



УДК 519.816

СПЕЦИФИКАЦИЯ ПОТОКА ЗАДАЧ В РАСШИРЕННОЙ ИНТЕРВАЛЬНОЙ ЛОГИКЕ АЛЛЕНА

Плесневич Г.С., Нгуен Тхи Минь Ву

Национальный исследовательский университет МЭИ, г. Москва, Россия

salve777@mail.ru

mimhvu.357@gmail.com

В работе введена расширенная интервальная логика Аллена и показано как эта логика может быть использована для спецификации и анализа потоков работ (workflows). Предложениями расширенной логики служат булевы комбинации предложений логики Аллена содержащие, возможно, метрическую информацию. В частности, этот анализ включает: (1) распознавание несовместности (противоречивости) схемы потока работ; (2) вычисление ответа на запросы к непротиворечивому потоку работ.

Ключевые слова: потоки работ, спецификация потоков работ, темпоральные логики, интервальная логика Аллена

отгрузка товара и оформление платежки.

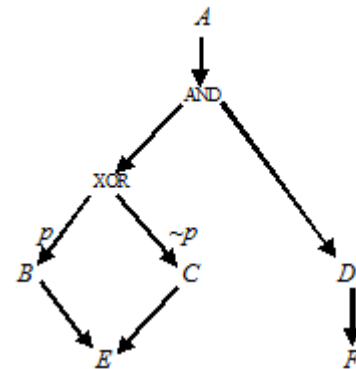
Введение

Поток работ (workflow) – это система скоординированных и взаимодействующих друг с другом активностей, предназначенная для выполнения сложного процесса, например, бизнес-процесса на предприятии [van der Aalst et al., 2002]

Активность (activity) в потоке работ может совершаться человеком, устройством или программой. Активность рассматривается как минимальная часть процесса, т.е. она соответствует одному шагу осуществления процесса. Каждая активность ассоциирована с *задачей (task)*. В потоке работ задачи выполняются в порядке, который определяется временными зависимостями между ними. Таким образом, поток работ содержит информацию об этом порядке в виде некоторой схемы задач.

Рассмотрим очень простой пример схемы потока работ (см. Рис.1).

Пример 1. Поток работ представляет бизнес-процесс, целью которого является перевозка товара. Эта перевозка должна осуществляться одной из двух фирм F1 или F2. Фирма F1 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 оформляется накладная (задача D) и осуществляется перевозка товара (задача F1 или F2). Наконец, осуществляется



- A: обработка заказа
- B: перевозка фирмой F1
- C: перевозка фирмой F2
- D: оформление накладной
- E: отгрузка товара
- F: оформление платежа
- p : условие, определяющее выбор фирмы F1

Рисунок 1 -- Пример схемы потока работ

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. Ясно, что для интервалов имеют место следующие временные ограничения: (i) если p , то A раньше B; (ii) если $\sim p$, то A раньше C; (iii) D раньше F; (iv) B раньше E; (v) C раньше E.

Мы можем также предполагать, что оформление платежки выполняется во время отгрузки, но раньше ее окончания. Для любого интервала X обозначим X^- и X^+ его начало и конец. Поэтому, если для любого интервала X обозначить через X^- и X^+ его начало и конец, то для интервалов E и F будем иметь утверждение (vi) $E^- = F^-$ и $E^+ < F^+$ или $E^- < F^-$ и $E^+ < F^+$.

Утверждения (i), (ii), ..., (vii) можно представить следующими формулами расширенной логики Аллена: (i) $p \rightarrow A \ b \ B$; (ii) $\sim p \rightarrow A \ b \ C$; (iii) $A \ b \ D$; (iv) $B \ b \ E$; (v) $C \ b \ E$; (vi) $E \ f \ F \vee E \ d \ F$. Последняя формула в логике Аллена записывается короче как $E \ f d \ F$. (Расширенная логика Аллена излагается далее в разделе 2.)

Метрическая информация в схема потока задач выражается равенствами и неравенствами вида $X - Y = r$, $X - Y \leq r$, $X - Y < r$, $X - Y \geq r$, $X - Y > r$, где X и Y – концы интервалов, участвующих в схеме, а r – число, измеряющее время. Мы будем предполагать, что время дискретно, и что его моментами служат натуральные числа $0, 1, 2, \dots$. Например, в схеме потока работ на Рис.1 мы можем предполагать, что $E^+ - E^- \leq 20$ и $E^+ - E^- \geq 15$, т.е. что отгрузка длится от 15 до 20 единиц времени. В расширенной логике Аллена эту метрическую информацию можно записать как $15 \leq E^+ - E^- \leq 20$.

В настоящей статье мы сформулируем расширенную интервальную логику Аллена, изложим основанный на аналитических таблицах метод дедукции для этой логики и покажем, как этот метод можно использовать для анализа потоков задач. Этот анализ включает: (1) распознавание несовместности (противоречивости) схемы потока работ; (2) вычисление ответа на запросы к непротиворечивому потоку работ.

1) Для анализа потоков работ использовались темпоральные логики. Например, в работе [Wang et al., 2004], рассмотрено применение разработанной Лампортом логики действий [Lamport, 1991]. Повидимому, однако, логика Лампорта достаточно сложна, и не имеет эффективных методов дедукции.

Замечания. 1) Для анализа потоков работ использовались темпоральные логики. Например, в работе [Wang et al., 2004], рассмотрено применение разработанной Лампортом логики действий [Lamport, 1991]. Повидимому, однако, логика Лампорта достаточно сложна, и не имеет эффективных методов дедукции.

2) Сфера применения потоков работ не ограничивается бизнес-процессами. Вообще, поток работ можно рассматривать как формальное средство для представления любых сложных распределенных процессов, состоящих из элементарных подпроцессов (активностей), для координации этих подпроцессов и для управления ими. Например, современные естественно-научные исследования являются сложными процессами такого рода. В связи с этим появилось понятие

научного потока работ (scientific workflow) [Gil et al., 2007]. Существенные приложения техники потоков работ появились в области биоинформатики (см., например, [Matschiner et al., 2005])

1. Расширенная интервальная логика Аллена

В интервальной логике Аллена, обозначаемой **LA**, рассматриваются 7 базовых интервальных отношений с их инверсиями [Allen, 1983]. Эти отношения обозначаются так: **b** (before – раньше), **m** (meets – встречается), **o** (overlaps – перекрывает), **f** (finishes – заканчивает), **s** (starts – начинает), **d** (during – в течение), **e** (equates – равняется). Инверсия отношения обозначается звёздочкой «*» (таким образом, например, $A \ o^* \ B$ имеет место тогда и только тогда, когда верно $B \ o \ A$). Интерпретация этих отношений показана в табл.1, где A, B означают временные интервалы, а A^-, A^+, B^-, B^+ – их концы. Мы предполагаем, что интервалы не вырождаются в точки, т.е. всегда $A^- < A^+$ для любого интервала A .

Предложениями логики Аллена **LA** являются выражения вида $A \ \omega \ B$, где ω – любое подмножество множества $\Omega = \{b, b^*, m, m^*, o, o^*, f, f^*, s, s^*, d, d^*, e\}$. (Таким образом, при фиксированных A и B имеется ровно 2^{13} различных предложений логики Аллена.) Атомарное предложение логики **LA** – это предложение of the form $A \ \omega \ B$ с одноэлементным подмножеством ω , т.е. оно имеет вид $A \ \{ \alpha \} \ B$, $\alpha \in \Omega$ (но обычно фигурные скобки не ставятся).

Таблица 1 -- Интерпретация базовых отношений

Базовые отношения Аллена	Иллюстрация	Неравенства и равенства для концов интервалов
$A \ b \ B$	==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=====	$B^- < A^-, A^+ < B^+$
$A \ s \ B$ $B \ s^* \ A$	===A=== =====B=====	$A^- = B^-, A^+ < B^+$
$A \ f \ B$ $B \ f^* \ A$	===A=== =====B=====	$B^- < A^-, A^+ = B^+$
$A \ e \ B$	=====A===== =====B=====	$A^- = B^-, A^+ = B^+$

Предложение $A \ \omega \ B$ интерпретируется как дизъюнкция $\vee \{A \ \alpha \ B \mid \alpha \in \omega\}$. Поэтому, например, имеют место эквивалентности: $A \ o^* \ d \ s \ B \approx A \ o^* \ B \vee A \ d \ B \vee A \ s \ B \approx B \ o \ A \vee A \ d \ B \vee A \ s \ B$. Здесь $o^* \ d \ s$ – сокращенная запись для подмножества $\{o^*, d, s\}$.

Как и во всякой логике, в логике Аллена имеется отношение \models логического следования. Пусть O – онтология в языке LA , т.е. конечное множество предложений LA : $O = \{A_1 \omega_1 B_1, A_2 \omega_2 B_2, \dots, A_m \omega_m B_m\}$, и $A \omega B$ – произвольное предложение LA , где $A, B \in \{A_1, B_1, A_2, B_2, \dots, A_m, B_m\}$. По определению $A \omega B$ есть логическое следствие из онтологии O (в записи: $O \models A \omega B$), если нет такого назначения символом A_i ($1 \leq i \leq m$) конкретных темпоральных интервалов, при котором все предложения $A_i \omega_i B_i$ ($1 \leq i \leq m$) истинны, а предложение $A \omega B$ ложно.

Выразительность логики LA можно увеличить, если добавить к атомарным предложениям метрическую информацию. Возьмем, например, атомарное предложение $A o B$. Оно характеризуется неравенствами $A^- < B^-$, $B^- < A^+$, $A^+ < B^+$ (см. третий столбец Табл.1) и $A^- < A^+$, $B^- < B^+$, которые можно интерпретировать как то, что отрезки $[A^-, B^-]$, $[B^-, A^+]$, $[A^+, B^+]$ и $[B^+, A^+]$ имеют положительные длины. Естественное обобщение состоит в задании длин этих отрезков или в задании оценок для них. Например, если нам известно, что интервал A имеет длину 6, интервал B – длину 5, а длина перекрытия интервалов A и B не меньше 2 и не больше 3, то мы имеем следующие равенства и неравенства: $A^+ - A^- = 6$, $B^+ - B^- = 5$, и $2 \leq A^+ - B^- \leq 3$. Эту информацию мы представляем выражением $A o(A^+ - A^- = 6, B^+ - B^- = 5, 2 \leq A^+ - B^- \leq 3) B$, которое будем считать предложением с метрической информацией в языке, являющимся расширением языка LA . Этот язык обозначим μLA . Синтаксис языка μLA определяется так:

- атомарное ограничение – это равенство или неравенства вида $X - Y = r$, $X - Y > r$, $X - Y \geq r$, $X - Y < r$ и $X - Y \leq r$, где X, Y – концы интервалов, $X \neq Y$ и r – натуральное число;
- произвольное ограничение – это конъюнкция атомарных ограничений, причем точка с запятой используется как знак для конъюнкции;
- связка Аллена с метрическими ограничениями – это выражение вида $\alpha(\lambda)$, где $\alpha \in \Omega$ и λ – ограничение. При этом ограничение λ должно быть согласовано со связкой α в следующем смысле: (а) если $\alpha = b$, то λ использует только разности $A^+ - A^-$, $B^+ - B^-$, $B^- - A^+$; (б) если $\alpha = f$, то λ использует только разности $A^+ - A^-$, $B^+ - B^-$, $A^+ - B^+$, $A^- - B^-$; (в) и т.д.;
- предложение логики μLA – это выражение вида $A \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_k B$, где α_k – связка Аллена или связка Аллена с метрическими ограничениями.

Наконец, введем расширенную интервальную логику Аллена $\mu LA+$, предложения которого получаются из предложений языка μLA применением булевых связок \sim , \wedge и \vee . Язык $\mu LA+$ имеет следующий синтаксис:

- пропозициональные переменные p, q, p_1, p_2, \dots есть предложения $\mu LA+$;
- атомарные ограничения есть предложения $\mu LA+$;
- предложения μLA есть предложения $\mu LA+$;

• если ϕ и ψ – предложения μLA , то $\sim\phi$, $\phi \wedge \psi$ и $\phi \vee \psi$ – предложения $\mu LA+$. Выражение $\phi \rightarrow \psi$

Таблица 2 -- Правила вывода для пропозициональных связок

$\frac{+ \sim \phi}{- \phi}$	$\frac{- \sim \phi}{+ \phi}$	$\frac{+ \phi \wedge \psi}{+ \phi}$ $\frac{+ \phi \wedge \psi}{+ \psi}$	$\frac{- \phi \wedge \psi}{- \phi - \psi}$
$\frac{+ \phi \vee \psi}{+ \phi + \psi}$	$\frac{- \phi \vee \psi}{- \phi}$ $\frac{- \phi \vee \psi}{- \psi}$	$\frac{+ \phi \rightarrow \psi}{- \phi + \psi}$	$\frac{- \phi \rightarrow \psi}{+ \phi}$ $\frac{- \phi \rightarrow \psi}{ - \psi}$

Таблица 3 -- Правила вывода для связок Аллена

$\frac{+A b B}{B^- - A^+ \geq 1}$	$\frac{-A b B}{A^+ - B^- \geq 0}$
$\frac{+A m B}{A^+ = B^-}$	$\frac{-A m B}{B^- - A^+ \geq 1 A^- - B^+ \geq 1}$
$\frac{+A o B}{B^- - A^- \geq 1}$ $\frac{+A o B}{A^+ - B^- \geq 1}$ $\frac{+A o B}{B^+ - A^+ \geq 1}$	$\frac{-A o B}{A^- - B^- \geq 0 B^- - A^+ \geq 0 A^+ - B^+ \geq 0}$
$\frac{+A f B}{A^- - B^- \geq 1}$ $\frac{+A f B}{A^+ = B^+}$	$\frac{-A f B}{B^- - A^- \geq 0 B^+ - A^+ \geq 1 A^+ - B^+ \geq 1}$
$\frac{+A s B}{A^+ = B^-}$ $\frac{+A s B}{B^+ - A^+ \geq 1}$	$\frac{-A s B}{B^- - A^- \geq 1 A^- - B^- \geq 1 A^+ - B^+ \geq 0}$
$\frac{+A d B}{A^- - B^- \geq 1}$ $\frac{+A d B}{B^+ - A^+ \geq 1}$	$\frac{-A d B}{B^- - A^- \geq 0 A^+ - B^+ \geq 0}$
$\frac{+A e B}{A^- = B^-}$ $\frac{+A e B}{A^+ = B^+}$	$\frac{-A e B}{B^- - A^- \geq 1 A^- - B^- \geq 1 B^+ - A^+ \geq 1 A^+ - B^+ \geq 1}$
$\frac{+A \alpha(V; \lambda) B}{V}$ $\frac{+A \alpha(\lambda) B}{+A \alpha(\lambda) B}$	$\frac{-A \alpha(V; \lambda) B}{\sim V -A \alpha(\lambda) B}$
$\frac{\sim X - Y \geq r}{Y - X \geq 1 - r}$	$\frac{\sim X = Y}{X - Y \geq 1 Y - X \geq 1}$
V – атомарное ограничение, λ – произвольное ограничение, X и Y – концы интервалов, $\alpha \in \Omega$.	

также относим к $\mu LA+$, считая его сокращением предложения $\sim\phi \vee \psi$.

Дедукцию в логике $\mu LA+$ определим по методу аналитических таблиц с помощью правил вывода, которые показаны в Табл.1 и Табл.2. Правила из Табл.1 – это обычные правила вывода для пропозициональной логики, соответствующие семантике булевых связок. Правила Табл.3

соответствуют семантике связок Аллена. Рассмотрим, например, правило, показанное в Табл.2 в второй строке и втором столбце. Из Табл.1 видно, что $A m B$ эквивалентно равенству $A^+ = B^-$. Отрицание этого равенства эквивалентно дизъюнкции $A^+ < B^- \vee A^+ > B^-$, которую можно переписать как $B^- - A^+ > 0 \vee A^+ - B^- > 0$ или как $B^- - A^+ \geq 1 \vee A^+ - B^- \geq 0$. Эквивалентность последних двух дизъюнкций следует из принятого нами предположения о дискретности времени для рассматриваемых интерпретаций. (При обычном порядке в множестве натуральных числах неравенства $x > y$ и $x \geq y+1$ эквивалентны.) При применении указанного правила к формуле $A b B$ к каждой ветви дерева, проходящей через эту формулу, присоединяется «вилка» с неравенствами $B^- - A^+ \geq 1$ и $A^+ - B^- \geq 1$ на ее концах.

Рассмотрим пример вывода в логике μLA^+ .

Пример 2. На Рис.2 изображено дерево вывода, построенное для доказательства того, что из формул

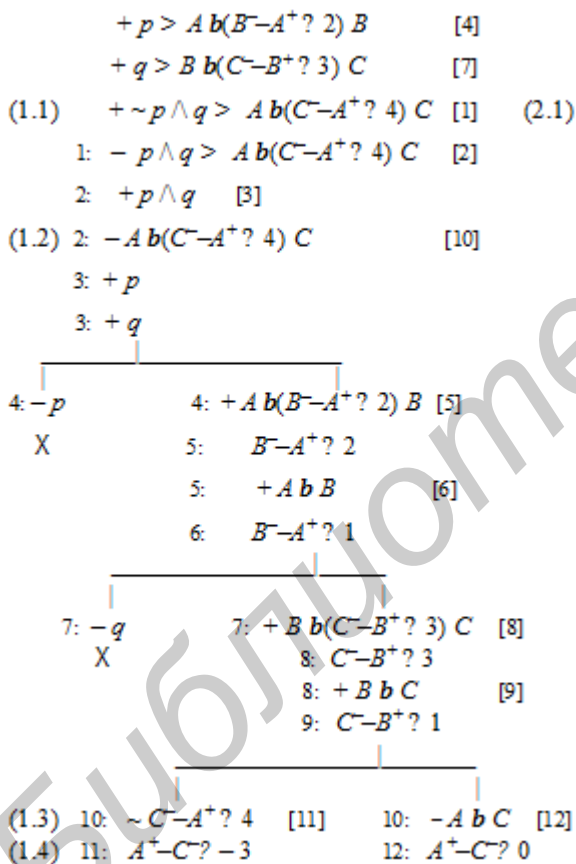


Рисунок 2 -- Дерево вывода в Примера 2

$p \rightarrow A b(B^- - A^+ \geq 2) B$ и $q \rightarrow B b(C^- - B^+ \geq 3) C$ логически следует формула $p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C$. Это логическое следствие имеет место тогда и только тогда, когда невыполнимым является множество

$$\begin{aligned}
 O = \{ & p \rightarrow A b(B^- - A^+ \geq 2) B, q \rightarrow B b(C^- - B^+ \geq 3) C, \\
 & \sim p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C \}.
 \end{aligned}$$

Построение дерева вывода начинается с ветви из

трех означенных формул $+p \rightarrow A b(B^- - A^+ \geq 2) B$, $+q \rightarrow B b(C^- - B^+ \geq 3) C$, $+ \sim p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C$, что означает предположение о выполнимости (непротиворечивости) множества O . Так как на самом деле это множество невыполнимо, то в результате должно получиться дерево, замкнутое в том смысле, что каждая ее ветвь замкнута, т.е. множество ее формул противоречиво (во всякой интерпретации ложна хотя бы одна из формул ветви).

На каждом шаге вывода к «нераскрытой» формуле (т.е. к которой не применялось правило вывода) может быть применено соответствующее правило вывода из Табл.1 и Табл.2. Например, к формуле $+p \rightarrow A b(B^- - A^+ \geq 2) B$ применимо правило, стоящее во второй строке и третьем столбце, которое обозначим T1.23. Результатом применения этого правила будет присоединение к начальной ветви вилки из двух формул $-p$ и $+A b(B^- - A^+ \geq 2) B$. Раскрытие формул $+q \rightarrow B b(C^- - B^+ \geq 3) C$ также дает вилку из формул $+q$ и $-B b(C^- - B^+ \geq 3) C$. же к формуле $+ \sim p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C$ применить T1.12 (стоящее в первой строке и втором столбце Табл.2), то к начальной ветви будет присоединена формула $-p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C$.

На первом шаге вывода применяем к формуле $+ \sim p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C$ правило T1.12, что на Рис.2 указано помещением справа от этой формулы метки [1], обозначающей номер шага вывода. К полученной на шаге 1 формуле слева метка 1: , также обозначающая номер шага вывода формулы $-p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C$. На шаге 2 к формуле $-p \wedge q \rightarrow A b(C^- - A^+ \geq 4) C$ применяем правило T1.24, в результате чего к текущей ветви (состоящей уже из четырех формул) будут последовательно приписаны две формулы $+p \wedge q$ и $-A b(C^- - A^+ \geq 4) C$. На шаге 3 к текущей ветви (состоящей из шести формул) приписываются две формулы $+p$ и $+q$. На шаге 4 к текущей ветви приписывается вилка из двух формул $-p$ и $+A b(B^- - A^+ \geq 2) B$. Таким образом, полученное после шаге 4 дерево содержит две ветви. Ясно, что левая ветвь дерева замкнута, так как она содержит контрарную пару формул $+p$ и $-p$. (Замкнутость ветви обозначена символом X.)

При построении дерева вывода мы каждый раз выбираем для раскрытия формулу, к которой применимо правило вывода с наименьшим ветвлением (т.е. с наименьшим числом альтернатив). Другими словами, дается следующим приоритет для выбора правил вывода:

(T1.11, T1.12, T1.13, T1.22, T1.24, T2.11, T2.12, T2.21, T2.31, T2.41, T2.31, T2.41, T2.51, T2.61, T2.71, T2.81, T2.91) раньше (T1.14, T1.21, T1.23, T2.14, T2.21, T2.26, T2.82, T2.92) раньше (T2.32, T2.42, T2.43) раньше T2.72.

Из нераскрытых формул одинакового приоритета выбирается самая верхняя и самая левая.

Результирующее дерево вывода содержит 4 ветви. Докажем, что дерево замкнуто. Выпишем из третьей ветви все неравенства: $B^-A^+ \geq 2$, $B^-A^+ \geq 1$, $C^-B^+ \geq 3$, $C^-B^+ \geq 1$, $A^+C^- \geq -3$. Ясно, что первое неравенство поглощает второе и третье поглощает четвертое; значит, второе и четвертое неравенства можно исключить. Возьмем еще неравенства $A^-A^+ \geq 1$, $B^-B^+ \geq 1$, $C^-C^+ \geq 1$ (которые справедливы, так как интервалы предполагаются невырожденными и время дискретно) и рассмотрим множество неравенств

$$S_1 = \{B^-A^+ \geq 2, C^-B^+ \geq 3, A^+C^- \geq -3, A^-A^+ \geq 1, B^-B^+ \geq 1, C^-C^+ \geq 1\}.$$

Множество неравенств S_1 противоречиво (несовместно). В самом деле, складывая эти неравенства, получаем

$$(B^-A^+) + (C^-B^+) + (A^+C^-) + (A^-A^+) + (B^-B^+) + (C^-C^+) \geq 2 + 3 + (-3) + 1 + 1 + 1.$$

Отсюда получаем противоречие $0 \geq 5$. Таким образом, третья ветвь замкнута. Аналогично, для четвертой ветви имеем множество неравенств

$$S_2 = \{B^-A^+ \geq 2, C^-B^+ \geq 3, A^+C^- \geq 0, A^-A^+ \geq 1, B^-B^+ \geq 1, C^-C^+ \geq 1\},$$

которое также противоречиво.

С системами неравенств S вида $X - Y \geq r$ (где X, Y – интервалы и r – натуральное число) свяжем граф $\Gamma(S)$, считая интервалы его вершинами и соединяя X с Y дугой с меткой r , если неравенство $X - Y \geq r$ принадлежит S . На Рис.3 показаны графы $\Gamma(S_1)$ и $\Gamma(S_2)$. (Здесь дуги без обозначенных меток по умолчанию имеют метку 1.) Мы видим, что эти графы имеют циклы положительной длины.

Легко понять, что (в общем случае) система неравенств S тогда и только тогда граф имеет цикл положительной длины. Поэтому эффективные алгоритмы для обнаружения у графа положительного цикла могут быть использованы для доказательства замкнутости ветвей дерева вывода.

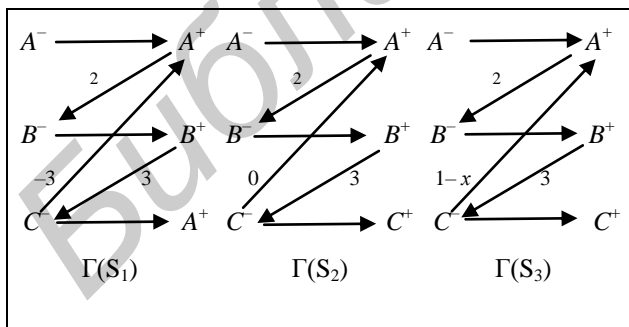


Рисунок 3 -- Графы систем неравенств

Метод аналитических таблиц можно применить для вычисления запросов к онтологиям, записанных в расширенной интервальной логике Аллена. Рассмотрим это на примере.

Пример 3. Возьмем онтологию

$$O = \{p \rightarrow A b(B^-A^+ \geq 2) B, q \rightarrow B b(C^-B^+ \geq 3) C\}$$

и запрос $? \max x - p \wedge q \rightarrow A b(C^-B^+ \geq x) C$ к O , который можно прочитать так: «Найти наибольшее x такое, что $O \models p \wedge q \rightarrow A b(C^-B^+ \geq x) C$ ».

Для получения ответа на этот запрос нужно построить дерево вывода для множества формул $O \cup \{\sim p \wedge q \rightarrow A b(C^-B^+ \geq x)\}$. Это дерево совпадает с показанным на Рис.3 за исключением того, что в формулах (1.1), (1.2) и (1.3) число 4 заменено на x , а в формуле (1.4) число -3 заменено на $1-x$.

Третья ветвь этого дерева вывода определяет следующее множество неравенств:

$$S_3 = \{C^-B^+ \geq 3, A^+C^- \geq 1-x, A^-A^+ \geq 1, B^-B^+ \geq 1, C^-C^+ \geq 1\}.$$

Граф $\Gamma(S_3)$ этого множества неравенств показан на Рис.3. Цикл A^+, B^-, B^+, C^-, C^+ в этом графе имеет длину $1 + 1 + 3 + (1-x)$, и эта длина положительна тогда и только тогда, когда $x \leq 6$. Следовательно, число 6 является наибольшим значением x и ответом на указанный запрос.

2. Спецификация потока работ в расширенной интервальной логике Аллена

В Примере 1 мы рассмотрели простейший пример потока работ для бизнес-процесса, целью которого является перевозка товара (см. схему этого потока работ на Рис.1). Спецификацией этого потока работ в расширенной интервальной логике Аллена дадим в форме следующей онтологии:

$$O = \{p \rightarrow A b(B^-A^+ = 2) B, \sim p \rightarrow A b(C^-A^+ = 3) C, A b(D^-A^+ \geq 1) D, B b(E^-B^+ \geq 22; B^+ - E^+ \geq 20) E, C b(E^-B^+ \geq 26; B^+ - E^+ \geq 22) E, E f d F\}.$$

Здесь мы предположили следующее: (1) обработка заказа выполняется 2 единицы времени; (2) оформление накладной выполняется 3 единицы времени; (3) перевозка товара фирмой F1 выполняется от 20 до 22 единиц времени; (4) перевозка товара фирмой F1 выполняется от 22 до 26 единиц времени;

Из неформального смысла данного потока работ очевидно, что схема потока работ непротиворечива. Но, чтобы формально это установить, нужно построить дерево вывода и убедиться, что оно имеет незамкнутые ветви. В данном случае в дереве вывода для онтологии O все ветви являются открытыми (незамкнутыми).

Рассмотрим пример запроса к онтологии O и вычисления ответа на запрос.

Пример 4. Сформулируем запрос так: «Оценить снизу время перевозки товара». Формально этот запрос записывается следующим образом:

$$? \max x - E^+ - A^- \geq x.$$

Ответ на этот запрос получается изложенным в предыдущем разделе способом (см. Пример 3). Для этого нужно построить дерево вывода для

множества формул $O \cup \{\sim E^+ - A^- \geq x\}$ и замкнуть ветвь, содержащую формулу $A^- - E^+ \geq 1 - x$, выбирая число x максимальным.

Заключение

Мы определили некоторое расширение известной интервальной логики Аллена. Предложениями расширенной логики являются булевы комбинации логики Аллена с включенной метрической информацией. Для расширенной логики был дан метод дедукции, основанный на аналитических таблицах. Показано, как этот метод дедукции можно применить к задачам спецификации и анализа потоков работ и как можно вычислять запросы, обращенные к онтологиям, специфицирующим потоки работ.

Работа выполнена при финансовой поддержке Российского Фонда Фундаментальных Исследований (проект 14-07-0387) и Министерства Образования и Науки Казахстана (проект 0115 РК 00532).

Библиографический список

- [Allen, 1987] Allen J.A. Maintaining knowledge about temporal intervals // Communications of the ACM, 20(11), 1983. – P.832-843.
- [van der Aalst et al, 2002] van der Aalst W., van Hee K. Workflow Management Models, Methods, and Systems. The MIT Press, Cambridge, Massachusetts London, 2002. – P. 53.
- [Gil Y. et al., 2007] Gil Y., Deelman E., Ellisman M., Fahringer T., Fox J., Gannon J., Goble C., Livny M., Moreau L., Myers J. Examining the challenges of scientific workflows // IEEE Computer, vol. 40, no. 12, 2007.
- [Lampert, 1991] Lampert L. The temporal logic of action. DEC Systems Research Center. Techn. Report 79, 1991. – P. 71.
- [Matschiner et al., 2005] Matschiner M., Saltzburger W. TANDEM: Integrating automated allele binning into genetics and genomic workflows // Bioinformatics 25 (15), 2005. – 1983-1985.
- [Wang et al., 2004] Wang Y., Fan Y. Using Temporal Logics for Modeling and Analysis of Workflows. Intern. Conf. on E-commerce for Dynamic E-Business. – IEEE Xplore, 2004.– P. 101-110.
- [WFMC, 1999] Workflow Management Coalition, Terminology & Glossary. Document Number WFMC-TC-1011. – <http://www.wfmc.org>.

SPECIFICATION OF WORKFLOWS IN THE EXTENDED INTERVAL ALLEN'S LOGIC

Plesniewicz G.S., Nguyen Thi Minh Vu

National Research University «MPEI», Moscow, Russia

salve777@mail.ru,

minhvu.357@gmail.com

It is shown, in the paper, that the extended interval Allen's logic can be used for specifying and analyzing workflows. The sentences of this logic are Boolean combination of Allen's logic sentences with, possibly, metric information.

Introduction

A workflow is a collection of cooperated, coordinated activities designed to carry out a complex process. Although the first and the main applications of workflows were in the field of business informatics, new their applications lies in organizing scientific investigations (scientific workflows, workflows for biological processes, genomic workflows et al.)

We propose to use the extended interval Allen's logic for specifying workflows.

Main Part

In the interval Allen's logic **LA**, there are 7 basic relations between temporal intervals: *b* (before), *m* (meets), *o* (overlaps), *f* (finishes), *s* (starts), *d* (during), *e* (equates). Let Ω be the set of these basic relations and their inversions. A **LA** sentence has the form $A \omega B$ where A, B are temporal intervals and ω is subset of Ω . The sentence $A \omega B$ is equivalent to disjunction of all $A \alpha B$ where $\alpha \in \Omega$.

The interval logic with metric information $\mu\mathbf{LA}$ has sentences that are obtained from **LA** sentences by incorporating metric information in the form of conjunctions inequalities between ends of intervals. For example, $A \ o(A^+ - A^- = 2, B^+ - B^- \leq 4) \ m(B^- - A^+ \geq 1) \ B$ is a $\mu\mathbf{LA}$ sentence.

The extended interval Allen's logic $\mu\mathbf{LA}+$ has sentences that are obtained from **LA** sentences by applying Boolean connectives.

It is shown how to apply the logic $\mu\mathbf{LA}+$ can be used for specifying workflows, analyzing workflows and query answering over workflows.

Conclusion

In this paper, we have shown how the extended interval Allen's logic can be used for specifying workflows. For this logic we define the deduction method based on analytical tableaux. This method is applied to the problems of analyzing workflows and query answering over workflows.