

# Математическая логика

Михайлов Максим

4 марта 2021 г.

## Оглавление

Лекция 1	12 февраля	2
0.	Мотивация	2
0.1.	Математикам	2
0.2.	Программистам	3
1.	Исчисление высказываний	3
1.1.	Язык	3
1.2.	Метаязык и предметный язык	3
1.3.	Сокращения записи	4
1.4.	Теория моделей	4
1.5.	Теория доказательств	5
1.6.	Правило Modus Ponens и доказательство	5
Лекция 2	19 февраля	6
2.	Интуиционистская логика	9
2.1.	ВНК-интерпретация	9
Лекция 3	26 февраля	10

# Лекция 1

## 12 февраля

### 0. Мотивация

#### 0.1. Математикам

**Аксиома 1** (Архимеда). Для любого  $k > 0$  найдётся  $n$ , такое что  $kn > 1$ .

Под эту аксиому не подходят бесконечно малые числа и это является проблемой. Например,  $\lim_{x \rightarrow +\infty} \frac{1}{x} = 0 = \lim_{x \rightarrow +\infty} \frac{1}{x^2}$ , но мы хотим уметь различать эти два числа. Ньютон предложил идею бесконечно малых чисел, откуда пошли последовательности. Возникает вопрос — что такое последовательность и что такое число?

Общепринятое определение целых чисел  $\mathbb{N}$  происходит из теории множеств. Однако эта теория содержит в себе множество фундаментальных парадоксов, от которых нельзя избавиться.

Возникает вопрос — а что такое множество? Посмотрим на некоторое множество  $A = \{x \mid x \notin x\}$ . Содержит ли оно себя,  $A \in A$ ? На этот вопрос нельзя ответить, это называется парадокс Рассела. Есть простой способ его разрешить — запретить ставить такой вопрос. Нет вопроса — нет парадокса. Существование такого парадокса ставит под вопрос существование любого множества — а существует ли  $\mathbb{N}$ ? Может быть его существование парадоксально, просто мы не нашли этот парадокс. Пришло чуть более умное решение парадокса — запретим множества, содержащие себя. Таким образом вывели аксиоматику теории множеств (Цермело — Френкеля).

*Пример.* Рассмотрим множество всех чисел, которые можно задать в  $\leq 1000$  слов русского языка. Фраза “наименьшее число, которое нельзя задать в  $\leq 1000$  слов” содержит  $\leq 1000$  слов, т.е. такое число принадлежит искомому множеству — парадокс.

Возникает идея — человеческий язык порождает парадоксы, поэтому нужно задать новый язык, который их не порождает. Этот язык и является математической логикой.

## 0.2. Программистам

Математическая логика применяется в двух областях (*для программистов*):

1. Языки программирования
2. Формальные доказательства

Для языков программирования матлогика применима как теория типов (*переменных*).

Формальные доказательства нужны например для smart-контрактов, где корректность программы критически важна, т.к. если в нём есть ошибка, у вас злоумышленник заберет все деньги, а вы не сможете этот контракт откатить.

## 1. Исчисление высказываний

### 1.1. Язык

**Определение.** Язык содержит в себе:

1. Пропозициональные переменные

$A'_i$  — большая буква начала латинского алфавита, возможно с индексом и/или штрихом.

2. Связки

Пусть  $\alpha, \beta$  — высказывания. Тогда  $(\alpha \rightarrow \beta), (\alpha \& \beta), (\alpha \vee \beta), (\neg \alpha)$  — высказывания.

$\alpha, \beta$  называются **метапеременными**.

*Примечание.* Математическая логика алгеброподобна (*а не анализоподобна*), т.к. в ней много определений и мало доказательств.

### 1.2. Метаязык и предметный язык

У нас есть два различных языка — **предметный язык** и **метаязык**. Метаязык — русский, предметный язык мы определили выше.

*Пример.*  $\alpha \rightarrow \beta$  — метавыражение;  $A \rightarrow (A \rightarrow A)$  — предметное выражение.

*Обозначение.* Метапеременные обозначаются различными способами в зависимости от того, что они обозначают:

- Буквы греческого алфавита ( $\alpha, \beta, \gamma, \dots, \varphi, \psi$ ) — выражения
- Заглавные буквы конца латинского алфавита ( $X, Y, Z$ ) — произвольные переменные

*Пример.*  $X \rightarrow Y \Rightarrow A \rightarrow B$  — подстановка переменных. Этот синтаксис не формален, мы будем записывать так:

$$(X \rightarrow Y)[X := A, Y := B] \equiv A \rightarrow B$$

*Соглашение.* символы логических операций не пишутся в метаязыке.

*Пример.*

$$\begin{aligned} (\alpha \rightarrow (A \rightarrow X))[\alpha := A, X := B] &\equiv A \rightarrow (A \rightarrow B) \\ (\alpha \rightarrow (A \rightarrow X))[\alpha := (A \rightarrow P), X := B] &\equiv (A \rightarrow P) \rightarrow (A \rightarrow B) \end{aligned}$$

### 1.3. Сокращения записи

- $\vee, \&, \neg$  — скобки слева направо (*лево-ассоциативные операции*) (не коммутативные)
- $\rightarrow$  — правоассоциативная.

*Примечание.* Здесь операторы записаны в порядке их приоритета

*Пример.* Расставим скобки в следующем выражении:

$$\begin{aligned} A \rightarrow B \& C \rightarrow D \\ A \rightarrow ((B \& C) \rightarrow D) \end{aligned}$$

### 1.4. Теория моделей

**Модель** состоит из:

*Обозначение.*

- $P$  — некоторое множество предметных переменных
  - $\tau$  — множество высказываний предметного языка
  - $V$  — множество истинных значений. Классическое —  $\{\text{П}, \text{Л}\}$
  - $\llbracket \cdot \rrbracket : \tau \rightarrow V$  — оценка высказывания (*высказывание ставится в скобки*).
1.  $\llbracket x \rrbracket : P \rightarrow V$  — задается при оценке.
  2.  $\llbracket \alpha \star \beta \rrbracket = \llbracket \alpha \rrbracket \star \llbracket \beta \rrbracket$ , где  $\star$  есть логическая операция ( $\vee, \&, \neg, \rightarrow$ ), а  $\star$  определено естественным образом как элемент метаязыка.

## 1.5. Теория доказательств

**Определение.** Схема высказывания — строка, соответствующая определению высказывания + метaperменные.

*Пример.*

$$(\alpha \rightarrow (\beta \rightarrow (A \rightarrow \alpha)))$$

10 схем аксиом:

1.  $\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha$
2.  $(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \rightarrow \gamma)$
3.  $\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha \ \& \ \beta$
4.  $\alpha \ \& \ \beta \rightarrow \alpha$
5.  $\alpha \ \& \ \beta \rightarrow \beta$
6.  $\alpha \rightarrow \alpha \vee \beta$
7.  $\beta \rightarrow \alpha \vee \beta$
8.  $(\alpha \rightarrow \gamma) \rightarrow (\beta \rightarrow \gamma) \rightarrow (\alpha \vee \beta \rightarrow \gamma)$
9.  $(\alpha \rightarrow \beta) \rightarrow (\alpha \rightarrow \neg \beta) \rightarrow \neg \alpha$
10.  $\neg \neg \alpha \rightarrow \alpha$

## 1.6. Правило Modus Ponens и доказательство

**Определение.** Доказательство (*вывод*) есть конечная последовательность высказываний  $\alpha_1 \dots \alpha_n$ , где  $\alpha_i$  — либо аксиома, либо  $\exists k, l < i : \alpha_k \equiv \alpha_l \rightarrow \alpha_i$  (*правило Modus Ponens*)

*Пример.*  $\vdash A \rightarrow A$

- |  |            |
|--|------------|
| 1. $A \rightarrow A \rightarrow A$   | сх. акс. 1 |
| 2. $A \rightarrow (A \rightarrow A) \rightarrow A$   | сх. акс. 1 |
| 3. $(A \rightarrow (A \rightarrow A)) \rightarrow (A \rightarrow (A \rightarrow A) \rightarrow A) \rightarrow (A \rightarrow A)$ | сх. акс. 2 |
| 4. $(A \rightarrow (A \rightarrow A) \rightarrow A) \rightarrow (A \rightarrow A)$   | М.Р. 1, 3  |
| 5. $A \rightarrow A$   | М.Р. 2, 4  |

**Определение.** Доказательство  $\alpha_1 \dots \alpha_n$  доказывает выражение  $\beta$ , если  $\alpha_n \equiv \beta$

## Лекция 2

### 19 февраля

**Обозначение.** Большая греческая буква середины греческого алфавита ( $\Gamma, \Delta, \Sigma$ ) — список высказываний.

**Определение (следование).**  $\alpha$  следует из  $\Gamma$  (обозначается  $\Gamma \models \alpha$ ), если  $\Gamma = \gamma_1 \dots \gamma_n$  и всегда, когда все  $\llbracket \gamma_i \rrbracket = \text{И}$ , то  $\llbracket \alpha \rrbracket = \text{И}$ .

**Пример.**  $\models \alpha \rightarrow \alpha$  общезначимо.

**Определение.** Теория Исчисления высказываний **корректно**, если при любом  $\alpha$  из  $\vdash \alpha$  следует  $\models \alpha$ .

**Определение.** Исчисление **полно**, если при любом  $\alpha$  из  $\models \alpha$  следует  $\vdash \alpha$ .

**Теорема 1 (о дедукции).**

$$\Gamma, \alpha \vdash \beta \Leftrightarrow \Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$$

**Доказательство.**

$\Leftarrow$  Пусть  $\Gamma \vdash \alpha \rightarrow \beta$ , т.е. существует доказательство  $\delta_1 \dots \delta_n$ , где  $\delta_n \equiv \alpha \rightarrow \beta$

Построим новое доказательство:  $\delta_1 \dots \delta_n, \alpha$  (гипотеза),  $\beta$  (М.Р.). Эта новая последовательность — доказательство  $\Gamma, \alpha \vdash \beta$

$\Rightarrow$  Рассмотрим  $\delta_1 \dots \delta_n, \Gamma, \alpha \vdash \beta$ . Рассмотрим последовательность  $\sigma_1 = \alpha \rightarrow \delta_1 \dots \sigma_n = \alpha \rightarrow \delta_n$ . Это не доказательство.

Но эту последовательность можно дополнить до доказательства, так что каждый  $\sigma_i$  есть аксиома, гипотеза или получается через М.Р. Докажем это.

**Доказательство. База:**  $n = 0$  — очевидно.

**Переход:** пусть  $\sigma_0 \dots \sigma_n$  — доказательство. Покажем, что между  $\sigma_n$  и  $\sigma_{n+1}$  можно добавить формулы так, что  $\sigma_{n+1}$  будет доказуемо.

У нас есть 3 варианта обоснования  $\delta_{n+1}$

1.  $\delta_{n+1}$  — аксиома или гипотеза,  $\not\equiv \alpha$

Будем нумеровать дробными числами, потому что нам ничто это не запрещает, т.к. нам нужна только упорядоченность.

$n + 0.2$   $\delta_{n+1}$  — верно, т.к. это аксиома или гипотеза

$n + 0.4$   $\delta_{n+1} \rightarrow \alpha \rightarrow \delta_{n+1}$  (аксиома 1)

$n + 1$   $\alpha \rightarrow \delta_{n+1}$  (М.Р.  $n + 0.2, n + 0.4$ )

2.  $\delta_{n+1} \equiv \alpha$

$n + 0.2, 0.4, 0.6, 0.8, 1$  — доказательство  $\alpha \rightarrow \alpha$

3.  $\delta_k \equiv \delta_l \rightarrow \delta_{n+1}, k, l \leq n$

$k$   $\alpha \rightarrow (\delta_l \rightarrow \delta_{n+1})$

$l$   $\alpha \rightarrow \sigma_l$

$n + 0.2$   $(\alpha \rightarrow \sigma_l) \rightarrow (\alpha \rightarrow (\sigma_l \rightarrow \sigma_{n+1})) \rightarrow (\alpha \rightarrow \sigma_{n+1})$  (аксиома 2)

$n + 0.4$   $(\alpha \rightarrow \sigma_l \rightarrow \sigma_{n+1}) \rightarrow (\sigma \rightarrow \sigma_{n+1})$  (М.Р.  $n + 2, l$ )

$n + 1$   $\alpha \rightarrow \sigma_{n+1}$  (М.Р.  $n + 0.4, k$ )

□

□

**Теорема 2.** Пусть  $\vdash \alpha$ . Тогда  $\models \alpha$ .

*Доказательство.* Индукция по длине доказательства: каждая  $\llbracket \delta_i \rrbracket = \text{И}$ , если  $\delta_1 \dots \delta_n$  — доказательство  $\alpha$

Рассмотрим  $n$  и пусть  $\llbracket \delta_1 \rrbracket = \text{И}, \dots, \llbracket \delta_n \rrbracket = \text{И}$ .

Тогда рассмотрим основание  $\delta_{n+1}$

1.  $\delta_{n+1}$  — аксиома. Это упражнение.

*Пример.*  $\delta_{n+1} \equiv \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha$

$$\triangleleft \llbracket \alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha \rrbracket^{\llbracket \alpha \rrbracket := a, \llbracket \beta \rrbracket := b} = \text{И}$$

$a$	$b$	$\beta \rightarrow \alpha$	$\alpha \rightarrow \beta \rightarrow \alpha$
Л	Л	И	И
Л	И	Л	И
И	Л	И	И
И	И	И	И

Аналогично можно доказать для остальных аксиом.

2.  $\delta_{n+1} - \text{М.Р. } \delta_k = \delta_l \rightarrow \delta_{n+1}$

Фиксируем оценку. Тогда  $\llbracket \delta_k \rrbracket = \llbracket \delta_l \rrbracket = \text{И}$ . Тогда:

$\llbracket \delta_k \rrbracket$	$\llbracket \delta_{n+1} \rrbracket$	$\llbracket \delta_k \rrbracket = \llbracket \delta_l \rrbracket \rightarrow \delta_{n+1}$
Л	Л	И
Л	И	И
И	Л	Л
И	И	И

Первых трёх вариантов не может быть в силу  $\llbracket \delta_k \rrbracket = \llbracket \delta_l \rrbracket = \text{И}$ . Таким образом,  $\llbracket \delta_{n+1} \rrbracket = \text{И}$ .

□

**Теорема 3** (о полноте). Пусть  $\models \alpha$ . Тогда  $\vdash \alpha$ .

Фиксируем набор переменных из  $\alpha$ :  $P_1 \dots P_n$ .

Рассмотрим  $\llbracket \alpha \rrbracket^{P_1 := x_1 \dots P_n := x_n} = \text{И}$

**Обозначение.**  ${}_{[\beta]}\alpha \equiv \begin{cases} \alpha, & \llbracket \beta \rrbracket = \text{И} \\ \neg \alpha, & \llbracket \beta \rrbracket = \text{Л} \end{cases}$  и  ${}_{[x]}\alpha \equiv \begin{cases} \alpha, & x = \text{И} \\ \neg \alpha, & x = \text{Л} \end{cases}$

Докажем, что  $\underbrace{{}_{[x_1]}P_1, \dots, {}_{[x_n]}P_n}_{\Pi} \vdash {}_{[\alpha]}\alpha$

**Доказательство.** По индукции по длине формулы:

**База:**  $\alpha = P_i$   ${}_{[P_i]}P_i \vdash {}_{[P_i]}P_i$ , значит  $\Pi \vdash {}_{[P_i]}P_i$

**Переход:** пусть  $\eta, \zeta : \Pi \vdash {}_{[\eta]}\eta, \Pi \vdash {}_{[\zeta]}\zeta$  (по индукционному предположению). Покажем, что  $\Pi \vdash {}_{[\eta \star \zeta]}\eta \star \zeta$ , где  $\star$  — все связки

Это упражнение.

□

**Лемма 1.**  $\Gamma, \eta \vdash \zeta, \Gamma, \neg \eta \vdash \zeta$ . Тогда  $\Gamma \vdash \zeta$ .

**Доказательство.** Было в ДЗ.

□



*Доказательство теоремы о полноте.*  $\models \alpha$ , т.е.  ${}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_n]}P_n \vdash {}_{[\alpha]}\alpha$ . Но  $\llbracket \alpha \rrbracket = \Pi$  при любой оценке. Тогда  ${}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_n]}P_n \vdash \alpha$  при все  $x_i$ .

**Лемма 2** (об исключении допущения). Если  ${}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_n]}P_n \vdash \alpha$  и  ${}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_n]}\neg P_n \vdash \alpha$ , то  ${}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_{n-1}]}P_{n-1} \vdash \alpha$

$$\left. \begin{array}{l} {}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_{n-1}]}P_{n-1}, P_n \vdash \alpha \\ {}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_{n-1}]}P_{n-1}, \neg P_n \vdash \alpha \end{array} \right\} \xRightarrow{\text{по лемме}} {}_{[x_1]}P_1 \dots {}_{[x_{n-1}]}P_{n-1} \vdash \alpha$$

□

## 2. Интуиционистская логика

### 2.1. ВНК-интерпретация

Определим выражения:

- $\alpha \& \beta$  — есть  $\alpha$  и  $\beta$
- $\alpha \vee \beta$  — есть  $\alpha$  либо  $\beta$  и мы знаем, какое
- $\alpha \rightarrow \beta$  — есть способ перестроить  $\alpha$  в  $\beta$
- $\perp$  — конструкция без построения (*bottom*)
- $\neg \alpha \equiv \alpha \rightarrow \perp$

**Теория доказательств** есть классическая логика без десятой схемы аксиомы, вместо нее  $\alpha \rightarrow \neg \alpha \rightarrow \beta$

**Теория моделей** — теория, в которой  $\llbracket \alpha \rrbracket$  — открытое множество в  $\Omega$  — топологическом пространстве.

В ней определено следующее:

$$\begin{aligned} \llbracket \alpha \& \beta \rrbracket &= \llbracket \alpha \rrbracket \cap \llbracket \beta \rrbracket \\ \llbracket \alpha \vee \beta \rrbracket &= \llbracket \alpha \rrbracket \cup \llbracket \beta \rrbracket \\ \llbracket \alpha \rightarrow \beta \rrbracket &= ((X \setminus \llbracket \alpha \rrbracket) \cup \llbracket \beta \rrbracket)^\circ \\ \llbracket \perp \rrbracket &= \emptyset \\ \llbracket \neg \alpha \rrbracket &= (X \setminus \llbracket \alpha \rrbracket)^\circ \end{aligned}$$

## Лекция 3

### 26 февраля

Рассмотрим новый способ записи доказательств — в виде деревьев.

Тогда язык будет состоять из переменных  $A \dots Z, \vee, \&, \perp, \vdash, -$

У нас используются следующие правила вывода:

1.  $\frac{}{\Gamma \vdash \gamma, \gamma \in \Gamma}$  (аксиома)
2.  $\frac{\Gamma, \varphi \vdash \psi}{\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi}$  (введение  $\rightarrow$ )
3.  $\frac{\Gamma \vdash \varphi \quad \Gamma \vdash \psi}{\Gamma \vdash \varphi \& \psi}$  (введение  $\&$ )
4.  $\frac{\Gamma \vdash \varphi \rightarrow \psi \quad \Gamma \vdash \varphi}{\Gamma \vdash \psi}$  (удаление  $\rightarrow$ )
5.  $\frac{\Gamma \vdash \varphi \& \psi}{\Gamma \vdash \varphi}$  (удаление  $\&$ )
6.  $\frac{\Gamma \vdash \varphi \& \psi}{\Gamma \vdash \psi}$  (удаление  $\&$ )
7.  $\frac{\Gamma \vdash \varphi}{\Gamma \vdash \psi \vee \varphi}$  (введение  $\vee$ )
8.  $\frac{\Gamma \vdash \psi}{\Gamma \vdash \psi \vee \varphi}$  (введение  $\vee$ )
9.  $\frac{\Gamma \vdash \perp}{\Gamma \vdash \varphi}$  (удаление  $\perp$ )
10.  $\frac{\Gamma, \varphi \vdash \rho \quad \Gamma, \psi \vdash \rho \quad \Gamma \vdash \varphi \vee \psi}{\Gamma \vdash \rho}$

$$\begin{array}{l}
 \text{Пример. } \frac{\overline{A \vdash A} \text{ (акс.)}}{\vdash A \rightarrow A} \text{ (введение } \rightarrow \text{)} \\
 \\
 \text{Пример. } \frac{\overline{A \& B \vdash A \& B} \text{ (акс.)} \quad \overline{A \& B \vdash A \& B} \text{ (акс.)}}{\frac{A \& B \vdash B \quad A \& B \vdash A}{A \& B \vdash B \& A} \text{ (введение } \rightarrow \text{)}}
 \end{array}$$

**Определение.**

- **Частичный порядок** — рефлексивное, транзитивное, антисимметричное отношение.
- **Линейный порядок** — сравнимы любые два элемента.
- **Наименьший элемент**  $S$  — такой  $k \in S$ , что если  $x \in S$ , то  $k \leq x$
- **Минимальный элемент**  $S$  — такой  $k \in S$ , что нет  $x \in S$ , что  $x \leq k$
- **Множество верхних граней**  $a$  и  $b$  :  $\{x \mid a \leq x \& b \leq x\}$ .
- **Множество нижних граней**  $a$  и  $b$  :  $\{x \mid x \leq a \& x \leq b\}$ .
- $a + b$  — наименьший элемент множества верхних граней (может не существовать).
- $a \cdot b$  — наибольший элемент множества нижних граней.
- **Решетка** — множество + отношение, где для любых  $a, b$  есть как  $a + b$ , так и  $a \cdot b$ .
- **Дистрибутивная решетка** — если всегда  $a \cdot (b + c) = a \cdot b + a \cdot c$

**Лемма 3.** В дистрибутивной решетке  $a + b \cdot c = (a + b)(a + c)$

**Определение.**

- **Импликативная решетка** — решетка, где  $\forall a, b \exists a \rightarrow b$
- $0$  — наименьший элемент решетки.
- **Псевдобулева алгебра (алгебра Гейтинга)** — импликативная решетка с нулём.
- **Булева алгебра** — псевдобулева алгебра, такая что  $a + (a \rightarrow 0) = 1$

**Пример.**

$$\begin{array}{ccc}
 1 & \longrightarrow & b \\
 \downarrow & & \downarrow \\
 a & \longrightarrow & 0
 \end{array}$$

$$a \cdot 0 = 0$$

$$1 \cdot b = b$$

$$a \cdot b = 0$$

$$a + 0 = 1$$

**Лемма 4.** В импликативной решетке всегда есть 1.

*Доказательство.* Возьмём  $a \rightarrow a = 1$  для некоторого  $a$ .

$$a \rightarrow a = \mathbf{n}\{x \mid a \cdot x \leq a\} = \mathbf{n}(A)$$

Таким образом,  $A$  имеет наибольший элемент и это  $a \rightarrow a$  □

**Теорема 4.**

- Любая алгебра Гейтинга — модель интуиционистского исчисления высказываний.
- Любая булева алгебра — модель классического исчисления высказываний.

**Определение (топология).** Рассмотрим множество  $X$ , называемое “носитель” и  $\Omega \subset \mathcal{P}(X)$  — подмножество подмножеств  $X$ , называемое “топология”, такое что:

1.  $\bigcup_{\alpha} x_{\alpha} \in \Omega$ , где  $x_i \in \Omega$
2.  $\bigcap_{i=1}^n x_i \in \Omega$ , где  $x_i \in \Omega$
3.  $\emptyset \in \Omega, X \in \Omega$

*Пример.* Пусть  $X$  — узлы дерева,  $\Omega$  — все множества узлов, которые содержат узлы вместе со всеми потомками.

**Теорема 5.** Пусть  $(X, \Omega)$  — топологическое пространство,  $a + b = a \cup b$ ,  $a \cdot b = a \cap b$ ,  $a \rightarrow b = ((X \setminus a) \subset b)^{\circ}$ ,  $a \leq b \Leftrightarrow a \subset b$ , тогда  $(\Omega, \leq)$  есть алгебра Гейтинга.

*Пример.* Дискретная топология —  $\Omega = \mathcal{P}(X)$ . Тогда  $(\Omega, \leq)$  — булева алгебра.

1.  $X^0 = X$
2.  $a \rightarrow 0 = (X \setminus a \cup \emptyset) = X \setminus a$

Таким образом,  $a + (a \rightarrow 0) = a + X \setminus a = X$

**Определение.** Пусть  $X$  — все формулы логики. Определим отношение порядка  $\alpha \leq \beta$  это  $\alpha \vdash \beta$ . Будем говорить, что  $\alpha \approx \beta$ , если  $\alpha \vdash \beta$  и  $\beta \vdash \alpha$ .

$(X/\approx, \leq)$  есть алгебра Гейтинга.

**Определение.**  $(X/\approx, \leq)$  — алгебра Линденбаума, где  $X, \approx$  из интуиционистской логики.

**Теорема 6.** Алгебра Гейтинга — полная модель интуиционистской логики.

*Доказательство.*  $\models \alpha$  — истинно в любой алгебре Гейтинга, в частности в  $(X/\approx, \leq)$ .  
 $\llbracket \alpha \rrbracket = 1$ , т.е.  $\llbracket \alpha \rrbracket = \llbracket A \rightarrow A \rrbracket$ , т.е.  $\alpha \in [A \rightarrow A]_{\approx}$ , т.е.  $A \rightarrow A \vdash \alpha$ .  $\square$