

Аргументационная семантика для шаговых теорий активной логики с грануляцией времени¹

Аннотация. Активная Логика является концептуальной системой, принципам которой удовлетворяют формализмы рассуждений, толерантных к противоречиям и дающие возможность для соотнесения результатов рассуждений с моментами времени. В работе предлагается подход к построению аргументационной семантики одного из таких формализмов, построенного на основе принципов логического программирования. При этом используется концепция грануляции времени, трактуемого как внешняя сущность, не зависящая от внутренней структуры логической программы. Специфика Активной Логик с грануляцией времени потребовала серьезной модификации предлагаемой системы аргументации по сравнению с другими системами такого рода, имеющимися в настоящее время.

Ключевые слова: активная логика, рассуждения во времени, логическое программирование, теория аргументации.

Введение

Теория аргументации [1] оказалась весьма плодотворной при представлении немонотонных рассуждений [2]. Установлено, что некоторые хорошо известные немонотонные формализмы соответствуют различным частным случаям аргументационной структуры. В терминах теории аргументации для них удалось получить весьма элегантные определения отношения логического следования. В данной статье рассматривается подход к построению аргументационной семантики для т.н. шаговых теорий, введенных в [3, 4] и отвечающих концепции Активной Логик. Логические системы, отвечающие данной концепции (например, [5]), предназначены для формализации т.н. рассуждений, происходящих «во времени» (*reasoning situated in time*), осуществляемых «рациональным агентом», временной ресурс которого ограничен и который способен это осознавать. Хотя большинство известных вариантов Активной Логик позиционируется их создателями как немонотонные системы, однако лишь для монотонных фрагментов некоторых ее версий сейчас имеется в достаточной степени проработанная формальная семантика [6].

В статье на примере системы шаговых теорий показывается, как теория аргументации может быть использована для построения семантики немонотонных формализмов, отвечающих общим принципам Активной Логик. Важной особенностью построенной аргументационной семантики при этом является использование принципа грануляции времени.

1. Общие принципы Активной Логик

На сегодня известно более сотни различных темпоральных логик, назначение которых, как принято считать, состоит в формализации *рассуждений о времени* (*reasoning about time*). Но сам процесс рассуждения при этом происходит вне времени – мир как бы останавливается, пока система «думает». В некоторых случаях такая идеализация не всегда приемлема, особенно это касается интеллектуальных систем т.н. «жесткого» реального времени. Для систем этого типа важно уметь соотносить по времени результаты проводимых рассуждений с событиями, происходящими во внешней среде. Рассуждения такого типа получили название *рассуждений, происходящих во времени* (*reasoning situated in time*).

¹ Работа выполнена при финансовой поддержке РФФИ (проекты 13-07-00396, 14-07-00913, 15-07-02320).

Для формализации этого типа рассуждений и предназначена Активная Логика. Сам процесс рассуждений в этой системе обычно представляется как последовательность шагов (далее шагов вывода), на каждом из которых формируется т.н. множество убеждений (belief set), представляющее собой конечное множество формул на языке, близком к языку логики первого порядка, представленное эксплицитно. Каждому шагу вывода соответствует номер, который трактуется как момент времени на линейных дискретных часах. Этот номер представляется при помощи специального литерала, имеющего вид $\text{now}(i)$, где i – номер шага вывода. На этот номер могут делаться ссылки в формулах, что и позволяет соотносить во времени шаги вывода с другими событиями, происходящими в системе и вокруг нее. Это свойство Активной Логики получило название *темпоральной чувствительности* (temporal sensibility).

В любой известной версии Активной Логики шаг вывода представляет собой применение всех выполнимых на данный момент правил вывода (в общем случае это полностью определяется последовательностью множеств убеждений (историей), которые были произведены на предыдущих шагах вывода). Состав и структура правил вывода отличается в различных версиях Активной Логики, но немонотонный характер проводимых рассуждений всегда определяется использованием двух принципов: 1) *обнаружения и исправления противоречий* и 2) *негативной интроспекции*. Первый принцип состоит в выявлении и, по возможности, устранения в текущем множестве убеждений т.н. прямых противоречий, т.е. литералов, образующих контрарную пару (в дальнейшем для любого литерала, например, q будем обозначать его дополнение до контрарной пары как $\neg q$).

Второй принцип состоит в использовании проблемно-зависимых правдоподобных правил вывода, позволяющих делать заключения на основе утверждений, интерпретируемых так: «на момент выполнения данного шага вывода неизвестно, что ϕ » (где ϕ – некоторая формула, обычно, литерал). Ниже представлена система Активной Логики, на примере которой можно более конкретно проиллюстрировать указанные принципы.

2. Грануляция времени

Общим недостатком большинства систем Активной Логики является трактовка времени, в некотором смысле, как внутренней сущности этих систем, течение которого определяется структурой правил вывода, используемых для получения новых формул из уже имеющихся. Во всех случаях под мерой времени (эталон) неявно подразумевается продолжительность дедуктивного цикла (= шага вывода). Каждому выполнению дедуктивного цикла соответствует один «тик» виртуальных внутренних часов. При этом (также неявно) делается допущение, что длительность выполнения не меняется от цикла к циклу или что изменения столь малы, что ими можно пренебречь. В реальности на длительность выполнения дедуктивного цикла оказывают влияние изменения, происходящие в составе и структуре знаний вследствие проводимых рассуждений и наблюдений за внешней средой. Кроме того, на длительность дедуктивных циклов могут влиять случайные факторы, такие, как сбой в электропитании, в работе других технических систем и т.д. По существу, допущение о постоянной длительности дедуктивных циклов сродни логическому всеведению и, так же как и последнее, оно нередко вступает в противоречие с реальной действительностью.

В работе [7] предложен подход, в котором время трактуется как внешняя сущность, не связанная со структурой знаний и скоростью выполнения дедуктивных циклов. Такая модификация позволяет отказаться от нереалистичного допущения, связанного с внутренним временем и может быть выполнена для любых систем Активной Логики. В предлагаемой логической системе, как и в других логических системах из данного класса, время рассматривается как бесконечная возрастающая последовательность натуральных чисел из множества $\mathbb{N}$. Будем обозначать ее Gck (глобальные часы). Однако в данном случае учитывается, что основное назначение такого рода логических систем состоит в моделировании поведения интеллектуального агента в различных условиях (= прогонах). Поэтому каждому такому прогону ставятся в соответствие т.н. часы прогона модели Sk , отражающие его специфику (принцип грануляции времени).

Часы прогона модели – это конечная или бесконечная строго возрастающая подпоследо-

вательность глобальных часов, члены которой интерпретируются как моменты времени (на глобальных часах) завершения дедуктивных циклов, например $\langle 3, 5, 7, 10, \dots \rangle$. Множество всех таких моментов времени будем обозначать Sk^* . Каждый «тик» часов прогона модели, как и «тик» рассмотренных выше виртуальных внутренних часов, соответствует одному выполнению конкретного дедуктивного цикла. При этом, порядковый номер этого цикла совпадает не с моментом времени его завершения, а только с порядковым номером этого момента на часах прогона модели.

Данное обстоятельство дает возможность, меняя часы прогона модели, имитировать различные условия работы интеллектуального агента и лучше отражать, например, такие особенности, как увеличение длительности дедуктивных циклов агента по мере увеличения количества известной ему информации. Кроме того, различным агентам можно назначать различные локальные часы, моделируя, таким образом, например, их различную «сообразительность» (быстродействие) или то, что они вступают в действие в различные моменты времени. В дальнейшем, однако, для простоты рассматривается случай, когда агент всего один.

Введем еще две функции - $clock(.)$ и $rank(.)$. Первая отображает множество N во множество Sk^* . Терм $clock(n)$ интерпретируется как момент времени, имеющий порядковый номер n на часах прогона модели. Вторая функция является обратной по отношению к первой, т.е. для всех $t \in Sk^*$ $rank(t) = clock^{-1}(t)$, ее значением является порядковый номер момента времени t на часах прогона модели Sk . Тогда, если время завершения предыдущего дедуктивного цикла было t , следующий дедуктивный цикл завершится в момент времени $clock(rank(t) + 1)$.

3. Шаговые теории активной логики

Одну из систем Активной Логики, введенную в [3], образуют так называемые шаговые теории, представляющие собой множества правил с заданным на них бинарным отношением предпочтения. Множества правил разбиты на два подмножества – строгих и правдоподобных правил. В дальнейшем, не жертвуя общностью, ограничимся только случаями, когда отноше-

ние предпочтения пусто, а в теории присутствуют только правдоподобные правила вида:

$$N: a_1 \wedge a_2 \dots \wedge a_m \Rightarrow b, \quad (1)$$

где N – строка символов, обозначающая имя правила, b – пропозициональный литерал, $a_1, \dots, a_m$ – пропозициональные литералы или литералы языка логики первого порядка вида $later(j)$ или $\neg later(j)$, j – натуральное число (в антецеденте правила литералов последнего вида может быть не более одного).

Правила выражают описанный выше принцип негативной интроспекции в следующей интерпретации: если выполняется формула $a_1 \wedge a_2 \dots \wedge a_m$ и на данном шаге вывода неизвестно, правдоподобна ли формула (являющаяся литералом) $\neg b$, то допустимо предположить, что выполняется формула b . Для простоты антецеденты правил рассматриваются как множества литералов. Если это множество пусто, то такие правила рассматриваются как эквивалентные правилам с такими же консеквентами, но в антецедентах, которых имеется единственный литерал $later(clock(rank(0)))$. Таким образом, данная система может рассматриваться как вариант Активной Логики, полностью основанный на правилах и отвечающий основному принципу логического программирования (моделями формул являются множества литералов).

Шаговой теорией назовем пару $T = (R, >, Sk)$, где R – конечное правил вида (1), $>$ есть ациклическое отношение предпочтения, заданное на множестве R , Sk – определённые выше часы прогона модели. Для любой шаговой теории $T = (R, >, Sk)$ будем обозначать $R[q]$ множество всех правил, консеквентом которых является q . Множество литералов, образующих антецедент правила r , обозначается $A(r)$.

Пусть L_T – множество помеченных литералов двух типов - $pla\ q$ и $dis\ q$ (где q – пропозициональный литерал), такое, что $pla\ q, dis\ q \in L_T$ тогда и только тогда, когда q является консеквентом каких-либо правил из множества R . Эти типы интерпретируются, соответственно, как «литерал, выводимый правдоподобно (plausible)» и «литерал, к которому утрачено доверие (distrusted)».

Множеством убеждений шаговой теории $T = (R, >, Sk)$ называется множество вида $\{now(t)\} \cup L_T^t$, где t – натуральное число или 0, момент времени на часах прогона модели Sk , $L_T^t \subset L_T$. Рассмотрим оператор $\mathcal{G}_T$, преобра-

зующий множества убеждений во множества убеждений таким образом, что если B – множество убеждений, такое, что $\text{now}(t) \in B$, то 1) $\text{now}(\text{clock}(\text{rank}(t)+1)) \in \mathcal{G}_T(B)$ и 2) достаточные условия принадлежности помеченных литералов $\text{pla } q$, $\text{dis } q$ множеству убеждений $\mathcal{G}_T(B)$ приведены ниже:

$\text{pla } q$: $\text{pla } q \in \mathcal{G}_T(B)$, Если

$(\exists r \in R[q]: \forall a \in A(r): (\text{pla } a \in B$

или $(a = \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B) \text{ то } (t' > t)) \text{ или } (a = \neg \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B), \text{ то } (t \geq t')))) \text{ и}$

$(\text{не верно, что } \exists s \in R[-q]: \forall a \in A(s):$

$(\text{pla } a \in B \text{ или } (a = \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B), \text{ то } (t' > t)) \text{ или } (a = \neg \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B), \text{ то } (t \geq t')))) \text{ и}$

$(\text{не верно, что } r > s))$

$\text{dis } q$: $\text{dis } q \in \mathcal{G}_T(B)$, Если

$(\text{pla } q \in B \text{ или } \text{dis } q \in B) \text{ и не верно, что}$

$(\exists r \in R[q]: \forall a \in A(r): (\text{pla } a \in B$

или $(a = \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B) \text{ то } (t' > t)) \text{ или } (a = \neg \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B), \text{ то } (t \geq t')))) \text{ и}$

$(\text{не верно, что } \exists s \in R[-q]: \forall a \in A(s):$

$(\text{pla } a \in B \text{ или } (a = \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B) \text{ то } (t' > t)) \text{ или } (a = \neg \text{later}(t) \text{ и } \forall t, t': \text{Если } (\text{now}(t') \in B), \text{ то } (t \geq t')))) \text{ и не верно, что}$

$r > s))$

Пусть B – множество убеждений теории T , такое, что литерал $\text{now}(t) \in B$. Назовем B *квазинеподвижной точкой* оператора $\mathcal{G}_T$ т. и т.т., когда $B \setminus \{\text{now}(t)\} = \mathcal{G}_T(B) \setminus \{\text{now}(\text{clock}(\text{rank}(t)+1))\}$ для любого t . *Историей* в теории T называют конечную последовательность B множеств убеждений. При этом $B(i)$ обозначает i -й элемент в истории, $B(0) = \{\text{now}(0)\}$, для любого t $B(\text{rank}(t)+1) = \mathcal{G}_T(B(\text{rank}(t)))$. Последним элементом истории является множество убеждений, обозначаемое B_{fin} , (*финальное*). Оно является наименьшей квазинеподвижной точкой оператора $\mathcal{G}_T$, такой, что если $\text{now}(n) \in B_{\text{fin}}$, то для любого j , если $\text{later}(j)$ или $\neg \text{later}(j) \in A(r)$, где r – какое-либо правило из множества R , то $n > j$. *Шагом вывода* шаговой теории $T = (R, >, \text{Ck})$ называют всякую пару вида $(B(i), B(i+1))$, при этом *номером шага вывода* называют число, равное $(i+1)$. *Правдоподобным следствием* (*правдоподобным t-следствием*) шаговой теории T называют литерал, помечен-

ный как pla , принадлежащий множеству мнений $B_{\text{fin}}(B(\text{rank}(t)))$, $t \in \text{Ck}^*$.

Шаговые теории T и T' называют *эквивалентными* тогда и только тогда (далее т. и т.т.), когда всякое правдоподобное следствие (правдоподобное t-следствие) теории T является правдоподобным следствием (правдоподобным t-следствием) теории T' . Приведенные ниже два примера иллюстрируют «темпоральную чувствительность» данного варианта Активной Логик.

Пример 1. Пусть множество R_1 шаговой теории $T_1 = (R_1, >_1, \text{Ck}_1)$ состоит из следующих элементов:

$N1: \Rightarrow p$ $N4: \text{later}(4) \Rightarrow \neg \text{задача_решена}$

$N2: p \Rightarrow q$ $N5: \neg \text{later}(4) \wedge r \Rightarrow \text{задача_решена}$

$N3: q \Rightarrow r$ $N6: \text{задача_решена} \Rightarrow \text{задача_решена}$

Допустим, что $N6 > N5$, $\text{Ck}_1 = \langle 0, 1, 2, 4, 6 \rangle$.

Историей для данной теории является:

$B(0) = \{\text{now}(0)\}$, $B(1) = \{\text{now}(1), \text{pla } p\}$, $B(2) = \{\text{now}(2), \text{pla } p, \text{pla } q\}$, $B(3) = \{\text{now}(4), \text{pla } p, \text{pla } q, \text{pla } r\}$, $B(4) = B_{\text{fin}} = \{\text{now}(6), \text{pla } p, \text{pla } q, \text{pla } r, \text{pla } \text{задача_решена}\}$.

Содержательно этот пример можно интерпретировать так: задача была решена, так как решение было найдено вовремя, до наступления «дедлайна» – момента времени 4. Заметим, что правило $N4$ сработало на шаге вывода номер 4. Правило $N5$ на этом шаге не сработало, так как множество убеждений $B(3)$ содержит литерал с предикатом now , аргумент которого (4) не превосходит аргумент предиката later в антецеденте правила $N4$.

Пример 2. Теперь рассмотрим шаговую теорию $T_2 = (R_2, >_2, \text{Ck}_2)$, у которой $R_2 = R_1$, $>_2 = >_1$, а $\text{Ck}_2 = \langle 0, 1, 2, 5, 7 \rangle$. Тогда $B(0) = \{\text{now}(0)\}$, $B(1) = \{\text{now}(1), \text{pla } p\}$, $B(2) = \{\text{now}(2), \text{pla } p, \text{pla } q\}$, $B(3) = \{\text{now}(5), \text{pla } p, \text{pla } q, \text{pla } r\}$, $B(4) = B_{\text{fin}} = \{\text{now}(7), \text{pla } p, \text{pla } q, \text{pla } r, \text{pla } \neg \text{задача_решена}\}$.

В данном случае задача не оказалась решенной из-за того, что литерал r был выведен позже «дедлайна» (момента времени 5) из-за того, что шаг вывода номер 3 длился дольше, чем в предыдущем примере.

4. Система аргументации для шаговых теорий

Аргументационные системы обычно в качестве базовых элементов имеют некоторый *логический язык* и определения *аргумента*, *конфликта между аргументами* и *статуса*

аргументов. Последние три элемента часто используются для определения отношения логического следования. Ниже будет представлена аргументационная система, состоящая из указанных элементов, построенных с учетом специфики шаговых теорий активной логики.

Определение 1. Пусть $T = (R, >, Ck)$ есть некоторая шаговая теория. Аргументом для T назовем 1) всякий литерал (логики первого порядка) l вида $\text{later}(t)$ или $\neg \text{later}(t)$ где $t > 0$, для которого существует правило $r \in R$, такое, что $l \in A(r)$, или 2) последовательность правил $\text{Arg} = \langle r_1, \dots, r_n \rangle$, где $r_1, \dots, r_n \in R$, такую, что для любого $1 \leq i \leq n$, если $p \in A(r_i)$, где p – пропозициональный литерал, то найдется такое ровно одно $j < i$, что $r_j \in R[p]$.

Для данной шаговой теории $T = (R, >, Ck)$ множество всех ее аргументов будем обозначать Args_T . Если аргументом является литерал логики первого порядка вида $\text{later}(t)$ ($\neg \text{later}(t)$), то будем называть такой аргумент *ограничивающим* (действие других аргументов снизу (сверху) по времени). Иначе аргумент называется *поддерживающим*. Заключением поддерживающего аргумента $\text{Arg} = \langle r_1, \dots, r_n \rangle$ называется пропозициональный литерал q т. и т. т., когда $r_n \in R[q]$.

Поддерживающим подаргументом аргумента $\text{Arg} = \langle r_1, \dots, r_n \rangle$ называется всякая подпоследовательность последовательности $\langle r_1, \dots, r_n \rangle$, удовлетворяющая определению 1. Ограничивающий аргумент является подаргументом аргумента $\text{Arg} = \langle r_1, \dots, r_n \rangle$, если соответствующий литерал входит в антецедент какого-либо из правил $r_1, \dots, r_n$.

Всякий поддерживающий подаргумент аргумента $\text{Arg} = \langle r_1, \dots, r_n \rangle$ называется его *максимальным подаргументом*, если литерал, являющийся заключением этого подаргумента, входит в антецедент правила r_n . Ясно, что у аргумента $\text{Arg} = \langle r_1, \dots, r_n \rangle$ может быть более одного максимального подаргумента. Это зависит от числа литералов в антецеденте правила r_n . Ограничивающий аргумент является максимальным подаргументом аргумента $\text{Arg} = \langle r_1, \dots, r_n \rangle$, если соответствующий литерал входит в антецедент правила r_n .

Пример 2 (продолжение). Аргументами теории $T_2 = (R_2, >, Ck_2)$ являются $\text{Arg}_1 = \langle N1, N2, N3, N4, N6 \rangle$, $\text{Arg}_2 = N5$ и все их подаргументы. Аргумент $\text{Arg}_3 = \langle N1, N2, N3, N4 \rangle$ является

максимальным (поддерживающим) подаргументом аргумента Arg_1 . Ограничивающими аргументами теории T_2 (и соответствующими подаргументами аргументов Arg_1 и Arg_2) являются $\text{Arg}_3 = \neg \text{later}(4)$ и $\text{Arg}_4 = \text{later}(4)$

Переходя к определению статуса аргумента и конфликта между аргументами шаговых теорий, следует учесть, что в отличие от других систем аргументации, где взаимоотношения различных аргументов изучается «в статике», тут, говоря неформально, необходимо рассматривать развитие этих взаимоотношений во времени. На некотором шаге вывода конкретный аргумент может еще не быть построен, т.е. не успеть войти в действие, а после введения в действие он может действовать до момента (шага вывода) выведения из действия. Последнее означает, что данный аргумент (на данном шаге) отклонен (=опровергнут) из-за последствий конфликта с другими аргументами. Таким образом, понятие «введение аргумента в действие» играет ключевую роль при определении статуса аргументов и конфликта между ними. В дальнейшем для простоты на шаг вывода с номером i будем ссылаться просто как на шаг i .

Определение 2. Введение в действие аргументов шаговых теорий осуществляется по следующим правилам.

1. Всякий ограничивающий аргумент вида $\neg \text{later}(t)$ вводится в действие на шаге $i+1$, где $i \in Ck^*$ – наименьшее целое число, удовлетворяющее условию $\text{clock}(i) > t$.

2. Всякий ограничивающий аргумент вида $\neg \text{later}(t)$, $t \neq 0$ вводится в действие на шаге 1.

3. Если поддерживающий аргумент не имеет подаргументов и его не атакует никакой другой аргумент, то он вводится в действие на шаге 1. В противном случае, он вводится на шаге, начиная с которого его не атакует ни один аргумент.

4. Всякий поддерживающий аргумент вводится в действие на шаге i , если все его подаргументы введены в действие на предыдущих шагах и существует его максимальный подаргумент, введенный в действие на шаге $(i-1)$ и его не атакует никакой аргумент, не менее сильный, чем он сам.

После введения аргумента в действие на последующих шагах, если не оговорено иное, считается, что он имеет статус *действующего*. В противном случае аргумент имеет статус *недействующего*.

Понятие атаки аргументами друг друга, присутствующее практически во всех аргументационных системах, в Активной Логике имеет свою специфику. Пусть поддерживающие аргументы Arg_1 и Arg_2 имеют в качестве заключения литералы q и $\neg q$ соответственно. Будем говорить, что Arg_1 *более сильный, чем* Arg_2 если для правила $r \in R[q]$, $r \in Arg_1$ и правила $s \in R[\neg q]$, $s \in Arg_2$ имеет место $r > s$. Соответственно, Arg_2 будет *менее сильным, чем* Arg_1 .

Определение 3. Поддерживающий аргумент Arg_1 *атакует* поддерживающий аргумент Arg_2 на шаге i , т. и т. т., когда 1) пропозициональные литералы, являющиеся их заключениями, образуют контрарную пару, 2) все максимальные подаргументы обоих аргументов имеют статус действующих и 3) Arg_1 не менее сильный, чем Arg_2 .

Заметим, что если в этом случае ни один из аргументов не сильнее другого, то они атакуют друг друга. При этом следует иметь в виду, что оба аргумента имеют статус недействующих, в отличие от всех их подаргументов. Если хотя бы один из этих подаргументов утратит статус действующего, атака прекратится.

Определение 4. Ограничивающий аргумент вида $\neg later(t)$ *опровергнут* на шаге i т. и т. т. когда $i \in Ck^*$ - наименьшее целое число, удовлетворяющее условию $clock(i-1) < t$.

Заметим, что ограничивающие аргументы вида $later(t)$ «неопровержимы» в том смысле, что после ввода в действие они уже своего статуса не лишаются.

Определение 5. Поддерживающий аргумент *теряет статус действующего и становится недействующим* на шаге i т. и т. т., когда на этом шаге 1) его атакует какой-либо другой аргумент или 2) теряет статус действующего какой-либо из его подаргументов.

Таким образом, поддерживающие аргументы в процессе своего «жизненного цикла» могут несколько раз менять свой статус.

Пример 3. Пусть множество R_2 шаговой теории $T_3 = (R_3, >_3, Ck_3)$ состоит из следующих элементов:

- | | |
|-----------------------|-----------------------------------|
| $N1: \Rightarrow p$ | $N5: s \Rightarrow \neg q$ |
| $N2: p \Rightarrow r$ | $N6: later(3) \Rightarrow \neg s$ |
| $N3: r \Rightarrow q$ | $N7: q \Rightarrow o$ |
| $N4: \Rightarrow s$ | |

Допустим, что отношение $> = \emptyset$, $Ck_3 = \langle 0, 1, 2, 3, 6, 7 \rangle$. Поддерживающими аргументами шаговой теории T_3 являются $Arg_1 = \langle N1, N2, N3, N7 \rangle$,

$Arg_2 = \langle N4, N5 \rangle$, $Arg_3 = N6$, и все их подаргументы. Ограничивающим аргументом данной теории является $Arg_4 = later(4)$. История данной шаговой теории имеет следующий вид: $B(0) = \{now(0)\}$, $B(1) = \{now(1), pla p, pla s\}$, $B(2) = \{now(2), pla p, pla s, pla r, pla \neg q\}$, $B(3) = \{now(3), pla p, pla s, pla r, dis \neg q\}$, $B(4) = \{now(6), pla p, dis s, pla r, dis \neg q, pla q\}$, $B(5) = \{now(7), pla p, dis s, pla r, dis \neg q, pla q, pla o\}$.

Поддерживающий аргумент Arg_2 и максимальный подаргумент поддерживающего аргумента Arg_1 атаковали друг друга на шаге 3, в результате чего помеченный литерал $pla \neg q$, находившийся во множестве убеждений $B(2)$, не попал во множество убеждений $B(3)$, так как поддерживающий аргумент Arg_2 , заключением которого являлся литерал $\neg q$, стал недействующим, а во множество убеждений $B(3)$ попал помеченный литерал $dis \neg q$. На шаге 4 вступил в действие ограничивающий аргумент Arg_4 , являющийся подаргументом аргумента Arg_3 . Последний тут же атаковал подаргумент аргумента Arg_2 , сделал его недействующим и тем сорвал атаку аргумента Arg_2 на максимальный подаргумент аргумента Arg_1 . В результате Arg_1 вступил в действие на шаге 5.

Следующие ниже утверждения дают теоретико-аргументационную характеристику шаговых теорий Активной Логике. Они непосредственно следуют из условий принадлежности помеченных литералов множествам убеждений.

Теорема 1. Пусть $B(i)$ – множество убеждений некоторой шаговой теории $T = (R, >, Ck)$. Помеченный пропозициональный литерал $pla q \in B(i)$ т. и т. т., когда существует поддерживающий аргумент теории T , действующий на шаге i , заключением которого является q .

Теорема 2. Пусть $B(i)$ – множество убеждений некоторой шаговой теории $T = (R, >, Ck)$. Помеченный пропозициональный литерал $dis q \in B(i)$ т. и т. т., когда существует такое $j < i$, что $pla q \in B(j)$, где $B(j)$ – множество убеждений, входящее в историю теории T и не существует поддерживающего аргумента данной теории, действующего на шаге i , заключением которого является q .

Заключение

В статье представлена аргументационная семантика для шаговых теорий активной логики.

ки. В то время, как в других системах аргументации аргументы конфликтуют друг с другом одновременно все сразу, в представленной системе в соответствии с концепцией Активной Логики взаимоотношения между аргументами развиваются во времени. Это обстоятельство отразилось на определениях конфликта и статуса аргументов, которые существенно отличаются от определений указанных элементов других аргументационных систем.

Литература

1. Dung P.M. Negation as hypothesis: in abduction foundation for logic programming. // Proceedings of the 8th International on Logic Programming. Paris, France. MIT Press, 1991.
2. Вагин В.Н., Загорянская А.А. Аргументация в правдоподобном выводе // Труды конференции КИИ'2000. Т1, М.: Физматлит, 2000.
3. Виньков М.М. Активная логика с точки зрения фундированной семантики логических программ с приоритетами. // Труды конференции КИИ'2004. Т1, М.: Физматлит, 2004.
4. Виньков М.М. Аргументационная семантика для шаговых теорий активной логики. // Сб. научных трудов X национальной конференции с международным участием «КИИ - 2006», Обнинск, 2006.-т.1., с. 64-72
5. Elgot-Drapkin J., Perlis D. Reasoning situated in time I: Basic concepts, Journal of Experimental and Theoretical Artificial Intelligence 2 (1) (1990) 75–98.
6. Hovold J. On a semantics for active logic, MA Thesis, Department of Computer Science, Lund University, 2005.
7. Виньков М.М. Время, как внешняя сущность при моделировании рассуждений рационального агента с ограниченными ресурсами //Труды XI-национальной конференции по искусственному интеллекту с международным участием КИИ-2008. — М.: Физматлит, 2008.

Виньков Михаил Михайлович. Доцент МГТУ им. Н.Э. Баумана. Окончил МАИ в 1977 году. Кандидат технических наук. Автор 59 печатных работ. Область научных интересов: динамические экспертные системы, индуктивное обучение, неклассические логики, формализация рассуждений. E-mail: vinkovmm@mail.ru

Фоминых Игорь Борисович. Профессор кафедры «Прикладная математика» МЭИ. Окончил МГТУ им. Н.Э. Баумана в 1963 году и МГУ им. М.В. Ломоносова в 1969 году. Доктор технических наук. Автор 114 печатных работ, в том числе шести монографий. Область научных интересов: динамические интеллектуальные системы, нейроинформатика, неклассические логики, информационные проблемы мозга. E-mail: igborfomin@mail.ru