1 Rachunek λ z typami prostymi

1.1 Typy proste

Niech U będzie przeliczalnie nieskończonym zbiorem zmiennych przedmiotowych $p,\ q,\ \ldots$ (być może indeksowanych liczbami naturalnymi), które będziemy nazywali *zmiennymi typowymi*.

Definicja 1. (Typy proste)
Typami prostymi będziemy określali najmniejszy w sensie mnogościowym zbiór wyrażeń taki, że:

T1. Jeśli p jest zmienną typową, to p jest typem prostym.

T2. Jeśli τ i σ są typami prostymi, to $(\tau \to \sigma)$ jest typem prostym.

Typy proste zbudowane tylko wedle reguły T1 nazywamy typami *atomowymi*, zaś wyrażenia zbudowe wedle reguły T2 – typami *funkcyjnymi*. Zbiór typów prostych określony w myśl powyższej definicji będziemy oznaczali przez $\mathbf{T}_{\to}$.

Późniejsze litery alfabetu greckiego, tj. σ, τ, ρ, … będą służyły nam za zmienne metasyntaktyczne do oznaczania typów prostych. Dla lepszej czytelności będziemy pomijali najbardziej zewnętrzne nawiasy. Konstruktor typu $\to$ jest prawostronnie łączny, co oznacza, że typy $\tau \to \sigma \to \theta$ oraz $\tau \to (\sigma \to \theta)$ będziemy uznawali za tożsame.

Typy proste ujęte Definicją 1 mają strukturę drzewa binarnego. Wysokość takiego drzewa będziemy nazywali *stopniem* typu. Precyzyjnie ujmuje to pojęcie poniższa definicja.

Definicja 2. (Stopień typu)
Stopniem typu nazywamy funkcję $\delta : \mathbf{T}_{\to} \longrightarrow \mathbb{N}$ taką, że

$$\begin{aligned} \delta(p) &= 0, \text{ gdzie } p \text{ jest typem atomowym}, \\ \delta(\tau \to \sigma) &= 1 + \max\left(\delta(\tau),\ \delta(\sigma)\right). \end{aligned}$$

1.2 Pseudotermy

Niech V będzie przeliczalnie nieskończonym zbiorem zmiennych przedmiotowych $x,\ y,\ \ldots$ (indeksowanych być może liczbami naturalnymi). Elementy takiego zbioru będziemy nazywali λ-*zmiennymi*.

Definicja 3. (Pseudo-pretermy)
Pseudo-pretermami będziemy nazywali najmniejszy (w sensie mnogościowym) zbiór $\tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$ taki, że:

P1. Jeśli $x \in \mathrm{V}$, to $x \in \tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$.

P2. Jeśli $M \in \tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$ i $N \in \tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$, to $(MN) \in \tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$.

P3. Dla dowolnych $x \in \mathrm{V}$, $\sigma \in \mathbf{T}_{\to}$, $M \in \tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$ mamy, że $(\lambda x^{\sigma}. M) \in \tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$.

Wyrażenia postaci P2 nazywamy *aplikacjami* M do N, zaś wyrażenia postaci P3 – λ-*abstrakcjami*, gdzie o wszystkich podtermach termu M mówi się, że są w *zasięgu* λ-abstraktora, zaś o λ-zmiennej x mówi się, że jest nim *związana*.

Za zmienne metasyntaktyczne obieramy duże litery alfabetu łacińskiego M, N, ... Podobnie jak w podrozdziale 1.1 stosujemy konwencję o opuszczaniu najbardziej zewnętrznych nawiasów. Aplikacja termów jest łączna lewostronnie, co oznacza, że będziemy utożsamiali wyrażenia MNP oraz $(MN)P$.

Definicja 4. (Zmienne wolne)
Dla pseudo-pretermu M określamy zbiór *termów wolnych* FV w nastepujący sposób:

$$\begin{aligned} \mathrm{FV}(x) &= \{x\} \\ \mathrm{FV}(\lambda x^{\sigma}. P) &= \mathrm{FV}(P) \setminus \{x\} \\ \mathrm{FV}(PQ) &= \mathrm{FV}(P) \cup \mathrm{FV}(Q) \end{aligned}$$

Jesli $\mathrm{FV}(M) = \varnothing$, to mówimy, że M jest *zamknięty.*

Definicja 5. (Podstawienie)
Podstawieniem $[x/N]$ pseudo-pretermu N za λ-zmienną x w M nazwamy zdefiniowane następująco przekształcenie:

$$\begin{aligned} x[x/N] &= N, && \\ y[x/N] &= y, && \text{o ile } x \neq y, \\ (PQ)[x/N] &= P[x/N]\,Q[x/N], && \\ (\lambda y^{\sigma}. P)[x/N] &= \lambda y^{\sigma}. P[x/N], && \text{gdzie } x \neq y \text{ i } y \notin \mathrm{FV}(N). \end{aligned}$$

Zachodzą następujące fakty:

Fakt 1. *(a) Jeśli $x \notin \mathrm{FV}(M)$, to $M[x/N]$ jest poprawnym podstawieniem i $M[x/N] = M$.*

(b) Jeśli $M[x/N]$ jest poprawnym podstawieniem, to $y \in \mathrm{FV}(M[x/N]$ wtw, gdy albo $y \in \mathrm{FV}(M)$ i $x \neq y$, albo $y \in \mathrm{FV}(N)$ i $x \in \mathrm{FV}(M)$.

(c) Podstawienie $M[x/x]$ jest poprawne i $M[x/x] = M$.

(d) *Jeśli $M[x/y]$ jest poprawnym podstawieniem, to $M[x/y]$ ma tę samą długość, co M.*

Fakt 2. *Powiedzmy, że $M[x/N]$ jest poprawnym podstawieniem i $N[y/L]$ i $M[x/N][y/L]$ są poprawnymi podstawieniami, gdzie $x \neq y$. Jeśli $x \notin \mathrm{FV}(L)$ lub $y \notin \mathrm{FV}(M)$, to $M[y/L]$ i $M[y/L][x/N[y/L]]$ jest poprawnym podstawieniem oraz*

$$M[x/N][y/L] = M[y/L][x/N[y/L]].$$

Fakt 3. *Jesli $M[x/y]$ jest poprawnym postawieniem i $y \notin \mathrm{FV}(M)$, to $M[x/y][y/x]$ jest poprawnym podstawieniem oraz $M[x/y][y/x] = M$.*

Definicja 6. (α-konwersja)
α-konwersją nazywamy najmniejszą (w sensie mnogościowym) zwrotną i przechodnią relację binarną $=_\alpha$ określoną na zbiorze pseudotermów $\tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}}$ spełniającą poniższe warunki:

(a) Jeśli $y \notin \mathrm{FV}(M)$ i $M[x/y]$ jest poprawnym podstawieniem, to $\lambda x.\, M =_\alpha \lambda y.\, M[x/y]$.

(b) Jeśli $M =_\alpha N$, to dla każdej λ-zmiennej x mamy $\lambda x.\, M =_\alpha \lambda x.\, N$.

(c) Jeśli $M =_\alpha N$, to $MZ =_\alpha NZ$.

(d) Jeśli $M =_\alpha N$, to $ZM =_\alpha ZN$.

Bez dowodu podajemy następujące twierdzenia:

Fakt 4. *Relacja $=_\alpha$ jest symetryczna.*

Fakt 5. *$=_\alpha$ jest relacją równoważności.*

Fakt 6. *Jeśli $M =_\alpha N$, to $\mathrm{FV}(M) = \mathrm{FV}(N)$.*

Dysponując powyższymi rozstrzygnięciami otrzymujemy wygodne utożsamienie pseudo-pretermów, które różnią się między sobą tylko zmiennymi związanymi.

Definicja 7. (Pseudotermy)
Klasy abstrakcji relacji α-konwersji nazywamy *pseudotermami.* Zbiór wszystkich pseudotermów oznaczamy następująco:

$$\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}} = \left\{ [M]_\alpha \mid M \in \tilde{\mathbf{\Lambda}}_{\mathrm{T}} \right\}$$

Nadużywając notacji będziemy odnosili się do pseudotermów tylko przez ich reprezentantów.

1.3 Typowalność

Definicja 8. (Kontekst)
Kontekstem nazywamy skończoną funkcję częściową $\Gamma : \mathrm{V} \longrightarrow \mathbf{T}_{\to}$, czyli zbiór par postaci $\Gamma = \{x_1^{\tau_1}, \dots, x_n^{\tau_n}\}$, gdzie $(x_i^{\tau_i}) = (x_i, \tau_i)$ oraz $x_i \neq x_j$ dla $i \neq j$. Zbiór

$$\mathrm{dom}(\Gamma) = \{x \in \mathrm{V} \mid \exists \tau (x^\tau \in \Gamma)\}$$

nazywamy *dziedziną* kontekstu Γ, zaś

$$\mathrm{rg}(\Gamma) = \{\tau \in \mathbf{T}_{\to} \mid \exists x (x^\tau \in \Gamma)\}$$

– *zakresem* kontekstu Γ. Piszemy:

- $x_1^{\tau_1}, x_2^{\tau_2}$ zamiast $\{x_1^{\tau_1}, x_2^{\tau_2}\}$, o ile $x_1^{\tau_1}$ i $x_2^{\tau_2}$ są różne,
- Γ, x^τ zamiast $\Gamma \cup \{x^\tau\}$, o ile $x^\tau \notin \Gamma$,
- Γ, Δ zamiast $\Gamma \cup \Delta$, o ile $\Gamma \cap \Delta = \varnothing$.

Okreslimy teraz system przypisywania typów do pseudotermów w stylu dedukcji naturalnej. *Sekwentami* w tym systemie będziemy nazywali wyrażenia postaci $\Gamma \vdash M^\sigma$, gdzie $M \in \mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$, $\sigma \in \mathbf{T}_{\to}$, zaś Γ jest pewnym kontekstem.

Wprowadzamy następujące reguły dowodzenia:

$$\frac{}{\Gamma, x^\tau \vdash x^\tau}\ (\mathrm{Var}), \qquad \frac{\Gamma, x^\varphi \vdash M^\psi}{\Gamma \vdash (\lambda x^\varphi . M)^{\varphi \to \psi}}\ (\mathrm{Abs}), \qquad \frac{\Gamma \vdash M^{\varphi \to \psi} \qquad \Gamma \vdash N^\varphi}{\Gamma \vdash (MN)^\psi}\ (\mathrm{App}).$$

Definicja 9. (Typowalność)
Mówimy, że pseudoterm M jest typu σ w kontekście Γ (jest *typowalny*), jeśli istnieje skończone drzewo sekwentów spełniające poniższe warunki:

1. W korzeniu drzewa znajduje się sekwent $\Gamma \vdash M^\sigma$.
2. Liście są *aksjomatami*, tj. sekwentami postaci $\Gamma, x^\sigma \vdash x^\sigma$.
3. Każdego rodzica można otrzymać z jego dzieci przez zastosowanie którejś z reguł wyprowadzania nowych sekwentów.

Tak określone drzewo będziemy nazywali *wyprowadzeniem* typu i pisali $\Gamma \vdash M^\sigma$. W danym kontekście każdy λ-term ma jednoznacznie przypisany typ, co stwierdza następujące twierdzenie:

Fakt 7. *Jesli* $\Gamma \vdash M^\sigma$ *oraz* $\Gamma \vdash M^\tau$, *to* $\sigma = \tau$.

Definicja 10. (λ-termy)
Wszystkie typowalne pseudotermy w pewnym kontekście Γ nazywamy λ-*termami* (z typami prostymi w kontekście Γ).

Uwaga. λ-term w kontekście Γ_1 może nie być typowalny w innym kontekście Γ_2.

Przykład 1. Niech $\Gamma = \{x^\sigma, y^\tau\}$. Pokażemy, że $\mathrm{K} = \lambda x^\sigma y^\tau .\, x$ ma typ $\sigma \to \tau \to \sigma$. Istotnie,

$$\dfrac{\dfrac{x^\sigma, y^\tau \vdash x^\sigma}{x^\sigma \vdash (\lambda y^\tau .\, x)^{\tau\to\sigma}}\ (\text{Abs})}{\vdash (\lambda x^\sigma \lambda y^\tau .\, x)^{\sigma\to\tau\to\sigma}}\ (\text{Abs})$$

Przykład 2. Niech $\Gamma = \{x^{\tau\to\rho}, y^{\sigma\to\tau}, z^\sigma\}$. Wówczas

$$\dfrac{\dfrac{\dfrac{\dfrac{\dfrac{\Gamma \vdash z^\sigma \qquad \Gamma \vdash y^{\sigma\to\tau}}{\Gamma \vdash yz^\tau}\ (\text{App}) \qquad \Gamma \vdash x^{\tau\to\rho}}{\Gamma \vdash x(yz)^\rho}\ (\text{App})}{x^{\tau\to\sigma}, y^{\sigma\to\rho} \vdash (\lambda z^\sigma .\, x(yz))^{\sigma\to\rho}}\ (\text{Abs})}{x^{\tau\to\rho} \vdash (\lambda y^{\sigma\to\tau} \lambda z^\sigma .\, x(yz))^{(\sigma\to\tau)\to\sigma\to\rho}}\ (\text{Abs})}{\vdash (\lambda x^{\tau\to\rho} \lambda y^{\sigma\to\tau} \lambda z^\sigma .\, x(yz))^{(\tau\to\rho)\to(\sigma\to\tau)\to\sigma\to\rho}}\ (\text{Abs})$$

Term $\lambda x^{\tau\to\rho} y^{\sigma\to\tau} z^\sigma . x(yz)$ odpowiada operacji złożenia funkcji. Co więcej, można wykazać że typ $(\tau \to \rho) \to (\sigma \to \tau) \to \sigma \to \rho$ może mieć tylko i wyłącznie operacja złożenia [Wad89].

Uwaga 1. Widzimy, że wyprowadzanie typu odpowiada w gruncie rzeczy konstrukcji λ-termu. Ponieważ każde wyprowadzenie musi być skończone, typowalne są tylko pseudotermy skończonej długości.

Uwaga 2. Mówiąc o λ-termach i nie podając żadnego związanego z nimi kontekstu Γ będziemy implicite zakładali, że istnieje pewien kontekst w którym są one typowalne.

Typ dowolnego λ-termu będziemy w ramach konwencji notowali używając adnotacji typowej umieszczonej w górnym indeksie. Dla przykładu, pisząc $(M^{\sigma\to\tau} N^\sigma)^\tau$ będziemy mieli na myśli, że ten λ-term jest w pewnym kontekście Γ typu τ.

Przykład 3. Nie wszystkie pseudotermy są typizowalne w rachunku λ z typami prostymi. Istotnie, przypuśćmy że $\omega = (\lambda x^{\sigma\to\sigma} .\, xx)$ jest typowalny. Wówczas dla kontekstu Γ mamy $x^{\sigma\to\sigma} \in \Gamma$. Ponieważ ω zawiera w sobie podterm (xx), to w wyprowadzeniu musiał on zostać otrzymany przez zastosowanie reguły (App). Wówczas $x^\sigma \in \Gamma$ i $x^{\sigma\to\sigma} \in \Gamma$, co nie jest możliwe, bo Γ musiałby nie być prawidłowo określonym kontekstem.

Przykład 3 wskazuje, że rachunek λ z typami prostymi nie ma wystarczających środków wyrazu, aby definiować w nim funkcje rekurencyjne. W rachunku λ bez typów definicje takie są osiągane za pomocą *kombinatorów punktu stałego*, które w rachunku λ z typami prostymi nie są typowalne.

1.4 Redukcja

Definicja 11. (Zgodność)
Relację R na zbiorze termów $\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$ nazywamy *zgodną*, jeśli dla M, N, $Z \in \mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$ spełnia ona następujące warunki:

i) Jeśli $M \mathrm{R} N$, to $(\lambda x^{\sigma}.\, M)\, \mathrm{R}\, (\lambda x^{\sigma}.\, N)$ dla dowolnych $x \in \mathrm{V}$ i $\sigma \in \mathbf{T}_{\rightarrow}$.

ii) Jeśli $M \mathrm{R} N$, to $(MZ)\, \mathrm{R}\, (NZ)$.

iii) Jeśli $M \mathrm{R} N$, to $(ZM)\, \mathrm{R}\, (ZN)$.

Przy powyższych ustaleniach *kongruencją* będziemy nazywali każdą zgodną relację równowazności na $\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$, zaś *redukcją* – każdą zgodną, zwrotną i przechodnią relację na $\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$.

Definicja 12. (β-redukcja)
β-redukcją nazywamy najmniejsza w sensie mnogościowym *zgodną* relację binarną $\longrightarrow_{\beta}$ określoną zbiorze na pseudotermów $\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$ za pomocą podstawienia

$$(\lambda x^{\sigma}.\, P)Q \longrightarrow_{\beta} P[x/Q].$$

β-redeksami bedziemy nazywali wyrażenia postaci $(\lambda x^{\sigma}.\, M)N$, zaś rezultat ich β-redukcji w postaci termu $M[x/N]$ – *β-reduktem.*

Nadużywając notacji, z każdym β-redeksem Δ postaci $(\lambda x^{\tau}.\, P^{\rho})R$ będziemy wiązali jego *stopień* i pisali $\delta((\lambda x^{\tau}.\, P^{\rho})R) = \delta(\tau \rightarrow \rho)$, gdzie występująca po prawej stronie równości δ jest określona w myśl Definicji 2. Dysponując tą konwencją możemy określić pojęcie stopnia dowolnego λ-termu, które będzie nam pomocne w określeniu jego złożoności.

Definicja 13. (stopień λ-termu)
Stopniem $\mathrm{d}(M)$ λ-termu M nazywamy supremum zbioru stopni β-redeksów, które są zawarte w M, czyli

$$\mathrm{d}(M) = \sup\{\delta(N) \mid N \text{ jest } \beta\text{-redeksem w } M\}.$$

Uwaga. Z każdym β-redeksem Δ związane są więc dwa rodzaje stopni: stopień $\mathrm{d}(\Delta)$ jako λ-termu w myśl Defnicji 13 i stopień β-redeksu $\delta(\Delta)$.

Określamy następujące relacje:

B1. $\longrightarrow_{\beta}^{+}$ jest przechodnim domknięciem relacji $\longrightarrow_{\beta}$ w zbiorze pseudotermów $\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$.

B2. $\longrightarrow_{\beta}^{*}$ jest domknięciem przechodnio-zwrotnim w $\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$ relacji $\longrightarrow_{\beta}$, a zatem jest *redukcją*.

B3. $=_{\beta}$ jest najmniejszą relację równowazności zawierającą relację $\longrightarrow_{\beta}$, (czyli *kongruencją*).

Definicja 14. (Postać normalna)
Powiemy, że λ-term M jest w *postaci normalnej*, jeśli żadna z jego podformuł nie jest β-redeksem. Przez NF_{β} będziemy oznaczali zbiór wszystkich λ-termów w postaci normalnej.

Definicję postaci normalnej można ująć w alternatywny sposób, którą prezentujemy w postaci Faktu 8.

Fakt 8. M ma postać normalną*, jeśli $M =_{\beta} N$ dla pewnego N, który jest w postaci normalnej.*

Uwaga. Fakt, że $=_{\beta}$ jest relacją równoważności może rodzić pokusę, aby utożsamić ze sobą wszystkie postacie normalne danego λ-termu. Z Twierdzenia 4 wynika jednak, że jest to zupełnie zbędne, bowiem o ile tylko λ-term jest normalizowalny, to wiemy, że posiada dokładnie jedną postać normalną i każde takie utożsamienie byłoby trywialne.

Definicja 15. (η-redukcja)
η-redukcją nazywamy najmniejszą (w sensie mnogościowym) *zgodną* relację w $\mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$ taką, że

$$\lambda x^{\sigma}.\, Mx \longrightarrow_{\eta} M,$$

o ile $x \notin \mathrm{FV}(M)$.

Zdefiniowane powyżej β- i η-redukcje zachowują typ, jak stwierdza Fakt 9. Własność ta pozwala sensownie mówić o redukcji λ-termów pomimo, że te relacje są zdefiniowane dla pseudotermów.

Fakt 9. *(O poprawności redukcji) Jeśli $\Gamma \vdash M^{\sigma}$ i $M \longrightarrow_{\beta\eta}^{*} N$, to $\Gamma \vdash N^{\sigma}$.*

1.5 Normalizacja

Powiemy, że λ-term M ma własność:

- *(słabej) normalizacji* (symbolicznie: $M \in \mathrm{WN}_\beta$) wtedy i tylko wtedy, gdy istnieje ciąg β-redukcji rozpoczynający się od M i kończący się termem w postaci normalnej N.
- *silnej normalizacji* (symbolicznie: $M \in \mathrm{SN}_\beta$), jeśli wszystkie ciągi β-redukcji rozpoczynające się od M są skończone.

Uwaga. Z powyższego określenia widzimy, że własność SN_β pociąga za sobą własność WN_β.

Definicja 16. (Strategia redukcji)
Strategią redukcji nazywamy odwzorowanie $F : \mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}} \longrightarrow \mathbf{\Lambda}_{\mathrm{T}}$ takie, że $F(M) = M$, gdy M jest w postaci normalnej i $M \longrightarrow_\beta F(M)$ w przeciwnym wypadku. Mówimy, że strategia F jest *normalizująca*, jeśli dla każdego $M \in \mathrm{WN}_\beta$ istnieje $i \in \mathbb{N}$ takie, że $F^i(M)$ jest w postaci normalnej.

Twierdzenie 1. *(*Własność WN_β*) Wszystkie λ-termy mają postać normalną.*

Dowód. Pokażemy, że dla dowolnego λ-termu M istnieje normalizująca strategia redukcji.

Oznaczmy przez $\mathrm{R}_\beta(M)$ zbiór β-redeksów znajdujących się w M. Jeśli $M \in \mathrm{NF}_\beta$, to $\mathrm{R}_\beta(M) = \varnothing$ i twierdzenie zachodzi w sposób trywialny. Jeśli $M \notin \mathrm{NF}_\beta$, to istnieje w M przynajmniej jeden β-redeks. Z Uwagi 1 M jest skończonej długości, więc $\mathrm{R}_\beta(M)$ jest skończony. Możemy więc wybrać z M β-redeks znajdujący się (rozpoczynający się) w M najbardziej na prawo. Oznaczmy taki β-redeks przez Δ.

Niech δ_M będzie stopniem M (Definicja 13). Ponieważ wiele redeksów w M może mieć ten sam stopień δ_M, przez n_M oznaczmy liczbę wystąpień redeksów stopnia δ_M w M.

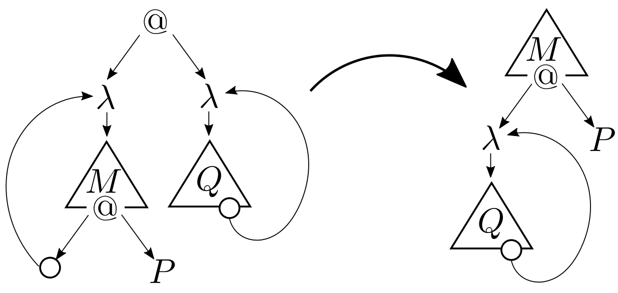
Niech F będzie strategią redukcji polegającą na β-redukowaniu redeksu Δ wybranego jak wyżej i niech $M' = F(M)$.

Zauważmy, że $n_M < n_{M'}$, gdyż strategia F eliminuje Δ z M' i może prowadzić do powstania redeksów tylko mniejszego stopnia.

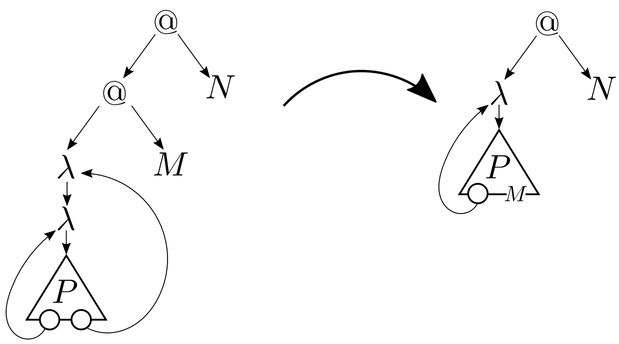
Istotnie, ilość redeksów w M może zwiększyć się na skutek β-redukcji tylko w jeden z poniższych sposobów:

i) powstanie nie występujących wcześniej redeksów.

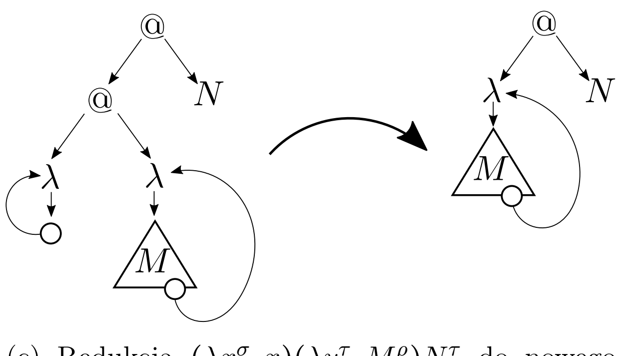
ii) powielenie już istniejących redeksów.



(a) Redukcja $(\lambda x^{\rho\to\mu}.\overbrace{\dots xP^{\rho}\dots}^{M^{\tau}})(\lambda y^{\rho}.\,Q^{\mu})^{\rho\to\mu}$ do nowego redeksu $(\underbrace{\dots(\lambda y^{\rho}.\,Q^{\mu})P^{\rho}\dots}_{M[x/Q]^{\tau}})$.



(b) Redukcja $(\lambda x^{\tau}\lambda y^{\rho}.\,P^{\sigma})M^{\tau}N^{\rho}$ do nowego redeksu postaci $(\lambda y^{\rho}.\,P[x/M]^{\sigma})N^{\rho}$.



(c) Redukcja $(\lambda x^{\sigma}.\,x)(\lambda y^{\tau}.\,M^{\rho})N^{\tau}$ do nowego redeksu $(\lambda y^{\tau}.\,M^{\rho})N^{\tau}$.

Rysunek 1: test

Powtarzając otrzymujemy więc λ-term w postaci normalnej. $\square$

Twierdzenie 2. *(*Własność SN_β*) Wszystkie λ-termy mają własność silnej normalizacji.*

- WCR: $\forall a, b, c \in A\,(a \longrightarrow b \wedge a \longrightarrow c) \rightarrow \exists d \in A\,(b \longrightarrow^* d \wedge c \longrightarrow^* d)$
- CR: $\forall a, b, c \in A\,(a \longrightarrow^* b \wedge a \longrightarrow^* c) \rightarrow \exists d \in A\,(b \longrightarrow^* d \wedge c \longrightarrow^* d)$

Twierdzenie 3. (Lemat Newmana) *Niech $\rightarrow$ bedzie relacją binarną spełniającą SN. Jeśli $\rightarrow$ spełnia WCR, to spełnia CR.*

Dowód.

Twierdzenie 4. *Rachunek λ z typami prostymi ma własność Churcha-Rossera.*

Twierdzenie 5. *(*Własność SN_β*) Każdy λ-term w stylu Churcha własność silnej normalizacji.*

Dowód.

Literatura

[Wad89] Philip Wadler. "Theorems for Free!" In: *Proceedings of the Fourth International Conference on Functional Programming Languages and Computer Architecture*. FPCA '89. Imperial College, London, United Kingdom: ACM, 1989, pp. 347–359. ISBN: 0-89791-328-0. DOI: `10.1145/99370.99404`. URL: `http://doi.acm.org/10.1145/99370.99404`.