

Введение в математическую логику и теорию алгоритмов

Лекция 10

Алексей Львович Семенов

План

- Программа Гильберта
- Непротиворечивая и полная математика.
- Логика отношений
- Исчисление логики отношений
- Исчисления
- Породимые множества
- Грамматики. Тезис Поста

Программа Гильберта

- Построение непротиворечивой и полной математики
 - Построение аксиоматической теории – исчисления («игры»)
 - Доказательство непротиворечивости и полноты «надежными», «финитными» средствами (анализом «игры»)

Логика отношений

- **Синтаксис: Индуктивное построение формул**
- **Семантика: Интерпретации**

Отношения, задаваемые формулами логики отношений (Семантика)

- Множество D
- Отношения – подмножества D^N
- Конечное число аргументов
- Имена отношений $\sum, \exists n$
- Свободные переменные x_0, x_1, \dots
- Формулы $R(\mathbf{x})$ и $Q(\mathbf{x})$ эквивалентны в структуре M т. е. $M \models R(\mathbf{x}) \equiv Q(\mathbf{x})$ титтк
значения $R(\mathbf{x})$ и $Q(\mathbf{x})$ (отношения в D^N) совпадают.
- Формулы эквивалентны, если они эквивалентны в любой структуре (данной сигнатуры).

Предваренная нормальная форма

- Формула находится в предваренной нормальной форме (п.н.ф.), если она не содержит кванторов, или имеет вид:
- $Q_1x_1 \dots Q_nx_n \Phi$, где Q – это \forall или \exists , а в Φ кванторов нет.
- **Задача.** Дать индуктивное определение формулы (находящейся) в п.н.ф.
- **Задача.** Построить алгоритм, который по всякой формуле логики отношений строит формулу (находящуюся) в п.н.ф., ей эквивалентную (ее предваренную нормальную форму).
- Можно переименовывать связанные переменные...

Предваренная нормальная форма

$$\models (\forall u \Phi[u/x]) \equiv (\forall v \Phi[v/x])$$

$$\models (\exists u \Phi[u/x]) \equiv (\exists v \Phi[v/x])$$

$$\models (\mathbf{Q}u \Phi[u/x]) \tau \Psi \equiv (\mathbf{Q}u (\Phi[u/x] \tau \Psi)), \tau \in \{\wedge, \vee\},$$

$$\mathbf{Q} \in \{\forall, \exists\}$$

$$\models (\forall u \Phi[u/x]) \equiv \neg (\exists v \neg \Phi[v/x])$$

Основные теоремы логики отношений

Теорема перечислимости.

Множество общезначимых формул перечислимо: есть способ, позволяющий для всякой общезначимой формулы когда-нибудь узнать, что она общезначима.

Теорема компактности для счетного множества утверждений.

Если любое конечное подмножество теории имеет модель, то и вся теория имеет модель.

Задача. Как обстоит дело с общезначимыми и с необщезначимыми формулами в логике высказываний?

Исчисление для логики отношений (дедуктика)

- Аксиоматическая система – более явный – «классический» способ, формализующий практику математических доказательств.
- На прошлой лекции такая система была представлена. Сейчас – более подробно.

Подстановка u вместо x в w – это результат одновременной замены всех вхождений x в w на u .

Обозначение: $w[u/x]$

Частные случаи тавтологий логики высказываний в логике отношений (повторение)

- Возьмем тавтологию логики высказываний, например:
 $A_1 \rightarrow (A_2 \rightarrow A_1). \quad (*)$
- Подставим в (*) вместо имен высказываний A_1 и A_2 формулы (замкнутые или незамкнутые) логики отношений.
- Например, вместо A_1 подставим $\forall u_1(P_5(u_1))$, а вместо A_2 подставим $P_4(x_1, x_1)$:
 $\forall u_1(P_5(u_1)) \rightarrow (P_4(x_1, x_1) \rightarrow \forall u_1(P_5(u_1)))$.
- То, что получилось, называется *частным случаем тавтологии* (*) логики высказываний в логике отношений.
- Любая такая формула истинна в любой структуре при любой интерпретации.
- Иногда вместо «частный случай тавтологии...» мы будем говорить просто «тавтология».

Исчисление логики отношений (повторение)

- Фиксируем сигнатуру $\Sigma = \langle Pr \rangle$.
- Исчисление (одно для данной сигнатуры) задаётся *аксиомами* (являющимися формулами сигнатуры Σ) и *правилами вывода*.
- **Аксиомы:**
 - A1. частные случаи тавтологий логики высказываний,
 - A2. формулы вида $\forall u \Phi[u/x] \rightarrow \Phi[t/x]$,
 - A3. формулы вида $\Phi[t/x] \rightarrow \exists u \Phi[u/x]$,где Φ – формула, x – свободная переменная ($x \in FVar$),
 u – связанная переменная ($u \in BVar$), не входящая в Φ ,
 t – терм.

Исчисление логики отношений (повтор.)

Правила вывода:

$$R1 \quad \frac{\Phi, \Phi \rightarrow \Psi}{\Psi} \quad (\text{modus ponens, (MP)})$$

$$R2 \quad \frac{\Phi \rightarrow \Psi}{\Phi \rightarrow \forall u \Psi[u/x]}$$

$$R3 \quad \frac{\Psi \rightarrow \Phi}{\exists u \Psi[u/x] \rightarrow \Phi}$$

Аксиомы выводимы.

Если уже выведены формулы, написанные в верхней части правила, то правило разрешает вывести формулу, написанную внизу.

В R2, R3 x не входит в Φ .

Правила R2 и R3 называются правилами Бернайса.

Примеры выводов

Пример 1. (1) $\vdash \forall u P(x) [u/x] \rightarrow P(x) [x/x]$ (аксиома A2)

$\vdash \forall u P(u) \rightarrow P(x)$ (аксиома A2)

(2) $\vdash \forall u P(u) \rightarrow \forall v P(v)$ (по правилу R2 из (1))

(В этом выводе P – имя одноместного отношения.)

Пример 2. Пусть Φ - любая формула в нашей сигнатуре.

(1) $\vdash (\forall u \Phi[u/x] \rightarrow \Phi) \rightarrow ((\Phi \rightarrow \exists u \Phi[u/x]) \rightarrow (\forall u \Phi[u/x] \rightarrow \exists u \Phi[u/x]))$

(Частный случай тавтологии

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

(2) $\vdash \forall u \Phi[u/x] \rightarrow \Phi$ (A2, Φ – это $\Phi[x/x]$)

(3) $\vdash (\Phi \rightarrow \exists u \Phi[u/x]) \rightarrow (\forall u \Phi[u/x] \rightarrow \exists u \Phi[u/x])$
(по MP из (2) и (1))

(4) $\vdash \Phi \rightarrow \exists u \Phi[u/x]$ (A3)

(5) $\vdash \forall u \Phi[u/x] \rightarrow \exists u \Phi[u/x]$ (по MP из (4) и (3))

Пример вывода (повторение)

Пример 3. (Используем обычное обозначение для двуместного отношения «меньше».)

- (1) $\vdash \forall u (u < y) \rightarrow x < y$ (A2, терм $t = x$)
- (2) $\vdash x < y \rightarrow \exists v (x < v)$ (A3, терм $t = y$)
- (3) $\vdash (\forall u (u < y) \rightarrow x < y) \rightarrow$
 $\rightarrow \left((x < y \rightarrow \exists v (x < v)) \rightarrow (\forall u (u < y) \rightarrow \exists v (x < v)) \right)$ (частный
случай тавтологии $(A \rightarrow B) \rightarrow ((B \rightarrow C) \rightarrow (A \rightarrow C))$)
- (4) $\vdash (x < y \rightarrow \exists v (x < v)) \rightarrow (\forall u (u < y) \rightarrow \exists v (x < v))$ (по MP из (1) и (3))
- (5) $\vdash \forall u (u < y) \rightarrow \exists v (x < v)$ (по MP из (2) и (4))
- (6) $\vdash \forall u (u < y) \rightarrow \forall u \exists v (u < v)$ (по R2 из (5))
- (7) $\vdash \exists v \forall u (u < v) \rightarrow \forall u \exists v (u < v)$ (по R3 из (6))

Заметим, что полученная формула – общезначима.

ИСТИННОСТЬ ВЫВОДИМОГО

Теорема об истинности выводимого. Всякая выводимая формула является общезначимой.

Структура доказательства (индукция по построению).

- A1 Частные случаи тавтологий логики высказываний – общезначимы.
- A2 Формулы вида $\forall u \Phi[u/x] \rightarrow \Phi[t/x]$ – общезначимы.
- A3 Формулы вида $\Phi[t/x] \rightarrow \exists u \Phi[u/x]$ – общезначимы.
- R1 Если формулы Φ и $\Phi \rightarrow \Psi$ общезначимы, то формула Ψ – общезначима.
- R2 Если формула $\Phi \rightarrow \Psi$ общезначима и Φ не содержит x , то формула $\Phi \rightarrow \forall u \Psi[u/x]$ – общезначима.
- R3 Если формула $\Psi \rightarrow \Phi$ общезначима и Φ не содержит x , то формула $\exists u \Psi[u/x] \rightarrow \Phi$ – общезначима.

Доказательство рассматривает определение истинности, значения на последовательности, и т. д.

Выводимость истинного

- **Теорема Гёделя о полноте.**
Общезначимость в логике отношений совпадает с выводимостью в исчислении логики отношений.
- **Задача.** То же верно для утверждений.

Общее понятие исчисления.

Предварительные определения

- Цепочка = конечная последовательность, которая может быть и пустой – Λ . Длина цепочки – число элементов в ней.
- Алфавит = конечная цепочка символов
- Слово (в данном алфавите) – цепочка символов этого алфавита.
- Ансамбль слов в данном алфавите – все слова. Часто: 0^1
- Ансамбль цепочек слов в данном алфавите – все цепочки слов.
- Ансамбль списков в данном алфавите – все списки, элементами которых являются слова или списки (индуктивное определение).
- **Задача.** Дать подробные индуктивные определения для понятий с этого экрана.

Действия и проверки. Описания

- Действие – исходное понятие. Действие:
 - Слово, являющееся текстом на понятном человеку языке; может выполняться и человеком, и каким-то устройством,
 - можно применить к любому исходному данному из фиксированного ансамбля, при этом ясно, что всегда получается результат применения – элемент (возможно, другого) фиксированного ансамбля.
- Действие – задает всюду определенную функцию
- Проверка – действие с результатом 0 или 1
- Проверка задает характеристическую функцию множества (где она дает 1), мы говорим, что она допускает его элементы (а другие – не допускает)

Исчисления. Создаваемые объекты

- Исчисление в данном ансамбле – это пара из двух проверок:
- <проверка создания, проверка окончания>.
- проверка создания применяется к цепочке объектов, проверка окончания – к объекту.
- создаваемый исчислением объект определяется так:
Если проверка создания допускает цепочку объектов a_1, \dots, a_n и все элементы этой цепочки, кроме последнего – создаваемы, то и последний элемент создаваем.
- Если проверка создания допускает цепочку из одного элемента, то его называют начальным объектом (в некоторых контекстах – аксиомой).
- **Задача.** Что, если таких у данного исчисления нет?

Исчисления. Породимые множества

- Объект порождаем данным исчислением, если он создаваем и его допускает проверка окончания.
- Исчисление порождает множество из всех порождаемых им объектов – множество, порождаемое этим исчислением.
- Породимое множество – множество, порождаемое каким-то исчислением.

Эмиль Пост

(11.02.1897 — 21.04.1954)



Вывод

- Фиксируем исчисление.
- Если a_1, \dots, a_n – допускается проверкой создания, то говорим, что a_n создается из a_1, \dots, a_{n-1} (в данном исчислении).
- Вывод объекта a – цепочка объектов S , каждый из которых создается из какой-то цепочки объектов, встретившихся в S раньше него.
- **Задача.** Объект создаваем тогда и только тогда, когда у него имеется вывод.
- **Задача.** Пусть дано исчисление. Как организовать процесс выписывания всех выводов?
- **Задача.** Пусть дано исчисление. Как организовать процесс выписывания всех порождаемых (в нем) объектов (и только их)?

Примеры

Почему исчисление K модальной логики – это исчисление?

Проверка создания допускает:

- Цепочки из одной формулы (аксиомы)
 - Тавтологии
 - Все формулы $\Box (A \rightarrow B) \rightarrow (\Box A \rightarrow \Box B)$.
- Цепочки из двух формул
 - $\langle A, \Box A \rangle$
 - $\langle A, \text{подстановка в } A \text{ формул вместо имен} \rangle$.
- Цепочки из трех формул
 - $\langle A, A \rightarrow B, B \rangle$.

Проверка окончания

Все подходит.

Задача. Описать все проверки подробно.

Задача. Почему определение формулы – это исчисление.

Теоремы замкнутости для исчислений

Т. Объединение и пересечение породимых множеств породимы.

- **Д. Объединение.**
- А: <Проверка создания А, Проверка окончания А>,
- Б: < Проверка создания Б, Проверка окончания Б>.
- **Идея:**
- Создаем слова, следуя Проверке А и следуя Проверке Б,
- Берем то, что создано или по той или по другой проверке.
- Проблема: как не перемешивать «по ходу дела» проверки А и Б?
- Выход: Метки для объектов, создаваемых по разным проверкам: Ах, Бу. Считаем, что символы А и Б в алфавит исчисления не входят.

Продолжение. Породимность объединения

- Припишем ко всем элементам цепочки, входящей в ту или иную Проверку создания, в начале символы А или Б.
- Объединим полученные проверки.
- Проверка создания допускает еще все пары $\langle Ax, x \rangle$, где проверка окончания А допускает x , и пары $\langle Bx, x \rangle$, где проверка окончания Б допускает x .
- **Задача.** Проверка окончания?

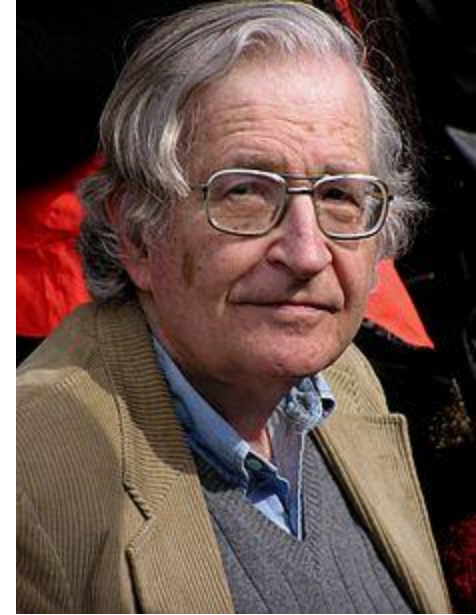
Задача. Почему пересечение проверок – проверка?

Задача. Доказать теорему для пересечения.

Задача. Как обстоит дело с дополнением?

Грамматики

(Ноам Хомски, 07.12.1928 -)



Определение.

Грамматика Γ – это цепочка $\langle \Sigma, \Omega, P, S \rangle$

- Σ – основной алфавит Γ
- Ω – вспомогательный алфавит Γ
- S – начальный символ Γ
- $\Sigma \cap \Omega = \emptyset$, объединение Σ и Ω – это алфавит Γ , обозначим его Δ .
- P – это конечное множество пар слов в алфавите Δ . Эти пары называются заменами.

Грамматика

определяет исчисление Γ^*

Проверка создания Γ^* допускает:

- S
 - Всякий вывод в исчислении начинается с S .
- Для каждой замены $\langle u, v \rangle$ из Π все пары вида $\langle t_1 u r, t_1 v r \rangle$, где t, r – произвольные слова в алфавите Δ
 - Один шаг вывода состоит в замене в слове некоторого входящего в него u на v .
- Правило окончания для грамматики Γ допускает все слова в алфавите Σ .
 - Порождаемые слова не могут содержать букв из вспомогательного алфавита.

Описание грамматики – слово в конечном алфавите.

Примеры грамматик

- В них, следуя традиции, и для наглядности используется символ стрелочки в заменах и выводах.

- **Задача.** Как породить все цепочки из 0 и 1?

- **Решение.** $\Gamma = \langle \Sigma, \Omega, \Pi, S \rangle$, основной алфавит $\Sigma = \{0, 1\}$, вспомогательный алфавит $\Omega = \{S\}$,

$$\Pi = \{S \rightarrow S0, S \rightarrow S1, S \rightarrow \Lambda\}.$$

Пример вывода: $S \rightarrow S0 \rightarrow S10 \rightarrow S010 \rightarrow S0010 \rightarrow 0010$.

- **Задача.** Как породить все десятичные числа? (Пример десятичного числа: - 3.141592.) Как породить все свободные переменные логики отношений?
- **Задача.** Что делает грамматика с основным алфавитом $\{a\}$, вспомогательным $\{S, B, M, E\}$ и правилами
- $\Pi = \{S \rightarrow BaE, B \rightarrow BM, Ma \rightarrow aaM, ME \rightarrow E, B \rightarrow \Lambda, E \rightarrow \Lambda\}$?
- **Задача.** Как породить все слова, состоящие из одинакового количества букв a и b ?
- **Задача.** Построить множество, которое породить грамматикой нельзя.

Тезис Поста (вариант).

Всякое породимое множество
порождается некоторой
грамматикой.

