

Федеральное государственное автономное
образовательное учреждение высшего образования
«Российский университет дружбы народов»

А. И. Панов

Интеллектуальные динамические системы

Учебно-методическое пособие

Москва
Российский университет дружбы народов
2015

В пособии рассмотрены основные методы, применяющиеся при построении интеллектуальных динамических систем (ИДС). Одним из основных свойств ИДС является свойство иерархичности, уровневости организации всех процессов, связанных с ИДС, начиная от управления такими системами и заканчивая процессами самоорганизации в их базе знаний.

Оглавление

Введение	5
1 Представление статических знаний	6
1.1 Логика предикатов первого порядка	6
1.1.1 Описание языка	6
1.1.2 Основные понятия исчисления	8
1.1.3 Формальные системы и интерпретация	10
1.1.4 Истинность в модели	11
1.2 Атрибутивная логика	13
1.3 Семантические сети	13
2 Представление процедурных знаний	14
2.1 Системы правил	14
2.2 Семиотическое представление	14
3 Пополнение знаний	15
3.1 Проблема привязки символов	15
3.2 Биологически правдоподобные методы	15
3.3 Выявление причинно-следственных связей	15
4 Планирование поведения	16
4.1 Классические алгоритмы планирования	16
4.1.1 Планирование как доказательство теорем	16
4.1.2 Планирование в пространстве состояний	16
4.1.3 Планирование на основе прецедентов	19
4.2 Планирование с удовлетворением ограничений	19
4.3 Графические системы планирования	19
5 Системы, основанные на правилах	20
5.1 Состояния и траектории	20
5.2 Синтез управления	20
5.3 Синтез обратной связи	20
5.4 Основы теории управляемости	20

6	Практические задания в системе Jadex	21
6.1	Задачи с международного соревнования планировщиков	21
6.1.1	Бармен	21
6.1.2	Дайвинг в пещерах	21
6.1.3	Детская закуска	22
6.2	Внешняя среда и типы агентов	22
6.3	Задание состояний	22
6.4	Задание правил и стратегий	22
6.5	Планирование поведения	22
6.6	Задачи по планированию	22
	Заключение	23

Введение

Динамические интеллектуальные системы — результат интеграции интеллектуальных систем с динамическими системами. В общем случае это двухуровневые динамические модели, где один из уровней отвечает за стратегию поведения системы (или, как иногда говорят, носит делиберативный характер), а другой уровень отвечает за реализацию конкретной (в том числе, математической) модели.

К таким системам относятся сложные естественные системы, такие как экологические, социальные и политические системы, а также такие динамические системы, в которых зависимости настолько сложны, что не допускают своего обычного аналитического представления. Сложность задач управления, в которых существенная роль принадлежит экспертным суждениям и знаниям человека, заставляет в дополнение к количественным методам или вместо них применять такие подходы, в которых в качестве значений переменных допускаются не только числа, но и слова или предложения искусственного или естественного языка.

Потребность в моделях такого рода назрела в связи с развитием, например, беспилотных средств транспортного и иного назначения. В частности, в беспилотных автономных самолетах и вертолётах одним из уровней управления должен являться делиберативный уровень управления, решающий задачи, например, планирования полёта или выбора траектории или выбора цели. Другой уровень управления — назовем его активным — реализует требуемые действия. Например, на делиберативном уровне управления беспилотным вертолётom принимается решение о зависании над целью, тогда на активном уровне начинает работать математическая модель зависания, вырабатывающая требуемые управления для исполнительных механизмов.

Глава 1

Представление статических знаний

1.1 Логика предикатов первого порядка

Одним из наиболее изученных формальных языков является язык исчисления предикатов первого порядка. Существуют работы, где язык исчисления предикатов рассматривается как язык представления знаний, однако, это не главное его назначение и мы будем использовать его, главным образом, в качестве средства описания элементов конструкций других языков, более ориентированных на представление знаний.

Опишем вначале основные конструкции языка исчисления предикатов первого порядка и их интерпретацию в духе [1; 2].

1.1.1 Описание языка

Основные конструкции языка L – языка исчисления предикатов первого порядка называются формулами. Введем вначале *алфавит* языка L . Алфавит включает:

1. Счетное множество букв: z, y, x, \dots , которое будем называть множеством символов для обозначения переменных языка.
2. Счетное множество букв a, b, c, \dots , которое будем называть множеством символов для обозначения констант языка.
3. Счетное множество прописных букв P, Q, \dots для обозначения предикатных символов языка.
4. Счетное множество строчных букв f, g, \dots для обозначения функциональных символов.
5. Символы для логических связок \rightarrow (влечет), \neg (не).

6. Символ для квантора \forall (для любого);
7. $(,)$ — скобки.

Предикатные буквы P, Q, \dots и функциональные буквы f, g, \dots могут быть n -местными или, как еще говорят, n -арными. Иначе говоря, с каждым предикатным или функциональным символом будем связывать некоторое натуральное число, равное числу его аргументов.

Определим теперь понятие формулы или правильно построенного выражения языка исчисления предикатов первого порядка. *Формулы* языка определяются индуктивным образом. Начнем с определения *терма* языка:

1. Переменная есть терм.
2. Константа есть терм.
3. Если $t_1, t_2, \dots, t_m, \dots, t_n$ — термы, а f и g — функциональные символы арности m и n , соответственно, то $f(t_1, t_2, \dots, t_m)$ и $g(t_1, t_2, \dots, t_n)$ также термы.
4. Если $t_1, t_2, \dots, t_m, \dots, t_n$ — термы, а P и Q — предикатные символы арности m и n , соответственно, то $P(t_1, t_2, \dots, t_m)$ и $Q(t_1, t_2, \dots, t_n)$ — атомарные формулы.
5. Атомарная формула есть формула.
6. Если A, B — формулы, то $(A \rightarrow B)$, $\neg A$, $\neg B$ — формулы.
7. Если A — формула, то $\forall x A$ — формула.
8. Всякое слово в алфавите языка является формулой тогда и только тогда, когда это можно показать с помощью конечного числа применений п.п. 1-7.

Таким образом, мы завершили одно из возможных определений языка исчисления предикатов первого порядка. Существуют и другие определения, однако, язык, определенный нами, является полным, т. е. в нем выразимо все то, что выразимо в языках (исчисления предикатов первого порядка), определенных любым иным способом.

Можно, например, определить логические связки \wedge, \vee (читается *и* и *или*), выразив их через связки \rightarrow и \neg :

- $A \wedge B = \neg(A \rightarrow \neg B)$,
- $A \vee B = \neg A \rightarrow B$.

Квантор существования — \exists (существует) также выражается через квантор всеобщности и отрицание: $\exists x A(x) = \neg \forall x \neg A(x)$.

Разумеется, \wedge , \vee и \exists с тем же успехом можно было бы включить в язык в качестве трех дополнительных символов. Есть, однако, некоторые преимущества в том, чтобы сохранить список символов как можно более коротким. Например, индуктивные определения и доказательства по индукции оказываются в этом случае короче.

В дальнейшем нам придется использовать понятия *свободного* и *связанного* вхождения переменной в формулу. Вхождение переменной x в формулу A называется связанным, если эта переменная следует за квантором существования или всеобщности, предшествующими формуле A . В противном случае, вхождение переменной называется свободным. Если в формуле A отсутствуют свободно входящие в нее переменные (т. е. либо все переменные связаны, либо просто отсутствуют), то формула называется *замкнутой формулой* или *предложением*. Атомарную замкнутую формулу будем называть *фактом*. В том случае, если язык состоит только лишь из предложений, то он называется пропозициональным языком, а буквы A, B, \dots , входящие в формулы этого языка — пропозициональными переменными.

1.1.2 Основные понятия исчисления

Рассмотрим вкратце основные понятия исчисления предикатов первого порядка.

Введем вначале аксиомы исчисления предикатов:

1. $A \rightarrow (B \rightarrow A)$,
2. $(A \rightarrow (B \rightarrow C)) \rightarrow ((A \rightarrow B) \rightarrow (A \rightarrow C))$,
3. $(\neg A \rightarrow \neg B) \rightarrow (B \rightarrow A)$.

А затем правила вывода:

Правило отделения: если выводимо A и выводимо $A \rightarrow B$, то выводимо B .

Правило подстановки: в любую аксиому на место любой пропозициональной переменной можно подставить любое предложение, предварительно переименовав пропозициональные переменные подставляемого предложения так, чтобы они не совпадали с пропозициональными переменными аксиомы.

Если в аксиомах 1 – 3 все переменные являются пропозициональными, то такое исчисление называется *пропозициональным исчислением* или *исчислением высказываний*.

Рассмотрим пример вывода в исчислении высказываний. Возьмем, например, три закона логики, сформулированные Аристотелем и называемые постулатами Аристотеля. В языке исчисления высказываний они записываются следующим образом: Пусть P — пропозициональная переменная исчисления высказываний.

Постулат 1 (закон тождества): $P \rightarrow P$.

Постулат 2 (закон исключения третьего): $P \vee \neg P$.

Постулат 3 (закон противоречия): $\neg(P \wedge \neg P)$.

Докажем один из постулатов, например закон тождества. Используем аксиому 1 и правило подстановки (вместо B подставим $P \rightarrow P$) и получим $A \rightarrow ((P \rightarrow P) \rightarrow A)$. Из аксиомы 2:

$$(A \rightarrow ((P \rightarrow P) \rightarrow C)) \rightarrow ((A \rightarrow (P \rightarrow P)) \rightarrow (A \rightarrow C)).$$

Теперь вместо A и C подставим P :

$$\underbrace{(P \rightarrow ((P \rightarrow P) \rightarrow P))}_X \rightarrow \underbrace{((P \rightarrow (P \rightarrow P)) \rightarrow (P \rightarrow P))}_Y.$$

Затем применим правило отделения: та часть последней формулы, которая обозначена через X является аксиомой, т. е. выводима, тогда в силу правила отделения, выводима формула, обозначенная через Y . Теперь применим правило отделения к Y :

$$\underbrace{(P \rightarrow (P \rightarrow P))}_{X'} \rightarrow \underbrace{(P \rightarrow P)}_{Y'}.$$

и, рассуждая таким же образом, получим, что Y' — выводимо. Таким образом, закон тождества Аристотеля является *теоремой* исчисления высказываний. Действуя таким же образом, можно доказать, что второй и третий постулаты Аристотеля также являются *теоремами* исчисления высказываний.

Однако, исчисление предикатов первого порядка не исчерпывается приведенными выше тремя аксиомами и правилами вывода. Смысл кванторов устанавливается еще двумя аксиомами и одним правилом вывода.

5. $\forall x((A \rightarrow B) \rightarrow (A \rightarrow \forall xB))$, где x не является свободной переменной в A ;

6. $\forall tA(t) \rightarrow A(x)$, где t — терм, а x не содержится в t в качестве свободной переменной.

Четвертая аксиома называется аксиомой генерализации, а вторая — аксиомой спецификации.

Правило обобщения: $A \rightarrow \forall xA$, где x — свободная переменная в A .

Аксиомы 1–6 исчисления предикатов первого порядка (или математической логики первого порядка) называются *логическими* аксиомами, они описывают логические законы, справедливые всегда, независимо от предметной области. Если же к аксиомам 1–6 добавить еще и аксиомы, описывающие

некоторую предметную область, например, арифметику или теорию групп, то получим *формальную теорию* — формальную арифметику или формальную теорию групп, соответственно. При этом, разумеется, в алфавит языка следует ввести специальные функциональные символы, такие как сложение в арифметике или умножение в теории групп.

Словосочетание «первый порядок» относится исключительно к тому обстоятельству, что кванторы \forall и \exists действуют на некотором универсальном множестве U . Логика второго порядка разрешает одному из кванторов действовать на подмножествах множества U и на функциях из степеней U в U . Логика третьего порядка может использовать кванторы по множествам функций и т. д. Уже из этих разъяснений видно, что в логиках более высоких порядков (как говорят, более сильных логиках) используются и некоторые нелогические понятия, такие как множество.

1.1.3 Формальные системы и интерпретация

Будем полагать, что если заданы некоторый алфавит, множество формул, множества аксиом и правил вывода, то тем самым задана некоторая формальная система. Иначе говоря, формальная система F представляет собой совокупность следующих объектов:

$$F = \langle T, P, A, \Pi \rangle,$$

где T — конечное множество символов; P — множество правил грамматики, применение которых к символам из T , позволяет строить правильно построенные формулы; A — множество аксиом; Π — множество правил вывода.

Если среди аксиом имеются нелогические аксиомы (аксиомы, описывающие некоторую предметную область), то формальная система называется *формальной теорией*.

Определение 1 *Выводом (или доказательством) в формальной системе называется конечная последовательность правильно построенных формул*

$$A_1, A_2, \dots, A_n,$$

таких что каждая из формул последовательности либо является аксиомой либо получена из предыдущих формул последовательности с использованием аксиом и правил вывода.

Формула A_n в этом случае называется *выводимой формулой* (или *теоремой*) формальной системы F .

Введем теперь некоторые алгебраические понятия, которые окажутся полезными в дальнейшем.

Определение 2 *n -арным отношением R на M называется подмножество M^n и записывается как $R \subset M^n$.*

Пусть задано непустое множество — *универсум* M . Дадим следующее определение, следуя [3].

Определение 3 Упорядоченную тройку $S = \langle M, G, R \rangle$, где универсум называется основным множеством, G — множество n -местных функций из M^n в M , а R — семейство n -арных отношений на M , будем называть алгебраической системой.

Если в определении алгебраической системы S положить $R = \emptyset$, то такая алгебраическая система называется *алгеброй*, а если $G = \emptyset$, то тогда алгебраическая система называется *моделью*.

Иногда удобнее использовать понятие *многосортовой* или *многоосновной* алгебраической системы, полагая существование нескольких основных множеств M_1, M_2, \dots, M_n , вместо одного множества. Тогда функции из G и отношения из R становятся многосортными, т. е. с каждым местом в списке аргументов функции или отношения связывается некоторый сорт i , задаваемый, например, индексом одного из множеств из M_i ($i = 1, 2, \dots, n$), а сами функции и отношения определяются на декартовых произведениях множеств из числа основных множеств.

Пусть заданы формальная система F с языком L и алгебраическая система S . Определим отображение I , которое всякому константному символу a языка L системы F ставит в соответствие некоторый элемент $m \in M$ из алгебраической системы S , всякому n -местному предикатному символу P — n -местное отношение $R \subset M^n$, а всякому m -местному функциональному символу f — m -местную функцию $G : M^n \rightarrow M$. Тогда I называется *интерпретирующим отображением*, а алгебраическая система S — *моделью* или *интерпретацией* формальной системы F . Элементы множества, функции и отношения, соответствующие константным, функциональным и предикатным символам языка L в смысле отображения I , называют иногда интерпретациями константных, функциональных и предикатных символов языка L , соответственно.

Если интересоваться в большей степени собственно языком, нежели фактами, которые на нем записаны, то можно говорить и о моделях языка. Моделью Ω языка L называется пара $\langle M, I \rangle$, где M и I уже использовавшиеся только что универсум и интерпретирующее отображение. Заметим, что при данном универсуме для символов языка L существует много различных интерпретаций.

1.1.4 Истинность в модели

Рассмотрим теперь вопрос об истинности или ложности формул языка L в некотором возможном мире, т. е. в модели.

В полной мере этот вопрос оказывается не таким уж простым. Например, не существует регулярного метода, позволяющего по произвольной формуле языка L решать, истинна она или ложна в алгебраической системе $\langle N, +, *, \sigma, 0 \rangle$, где N — множество целых чисел, $+$, $*$ и σ — операции сложения, умножения

чисел и получения следующего числа, соответственно; 0 – константа нуль (которую можно рассматривать как нульместную функцию). Заметим попутно, что эта алгебраическая система называется стандартной моделью арифметики.

Чтобы определить понятие «Предложение (формула) A истинно в модели Ω », мы должны вначале разбить A на меньшие части и решить это вопрос для каждой из полученных частей. Если имеет вид \neg или \wedge , то ясно, что вначале надо решить вопрос об истинности \neg и \wedge . С другой стороны, если имеет вид $\forall xB$, то такое рассуждение не проходит, так как B может и не быть предложением, поэтому бессмысленно спрашивать, истинно B в Ω или ложно. На самом деле, предполагается, что значения всякой свободной в формуле B переменной пробегают множество M . Поэтому, имеет смысл вопрос: является ли формула B истинной в модели Ω , если значением свободной переменной является m ? Если для каждого m из M ответ на этот вопрос окажется утвердительным, то можно говорить, что A истинно в Ω . Если же в M найдется элемент m , для которого ответ будет отрицательным, то будем говорить, что A ложно в Ω . Однако, если B имеет вид $\forall yC$, придется вновь преодолевать те же трудности. Поэтому, определение истинности формул в модели является индуктивной процедурой, основанной на индуктивном определении формулы языка L из раздела 1.1.1.

Напомним что, интерпретирующее отображение I всякому константному символу a языка L ставит в соответствие некоторый элемент $m \in M$, всякому n -местному предикатному символу P — n -местное отношение $R \subset M^n$, а всякому m -местному функциональному символу f — m -местную функцию $G : M^m \rightarrow M$; иначе говоря, $I(a) = m$, $I(P) = R$ и $I(f) = G$, соответственно.

Итак, пусть, P — n -местный предикатный символ, x_1, x_2, \dots, x_n — свободные переменные. Будем говорить, что:

1. Атомарная формула $P(x_1, x_2, \dots, x_n)$ выполняется на n -ке $(I(a_1), I(a_2), \dots, I(a_n))$ в модели Ω , если $(I(a_1), I(a_2), \dots, I(a_n)) \in I(P)$.
2. Формула $\forall x_1 \forall x_2 \dots \forall x_n P(x_1, x_2, \dots, x_n)$ истина в модели Ω , если формула $P(x_1, x_2, \dots, x_n)$ выполняется на любой n -ке $(m_1, m_2, \dots, m_n) \in I(P)$. Заметим, что если a_1, a_2, \dots, a_n — константы, то для атомарной формулы $P(a_1, a_2, \dots, a_n)$ понятия выполнимости и истинности в модели Ω эквивалентны.
3. Формула $\neg A$ истинна в модели Ω , если A — ложна.
4. Формула $A \rightarrow B$ истинна в модели Ω , если A — истинна и B — истинна, либо A — ложна и B — ложна, либо A — ложна, а B — истинна (в модели Ω).
5. Формула может быть истиной только в силу п.п. 1–4.

В случае, когда A не истина в Ω , мы говорим, что A ложна в Ω , или что A не выполняется в Ω , или что Ω — модель предложения $\neg A$. Если дано множество предложений Σ , такое, что Ω является моделью каждого из предложений $\sigma \in \Sigma$, то Ω — модель этого множества. Предложение, истинное в каждой модели языка L , называется истинным.

Рассмотрим простой пример. Пусть в языке L определен трехместный предикатный символ «СЕМЬЯ». Интерпретирующее отображение I таково, что ставит в соответствие этому предикатному символу трехместное отношение «СЕМЬЯ». Т.е. $I(\text{«СЕМЬЯ»}) = \text{«СЕМЬЯ»}$. Поскольку это отношение (как и всякая семья) конечно, то можно задать его в виде таблицы, каждая строка которой содержит имена членов одной семьи:

Мать	Отец	Ребенок
Аня	Петя	Вася
Галя	Женя	Коля

Тогда модель включает универсум M , состоящий из имен членов всех семей и трехместное отношение «СЕМЬЯ». Если мы желаем узнать что-либо о выполнимости формулы «СЕМЬЯ»(x, y, z) в построенной таким образом модели, то, рассматривая различные наборы значений (из универсума M) переменных x, y, z , увидим, что в таблице имеется, например, строка (Аня, Петя, Вася). И отсутствует строка (Аня, Петя, Коля). Это означает, что формула «СЕМЬЯ»(x, y, z) выполнима в построенной модели, а именно, выполняется на тройках (Аня, Петя, Вася) и (Галя, Женя, Коля) и не выполняется, например, на тройке (Аня, Петя, Коля). Отсюда следует, в частности, что предложение $\forall x \forall y \forall z \text{«СЕМЬЯ»}(x, y, z)$ ложно, а, к примеру, предложение $\exists x \exists y \exists z \text{«СЕМЬЯ»}(x, y, z)$ истинно в построенной модели,

Завершая этот раздел, вспомним о том, что язык L — язык исчисления предикатов первого порядка и на нем записаны аксиомы этого исчисления, а для формул этого языка определены правила вывода и на них распространяется понятие выводимости (раздел 1.1.2). Одно из основных утверждений, устанавливающих тесную связь между понятиями выводимости в исчислении предикатов первого порядка и истинности приведено ниже.

Теорема 1 (Гёделя о полноте) *Произвольное предложение языка L выводимо в исчислении предикатов первого порядка тогда и только тогда, когда оно истинно.*

1.2 Атрибутивная логика

1.3 Семантические сети

Глава 2

Представление процедурных знаний

2.1 Системы правил

2.2 Семиотическое представление

Глава 3

Пополнение знаний

3.1 Проблема привязки символов

3.2 Биологически правдоподобные методы

3.3 Выявление причинно-следственных связей

Глава 4

Планирование поведения

4.1 Классические алгоритмы планирования

4.1.1 Планирование как доказательство теорем

Одним из примеров системы доказательства теорем, использовавшейся для решения задачи планирования, является система QАЗ [53]. В системе QАЗ одно множество утверждений используется для описания начального состояния, а другое — для описания эффектов действий. Чтобы следить за тем, какие факты являются истинными и в каком состоянии, в каждый предикат включаются выделенные переменные состояния. Целевое условие описывается формулой с переменной, связанной квантором существования. Задача системы состоит в том, чтобы доказать существование состояния, в котором истинно целевое условие. В основе доказательства лежит метод резолюций.

Эксплуатация QАЗ продемонстрировала её низкую вычислительную эффективность. Кроме того, для неё не существовало сколько-нибудь приемлемого решения *проблемы фрейма*. Суть этой проблемы состоит в том, что действие может иметь нелокальный эффект, иначе говоря, неясно какие формулы, описывающие состояние системы, изменяются при применении действия. Это, приводит к тому, что в описание действия включаются утверждения об изменении (не изменении) каждого факта, представленного в состоянии. Очевидно, что в сложных предметных областях описание эффектов действий значительно усложняется.

4.1.2 Планирование в пространстве состояний

Первым планировщиком, осуществляющим планирование в пространстве состояний, является STRIPS (STanford Research Institute Problem Solver). STRIPS изначально разрабатывался для решения задачи формирования плана поведения робота, перемещающего предметы через множество помещений.

Собственно, идея алгоритма STRIPS заимствована из системы GPS [55]. Метод, использованный в GPS, назывался анализ средств и целей (means-ends

analysis). Он подразумевает рассмотрение в текущем состоянии тех действий, которые имеют отношение к цели. Однако, при таком подходе возникает следующая проблема: применять ли действия, связанные с целью, немедленно, как только они найдены или же приостановить применение действия до тех пор, пока не будут найдены все действия имеющие отношение к цели? STRIPS применяет действия не откладывая, достигая каждой цели по отдельности.

МакДермот показал, что эффективность планирования с использованием метода анализа средств и целей может быть намного повышена задержкой применения действия до тех пор, пока не будут найдены все релевантные (относящиеся к цели действия) и повторением поиска релевантных действий заново, после каждого применения действия. Для решения проблемы фрейма STRIPS предлагает в состоянии, к которому применяется правило (действие), изменять выполнимость лишь тех формул, которые описаны в эффекте действия, а выполнимость всех остальных оставлять неизменной.

Рассмотрим постановку задачи планирования при классических допущениях в терминах STRIPS. Как и выше, фактом будем называть замкнутую атомарную формулу языка исчисления предикатов 1-го порядка (ИПП), а состоянием — некоторое множество фактов. Неформально, состояние представляет модель среды, в которой действует интеллектуальный агент. Приведём пример описания среды в терминах STRIPS:

$$s = \{ATR(a), AT(B, b), AT(C, c), \forall u \forall x \forall y ((AT(u, x) \wedge (x \neq y)) \rightarrow \neg AT(u, y))\}.$$

Здесь, $ATR(a)$ означает, что «робот находится в комнате a », $AT(B, b)$ — «ящик B находится в комнате b », $AT(C, c)$ — «ящик C находится в комнате c ». Имена конкретных объектов из этого множества: a, b, c — соответственно «комната a », «комната b », «комната c »; A, B, C — соответственно, «ящик A », «ящик B », «ящик C ».

Действия агента будем описывать с помощью правил, при этом, для упрощения таких описаний, примем некоторые соглашения. При описании STRIPS-задачи планирования как в множествах добавляемых, так и в множествах удаляемых фактов будем использовать лишь атомарные формулы без функциональных символов. Пример правила:

Имя правила:	$Push(x, y, z)$
Условие:	$C(R) = \{ATR(y), AT(x, y)\}$
Список добавлений:	$A(R) = \{ATR(y), AT(x, y)\}$
Список удалений:	$D(R) = \{ATR(z), AT(x, z)\}$

В приведённом примере STRIPS-правило $Push(x, y, z)$ описывает действие робота по перемещению ящика x из комнаты y в комнату z . Здесь, x, y, z — переменные. Выполнение агентом действия сводится к применению правила. Применение правила модифицирует состояние s . Определение применимости

правила было приведено в разд. 2.1. Применение правила R преобразует состояние s в s' следующим образом:

$$s' = (s \setminus (D(R)\theta)) \cup (A(R)\theta).$$

Это преобразование обозначается так: $s \xRightarrow{R, \theta} s'$, где через θ обозначена подстановка элементов предметной области вместо переменных.

Определение 4 (STRIPS-допущение) При применении некоторого правила R к состоянию s выполнимость факта $f \in s$ изменяется, только если факт f описан либо в списке удалений $D(R)$, либо в списке добавлений $A(R)$.

Технически, при проверке применимости некоторого правила R , STRIPS выполняет полную подстановку на места всех переменных индивидов предметной области. Возможны различные варианты подстановок. Некоторые варианты подстановки могут давать примеры правил, применимых (или же неприменимых) в состоянии s . Однако, в алгоритм STRIPS можно внести незначительные модификации для применения не полностью означенных правил. В этом случае, в состоянии s появились бы факты с переменными в описании. Как будет видно далее, неполная подстановка активно используется планировщиками в пространстве планов. Соответствующее свойство этих планировщиков получило название *малого связывания* (least commitment).

Приведем постановку задачи STRIPS-планирования.

Определение 5 Будем называть доменом планирования $P = \langle s_0, \Sigma R \rangle$, где s_0 — начальное состояние, ΣR — конечное множество правил.

Определение 6 Будем называть задачей планирования $T = \langle P, G \rangle$, где G — описание целевого факта агента, или просто цель.

Решение задачи планирования T заключается в нахождении плана, который достигает цели G .

Определение 7 План $Plan$ — это последовательность состояний s_0, \dots, s_n , последовательность правил R_1, \dots, R_n и последовательность подстановок $\theta_1, \dots, \theta_n$, такая что, G выполнима в s_n . Длина плана $Plan$ равна n :

$$Plan : s_0 \xRightarrow{R_1, \theta_1} s_1 \xRightarrow{R_2, \theta_2} s_2 \dots \xRightarrow{R_n, \theta_n} s_n.$$

На вход алгоритма STRIPS подаётся множество правил ΣR , начальное состояние s_0 , цель G .

Алгоритм 1 Алгоритм STRIPS

Вход: $\Sigma R, s, G$ **Выход:** $Plan$

- 1: $s = s_0$
 - 2: **пока** G не выполнимо в s
 - 3: выбрать компоненту g из G
 - 4: выбрать правило $R \in \Sigma R$ такое, что $g \in A(R)$
 - 5: STRIPS($\Sigma R, s, C(R)$)
 - 6: применить R к s
 - 7: добавить R в $Plan$
- вернуть** $Plan$
-

Будем полагать, что в множестве ΣR все правила полностью конкретизированы. Вначале в стек целей помещается главная цель G . Если цель не является простой, т. е. содержит конъюнкцию литералов, то система STRIPS добавляет в стек в некотором порядке каждый из литералов составной цели (шаг 3). Когда верхняя цель стека является однолитеральной, система ищет действие (шаг 4), которое содержит в списке добавлений литерал, сопоставимый с этой целью. Если такое действие не применимо к текущему состоянию, тогда его предусловие помещается в стек целей, иначе действие применяется к текущему состоянию (шаг 6) и помещается в план $Plan$. Если верхняя цель в стеке соответствует текущему состоянию, то она удаляется из стека. Алгоритм STRIPS завершается, когда стек пуст.

Существуют задачи, для которых STRIPS либо не может построить план, либо находит не минимальный план. Причина этого кроется в том, что STRIPS удовлетворяет каждую компоненту составной цели по отдельности, без учёта их взаимосвязи. Особенность предметной области, где цели взаимосвязаны (взаимодействуют) получила название взаимосвязи целей.

4.1.3 Планирование на основе прецедентов**4.2 Планирование с удовлетворением ограничений****4.3 Графические системы планирования**

Глава 5

Системы, основанные на правилах

5.1 Состояния и траектории

5.2 Синтез управления

5.3 Синтез обратной связи

5.4 Основы теории управляемости

Глава 6

Практические задания в системе Jadex

6.1 Задачи с международного соревнования планировщиков

Ниже представлен список задач с одного из треков одной из самых главных конференций по планированию — ICAPS за 2014г. Представленный трек из программы International Planning Competition 2014 включает в себя задачи по детерминированному планированию.

6.1.1 Бармен

Автор — Sergio Jiménez Celorrio.

Представим себе робота-бармена, который орудует дозаторами, стаканами и шейкером. Цель планировщика — построить план действий робота по приготовлению необходимого количества коктейлей. Необходимо учесть, что манипуляторы робота могут брать только один предмет за раз, а стаканы должны быть пустыми и чистыми, прежде чем их начинать заполнять.

6.1.2 Дайвинг в пещерах

Авторы: Nathan Robinson, Christian Muise, and Charles Gretton.

Представим себе группу дайверов, каждый из которых может переносить по 4 баллона с воздухом. Необходимо нанять этих дайверов для спуска в подводную пещеру. У них стоит задача фотосъемки либо задача доставки полных баллонов воздуха для подготовки спуска других дайверов. Пещера слишком узкая, чтобы пропустить более одного дайвера за раз.

Пещера является разветвленной и может быть представлена в виде ненаправленного ациклического графа. У всех дайверов единственная точка входа. Определенные конечные точки ответвлений пещеры являются целями для

фотографирования. Как задача фотосъемки, так и обычного плавания расходуют воздух из баллонов. В конце дайверы должны покинуть пещеру и подняться на поверхность. Следовательно, они могут сделать только один спуск в пещеру.

Некоторые дайверы не уверены в других и будут отказываться работать, если кто-то из них не работал прежде со своим коллегой. Стоимость оплаты труда дайвера обратно пропорциональна количеству времени, которое они тратят на работу.

6.1.3 Детская закуска

Авторы: Raquel Fuentetaja, Tomás de la Rosa Turbides.

Задача состоит в том, чтобы приготовить и подать бутерброды группе детей, у некоторых из которых аллергия на глютен. Есть два действия по приготовлению бутербродов из их ингредиентов. Первое из них готовит один бутерброд, а второй делает то же, но с учетом того, что все ингредиенты должны быть без глютена. Есть также действия положить один бутерброд и подать несколько бутербродов.

В начальных условиях даны ингредиенты для приготовления бутербродов. Цели заключаются в обслуживании детей бутербродами, к которым у них нет аллергии.

6.2 Внешняя среда и типы агентов

6.3 Задание состояний

6.4 Задание правил и стратегий

6.5 Планирование поведения

6.6 Задачи по планированию

Заключение

Немного о итогах курса

Список литературы

1. Кейслер Г., Чен Ч. Ч. Теория моделей. — М. : Мир, 1977.
2. Клини С. Математическая логика. — М. : Мир, 1973.
3. Мальцев А. И. Алгебраические системы. — М. : Наука, 1970.