

КЕК

Строим новый нахуй язык

$\Phi = p \mid (\Phi \rightarrow \Phi) \mid \forall p. \Phi$

Простой случай $p \in \{0, 1\} \Rightarrow \forall p. p \rightarrow p = T$

$p \rightarrow Q$ - обычная импликация

$\forall p. Q$ - подставляем все значения в Q и берем конъюнкцию

Правила вывода

$\Gamma \vdash \phi \mid \Gamma \vdash \forall p. \phi, p \notin FV(\Gamma)$

$\Gamma \vdash \forall p. \phi \mid \Gamma \vdash \phi[p = \theta]$

Сокращения

- $\perp = \forall a. a$ - ложь

Из этого следует, что из лжи выводится что угодно

- $\phi \wedge \psi = \forall a. ((\phi \rightarrow \psi \rightarrow a) \rightarrow a)$ - конъюнкция
- $\phi \vee \psi = \forall a. ((\phi \rightarrow a) \rightarrow (\psi \rightarrow a) \rightarrow a)$ - дизъюнкция
- $\exists p. \phi = \forall b. (\forall p. (\phi \rightarrow b)) \rightarrow b$ - квантор существования

F system

Язык

$L = x \mid \lambda x : \tau. L \mid LL \mid \bigwedge \alpha. L \mid L\tau \mid$

$\bigwedge \alpha. L$ - типовая абстракция

$L\tau$ - типовое применение

Типы

$\tau = \alpha \mid (\tau \rightarrow \tau) \mid (\forall \alpha. \tau)$

Новые правила вывода

$\Gamma \vdash M : \sigma \Rightarrow \Gamma \vdash (\bigwedge \alpha. M) : \forall \alpha : \sigma$

$\Gamma \vdash M : \forall \alpha : \sigma \Rightarrow \Gamma \vdash M\tau : \sigma[\alpha = \tau]$

Пример черчевский нумерал

$\bigwedge \alpha. \lambda f^{\alpha \rightarrow \alpha}. \lambda x^\alpha. f(fx) : \forall \alpha. (\alpha \rightarrow \alpha) \rightarrow (\alpha \rightarrow \alpha)$