Трансфинитная индукция

Два вида индукции

Определение (принцип математической индукции)

Какое бы ни было $\varphi(x)$*, если* $\varphi(0)$ *и при всех* x *выполнено* $\varphi(x) \rightarrow \varphi(x')$*, то при всех* x *выполнено и само* $\varphi(x)$*.*

Определение (принцип полной математической индукции)

Какое бы ни было $\psi(x)$*, если* $\psi(0)$ *и при всех* x *выполнено* $(\forall t.t \le x \rightarrow \psi(t)) \rightarrow \psi(x')$*, то при всех* x *выполнено и само* $\psi(x)$*.*

Теорема

Принципы математической индукции эквивалентны

Доказательство.

$(\Rightarrow)$ взяв $\varphi := \psi$, имеем выполненность $\varphi(x) \rightarrow \varphi(x')$, значит, $\forall x.\psi(x)$.

Два вида индукции

Определение (принцип математической индукции)

Какое бы ни было $\varphi(x)$*, если* $\varphi(0)$ *и при всех* x *выполнено* $\varphi(x) \rightarrow \varphi(x')$*, то при всех* x *выполнено и само* $\varphi(x)$*.*

Определение (принцип полной математической индукции)

Какое бы ни было $\psi(x)$*, если* $\psi(0)$ *и при всех* x *выполнено* $(\forall t.t \le x \rightarrow \psi(t)) \rightarrow \psi(x')$*, то при всех* x *выполнено и само* $\psi(x)$*.*

Теорема

Принципы математической индукции эквивалентны

Доказательство.

$(\Rightarrow)$ взяв $\varphi := \psi$, имеем выполненность $\varphi(x) \rightarrow \varphi(x')$, значит, $\forall x.\psi(x)$.
$(\Leftarrow)$ возьмём $\psi(x) := \forall t.t \le x \rightarrow \varphi(t)$. $\square$

Наследственные подмножества

Определение

Назовём вполне упорядоченное отношением $(\in)$ множество S наследственным подмножеством A, если $\forall x.x \in A \to (\forall t.t \in x \to t \in S) \to x \in S$.

Теорема

Единственным наследственным подмножеством вполне упорядоченного множества является оно само.

Доказательство.

Пусть $B \subseteq A$ — наследственное и $B \neq A$. Тогда существует $a = \min(A \setminus B)$. Тогда $(\forall t.t \in a \to t \in B) \to a \in B$ по наследственности B, и выполнено $\forall t.t \in a \to t \in B$ (по минимальности a). Значит, $a \in B$. $\square$

Трансфинитная индукция

Теорема (ограниченная трансфинитная индукция)

Если для $\varphi(x)$ (некоторого утверждения теории множеств) и некоторого ординала ε (ограничения) выполнено $\forall x.x \in \varepsilon \to (\forall t.t \in x \to \varphi(t)) \to \varphi(x)$, то $\forall x.x \in \varepsilon \to \varphi(x)$.

Доказательство.

Рассмотрим $S = \{x \in \varepsilon \mid \varphi(x)\}$. Тогда $x \in S$ равносильно $x \in \varepsilon \,\&\, \varphi(x)$. Тогда перепишем: $\forall e.e \in \varepsilon \to (\forall x.x \in e \to x \in S) \to e \in S$. Отсюда по теореме о наследственных множествах $S = \varepsilon$. $\square$

Теорема (неограниченная трансфинитная индукция)

Если для $\varphi(x)$ (некоторого утверждения теории множеств) выполнено $\forall x.\text{ординал}(x) \to (\forall t.t \in x \to \varphi(t)) \to \varphi(x)$, то $\forall x.\text{ординал}(x) \to \varphi(x)$.

Альтернативная формулировка

Теорема

Для ординала ε подмножество $S \in \varepsilon$ — наследственное, если и только если одновременно:
Если $x \in \varepsilon$ и $x = \varnothing$, то $x \in S$;
Если $x \in \varepsilon$ и существует $y : y' = x$, то $y \in S \to x \in S$;
Если $x \in \varepsilon$ и x — предельный, то $(\forall t.t \in x \to t \in S) \to (x \in S)$.

Доказательство.

$(\Rightarrow)$ очевидно.

Альтернативная формулировка

Теорема

Для ординала ε подмножество $S \in \varepsilon$ — наследственное, если и только если одновременно:
Если $x \in \varepsilon$ и $x = \varnothing$, то $x \in S$;
Если $x \in \varepsilon$ и существует $y : y' = x$, то $y \in S \to x \in S$;
Если $x \in \varepsilon$ и x — предельный, то $(\forall t.t \in x \to t \in S) \to (x \in S)$.

Доказательство.

$(\Rightarrow)$ очевидно. Докажем $(\Leftarrow)$: пусть S не наследственное:
$E := \{e \in \varepsilon \mid (\forall t.t \in e \to t \in S) \;\&\; e \notin S\}$ и $E \neq \varnothing$. Тогда пусть $e = \min E$.

1. $e = \varnothing$ или предельный. Тогда $(\forall t.t \in e \to t \in S) \to (e \in S)$.
2. $e = y'$. Тогда $y \in \varepsilon$ (ε — ординал) и $(\forall t.t \in y \to t \in S) \to (y \in S)$ (так как e минимальный, для которого S не наследственное).

Альтернативная формулировка

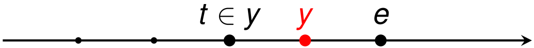
Теорема

Для ординала ε подмножество $S \in \varepsilon$ — наследственное, если и только если одновременно:
Если $x \in \varepsilon$ и $x = \varnothing$, то $x \in S$;
Если $x \in \varepsilon$ и существует $y : y' = x$, то $y \in S \to x \in S$;
Если $x \in \varepsilon$ и x — предельный, то $(\forall t. t \in x \to t \in S) \to (x \in S)$.

Доказательство.

$(\Rightarrow)$ очевидно. Докажем $(\Leftarrow)$: пусть S не наследственное:
$E := \{e \in \varepsilon \mid (\forall t. t \in e \to t \in S)\ \&\ e \notin S\}$ и $E \neq \varnothing$. Тогда пусть $e = \min E$.

1. $e = \varnothing$ или предельный. Тогда $(\forall t. t \in e \to t \in S) \to (e \in S)$.
2. $e = y'$. Тогда $y \in \varepsilon$ (ε — ординал) и $(\forall t. t \in y \to t \in S) \to (y \in S)$ (так как e минимальный, для которого S не наследственное). По условию, $(y \in S) \to (e \in S)$, отсюда $(\forall t. t \in e \to t \in S) \to (e \in S)$.



$\square$

Пример применения: $\alpha \cdot \alpha = \alpha$ при $\alpha \geq \aleph_0$

Теорема

Если α — кардинальное число и $\alpha \geq \aleph_0$, то $\alpha \cdot \alpha = \alpha$.

Доказательство.

Формализуем свойство «быть кардинальным числом»: $|x| = x$ и утверждение теоремы: $\varphi(x) := |x| = x \to x < \omega \vee |x \times x| = x$.
Транфинитная индукция: при $\forall y . y < x \to \varphi(y)$ покажем $\varphi(x)$, разберём варианты:

1. $|x| \neq x$ или $|x| < \omega$, тогда $\varphi(x)$ истинно (из лжи следует любое утверждение).
2. $|x| = x$ и $|x| = \omega$, тогда надо показать $\omega < \omega \vee |\omega \times \omega| = \omega$ (утверждение можно показать без индукции, рассмотрим отдельно).
3. $|x| = x$ и $|x| > \omega$, тогда надо показать $x < \omega \vee |x \times x| = x$ (рассмотрим отдельно).

$\square$

Счётный случай: $|\omega \times \omega| = \omega$

Тогда $\omega \times \omega$ упорядочим так: $\langle p, q \rangle \prec \langle s, t \rangle$, если

1. $\max(p, q) < \max(s, t)$
2. $\max(p, q) = \max(s, t)$ и $q < t$
3. $\max(p, q) = \max(s, t)$, $q = t$ и $p < s$

Очевидно, можно построить биекцию между так упорядоченными значениями и ω.

12 $\langle 0, 3 \rangle$	13 $\langle 1, 3 \rangle$	14 $\langle 2, 3 \rangle$	15 $\langle 3, 3 \rangle$
6 $\langle 0, 2 \rangle$	7 $\langle 1, 2 \rangle$	8 $\langle 2, 2 \rangle$	11 $\langle 3, 2 \rangle$
2 $\langle 0, 1 \rangle$	3 $\langle 1, 1 \rangle$	5 $\langle 2, 1 \rangle$	10 $\langle 3, 1 \rangle$
0 $\langle 0, 0 \rangle$	1 $\langle 1, 0 \rangle$	4 $\langle 2, 0 \rangle$	9 $\langle 3, 0 \rangle$

Общий случай: α — кардинал, $\alpha > \omega$ и $|\alpha \times \alpha| = \alpha$

Аналогично счётному случаю, $\alpha \times \alpha$ упорядочим так: $\langle p, q\rangle \prec \langle s, t\rangle$, если

1. $p \cup q < s \cup t$
2. $p \cup q = s \cup t$ и $q < t$
3. $p \cup q = s \cup t$, $q = t$ и $p < s$

- Легко заметить, что это — линейный порядок (показав, что $p \not\prec q$ и $q \not\prec p$ влечёт $p = q$)
- ... и полный порядок. Найти наименьший в $S \neq \varnothing$ возможно, рассмотрев $m_1 := \min\{p \cup q \mid \langle p, q\rangle \in S\}$ и $M_1 := \{\langle p, q\rangle \mid \langle p, q\rangle \in S, p \cup q = m_1\}$, затем $m_2 := \min\{q \mid \langle p, q\rangle \in M_1\}$, $M_2 := \{\langle p, q\rangle \mid \langle p, q\rangle \in M_1, q = m_1\}$. Тогда требуемым наименьшим в S будет $\min\{p \mid \langle p, q\rangle \in M_2\}$
- Тогда $\langle \alpha \times \alpha, (\prec)\rangle$ соответствует какой-то ординал τ и сохраняющая порядок биекция $t : \tau \to \alpha \times \alpha$.
- Заметим, что $x < \omega$ тогда и только тогда, когда $\cup(\cup t(x)) < \omega$ (очевидно из того, что $|\{z \mid \text{ординал}(z), z < x\}| = |\{p \mid p \prec t(x)\}|$).
- Покажем, что $|\tau| = \alpha$.

Докажем $\tau = \alpha$

$\langle \alpha \times \alpha, (\prec) \rangle$ соответствует какой-то ординал τ
$t : \tau \to \alpha \times \alpha$

Очевидно, что $\tau \geq \alpha$ (так как $|\tau| = |\alpha \times \alpha| \geq \alpha$). Но пусть $\tau > \alpha$.

- Тогда $t(\alpha) = \langle \zeta, \eta \rangle$ определено (у α есть образ).
- Пусть $\sigma := \zeta \cup \eta$. Очевидно, $\langle \zeta, \eta \rangle \preceq \langle \sigma, \sigma \rangle$ и $\sigma \in \alpha$.
- Каков образ t на этом начальном отрезке?
  $\{t(x) \mid x < \alpha\} \subseteq \{\langle p, q \rangle \mid p, q \leq \sigma\}$. Поэтому $\alpha \leq |(\sigma + 1) \times (\sigma + 1)|$.
- С другой стороны, $\sigma < \alpha$. Поскольку α — кардинал (т.е., в частности, предельный ординал), то $\sigma + 1 < \alpha$ и $|\sigma + 1| < \alpha$.
- По предположению индукции, $|\sigma + 1| < \omega \vee |\sigma + 1| = |\sigma + 1| \cdot |\sigma + 1|$, по свойствам $(\prec)$ имеем $\sigma \geq \omega$.
- Отсюда $\alpha \leq |(\sigma + 1) \times (\sigma + 1)| = |\sigma + 1| < \alpha$, что невозможно.

Теорема о непротиворечивости формальной арифметики

Исчисление S_∞

1. Язык: связки $\neg$, $\vee$, $\forall$, $=$; нелогические символы: $(+)$,$(\cdot)$,$(')$,0; переменные: x.
2. Аксиомы: все истинные формулы вида $\theta_1 = \theta_2$; все истинные отрицания формул вида $\neg\theta_1 = \theta_2$ (θ_i — термы без переменных).
3. Структурные (слабые) правила:

$$\frac{\zeta \vee \alpha \vee \beta \vee \delta}{\zeta \vee \beta \vee \alpha \vee \delta} \qquad \frac{\alpha \vee \alpha \vee \delta}{\alpha \vee \delta}$$

   сильные правила

$$\frac{\beta}{\alpha \vee \beta} \quad \frac{\neg\alpha \vee \delta \qquad \neg\beta \vee \delta}{\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta} \quad \frac{\alpha \vee \delta}{\neg\neg\alpha \vee \delta} \quad \frac{\neg\alpha[x := \theta] \vee \delta}{(\neg\forall x.\alpha) \vee \delta}$$

   Формулы в правилах, обозначенные буквами ζ и δ, называются боковыми и могут отсутствовать.
4. и ещё два правила ...

Ещё правила S_∞

Бесконечная индукция:

$$\frac{\alpha[x := \overline{0}] \vee \delta \quad \alpha[x := \overline{1}] \vee \delta \quad \alpha[x := \overline{2}] \vee \delta \quad \dots}{(\forall x.\alpha) \vee \delta}$$

Сечение:

$$\frac{\zeta \vee \alpha \qquad \neg\alpha \vee \delta}{\zeta \vee \delta}$$

Здесь α — секущая формула, число связок в $\neg\alpha$ — степень сечения.
В отличие от других правил, в правиле сечения хотя бы одна из боковых формул ζ или δ должна присутствовать.

Дерево доказательства

1. Доказательства образуют деревья.
2. Каждой формуле в дереве сопоставим порядковое число (ординал).
3. Порядковое число заключения любого неструктурного правила строго больше порядкового числа его посылок (больше или равно в случае структурного правила).

$$\dfrac{\dfrac{(\neg 1 = 0)_1 \quad (\neg 2 = 0)_2 \quad (\neg 3 = 0)_4 \quad (\neg 4 = 0)_8 \dots}{(\forall x.\neg x' = 0)_\omega}}{(\neg\neg\forall x.\neg x' = 0)_{\omega+1}}$$

4. Существует конечная максимальная степень сечения в дереве (назовём её степенью вывода).

Любая теорема Ф.А. — теорема S_∞

Теорема

Если $\vdash_{\textit{фа}} \alpha$, *то* $\vdash_\infty |\alpha|_\infty$

Пример

Обратное неверно:

$$\frac{\neg\omega_1(\overline{0}, \overline{\ulcorner\sigma\urcorner}) \qquad \neg\omega_1(\overline{1}, \overline{\ulcorner\sigma\urcorner}) \qquad \neg\omega_1(\overline{2}, \overline{\ulcorner\sigma\urcorner}) \qquad \dots}{\forall x.\neg\omega_1(x, \overline{\ulcorner\sigma\urcorner})}$$

Теорема

Если Ф.А. противоречива, то противоречива и S_∞

Обратимость правил де Моргана, отрицания, бесконечной индукции

Теорема

$$\frac{\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta}{\neg\alpha \vee \delta \quad \neg\beta \vee \delta} \qquad \frac{\neg\neg\alpha \vee \delta}{\alpha \vee \delta} \qquad \frac{(\forall x.\alpha) \vee \delta}{\alpha[x := \overline{0}] \vee \delta \quad \alpha[x := \overline{1}] \vee \delta \quad \alpha[x := \overline{2}] \vee \delta \quad \dots}$$

Доказательство.

Например, формула вида $\neg\neg\alpha \vee \delta$.

Обратимость правил де Моргана, отрицания, бесконечной индукции

Теорема

$$\frac{\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta}{\neg\alpha \vee \delta \qquad \neg\beta \vee \delta} \qquad \frac{\neg\neg\alpha \vee \delta}{\alpha \vee \delta} \qquad \frac{(\forall x.\alpha) \vee \delta}{\alpha[x := \overline{0}] \vee \delta \quad \alpha[x := \overline{1}] \vee \delta \quad \alpha[x := \overline{2}] \vee \delta \quad \dots}$$

Доказательство.

Например, формула вида $\neg\neg\alpha \vee \delta$.

Проследим историю $\neg\neg\alpha$; она могла быть получена:

1. ослаблением — заменим $\neg\neg\alpha$ на α в этом узле и последующих.
2. отрицанием — выбросим правило, заменим $\neg\neg\alpha$ на α в последующих.

$$\begin{tikzcd}
\delta(0) \arrow[d] & \alpha \vee \delta(2) \arrow[d] \arrow[dd, bend right] & \\
\neg\neg\alpha \vee \delta(0) \arrow[dr] & \neg\neg\alpha \vee \delta(2) \arrow[d] & \dots \arrow[dl] \\
& \neg\neg\alpha \vee \forall x.\delta(x) &
\end{tikzcd}$$

$\square$

Устранение сечений

Теорема

Если α имеет вывод степени $m > 0$ порядка t, то можно найти вывод степени строго меньшей m с порядком 2^t.

Доказательство.

Трансфинитная индукция. Пусть для всех деревьев порядка $t_1 < t$ условие выполнено. Покажем, что оно выполнено для порядка t. Рассмотрим заключительное правило. Это может быть...

1. Не сечение.
2. Сечение, секущая формула — элементарная.
3. Сечение, секущая формула — $\neg\alpha$.
4. Сечение, секущая формула — $\alpha \vee \beta$.
5. Сечение, секущая формула — $\forall x.\alpha$.

□

Случай 1. Не сечение

$$\frac{(\pi_0)_{t_0} \quad (\pi_1)_{t_1} \quad (\pi_2)_{t_2} \quad \dots}{(\alpha)_t}$$

Заменим доказательства посылок $(\pi_i)_{t_i}$ на $(\pi'_i)_{2^{t_i}}$ по индукционному предположению.

1. Поскольку степени посылок $m'_i < m_i$, то $\max m'_i < \max m_i$.
2. Поскольку $t_i \leq t$, то $2^{t_i} \leq 2^t$.

Случай 5. Сечение с формулой вида $\forall x.\alpha$

$$\frac{\zeta \vee \forall x.\alpha \qquad (\neg\forall x.\alpha) \vee \delta}{\zeta \vee \delta}$$

Причём степень и порядок выводов компонент, соответственно, (m_1, t_1) и (m_2, t_2).

1. По индукции, вывод $\zeta \vee \forall x.\alpha$ можно упростить до $(m_1', 2^{t_1})$.
2. По обратимости, можно построить вывод $\zeta \vee \alpha[x := \theta]$ за $(m_1', 2^{t_1})$.
3. В формуле $(\neg\forall x.\alpha) \vee \delta$ формула $\neg\forall x.\alpha$ получена либо ослаблением, либо квантификацией из $\neg\alpha[x := \theta_k] \vee \delta_k$.
   3.1 Каждое правило квантификации заменим на:

   $$\frac{\zeta \vee \alpha[x := \theta_k] \qquad (\neg\alpha[x := \theta_k]) \vee \delta_k}{\zeta \vee \delta_k}$$

   3.2 Остальные вхождения $\neg\forall x.\alpha$ заменим на ζ (в правилах ослабления).
4. В получившемся дереве меньше степень — так как в $\neg\alpha[x := \theta]$ меньше связок, чем в $\neg\forall x.\alpha$.

Случай 5. Как перестроим доказательство

$$\begin{tikzcd}
 & & & & & \delta_l \arrow[dd] \\
\cdots \arrow[dddd] \arrow[dr, bend right] & & & \neg\alpha[x := \theta] \vee \delta_k \arrow[ddl, bend right] \arrow[dd] & & \\
 & \zeta \vee \alpha[x := \theta] \arrow[dr] & & & & (\neg\forall x.\alpha) \vee \delta_l \arrow[d, Rightarrow] \arrow[ddl, dashed] \\
 & & \zeta \vee \delta_k & (\neg\forall x.\alpha) \vee \delta_k \arrow[l, Rightarrow] \arrow[dr, dashed] & & \zeta \vee \delta_l \\
\zeta \vee \forall x.\alpha \arrow[ddr] & & & & (\neg\forall x.\alpha) \vee \delta \arrow[d, Rightarrow] \arrow[ddlll] & \\
 & & & & \zeta \vee \delta & \\
 & \zeta \vee \delta & & & &
\end{tikzcd}$$

Теорема об устранении сечений

Определение

Итерационная экспонента

$$(a\uparrow)^m(t) = \begin{cases} t, & m = 0 \\ a^{(a\uparrow)^{m-1}(t)}, & m > 0 \end{cases}$$

Теорема

Если $\vdash_\infty \sigma$ *степени* m *порядка* t*, то найдётся доказательство без сечений порядка* $(2\uparrow)^m(t)$

Доказательство.

В силу конечности m воспользуемся индукцией по m и теоремой об уменьшении степени. ∎

Порядок трансфинитной индукции

Определение

ε_0 — *неподвижная точка* $\varepsilon_0 = \omega^{\varepsilon_0}$

Иначе говоря, $\varepsilon_0 = \{\omega, \omega^\omega, \omega^{\omega^\omega}, (\omega\uparrow)^3(\omega), (\omega\uparrow)^4(\omega), \dots\}$.
Очевидно, что теорема об устранении сечений может быть доказана трансфинитной индукцией до ординала ε_0 (максимальный порядок дерева вывода, при правильной нумерации вершин).

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\nvdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$*, тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$*.*

Теорема

$\nvdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\nvdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана?

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\not\vdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\not\vdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание?

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\nvdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание? Нет двойного отрицания ($\neg\neg\alpha \vee \delta$).

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$*, тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$*.*

Теорема

$\not\vdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание? Нет двойного отрицания ($\neg\neg\alpha \vee \delta$).
3. Бесконечная индукция или квантификация?

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\nvdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание? Нет двойного отрицания ($\neg\neg\alpha \vee \delta$).
3. Бесконечная индукция или квантификация? Нет квантора.

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\not\vdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание? Нет двойного отрицания ($\neg\neg\alpha \vee \delta$).
3. Бесконечная индукция или квантификация? Нет квантора.
4. Ослабление?

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\nvdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание? Нет двойного отрицания ($\neg\neg\alpha \vee \delta$).
3. Бесконечная индукция или квантификация? Нет квантора.
4. Ослабление? Нет дизъюнкции ($\alpha \vee \beta$), хотя β обязана присутствовать.

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\not\vdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание? Нет двойного отрицания ($\neg\neg\alpha \vee \delta$).
3. Бесконечная индукция или квантификация? Нет квантора.
4. Ослабление? Нет дизъюнкции ($\alpha \vee \beta$), хотя β обязана присутствовать.
5. Сечение?

Непротиворечивость формальной арифметики

Лемма

Если $\vdash_\infty \alpha$ *и* $\vdash_\infty \neg\alpha$, *тогда* $\vdash_\infty \neg 0 = 0$.

Теорема

$\nvdash_\infty \neg 0 = 0$

Доказательство.

Пусть $\vdash_\infty \neg 0 = 0$, устраним сечения и рассмотрим заключительное правило.

1. Правило де Моргана? Нет отрицаний дизъюнкции ($\neg(\alpha \vee \beta) \vee \delta$).
2. Отрицание? Нет двойного отрицания ($\neg\neg\alpha \vee \delta$).
3. Бесконечная индукция или квантификация? Нет квантора.
4. Ослабление? Нет дизъюнкции ($\alpha \vee \beta$), хотя β обязана присутствовать.
5. Сечение? Исключено по условию.

То есть, неизбежно, $\neg 0 = 0$ — аксиома, что также неверно. □