара (схема этого потока работ показана на рис. 1). Эта перевозка должна осуществляться одной из двух фирм — „ТрансВэн“ или „АвтоТранс“. Фирма „ТрансВэн“ используется для перевозки тогда и только тогда, когда выполняется некоторое условие p, выражающее предпочтение для выбора этой фирмы. Бизнес-процесс начинается с оформления заказа (задача A). Затем сразу же оформляется накладная (задача D), и после этого осуществляется перевозка товара (задача B или

C). Наконец, осуществляются отгрузка товара и оформление платежки (задачи E и F). Оформление платежки осуществляется сразу же, как начинается отгрузка, и заканчивается раньше окончания отгрузки. Выполнение каждой задачи из этой схемы требует некоторого времени, т. е. с задачами ассоциированы темпоральные интервалы, которые мы обозначим теми же буквами, что и соответствующие задачи.

Структуру понятия `Фирма` можно, например, задать предложением

`Фирма[Название:String,Адрес:String,Владелец:Персона, Тариф:Integer]`,

где понятие `Персона` имеет структуру, определяемую, например, предложением

`Персона[ФИО:String,ГодРожд:String,ИНН:Integer]`,

Структуру понятия (события) `ОбработкаЗаказа` можно задать предложением

`ОбработкаЗаказа[Beg:Time,End:Time,Исполнитель:Персона]`.

Кортежи, принадлежащие экстенсионалам понятий, определяют некоторые факты. Например, предположим, что экстенсионалу понятия `Фирма` принадлежит кортеж

```
[Название:\ТрансВэн\,Адрес:\Москва,117321,ул.Островитянова,д.22\,
 Владелец:#21]
```

с суррогатом `#7` (т. е. этот кортеж и этот суррогат кореферентны), а экстенсионалу понятия `Персона` принадлежит кортеж

`[ФИО:\В.Н.Вагин\,ГодРожд:1940,ИНН:772805005930]`

с суррогатом `#21`. Тогда имеют место следующие факты:

1. `#7.Название = \ТрансВэн\` (фирма с суррогатом `#7` называется `\ТрансВэн\`);
2. `#7.Владелец.ФИО = \В. Н. Вагин\` (фамилия владельца фирмы с суррогатом `#7` — В. Н. Вагин);
3. $\exists x$ (x. `Название =\ТрансВэн\` $\wedge$ x. `Владелец. ФИО = \В. Н. Вагин\`) (владелец фирмы `\ООО ТрансВэн\` носит фамилию В.Н. Вагин).

Между событиями могут наблюдаться бинарные отношения „раньше“, „в течение“, „пересекаются (по времени)“ и т. п. Например, событие „перевозка товара фирмой „ТрансВэн“ предшествует событию „отгрузка товара“. Формально это можно представить предложением

`ПеревозкаТовара(Фирма=Ф1)BEFORE ОтгрузкаТовара.`

BEFORE — это отношение между интервалами, которое является одним из базовых отношений в интервальной логике Аллена, [7]. Другими базовыми отношениями логики Аллена являются: MEETS (встречает), OVERLAPS (перекрывает), DURING (в течение), STARTS (начинает), FINISHES (заканчивает) и EQUALS (равняется).

Пусть условие p состоит в том, что тариф для перевозки фирмой „ТрансВэн“’ меньше тарифа для перевозки фирмой “АвтоТранс“. Тогда утверждение, что событие „перевозка товара фирмой „ТрансВэн“ выполняется после события „оформления заказа“, если выполнено условие p, можно формально записать так:

```
IF Фирма(Название=„ТрансВэн\).Тариф <
 Фирма(Название= „АвтоТранс\).Тариф
THEN ОформлениеЗаказа BEFORE ПеревозкаТовара(Фирма=„ТрансВэн\).
```

Предположим также, что: 1) обработка заказа выполняется за 1 единицу времени; 2) оформление накладной выполняется за 2 единицы времени; 3) перевозка товара начинается ровно через 1 единицу времени после оформления накладной; 4) перевозка товара фирмой „ТрансВэн“ выполняется от 50 до 60 единиц времени; 5) перевозка товара фирмой „АвтоТранс“ выполняется от 45 до 60 единиц времени; 6) отгрузка товара совершается через 1 единицу времени после привозки товара; 7) оформление платежки длится не более 1 единицы времени; 8) если выполнено некоторое условие q, то отгрузка товара и оформление платежки начинаются одновременно, но после оформления платежки отгрузка товара длится еще не менее 35 единиц времени и не более 40 единиц времени; 9) если условие q не выполнено, то оформление платежки задерживается на 1 единицу времени, и далее отгрузка выполняется еще 40 единиц времени; 10) если условие p не выполнено, то условие q должно быть выполнено.

Некоторые из этих утверждений формально можно записать так:

1. `ОбработкаЗаказа(Length=1),`
2. `ПеревозкаТовара BEFORE(Lag=1) ОформлениеНакладной,`
3. `ПеревозкаТовара(Фирма.Название=„ТрансВэн\;50=<Length=<60),`
4. `ОформлениеПлатежки(Length≤1),`
5. `IF УсловиеQ THEN ОтгрузкаТовара STARTS`
   `(35=< 2.END - 1.END =<40)`

`ОформлениеПлатежки.`

Приведенные выше примеры предложений формального языка показывают, что задача спецификации онтологии для потока работ требует расширения интервальной логики Аллена путем включения булевых (пропозициональных) связок и метрической информации (т. е. указания расстояний между временными точками). В настоящей работе мы построим такое расширение логики Аллена и сформулируем правила вывода для этой расширенной логики, определяющие метод дедукцию в стиле аналитических таблиц, [8]. Мы покажем, как этот метод дедукции можно применять для вычисления запросов к содержащим метрическую информацию онтологиям для потоков работ.

Для расширенной логики Аллена мы выберем абстрактный синтаксис, согласованный с математической нотацией, принятой самим Алленом для его логики.

Замечание. Различные логические языки использовались для решения задач моделирования потоков работ. В частности, применялись следующие логики: пропозициональная логика, [9]; логика CTL (Concurrent Transaction Logic — логика конкурентных транзакций), [10]; линейная темпоральная логика, [11]. Однако, эти логики не позволяют представлять метрическую информацию в потоках работ.

Метрическое булево расширение логики Аллена. Интервальная логика Аллена (обозначим ее **LA**) использует интервалы в качестве временных примитивов. В этой логике имеется 7 базовых бинарных отношений между интервалами: „раньше“, „встречает“, „перекрывает“, „в течение“, „начинает“, „заканчивает“ и „равняется“. Они обозначаются соответственно как $\boldsymbol{b}$ (before), $\boldsymbol{m}$ (meets), $\boldsymbol{o}$ (overlaps), $\boldsymbol{d}$ (during), $\boldsymbol{s}$ (starts), $\boldsymbol{f}$ (finishes), $\boldsymbol{e}$ (equals). Для произвольного бинарного отношения α через α^* обозначим обратное отношение: $A\alpha^*B \leftrightarrow B\alpha A$. Пусть $\Omega = \{\boldsymbol{b}, \boldsymbol{b*}, \boldsymbol{m}, \boldsymbol{m*}, \boldsymbol{o}, \boldsymbol{o*}, \boldsymbol{d}, \boldsymbol{d*}, \boldsymbol{s}, \boldsymbol{s*}, \boldsymbol{f}, \boldsymbol{f*}, \boldsymbol{e}\}$.

Логика Аллена **LA** имеет следующий простой синтаксис:

1) *атомарное предложение* логики **LA** – это выражение вида $A\alpha B$, где A и B — имена интервалов и $\alpha \in \Omega$;

Таблица 1

Интерпретация атомарных предложений

A ***b*** B	|==A==| |===B===|	$A^+ < B^-$
A ***m*** B	|==A==|===B===|	$A^+ = B^-$
A ***o*** B	|===A===| |=====B=====|	$A^- < B^-$, $B^- < A^+$, $A^+ < B^+$
A ***d*** B	|===A===| |=====B=====|	$A^-< B^-$, $A^+ < B$
A ***s*** B	|===A===| |=====B=====|	$A^-= B^-$, $A^+ < B^+$
A ***f*** B	|===A===| |=====B=====|	$A^- < B^{--}$, $A^+= B^+$
A ***e*** B	|=====A=====| |=====B=====|	$A^-= B^-$, $A^+= B^+$

2) произвольное *предложение*(*формула*) логики **LA** – это выражение вида $A\ \omega B$, где $\omega\subseteq\Omega$. Ради краткости множество ω записываем как слово (например, вместо А $\{b,d,o,s\}$ B пишем A ***bdos*** B).

Семантика логики **LA** определяется через понятие интерпретации. *Интервальная интерпретация* — это назначение каждому имени интервала некоторого (невырожденного) интервала на числовой оси, представленной рядом натуральных чисел 0, 1, 2,. . . , т. е. назначение натуральных чисел A^- и A^+, таких что $\mathrm{A}^- < \mathrm{A}^+$. Интервальная интерпретация продолжается на атомарные предложения в соответствие с табл. 1 (например, предложение А ***o*** B истинно тогда и только тогда, когда имеют место неравенства $\mathrm{A}^- < B^-$, $B^- < \mathrm{A}^+$,$\mathrm{A}^+ < B^+$ и $\mathrm{A}^+ < B^-$). Наконец, продолжаем интерпретацию на произвольные предложения, считая их дизъюнкцией атомарных предложений: $\mathrm{A}\omega\mathrm{B}\ V\ \mathrm{A}\alpha\mathrm{B}\mid \alpha\in\omega\}$, (например, имеем $Ado^*s\mathrm{B} \leftrightarrow Ad\mathrm{B} \vee Ao^*B \vee AsB \leftrightarrow AdB \vee BoA \vee AsB$. Как и во всякой логике, в **LA** имеется отношение „|=“ логического следствия. Пусть ***O*** – интервальная онтология и φ — формула **LA**. Тогда ***O*** $\models \varphi$ в том и только том случае, если не существует интерпретации, при которой все формулы из ***O*** истинны, а формула φ ложна.

Для того чтобы представить количественные зависимости между интервалами, к атомарным предложениям логики **LA** добавляется метрическая информация. Как показано в табл. 1, предложения логики **LA** характеризуются неравенствами и равенствами вида $X <Y$ и $X{=}Y$. Неравенства $X < Y$ эквивалентны тому, что отрезки $[X,\ Y]$ имеют положительную длину. Естественное обобщение состоит в задании длин этих отрезков или оценок для этих длин. Например, если известно, что интервал A имеет длину 5, A и B начинаются одновременно, A заканчивается за 2–4 единицы времени до окончания B, то эту информацию можно представить двумя формулами $\{|A|{=}5,\ A\ \boldsymbol{s}(B^+{-}A^+\geq 2;\ B^+{-}A^+\leq 4)\ B\}$. Таким образом, в онтологиях можно представлять не только качественную, но и количественную информацию.

Расширенный путем добавления метрической информации язык обозначается $\mu\mathbf{LA}$. Он имеет следующий синтаксис:

1) *атомарные ограничения* — это равенства или неравенства видов $X{=}Y$, $X–Y = r$, $X–Y \leq r$, $X–Y < r$, $X–Y \geq r$, $X–Y > r$, где X, Y — концы интервалов, $X \neq Y$, r — натуральное число;

2) *составное ограничение* — это конъюнкция атомарных ограничений, причем точка с запятой используется как знак для конъюнкции. Составные ограничения являются предложениями логики $\mu\mathbf{LA}$;

3) *связка Аллена с метрическими ограничениями* — это выражение вида $\alpha(\lambda)$, где $\alpha \in \Omega$ и λ — ограничение;

4) выражения вида $|A| = r$, $|A| \leq r$, $|A| < r$, $|A| \geq r$, $|A| > r$ являются предложениями логики $\mu\mathbf{LA}$;

5) выражение $A\ \beta_1\beta\ldots\beta_k B$ есть предложение логики $\mu\mathbf{LA}$, где $\beta_i{\in}\ \Omega$ или $\beta_i{=}\ \alpha_i(\lambda_i)$ — связка Аллена с метрическими ограничениями для концов интервалов A и B.

В атомарные ограничения можно также включить двойные неравенства $r \leq X–Y \leq s$, $r \leq X–Y < s$, $r < X–Y \leq s$ и $r < X–Y < s$, рассматривая их как сокращения для составных ограничений $(X–Y \geq r;\ X–Y \leq s)$, $(X–Y \geq r; X–Y < s)$, $(X–Y > r; X–Y \leq s)$ и $(X–Y > r;\ X–Y < s)$.

Выразительность логик $\mathbf{LA}$ и $\mu\mathbf{LA}$ можно увеличить, если к их предложениям добавить пропозициональные связки. Такое расширение логик $\mathbf{LA}$ и $\mu\mathbf{LA}$ обозначим $\mathbf{LA}+$ и $\mu\mathbf{LA}+$ (соответственно). Синтаксис логик $\mathbf{LA}+$ и $\mu\mathbf{LA}+$ определяется следующим образом:

1) пропозициональные переменные $p \in P$ являются формулами $\mathbf{LA}+$ и $\mu\mathbf{LA}+$;

2) формулы $\mathbf{LA}$ и $\mu\mathbf{LA}$ являются формулами $\mathbf{LA}+$ и $\mu\mathbf{LA}+$ (соответственно);

3) выражения вида $\sim\varphi$, $\varphi \wedge \psi$, $\varphi \vee \psi$ и $\varphi \to \psi$ являются формулами $\mathbf{LA}+$ и $\mu\mathbf{LA}+$, где φ и ψ — формулы $\mathbf{LA}$ и $\mu\mathbf{LA}+$ (соответственно).

Семантика языков $\mathbf{LA}+$ и $\mu\mathbf{LA}+$ определяется естественным образом соединением семантики языков $\mathbf{LA}$ и $\mu\mathbf{LA}$ с семантикой булевых связок.

Под *онтологией* в языке логики $\mu\mathbf{LA}+$ мы понимаем конечное множество формул этой логики. Приведем три примера онтологий в $\mu\mathbf{LA}+$.

Примеры 2.

$\boldsymbol{O}_1{=}\ \{A\ \boldsymbol{m}\ B,\ B\ \boldsymbol{b}(C^{-} - B^{+}{\geq}\ 2)\ C,\ \ A\ \boldsymbol{o}\ D,\ \ D\ \boldsymbol{o}(D^{+} - C^{-}{\geq}\ 1)\ C\}$.

$\boldsymbol{O}_2 = \{+\ |A| = 4,\ +\ |B| = 8,\ +\ |C| = 5,\ +\ p{\to}A\ \boldsymbol{d}(2 \leq B^{+}{–}A^{+} \leq 3)\ B,\ +\ q{\to}C\ \boldsymbol{f}\ B\}$.

$\boldsymbol{O}_2\ = \{|A| = 1,\ A\ \boldsymbol{m}\ D,\ \ |D| = 2,\ p{\to}\ D\ \boldsymbol{b}(B^{-}{–}D^{+}{=}\ 1)\ B,\ {\sim}p{\to}D\ \boldsymbol{b}(C^{-}{–}D^{+}{=}\ 1)\ C,\ |F| = 1,\ 50 \leq |B|{\leq}\ 60,$

$45 \leq |C|{\leq}\ 60,\ q{\to}F\ \boldsymbol{s}(35 \leq E^{+}{–}F^{+}{\leq}40)\ E,\ \ B\ \boldsymbol{b}(E^{-} - B^{+}{=}\ 1)\ E,\ B\ \boldsymbol{b}(E^{-}{–}B^{+})\ E,\ \sim p \to q,$
$q \to F\ \ \boldsymbol{d}(F^{-}{–}E^{-} = 1;\ E^{+}{–}F^{+}{=}\ 40)\ E\}$.

Последняя онтология представляет знание о потоке работ, рассмотренном в Примере 1.

Как и во всякой логике, в логике $\mu\mathbf{LA}+$ имеется понятие логического следствия. Пусть $\boldsymbol{O}$ — произвольная онтология и α — произвольная формула в языке $\mu\mathbf{LA}+$. Мы говорим, что α *логически следует* из $\boldsymbol{O}$, и пишем $\boldsymbol{O}|{=}\ \alpha$, если не существует интерпретация, при которой все формулы из $\boldsymbol{O}$ истинны, а формула α ложна.

Дедукция в логике μLA+.

Дедукция – это формальный метод, с помощью которого из данной онтологии (или онтологии с базой фактов) мы можем получать логические следствия (новые предложения и новые факты).

Таблица 2

Правила вывода для пропозициональных связок

$+\sim\varphi$ ——— $-\varphi$	$-\sim\varphi$ ——— $+\varphi$	$+\varphi\wedge\psi$ ——— $+\varphi$ $+\psi$	$-\varphi\wedge\psi$ ———— —- $-\varphi$ | $-\psi$
$+\varphi\vee\psi$ ——— $+\varphi$ | $+\psi$	$-\sim\varphi$ ——— $+\varphi$	$+\varphi\to\psi$ ——— $-\varphi$ | $+\psi$	$-\varphi\to\psi$ ——— $+\varphi$ $-\psi$

Мы определим основанную на аналитических таблицах систему дедукции для логики μ**LA**+. В табл. 2, табл. 3 и табл. 4 даны правила вывода для этой системы дедукции. Правила из табл. 3 для связок Аллена получены на основе семантики базовых отношений между интервалами. Возьмем, например, правило, стоящее в табл. 3 в четвертой строке и первом столбце, которое обозначим Т3 (41). Это правило соответствует тому, что из A $\boldsymbol{s}$ B следует $(A^- = B^-) \wedge (A^+ < B^+)$, т.е. $(A^- = B^-) \wedge (B^+–A^- > 0)$ и, значит, $(A^- = B^-) \wedge (B^+–A^- \geq 1)$ (так как в области натуральных чисел $B^+–A^- > 0$ эквивалентно $B^+–A^- \geq 1$). Правило Т3 (42), стоящее в четвертой строке и во втором столбце в табл. 3, соответствует тому, что из $\sim A$ $\boldsymbol{o}$ B следует $\sim [(A^- = B^-) \wedge (A^+ < B^+)]$, т.е. $\sim (A^- = B^-) \vee \sim (A^+ < B^+)$ и значит,
$(B^-–A^- \geq 0) \vee (B^+–A^+ \geq 1) \vee (A^+–B^+ \geq 1)$. Правило Т3 (81) является на самом деле схемой правил вывода. Пусть, например, α есть связка $\boldsymbol{o}$ и λ есть ограничение $B^-–A^+ \geq 2; B^+–A^- < 3$. Тогда мы получаем правило, которое из означенной формулы $+A$ $\boldsymbol{o}(B^-–A^+ \geq 2;$ $B^+–A^- < 3)$ B выводит две означенные формулы $+A$ $\boldsymbol{o}$ B и $+B^-–A^+ \geq 2;$ $B^+–A^- < 3$, которые приписываются подряд ко всякой ветви дерева, проходящей через формулу $+A$ $\boldsymbol{o}(B^-–A^+ \geq 2;$ $B^+–A^- < 3)$ B. Правило Т3(82) для указанных $\boldsymbol{o}$ и λ из означенной формулы — A $\boldsymbol{o}(B^-–A^+ \geq 2;$ $B^+–A^- < 3)B$ выводит альтернативу из двух означенных формул, которая в форме „вилки“ приписывается ко всякой ветви дерева, проходящей через означенную формулу — A $\boldsymbol{o}(B^-–A^+ \geq 2;$ $B^+–A^- < 3)B$.

Рассмотрим пример дедукции по правилам вывода из табл. 2, табл. 3 и табл. 4.

Пример 3. Возьмем онтологию $\boldsymbol{O}_1$ (из Примеров 2) и предложение B $\boldsymbol{d}$ $(D^+–D^- > 5)$ D и покажем путем дедукции, что $\boldsymbol{O}_1 \models B$ $\boldsymbol{d}$ $(D^+–D^- > 5)$ D. Эта дедукция представлена деревом, показанном на рис. 2. Его построение начинается с ветви из означенных формул $+A$ $\boldsymbol{m}$ B, $+B$ $\boldsymbol{b}(C^-–B^+ \geq 2)$ C, $+A$ $\boldsymbol{o}$ D, $+D$ $\boldsymbol{o}(D^+–C^- \geq 1)$ C, $-B$ $\boldsymbol{d}$ $(D^+–D^- > 5)$ D.

На первом шаге к формуле $+A$ $\boldsymbol{m}$ B применяется правило Т3 (21), что сопровождается помещением метки „[1] Т3(21)“ справа от этой формулы. В результате применения этого правила к ветви приписываются подряд две формулы $B^-–A^+ \geq 0$ и $A^+–B^- \geq 0$, к которым слева ставятся метки „1:“ (что говорит о том, что эти две формулы были получены на шаге 1). До шага 9 в дереве былат построена ветвь из 20 формул.

На шаге 9 к формуле $-B$ $\boldsymbol{d}(D^+–D^- > 5)$ D применяется правило Т3(82), содержащее альтернативу. В результате его применения к текущей ветви присоединяется „вилка“ из формул $-B$ $\boldsymbol{d}$ D и $-D^+–D^- > 5$, и получаем две ветви. Построение дерева заканчивается на шаге 11. Дерево содержит три ветви. Выписывая из каждой ветви неозначенные

Таблица 3

Правила вывода для связок Аллена

$+\ A\ \boldsymbol{b}\ B$ $B^{-}-A^{+}\geq 1$	$-\ A\ \boldsymbol{b}\ B$ $A^{+}-B^{-}\geq 0$
$+\ A\ \boldsymbol{m}\ B$ $B^{-}-A^{+}\geq 0$ $A^{+}-B^{-}\geq 0$	$-\ A\ \boldsymbol{m}\ B$ $B^{-}-A^{+}\geq 1 \mid A^{-}-B^{+}\geq 1$
$+\ A\ \boldsymbol{o}\ B$ $B^{-}-A^{-}\geq 1$ $A^{+}-B^{-}\geq 1$ $B^{+}-A^{+}\geq 1$	$-\ A\ \boldsymbol{o}\ B$ ——————————————— $A^{-}-B^{-}\geq 0 \mid B^{-}-A^{+}\geq 0 \mid A^{+}-B^{+}\geq 0$
$+\ A\ \boldsymbol{f}\ B$ $A^{-}-B^{--}\geq 1$ $B^{+}-A^{+}\geq 0$ $A^{+}-B^{+}\geq 0$	$-\ A\ \boldsymbol{f}\ B$ ——————————————— $B^{-}-A^{-}\geq 0 \mid B^{+}-A^{+}\geq 1 \mid A^{+}-B^{+}\geq 1$
$+\ A\ \boldsymbol{s}\ B$ $B^{-}-A^{-}\geq 0$ $A^{-}-B^{-}\geq 0$ $B^{+}-A^{+}\geq 1$	$-\ A\ \boldsymbol{s}\ B$ ——————————————— $B^{-}-A^{-}\geq 1 \mid A^{-}-B^{-}\geq 1 \mid A^{+}-B^{+}\geq 0$
$+\ A\ \boldsymbol{d}\ B$ $A^{-}-B^{-}\geq 1$ $B^{+}-A^{+}\geq 1$	$-\ A\ \boldsymbol{d}\ B$ ——————————————— $B^{-}-A^{-}\geq 0\ /\ A^{+}-B^{+}\geq 0$
$+\ A\ \boldsymbol{e}\ B$ $B^{-}-A^{-}\geq 0$ $A^{-}-B^{-}\geq 0$ $B^{+}-A^{+}\geq 0$ $A^{+}-B^{+}\geq 0$	$-\ A\ \boldsymbol{e}\ B$ ————————————————————— $B^{-}-A^{-}\geq 1 \mid A^{-}-B^{-}\geq 1 \mid B^{+}-A^{+}\geq 1 \mid A^{+}-B^{+}\geq 1$
$+\ A\alpha(\lambda)\ B$ $+A\ \alpha\ B$ $+\lambda$	$-\ A\ \alpha(\lambda)\ B$ $-A\ \alpha\ B \mid -\lambda$
$+\ A\ \beta\theta\ B$ ———————— $+A\beta\ B \mid +A\ \theta\ B$	$+A\ \boldsymbol{e}\ B$ $-A\ \beta\ B$ $-A\ \theta\ B$
λ – ограничение, $\alpha \in \Omega$, $\beta \in$ Ω или $\beta = \alpha(\lambda)$, θ – последовательность (слово) таких β	

неравенства и добавляя стандартные неравенства $A^{+}-A^{-}\geq 1$, $B^{+}-B^{-}\geq 1$, $C^{+}-C^{-}\geq 1$, $D^{+}-D^{-}\geq 1$, получаем следующие множества (системы) неравенств: $S_1 = S_0 \cup \{D^{-}-B^{-}\geq 0\}$, S_2

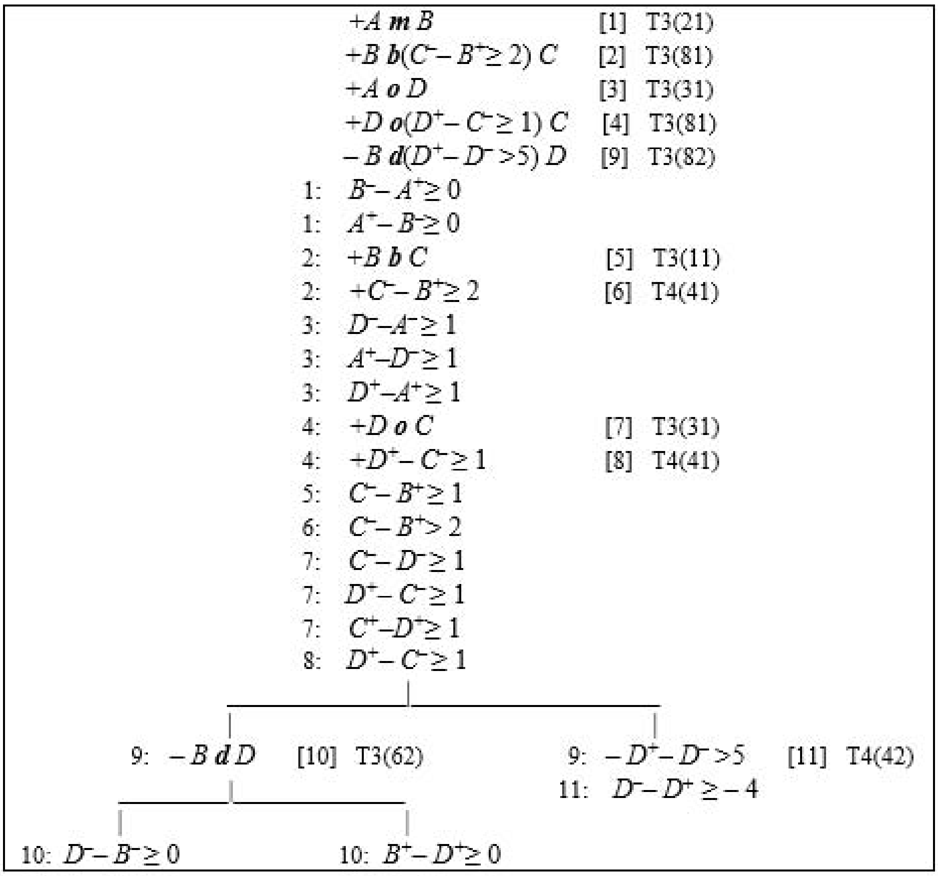

Рис. 2. Дерево вывода для онтологии $\boldsymbol{O}$

$= \mathrm{S}_0 \cup\{B^+–D^+\geq 0\}$, $\mathrm{S}_3 = \mathrm{S}_0 \cup\{ D^-–D^+\geq –4\}$, где $\mathrm{S}_0=\{B^-– A^+\geq 0,\ A^+– B^-\geq 0,\ D^- – A^-\geq 1,\ A^+– D^-\geq 1,\ C^-– B^+\geq 2,\ C^-– D^-\geq 1,\ D^+– C^-\geq 1,\ C^+– D^+\geq 1,\ A^+– A^-\geq 1,\ B^+– B^-\geq 1,\ C^+–C^-\geq 1,\ D^+–D^-\geq 1\}$. Каждая из систем неравенств S_1, S_2 и S_3 несовместна. В самом деле, S_1 содержит неравенства $B^-– A^+\geq 0$, $D^-– B^-\geq 0$, $A^+–D^-\geq 1$, складывая которые получаем $(B^-–A^+) + (D^-–B^-) + (A^+–D^-)\geq 0 + 0 + 1$, т. е. $0 \geq 1$ (противоречие). Системы S_2 и S_3 также содержат противоречивые циклические подсистемы неравенств $C^-–B^+\geq 2$, $D^+–C^-\geq 1$, $B^+–D^+\geq 0$ и соответственно $D^-–D^+\geq – 4$, $A^+–D^-\geq 1$, $B^-–A^+\geq 0$, $B^+–B^-\geq 1$, $C^-– B^+\geq 2$, $D^+–C^-\geq 1$.

Итак, все три ветви дерева противоречивы. Следовательно, исходное множество означенных формул $\{+A\ \boldsymbol{m}\ B, +B\ \boldsymbol{b}(C^-– B^+\geq 2)\ C, +A\ \boldsymbol{o}\ D, +D\ \boldsymbol{o}(D^+– C^-\geq 1)\ C, – B\ \boldsymbol{d}(D^+– D^->5)\ D\}$ невыполнимо, а это означает, что имеет место логическое следствие $\boldsymbol{O}_1 \models B\ \boldsymbol{d}(D^+– D^->5)\ D$.

Вычисление ответов на запросы к онтологиям. Дедукцию можно использовать для вычисления ответов на запросы к онтологиям, записанным в языке $\mu\mathbf{LA}+$. Рассмотрим это на примерах.

Пример 4. Возьмем *онтологию* $\boldsymbol{O}_2$ из Примеров 2 и рассмотрим запрос: „Найти наибольшее значение x и наименьшее значение y, что $\boldsymbol{O}_2 \models p \wedge q \rightarrow A\ \boldsymbol{o}(x \leq A^+–C^- \leq y) C$“. На рис. 3 показано дерево вывода, построенное для этого запроса. Пусть S_1, S_2, S_3, S_4 и S_5 — системы неравенств, полученные из ветвей, заканчивающихся формулами ниж-

Таблица 4

Правила вывода для ограничений

$+ \lvert A \rvert = r$ ————— $A^+ - A^- \ge r$ $A^- - A^+ \ge -r$	$-\lvert A \rvert = r$ ————— $A^- - A^+ \ge 1 - r \mid$ $A^+ - A^- \ge r+1$	$+ X - Y = r$ ————— $X - Y \ge r$ $Y - X \ge -r$	$- X - Y = r$ ————— $X - Y \ge r+1 \mid$ $Y - X \ge r+1$
$+\lvert A \rvert \ge r$ ————— $A^+ - A^- \ge r$	$+\lvert A \rvert > r$ ————— $A^+ - A^- \ge r+1$	$+\lvert A \rvert \le r$ ————— $A^- - A^+ \ge -r$	$+\lvert A \rvert < r$ ————— $A^- - A^+ \ge 1 - r$
$- \lvert A \rvert \ge r$ ————— $A^- - A^+ \ge r+1$	$- \lvert A \rvert > r$ ————— $A^- - A^+ \ge -r$	$- \lvert A \rvert \le r$ ————— $A^+ - A^- \ge r+1$	$- \lvert A \rvert < r$ ————— $A^- - A^+ \ge r$
$+X - Y \ge r$ ————— $X - Y \ge r$	$+X - Y > r$ ————— $X - Y \ge r+1$	$+ X - Y \le r$ ————— $Y - X \ge -r$	$+ X - Y \le r$ ————— $Y - X \ge -r$
$-X - Y \ge r$ ————— $Y - X \ge 1 - r$	$- X - Y > r$ ————— $Y - X \ge -r$	$- X - Y \le r$ ————— $X - Y \ge r+1$	$- X - Y < r$ ————— $X - Y \ge r$
$+X - Y = r$ ————— $X - Y \ge r$ $Y - X \ge -r$	$- X - Y = r$ ————— $X - Y \ge 1+r \mid$ $Y - X \ge 1 - r$	$+ \theta \, ; \lambda$ ————— $+ \theta$ $+ \lambda$	$- \theta \, ; \lambda$ ————— $- \theta \mid - \lambda$
$+X - Y = r$ ————— $X - Y \ge r$ $Y - X \ge -r$	$- X - Y = r$ ————— $X - Y \ge 1+r \mid$ $Y - X \ge 1 - r$	$+ \theta \, ; \lambda$ ————— $+ \theta$ $+ \lambda$	$- \theta \, ; \lambda$ ————— $- \theta \mid - \lambda$
θ – атомарное ограничение, λ – произвольное ограничение			

него уровня. В системах S_1, S_2, S_3 легко найти противоречивые циклические подсистемы неравенств.

В системе S_4 имеется циклическая подсистема неравенств $\{A^+ - C^- \ge 1+y,\ B^+ - A^+ \ge 2,\ B^- - B^+ \ge -8,\ C^- - B^- \ge 1\}$. Складывая эти неравенства, получим $0 \ge 1 + y + 2 + (-8) + 1$. Это неравенство противоречиво тогда и только тогда, когда $y \le 5$.

В системе S_5 имеется циклическая подсистема неравенств $\{C^- - A^+ \ge 1 - x,\ C^+ - C^- \ge 5,\ B^+ - C^+ \ge 0,\ A^+ - B^+ \ge -3\}$, которая несовместна тогда и только тогда, когда $x \le 3$. Следовательно, ответом на запрос будет $x = 3$ и $y = 5$.

Возьмем онтологию $\boldsymbol{O}_3$ из Примеров 2. Эта онтология формализует поток работ из Примера 1. Рассмотрим запрос: „Найти наилучшие оценки снизу и сверху для времени бизнес-процесса (т.е. времени от начала обработки заказа до окончания отгрузки това-

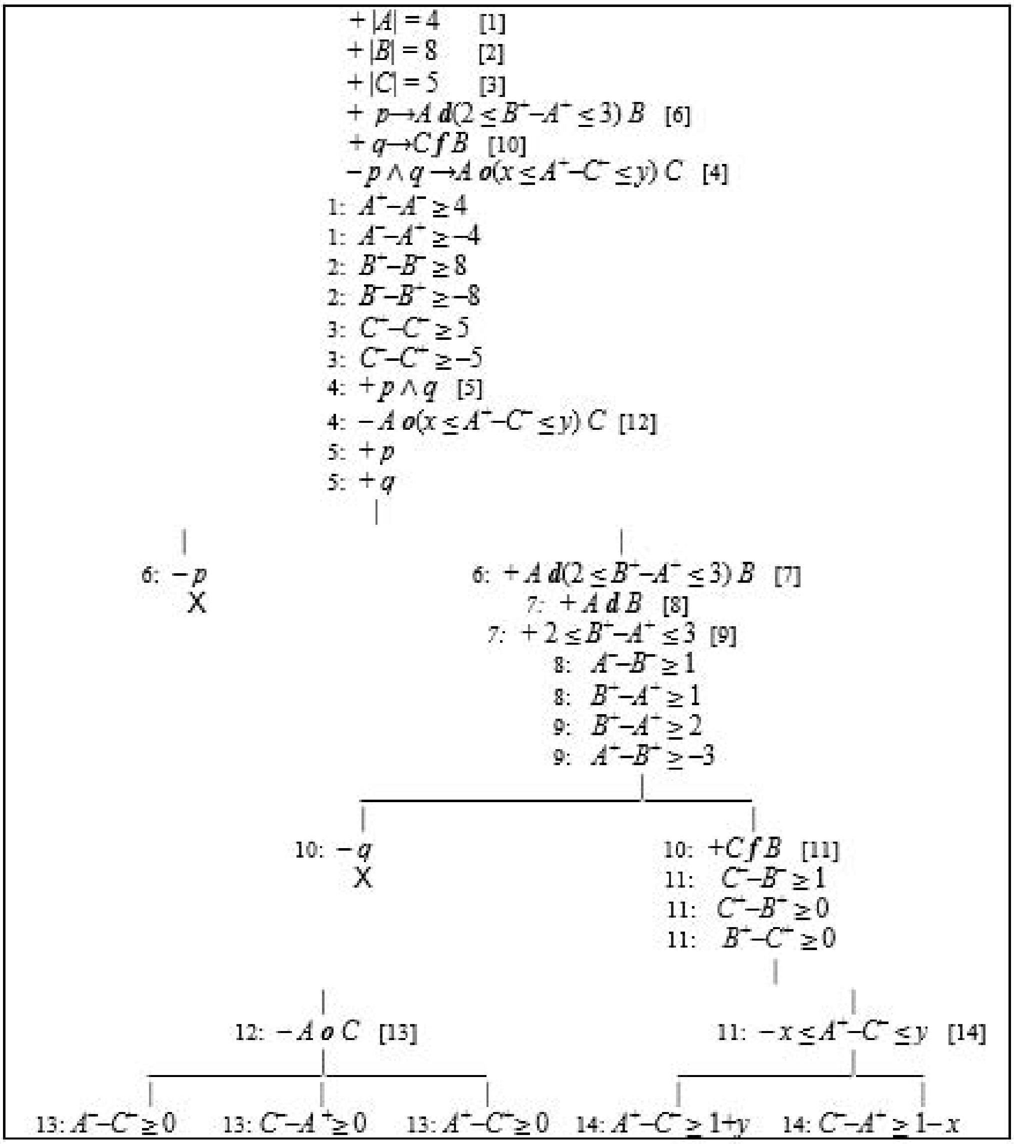

Рис. 3. Дерево вывода для онтологии $\boldsymbol{O}_2$

ра), если выполнено условие q“. Формально этот запрос можно записать как max x, min $y\{\boldsymbol{O}_3|{=}q \to(x{\leq}\ E^{+}{-}A^{-}{\leq}y)\}$. Можно построить дерево вывода и из него найти ответ $x{=}86$ и $y{=}106$ на этот запрос.

Заключение. Рассматривалась задача спецификации темпоральных отношений в онтологиях для потоков работ. Для решения этой задачи может быть использована логика, являющаяся булевым метрическим расширением известной интервальной логики Аллена. Построена система дедукции для расширенной логики и показано, как вычислять запросы к онтологиям, применяя эту дедукцию.

Список литературы

1. W. H. P. van der Aalst, K. M. van Hee. Workflow Management: Models, Methods and Systems. USA: MIT Press, Cambridge. 2002.

2. Alonso G., Casati F., Kuno H., Machiraju V. Web Services: Concepts, Architectures and Applications. Springer-Verlag. 2003.

3. Dumas M., W. M. P. van der Aalst, A. H. M. ter Hofstede (eds.). Process-Aware Information Systems. Wiley & Sons, inc. 2005.

4. Staab S., Studer R. (eds.). Handbook on Ontologies. Springer-Verlag. 2009.

5. Плесневич Г. С. Формальные онтологии // 2-я Международная научно-техническая конференция „Открытые семантические технологии проектирования интеллектуальных систем“ OSTIS-2012. Минск. 2012. С. 163–168.

6. Plesniewicz G. S., Karabekov B. S. Ontologies in the Binary Model of Knowledge // Программные продукты и системы. N 1. 2014. P. 76–81.

7. Allen J. A. Maintaining knowledge about temporal intervals // Communications of the ACM. 1983. N 26 (11). P. 832-843.

8. Aggostino M. D., Gabbay D., Hahnle R., Possega J. (eds.). Handbook of Tableaux Methods, Kluwer Academic Publishers, 1999.

9. Bi H. H., Zhao J. L. Applying propositional logic to workflow verification // Information Technology and Management. 2004. P. 293–318.

10. Davulcu H., Kifer M., Ramakrishnan C. R., Ramakrishnan I. V. Logic based modeling and analysis of workflows // Symposium on Principles of Database Systems. Seattle. 1998. P. 25–33.

11. Ma H. A workflow model based on temporal logic // Proceedings of the 8th International Conference on Computer Supported Cooperative Work in Design. IEEE, 2004. P. 27–332.

Плесневич Г. С. — канд. физ.-мат. наук, проф. Национального исследовательского университета „МЭИ“; e-mail: salve777@mail.ru.

Геральд Плесневич окончил физико-математический факультет Ростовского-на-Дону государственного университета в 1954 г. В 1967 г. защитил кандидатскую диссертацию по теоретической кибернетике в Институте математики Сибирского отделения Академии Наук СССР. Он работал в Институте математики (Новосибирск) и Научно-исследовательском Центре электронно-вычислительной техники (Москва). В настоящее время он является профессором кафедры „Прикладная математика“ Национального исследовательского университета „МЭИ“. Им опубликовано свыше 90 статей по математике и информатике (дискретная математика, теория графов, теория автоматов, прикладная математическая логика и искусственный интеллект). Его интересы лежат в следующих областях: представление знаний, нечеткая логика, методы и алгоритмы дедукции для интеллектуальных систем, онтологии, Семантический Веб.

Gerald Plesniewicz graduated from the State University of Rostov-on-Don (1954) and received PhD in Theoretical Cybernetics (1967) from the Institute of Mathematics of the Siberian Branch of the Academy of Science. He worked at the Institute of Mathematics (Novosibirsk) and the Scientific Research Center of Computer Technology (Moscow). Currently, he is professor of the Applied Mathematics Department of the National Research University MPEI (Moscow). He published over 90 papers in mathematics and computer science (discrete mathematics, graph theory, automata theory, applied mathematical logic, and artificial intelligence). His current research interests includes knowledge representation, fuzzy logic, deduction methods and algorithms for intelligent systems, ontologies, Semantic Web.

Карабеков Б. С. — канд. техн. наук, ведущ. науч. сотр. Института информационных и вычислительных технологий КН МОН РК; e-mail: bskarabekov@mail.ru.

Бауржан Карабеков окончил факультет автоматики и вычислительной техники

Казахстанского политехнического института в 1978 г. В 1988 г. защитил кандидатскую диссертацию на стыке двух специальностей 05.13.01 и 05.13.13 в Московском энергетическом институте. В 1990 г. проходил научную стажировку в Гамбургском университете под научным руководством Карла Адама Петри. В 20XX – 20XX Бауржан Карабеков был руководителем разработки софтвера для Накопительного пенсионного фонда „УларУмит“. Им опубликовано свыше 30 работ в таких областях, как онтология инженерий, искусственный интеллект, теория принятия решений. В настоящее время его интересы лежат в следующих областях: теория и применение баз данных и баз знаний, теория и применение концептуальных языков, теория принятия решений, Семантический Веб.

Baurzhan Karabekov graduated from Kazakhstan Polytechnic Institute (1978). He receive PhD in Technical Cybernetics from Moscow Power Engineering Institute (1988). In 1990, he trained at the Hamburg University under the scientific supervision of Karl Adam Petri. In 20XX–20XX, he led the development of software for the Kazakhstan Accumulative Pension Fund „Ular Umit“. He published over 30 papers in Computer Science. His current research interests includes databases, knowledge bases, conceptual languages, decision making.

Нгуен Тхи Минь Ву — аспирант Национального исследовательского университета „МЭИ“, e-mail: minhvu_357@gmail.

Нгуен Тхи Минь Ву закончила Томский политехнический институт в 2013 г. В том же году поступила в аспирантуру Национального исследовательского университета МЭИ. Она опубликовала 10 работ по теоретической информатике. Ее интересы лежат в теории и приложениях онтологий, в области интеллектуальных информационных систем и Семантического Веба.

Nguen Thi Minh Vu graduated from Tomsk Polytechnic Institute in 2013 and now she is postgraduate student of National Research University MPEI (Moscow). She published 10 paper in Computer Science. Her research interests are in ontology theory and its applications, in intelligent information systems and Semantic Web.

Дата поступления — 26.08.2016