

# 1 Rachunek $\lambda$

Niech  $V$  będzie przeliczalnie nieskończonym zbiorem zmiennych przedmiotowych  $x, y, \dots$  (indeksowanych być może liczbami naturalnymi). Elementy takiego zbioru będziemy nazywali  $\lambda$ -zmiennymi. Ponieważ  $V$  jest potencjalnie nieskończony, zastrzegamy sobie możliwość wybierania w razie potrzeby wcześniej nie użytej zmiennej.

**Definicja 1.** (Zbiór  $\tilde{\Lambda}$  pretermów) Zbiorem pretermów będziemy nazywali najmniejszy (w sensie mnogościowym) zbiór wyrażeń  $\tilde{\Lambda}$  taki, że:

- (P1) Jeśli  $x \in V$ , to  $x \in \tilde{\Lambda}$ .
- (P2) Jeśli  $M, N \in \tilde{\Lambda}$ , to  $(M N) \in \tilde{\Lambda}$ .
- (P3) Jeśli  $x \in V$  i  $M \in \tilde{\Lambda}$ , to  $(\lambda x. M) \in \tilde{\Lambda}$ .

Definicję 1 można równoznacznie wyrazić przy pomocy notacji Backusa-Naura. Wówczas ma ona następującą, zwięzłą postać:

$$\tilde{\Lambda} \leftarrow V \mid (\tilde{\Lambda} \tilde{\Lambda}) \mid (\lambda V. \tilde{\Lambda})$$

Powiemy, że dwa  $\lambda$ -termy są *syntaktycznie równe*, jeśli rozumiane jako ciągi znaków są identyczne. Równość syntaktyczną będziemy oznaczali znakiem  $\equiv$ .

Elementy  $\tilde{\Lambda}$  będziemy oznaczali literami  $L, M, N, P, Q, R$  i ich wariantami z górnymi lub dolnymi indeksami. Wyrażenia postaci (P2) nazywamy *aplikacjami*  $M$  do  $N$ . Symbol  $\lambda$  występujący w (P3) nazywamy  $\lambda$ -abstraktorem, zaś wyrażenia powstałe przez zastosowanie tej reguły to  $\lambda$ -abstrakcje. W wyrażeniu postaci  $(\lambda x. M)$  preterm  $M$  jest w *zasięgu*  $\lambda$ -abstraktora, a zmienna  $x$  jest przez niego *związana*. Ponadto, będziemy stosowali następujące konwencje notacyjne:

- najbardziej zewnętrzne nawiasy będą pomijane,
- aplikacja wiąże lewostronnie; wyrażenia postaci  $(PQ)R$  będą zapisywane w postaci  $PQR$ ,
- $\lambda$ -abstrakcja wiąże prawostronnie:  $\lambda x_1. (\lambda x_2. P)$  zapisujemy  $\lambda x_1. \lambda x_2. P$ ,
- następujące po sobie  $\lambda$ -abstrakcje postaci  $\lambda x_1. \lambda x_2. \dots \lambda x_n. P$  zapisujemy pod wspólnym  $\lambda$ -abstraktorem:  $\lambda x_1 x_2 \dots x_n. P$ .
- $n$ -krotną aplikację  $P \in \tilde{\Lambda}$  do siebie zapisujemy skrótowo:  $P^n \equiv \underbrace{P P \dots P}_{n\text{-razy}}$

**Przykład 1.** Podajmy kilka przykładów  $\lambda$ -pretermów pogrupowanych ze względu na ich konstrukcję.

- (P1):  $x, y, z$ .
- (P2):  $xx, yx, x(xz),$   
 $(\lambda x. (xz))y, y(\lambda x. (xz)), (\lambda x. x)(\lambda x. x)$ .

(P3):  $\lambda x. (x z), \lambda y z. x, \lambda x. (\lambda x. (x x))$ .

Podwyrażenia  $\lambda$ -pretermu mogą być wzajemnie identyczne i występować wielokrotnie. Obserwację tę ujmuje następująca definicja.

**Definicja 2.** (Multizbiór Sub podtermów pretermu)

- (1)  $\text{Sub}(x) = \{x\}$
- (2)  $\text{Sub}(MN) = \text{Sub}(M) \cup \text{Sub}(N) \cup \{MN\}$
- (3)  $\text{Sub}(\lambda x. M) = \text{Sub}(M) \cup \{\lambda x. M\}$

Elementy multizbioru  $\text{Sub}(M)$  nazywamy *podtermami*  $M$ . Jeśli  $L$  jest podtermem  $M$ , ale  $L \neq M$ , to  $L$  nazywamy podtermem *właściwym*.

**Przykład 2.** Podtermy wybranych  $\lambda$ -pretermów.

- (a)  $\text{Sub}(\lambda x. x x) = \{(\lambda x. x x)^1, (x x)^1, x^2\}$
- (b)  $\text{Sub}((\lambda x. x x) (\lambda x. x x)) =$   
 $= \{((\lambda x. x x) (\lambda x. x x))^1, (\lambda x. x x)^2, (x x)^2, x^4\}$

W powyższych przykładach użyliśmy standardowej notacji w górnym indeksie umieszczając krotność występowania elementu.

**Definicja 3.** (Zbiór FV zmiennych wolnych) Dla dowolnego pretermu  $M$  określamy zbiór  $\text{FV}(M)$  *zmiennych wolnych* w  $M$  w następujący sposób:

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

Jesli  $\text{FV}(M) = \emptyset$ , to mówimy, że  $M$  jest *domknięty* lub nazywamy  $M$  *kombinatorem*.

**Przykład 3.** (a)  $\text{FV}(\lambda x. x y) = \{y\}$

(b)  $\text{FV}(x (\lambda x. x y)) = \{x, y\}$

(c)  $\text{FV}(\lambda x y z. x y) = \emptyset$

**Definicja 4.** (Podstawienie) Dla dowolnych  $M, N \in \tilde{\Lambda}$  i  $x \in V$  przez  $N[x/N]$  oznaczamy rezultat podstawienia termu  $N$  za wszystkie wolne wystąpienia zmiennej  $x$  w  $M$ , o ile w rezultacie podstawienia nie zostaną związane żadne zmienne wolne występujące w  $N$ . W takim wypadku:

(S1)  $x[x/N] = N$

- (S2)  $y[x/N] = y$ , o ile  $x \neq y$   
(S3)  $(PQ)[x/N] = P[x/N]Q[x/N]$   
(S4)  $(\lambda y. P)[x/N] = \lambda y. P[x/N]$ , gdzie  $x \neq y$  i  $y \notin \text{FV}(N)$   
(S5)  $(\lambda x. P)[x/N] = \lambda x. P$

**Lemat 1.** (O podstawieniu) Niech  $M, N, L \in \tilde{\Lambda}$  i niech ponadto  $x \neq y$  oraz  $x \notin \text{FV}(L)$ . Wówczas

$$M[x/N][y/L] \equiv M[y/L][x/N[y/L]]. \quad (1)$$

**Dowód.** Dowód przebiega przez indukcję strukturalną względem  $M$ . Rozważmy następujące przypadki:

- i)  $M$  jest zmienną. Wówczas:
- a. Jeśli  $M \equiv x$ , to obie strony (1) po podstawieniu są eostaci  $N[y/L]$ .
  - b. Jeśli  $M \equiv y$ , to ponieważ  $x \neq y$  i  $x \notin \text{FV}(M)$ , po wykonaniu podstawienia po lewej stronie (1) otrzymujemy  $M[x/N][y/L] \equiv L$ . Ponieważ  $x \notin \text{FV}(L)$ , to po wykonaniu podstawienia po prawej stronie widzimy, że obydwie strony są identyczne.
  - c. Jeśli  $M \equiv z$  i  $z \neq x$  oraz  $z \neq y$ , to obydwie strony (1) są identyczne.
- ii)  $M \equiv PQ$  dla pewnych  $P, Q \in \tilde{\Lambda}$ . Wówczas korzystając z hipotezy indukcyjnej wnosimy, że

$$\begin{aligned} P[x/N][y/L] &\equiv P[y/L][x/N[y/L]], \\ Q[x/N][y/L] &\equiv Q[y/L][x/N[y/L]]. \end{aligned}$$

Mając na względzie (S3) widzimy, że twierdzenie zachodzi i w tym przypadku.

- iii) Jeśli  $M \equiv \lambda z. P$  oraz  $z \equiv x$  lub  $z \equiv y$ , to z (S'5) widzimy, że obydwie strony (1) są identyczne. Przypuśćmy, że  $z \neq x$  i  $z \neq y$  i  $z \notin \text{FV}(L)$ . Wówczas na podstawie hipotezy indukcyjnej mamy:

$$\begin{aligned} (\lambda z. P)[x/N][y/L] &= \lambda z. P[x/N][y/L] = \\ &= \lambda z. P[y/L][x/N[y/L]] = \\ &= (\lambda z. P)[y/L][x/N[y/L]]. \end{aligned}$$

□

**Wniosek 1.** Jeśli  $M[x/y]$  jest określone i  $y \notin \text{FV}(M)$ , to  $M[x/y][y/x]$  jest określone oraz  $M[x/y][y/x] = M$ .

**Dowód.** Mając na uwadze Lemat 4 dowód przebiega przez indukcję strukturalną względem  $M$ . □

## 1.1 Wyrażenia $\lambda$

Na ogół chcielibyśmy utożsamiać pretermy, które różnią się wyłącznie zmiennymi związanymi, tak jak w przypadku wyrażeń  $\lambda x. zx$  i  $\lambda y. zy$ . W takim wypadku powiemy o nich, że są swoimi  $\alpha$ -*wariantami* lub że są ze sobą w relacji  $\alpha$ -*konwersji*.

**Definicja 5.** (Relacja  $\alpha$ -konwersji) Relacją  $=_\alpha$  ( $\alpha$ -konwersji) nazywamy najmniejszy w sensie mnogościowym praporządek na  $\tilde{\Lambda}$  taki, że

- ( $\alpha 1$ ) Jeśli  $y \notin \text{FV}(M)$  oraz  $M[x/y]$  jest określone,  
to  $\lambda x. M =_\alpha \lambda y. M[x/y]$
- ( $\alpha 2$ ) Jeśli  $M =_\alpha N$ , to dla dowolnego  $x \in V$  zachodzi  $\lambda x. M =_\alpha \lambda x. N$
- ( $\alpha 3$ ) Jeśli  $M =_\alpha N$ , to dla dowolnego  $Z \in \tilde{\Lambda}$  zachodzi  $MZ =_\alpha NZ$
- ( $\alpha 4$ ) Jeśli  $M =_\alpha N$ , to dla dowolnego  $Z \in \tilde{\Lambda}$  zachodzi  $ZM =_\alpha ZN$

**Przykład 4.**

$$\begin{aligned} \lambda xy. x(xy) &\equiv \lambda x. (\lambda y. x(xy)) \\ &\equiv_\alpha \lambda x. (\lambda z. x(xz)) \\ &\equiv_\alpha \lambda v. (\lambda z. v(vz)) \\ &\equiv \lambda vz. v(vz). \end{aligned}$$

**Wniosek 2.** Relacja  $=_\alpha$  jest relacją równoważności.

**Dowód.** Wystarczy, że pokażemy, że relacja  $=_\alpha$  jest symetryczna. Dowód przebiega przez indukcję względem Definicji 5. Rozważmy następujące przypadki:

- i) Jeśli  $M =_\alpha N$  w konsekwencji zwrotności  $=_\alpha$ , to  $M \equiv N$ , a zatem również  $N \equiv M$ . Stąd  $N =_\alpha M$ .
- ii) Jeśli  $M =_\alpha N$  w konsekwencji przechodniości  $=_\alpha$ , to istnieje  $L \in \tilde{\Lambda}$  takie, że  $M =_\alpha L$  i  $L =_\alpha N$ . Wówczas z hipotezy indukcyjnej  $N =_\alpha L$  i  $L =_\alpha M$ . Z przechodniości relacji  $=_\alpha$  otrzymujemy spodziewaną tezę.
- iii) Przypuśćmy, że  $M =_\alpha N$  w konsekwencji ( $\alpha 1$ ) dla  $M \equiv \lambda x. M'$  i  $N \equiv \lambda y. M'[x/y]$ . Ponieważ  $x \notin \text{FV}(M'[x/y])$ , to ze względu na Wniosek 1 mamy, że  $M'[x/y][y/x] = M'$ . Zatem, na podstawie ( $\alpha 1$ ):

$$\lambda y. M'[x/y] =_\alpha \lambda x. M'[x/y][y/x].$$

- iv) Jeśli  $M =_\alpha N$  w konsekwencji ( $\alpha 2$ ), gdzie  $M = \lambda x. M'$  i  $N = \lambda x. N'$  dla  $M' =_\alpha N'$ , to z hipotezy indukcyjnej  $N' =_\alpha M'$  i w konsekwencji ( $\alpha 2$ ) mamy, że  $N =_\alpha M$ .

v) Jeśli  $M =_{\alpha} N$  w konsekwencji  $(\alpha 3)$  dla  $M \equiv M'Z$  i  $N \equiv N'Z$  takich, że  $M' =_{\alpha} N'$ , to z hipotezy indukcyjnej oczywiście  $N' =_{\alpha} M'$ , a zatem z  $(\alpha 3)$   $N =_{\alpha} M$ .

vi) Jeśli  $M =_{\alpha} N$  w konsekwencji  $(\alpha 3)$ , to postępujemy jak w przypadku (v).  $\square$

**Definicja 6.** (Zbiór  $\Lambda$   $\lambda$ -termów) Każdą klasę abstrakcji relacji  $=_{\alpha}$  nazywamy  $\lambda$ -termem. Zbiór wszystkich  $\lambda$ -termów  $\Lambda$  to zbiór ilorazowy relacji  $\alpha$ -konwersji:

$$\Lambda = \{[M]_{=\alpha} \mid M \in \tilde{\Lambda}\}$$

**Konwencja.** Wprowadzamy następujące konwencje notacyjne:

$$\begin{aligned} x &= [x]_{=\alpha}, \\ PQ &= [M'N']_{=\alpha}, \text{ gdzie } M = [M']_{=\alpha} \text{ i } N = [N']_{=\alpha}, \\ \lambda x. M &= [\lambda x. M']_{=\alpha}, \text{ gdzie } N = [N']_{=\alpha}. \end{aligned}$$

Na zbiór  $\Lambda$  przenoszą się pojęcia podtermu, zmiennych wolnych i operacji podstawienia definiowane uprzednio dla pretermów.

**Definicja 7.** (Multizbiór Sub podtermów  $\lambda$ -termu) Dla dowolnego  $\lambda$ -termu  $M = [M']_{=\alpha}$  określamy

$$\text{Sub}(M) = \text{Sub}(M'),$$

gdzie  $\text{Sub}(M')$  jest multizbiorem podwyrażeń pretermu  $M'$  zdefiniowanym w myśl Definicji 2.

**Definicja 8.** (Zbiór zmiennych wolnych FV) Dla dowolnego  $\lambda$ -termu  $M = [M']_{=\alpha}$  określamy zbiór  $\text{FV}(M)$  *zmiennych wolnych* w  $M$

$$\text{FV}(M) = \text{FV}(M'),$$

gdzie  $\text{FV}(M')$  jest zbiorem zmiennych wolnych pretermu  $M'$  zdefiniowanym w myśl Definicji 3.

**Definicja 9.** (Podstawienie) Niech  $M = [M']_{=\alpha}$  i  $N = [N']_{=\alpha}$  i niech  $M'[x/N']$  będzie określone w myśl Definicji 4. Wówczas

$$M[x/N] = [M'[x/N']]_{=\alpha}.$$

Operacja podstawienia wymaga jednak pewnej delikatności. Rozważmy następującą relację:

$$\lambda x. zx =_{\alpha} \lambda y. zy$$

Zauważmy, że traktując podstawienie w sposób naiwny, mamy, że  $(\lambda x. zx)[z/x] \neq_\alpha (\lambda y. zy)[z/x]$ , a więc tracimy pożądaną własność niezmienniczości  $\alpha$ -konwersji względem podstawienia. Stąd w Definicji 4 wymóg, aby podstawienie nie prowadziło do uszczuplenia zbioru zmiennych wolnych. Alternatywnym rozwiązaniem jest określenie podstawienia, które wprowadzałoby do wyrażenia nową zmienną i prowadziło w konsekwencji do abstrahowania po wcześniej nie występujących zmiennych:

$$(\lambda x. M)[y/N] = \lambda x'. M[x/x'] [y/N],$$

w przypadku, gdy  $x \neq y$ , gdzie  $x' \notin \text{FV}(M)$  i  $x' \notin \text{FV}(N)$ . Rozstrzygnięcie takie przytacza się w [HS08]. Po uwzględnieniu odpowiednich modyfikacji, Definicja 4 przyjmuje następującą postać:

**Definicja 4'.** (*Podstawienie'*)

$$(S'1) \ x[x/N] = N$$

$$(S'2) \ y[x/N] = y, \text{ o ile } x \neq y$$

$$(S'3) \ (PQ)[x/N] = P[x/N] Q[x/N]$$

$$(S'4) \ (\lambda x. P)[x/N] = \lambda x. P$$

$$(S'5) \ (\lambda y. P)[x/N] = \lambda y. P, \text{ jeśli } x \notin \text{FV}(P)$$

$$(S'6) \ (\lambda y. P)[x/N] = \lambda y. P[x/N], \text{ gdzie } x \in \text{FV}(P) \text{ i } y \notin \text{FV}(N)$$

$$(S'7) \ (\lambda y. P)[x/N] = \lambda z. P[y/z][x/N], \text{ gdzie } x \in \text{FV}(P) \text{ i } y \in \text{FV}(N)$$

przy czym w (S'7) wymagamy, aby zmienna  $z$  nie występowała wcześniej w termach  $N$  i  $P$  jako zmienna wolna, zaś dla (S'5)-(S'7) dodatkowo  $y \neq x$ .

*Uwaga 1.* Każde podstawienie  $[x/N]$  jest funkcją z  $\mathbf{\Lambda} \rightarrow \mathbf{\Lambda}$ , gdzie  $x \in V$  i  $N \in \mathbf{\Lambda}$  są dowolnymi parametrami. Zbiór  $S$  podstawień ma strukturę monoidu z działaniem składania

$$M([x_2/N_2] \circ [x_1/N_1]) = (M[x_1/N_1])[x_2/N_2] \equiv M[x_1/N_1][x_2/N_2]$$

dla dowolnych  $[x_1/N_1], [x_2/N_2] \in S$ , o ile  $S$  posiada element neutralny  $\iota$  taki, że

$$M\iota = M, \text{ gdzie } [x/x] = \iota \text{ dla dowolnego } x \in V.$$

W literaturze znajdujemy mnogość propozycji, które w ten czy inny sposób starają się ułatwić rzeczywistą implementację podstawienia. Na szczególną uwagę zasługują tutaj tak zwane *indeksy de Bruijna*. Zaproponowana przez N. G. de Bruijna w [Bru72] notacja eliminuje bezpośrednie występowanie symboli zmiennych

w  $\lambda$ -termach, zastępując je liczbą naturalną wyrażającą głębokość zagnieżdżenia odpowiedniej  $\lambda$ -abstrakcji przez którą jest związana, przykładowo:

$$\lambda f. (\lambda x. (f(xx)) \lambda x. (f(xx))) \equiv_{deBrujin} \lambda (\lambda 2(11)) \lambda 2(11)$$

Historycznie wiąże się ta notacja z jego pracami nad systemem komputerowo wspomagane dowodzenia twierdzeń AUTOMATH. Rozwiązanie takie, podobnie jak w przypadku tzw. logik kombinatorów, eliminuje konieczność utożsamiania termów przez  $\alpha$ -konwersję, ale istotnie zmniejsza ich czytelność.

Szerszy komentarz dotyczący dotychczasowych prób uchwycenia operacji podstawienia można prześledzić w [Alt02]. Nasze rozważania opierają się w tej materii przeważająco na [SU06]. Samo podejście do definiowania  $\lambda$ -termów przez operację  $\alpha$ -konwersji nie jest powszechne w literaturze przedmiotu. Analogiczną konstrukcję należałoby powtarzać wprowadzając każdy kolejny system, dlatego w dalszej części tej pracy będziemy poprzestawali na nieformalnym traktowaniu wyrażen danego systemu jako odpowiednich klas  $\alpha$ -konwersji.

**Definicja 10.** (Podstawienie jednocześnie) Dla dowolnego  $M \in \mathbf{\Lambda}$ , ciągu  $\lambda$ -zmiennych  $\vec{x}$  i ciągu  $\lambda$ -termów  $\vec{N}$  określamy:

- ( $\vec{s}1$ )  $x_i[\vec{x}/\vec{N}] = N_i$  dla  $i \in \mathbb{N}$ .
- ( $\vec{s}2$ )  $y[\vec{x}/\vec{N}] = y$  o ile dla dowolnego  $i \in \mathbb{N}$ ,  $y \neq x_i$ .
- ( $\vec{s}3$ )  $(PQ)[\vec{x}/\vec{N}] = P[\vec{x}/\vec{N}]Q[\vec{x}/\vec{N}]$
- ( $\vec{s}4$ )  $(\lambda y. P)[\vec{x}/\vec{N}] = \lambda y. P[\vec{x}/\vec{N}]$ , jeśli  $y \neq x_i$  dla wszystkich  $i \in \mathbb{N}$  i  $y \notin \bigcup_{i \in \mathbb{N}} FV(N_i)$

**Konwencja.** Jeśli  $N_i \equiv x_i$  dla wszystkich poza skończenie wieloma  $i_1, i_2, \dots, i_n \in \mathbb{N}$ , to  $[x_{i_1}/N_{i_1}, x_{i_2}/N_{i_2}, \dots, x_{i_n}/N_{i_n}] \equiv [\vec{x}/\vec{N}]$ .

**Przykład 5.** Zauważmy, że podstawienia w myśl Definicji 4 i Definicji 10 mogą, ale nie muszą, prowadzić do różnych rezultatów.

$$\begin{array}{ll} \text{a)} & (xy)[y/x][x/u] = uu, \\ & (xy)[y/x, x/u] = ux. \end{array} \qquad \begin{array}{ll} \text{b)} & (\lambda x. yx)[x/y][y/z] = \lambda x. zx, \\ & (\lambda x. yx)[x/y, y/z] = \lambda x. zx. \end{array}$$

## 1.2 Redukcja

Sens obliczeniowy  $\lambda$ -termom nadajemy przez określenie na  $\mathbf{\Lambda}$  operacji  $\beta$ - i  $\eta$ -redukcji. Pożądane jest, żeby operacje te wykonywane na podtermach pozostawały w zgodzie ze strukturą całego  $\lambda$ -termu.

**Definicja 11.** (Relacja zgodna) Relację binarną  $\mathcal{R}$  na zbiorze  $\mathbf{\Lambda}$  nazywamy *zgodną*, jeśli dla dowolnych  $M, N, P \in \mathbf{\Lambda}$  zachodzą następujące warunki:

- (c1) Jeśli  $M\mathcal{R}N$ , to  $(\lambda x. M)\mathcal{R}(\lambda x. N)$  dla dowolnej  $\lambda$ -zmiennnej  $x$ .
- (c2) Jeśli  $M\mathcal{R}N$ , to  $(MP)\mathcal{R}(NP)$ .
- (c3) Jeśli  $M\mathcal{R}N$ , to  $(PM)\mathcal{R}(PN)$ .

Przez *domknięcie relacji*  $\mathcal{R}_1$  będziemy rozumieli najmniejszą (w sensie mnogościowym) relację  $\mathcal{R}_2$  taką, że  $\mathcal{R}_1 \subset \mathcal{R}_2$ . Z pewnego rodzaju domknięciami, ze względu na ich szczególną rolę, wiążemy następującą notację:

- (a) Przez  $\mathcal{R}^+$  oznaczamy przechodnie domknięcie relacji  $\mathcal{R}$ .
- (b) Przez  $\mathcal{R}^*$  oznaczamy zwrotnie domknięcie relacji  $\mathcal{R}^+$ .
- (c) Przez  $=_{\mathcal{R}}$  oznaczamy symetryczne domknięcie relacji  $\mathcal{R}^*$ .

Dla lepszego zrozumienia powyższych operacji warto zauważyć, że (b) wyznacza praporzadek, który w odniesieniu do redukcji określonych na  $\Lambda$  można rozumieć jako graf skierowany (w przypadku  $\Lambda$  być może nieskończony) w którym krawędzie odpowiadają możliwym krokom obliczenia, zaś (c) – kongruencję, która znów w szczególnym odniesieniu do  $\lambda$ -termów, będzie dokonywała podziału w  $\Lambda$  ze względu na rezultat obliczenia.

**Definicja 12.** ( $\beta$ -redukcja)  $\beta$ -redukcją nazywamy najmniejszą (w sensie mnogościowym) zgodną na  $\Lambda$  relację binarną  $\rightarrow_{\beta}$  taką, że

$$(\lambda x. M)N \rightarrow_{\beta} M[x/N].$$

$\beta$ -redekami będziemy nazywali wyrażenia postaci  $(\lambda x. M)N$ , zaś rezultat ich  $\beta$ -redukcji w postaci termu  $M[x/N]$  –  $\beta$ -reduktem. Ciągami  $\beta$ -redukcji nazywamy skończony lub nieskończony ciąg postaci

$$M_0 \rightarrow_{\beta} M_1 \rightarrow_{\beta} \dots$$

**Przykład 6.** Oznaczmy  $Y = \lambda f. (\lambda x. (f(xx))\lambda x. (f(xx)))$  i niech  $F$  będzie dowolnym  $\lambda$ -termem. Wówczas otrzymujemy nieskończony ciąg redukcji postaci

$$\begin{aligned} YF &\equiv (\lambda f. (\lambda x. (f(xx))\lambda x. (f(xx))))F \\ &\rightarrow_{\beta} (\lambda x. F(xx))\lambda x. F(xx) \\ &\rightarrow_{\beta} F((\lambda x. F(xx))\lambda x. F(xx)) \\ &\rightarrow_{\beta} F(F((\lambda x. F(xx))\lambda x. F(xx))) \\ &\rightarrow_{\beta} \dots \end{aligned}$$

**Definicja 13.** ( $\eta$ -redukcja)  $\eta$ -redukcją nazywamy najmniejszą (w sensie mnogościowym) zgodną na  $\Lambda$  relację binarną  $\rightarrow_{\eta}$  taką, że

$$\lambda x. Mx \rightarrow_{\eta} M, \text{ o ile } x \notin \text{FV}(M).$$



$\eta$ -redukcja pozwala na pominięcie niczego nie wnoszącej  $\lambda$ -abstrakcji. Operację odwrotną nazywamy  $\eta$ -abstrakcją, zaś  $\lambda$ -termy będące w którejkolwiek z tych relacji nazywamy  $\eta$ -konwersami. Operacja ta nie ma wpływu na rezultat obliczenia, jedynie optymalizuje zapis  $\lambda$ -termów i stąd ma duże znaczenie stylistyczne w programowaniu funkcyjnym.

**Przykład 7.**  $\lambda x.((+1)x) =_{\eta} (+1)$ .

## 1.3 Kodowanie typów danych

Prosta składnia języka rachunku  $\lambda$  pozwala wyrazić zaskakująco wiele struktur danych reprezentując je i operacje na nich jako funkcje. Z tego powodu, stanowiąc inspirację dla wielu projektantów języków programowania, uchodzi za protoplastę rodziny języków funkcyjnych, chociaż bezpośrednio nie ma on praktycznego zastosowania w praktyce programistycznej. Rozwój tej legendy dobrze oddaje cykl klasycznych artykułów (tzw. *Lambda Papers*) zapoczątkowany przez dokumentację języka Scheme [SS75].

Najpopularniejszym sposobem reprezentacji danych przez funkcje w rachunku  $\lambda$  oparty jest na kodowaniu liczb Peano za pomocą tzw. liczebników Churcha. Metoda ta, ze względu na wynikające z niej problemy natury złożonościowej [KPJ14], ma obecnie wyłącznie walory edukacyjne, dlatego w dalszej części pracy pokażemy tzw. kodowanie Scotta. Jest ona interesująca ze względu na praktyczną możliwość reprezentacji algebraicznych typów danych (ADT<sup>1</sup>) znanych ze współczesnych języków funkcyjnych [Jan13], pozwalając tym samym zaimplementować te konstrukcje na przykład w paradygmacie imperatywnym. Fakt, że każdy typ danych można zastąpić tym sposobem odpowiadającą mu funkcją, wskazuje na metodę konstruowania prostych języków funkcyjnych [JKP06] oraz na uniwersalność rachunku  $\lambda$  jako języka przejściowego dla kompilatorów języków funkcyjnych [PL92, Rozdział 3].

### 1.3.1 Algebraiczne typy danych

Algebraiczne typy danych są podstawowym środkiem współczesnych języków funkcyjnych do wyrażania struktur danych. Powstają one przy użyciu tzw. typów sumacyjnych i typów produktowych, jednak pojęcia te na gruncie formalnym będą szczegółowo omówione w późniejszej części pracy. Na potrzeby prezentacji poszczególnych kodowań wystarczą nam w tym rozdziale intuicje o ADT zbudowane na gruncie następujących definicji w języku Haskell:

```
data Boolean    = True
                | False
```

---

<sup>1</sup>Skrót od angielskojęzycznego *Algebraic Data Types*; nie należy mylić z *Abstract Data Types*.

```

data Tuple a b    = Tuple a b
data Temperature = Fahrenheit Int
                  | Celsius Int
data Maybe a      = Nothing
                  | Just a
data Nat          = Zero
                  | Suc Nat
data List t       = Nil
                  | Cons t (List t)

```

Definicja typu rozpoczynają się od słowa kluczowego `data`<sup>2</sup> po którym występuje *konstruktor typu*. Na wzór notacji BNF, typy przyjmują jedną z *wartości* oddzielonych znakiem "|". Każda z wartości składa się z *konstruktora wartości* i ewentualnie występujących po nim *parametrów typowych*. Zauważmy, że umożliwia to rekurencyjnie konstruowanie typów, tak jak w wypadku `Nat` i `List`.

Pokażemy, że algebraiczne typy danych możemy reprezentować w zwięzły sposób w rachunku  $\lambda$  bez typów. Przedstawione tutaj koncepcje w zaskakujący sposób przenoszą się do bardziej złożonych typowanych systemów rachunku  $\lambda$ .

### 1.3.2 Proste typy wyliczeniowe

Typy wyliczeniowe to typy, które reprezentują możliwe warianty przyjmowanej wartości. Najprostrzym nietrywialnym przykładem takiego typu jest `Boolean`. Ma on dwa konstruktory wartości: `True`, `False`. Praca z tego rodzaju typami wymaga mechanizmu dopasowywania wzorców (ang. *pattern-matching*), który pozwala na wybór częściowej definicji funkcji w zależności od zadanego konstruktora wartości. Ponieważ w rachunku  $\lambda$  wyrażenia nie mają typów (lub, przyjmując perspektywę systemów z typami: wszystkie wyrażenia mają jeden, ten sam typ), interesowało nas będzie nie bezpośrednio kodowanie typu, ale kodowanie mechanizmu, który odpowiada za dopasowywanie wzorców. Posłużmy się znowu przykładem z języka Haskell i określmy funkcję odpowiadającą wykonaniu instrukcji warunkowej:

```

if True  a b = a
if False a b = b

```

gdzie `True` i `False` są wartościami typu `Boolean`. Właśnie ze względu na nie, mechanizm dopasowywania wzorca wybiera odpowiednią implementację instrukcji warunkowej. Ten sam efekt osiągnęlibyśmy kodując `True` i `False` w rachunku  $\lambda$  w

---

<sup>2</sup>Dyskusja ta ma na celu wyłącznie ustalenie uwagi; świadomi jesteśmy niuansów związanych z określaniem synonimów typów lub definiowaniem typów przy pomocy słowa kluczowego `newtype`.

następujący sposób:

$$\text{True} \equiv \lambda ab. a$$

$$\text{False} \equiv \lambda ab. b$$

Wówczas funkcję `if` możemy reprezentować wyrażeniem  $\text{if} \equiv \lambda cte. cte$  lub jego  $\eta$ -reduktem:  $\lambda c. c$ .

### 1.3.3 Pary w rachunku $\lambda$

Parą nazywamy każdy nierekurencyjny typ, który posiada jeden konstruktor wartości parametryzowany przez dwa typy. W takim wypadku potrzebujemy dwóch projekcji zwracających odpowiednio pierwszy i drugi element pary. Przykładem takiego typu jest `Tuple`. Mamy wówczas:

$$\text{fst} (\text{Tuple } a \ b) = a$$

$$\text{snd} (\text{Tuple } a \ b) = b$$

Tego rodzaju typy możemy reprezentować przez tak zwane *domknięcie* (ang. *closure*), czyli częściową aplikację termu. Standardowym sposobem reprezentacji pary w rachunku  $\lambda$  jest:

$$\text{Tuple} \equiv \lambda abf. fab$$

Aplikując `Tuple` tylko do dwóch termów (*domykając* term `Tuple`) otrzymujemy reprezentację pary. Pozostały, trzeci argument  $f$  nazywamy *kontynuacją*, gdyż aplikując  $(\text{Tuple } x \ y)$  dla dowolnych  $x, y \in \Lambda$  do pewnego  $f \in \Lambda$ , w konsekwencji  $x$  i  $y$  zostają zaaplikowane do  $f$ . Zauważmy, że wówczas reprezentacja `fst` i `snd` ma postać:

$$\text{fst} \equiv \lambda t. t(\lambda ab. a)$$

$$\text{snd} \equiv \lambda t. t(\lambda ab. b)$$

**Przykład 8.** Wprowadzone konstrukcje pozwalają nam na definicję skończonych (w sensie liczby konstruktorów) typów. Rozważmy następujące przykłady:

a) Konstruktory wartości typu `Maybe` możemy reprezentować przez

$$\text{Nothing} \equiv \lambda nj. n$$

$$\text{Just} \equiv \lambda anj. ja$$

Rozważmy następującą funkcję:

```

maybe :: b -> (a -> b) -> Maybe a -> b
maybe n _ Nothing = n
maybe _ f (Just x) = f x

```

Odpowiadająca jej reprezentacja to

$$\text{maybe} \equiv \lambda b f t. tb(\lambda a. fa)$$

b) Rozważmy następującą funkcję

```

fromTemperature :: Temperature -> Int
fromTemperature (Fahrenheit a) = a
fromTemperature (Celsius a) = a

```

Ustalając reprezentację konstruktorów `Fahrenheit` i `Celsius`:

$$\text{Fahrenheit} \equiv \lambda t f c. ft$$

$$\text{Celsius} \equiv \lambda t f c. ct$$

otrzymujemy reprezentację funkcji `fromTemperature` postaci:

$$\text{fromTemperature} \equiv \lambda t. t(\lambda f. f)(\lambda c. c)$$

### 1.3.4 Kodowanie rekurencji

Rozważmy następującą funkcję dodawania liczb Peano w języku Haskell:

```

add Zero m = m
add (Succ n) m = Succ (add n m)

```

Funkcję tę możemy wyrazić w rachunku  $\lambda$  przy pomocy kodowania Scotta w następujący sposób:

$$\text{add}_0 \equiv \lambda n m. nm (\lambda n. \text{Succ}(\text{add}_0 n m))$$

Formalizm rachunku  $\lambda$  nie pozwala na okресlanie nowych nazw i rekurencyjne odnoszenie się przez nie do nich samych. Standardową techniką w rachunku  $\lambda$  do określania funkcji w ten sposób jest użycie operatora punktu stałego  $Y$ . Przypomnijmy:

$$Y \equiv \lambda f. (\lambda x. (f(x)) \lambda x. (f(x)))$$

Wówczas określamy

$$\text{add}_Y \equiv Y (\lambda a n m. nm (\lambda n. \text{Succ}(a n m)))$$

Mając na uwadze możliwość przeprowadzenia powyższej konstrukcji przy użyciu rekurencji, będziemy dopuszczali w notacji odnoszenie się wprowadzanych  $\lambda$ -termów do nich samych.

### 1.3.5 Kodowanie Scotta typów rekursywnych

Stosując metody kodowania prostych typów wyliczeniowych i par, łatwo odnajdujemy reprezentację konstruktorów wartości dla typów **Nat** i **List**:

$$\begin{aligned} \text{Zero} &\equiv \lambda z s. z & \text{Nil} &\equiv \lambda n c. n \\ \text{Succ} &\equiv \lambda n z s. s n & \text{Cons} &\equiv \lambda x x_s n c. c x x_s \end{aligned}$$

Zwróćmy uwagę, że konstruktory **Nat** i **Maybe** są swoimi  $\alpha$ -konwersami. Podobieństwo nie jest przypadkowe: na poziomie typów konstrukcja **Maybe** jest odpowiednikiem brania następnika. Określając dodatkowo  $\text{Void} = \lambda x. x$  jako element neutralny działania łącznego, otrzymujemy na poziomie typów strukturę półpierścienia z działaniem mnożenia określoną przez konstrukcję par i działaniem dodawania określonego przez konstrukcję typów wyliczeniowych. Stąd algebraiczne typy danych biorą swoją nazwę.

Z łatwością możemy określić teraz operacje brania poprzednika, głowy i ogona listy, odpowiednio:

$$\begin{aligned} \text{pred} &\equiv \lambda n. n \text{ undef } (\lambda m. m) \\ \text{head} &\equiv \lambda x_s. x_s \text{ undef } (\lambda x_s. x) \\ \text{tail} &\equiv \lambda x_s. \text{undef } (\lambda x_s. x_s) \end{aligned}$$

gdzie  $\text{undef}$  jest stałą o którą rozszerzamy rachunek  $\lambda$  celem sygnalizowania błędnej aplikacji.

Celem lepszego porównania kodowania Churcha i Scotta podamy reprezentacje funkcji `foldl` dla typu **Nat**. Określmy:

$$\begin{aligned} \text{foldl } f \ x \ \text{Zero} &= x \\ \text{foldl } f \ x \ (\text{Succ } n) &= f \ (\text{foldl } f \ x \ n) \end{aligned}$$

`foldl` może być przy pomocy kodowania Scotta zapisane jako

$$\text{foldl} \equiv \lambda f x n. n x (\lambda n. (\text{foldl } f \ x \ n))$$

Ogólnie, przy pomocy `foldl` wyabstrahowujemy pojęcie tzw. rekursji od strony ogona (ang. *tail recursion*), w teorii obliczalności nazywane rekursją prostą lub, popularnie, zwijaniem od lewej. Operator `foldl` spełnia następującą własność [Hut99]

$$f = \text{foldl } \varphi \ a \iff \begin{cases} f \ \text{Zero} = a \\ f \ (\text{Succ } n) = \varphi \ (f \ n) \end{cases}$$

### 1.3.6 Kodowanie Churcha typów rekursywnych

Przedstawimy teraz klasyczny sposób kodowania typów po raz pierwszy zaprezentowany dla liczb naturalnych przez A. Churcha w [Chu41]. Różni się on od kodowania Scotta tylko w przypadku typów rekursywnych, w pozostałych przypadkach obydwa kodowania dają te same rezultaty. W kodowaniu Churcha w następujący sposób reprezentujemy typ **Nat**:

$$\begin{aligned}\text{Zero}_{Ch} &\equiv \lambda f x. x \\ \text{Succ}_{Ch} &\equiv \lambda n f x. f (n f x)\end{aligned}$$

Wyrażenia będące skutkiem konsekwentnej aplikacji  $\text{Succ}$  do  $\text{Zero}$  w literaturze popularnie nazywa się *liczebnikami Churcha* i oznaczają następująco:

$$\begin{aligned}\bar{1} &\equiv \text{Succ Zero} =_{\beta} \lambda f x. f x \\ \bar{2} &\equiv \text{Succ Succ Zero} =_{\beta} \lambda f x. f f x \\ &\vdots \\ \bar{n} &\equiv \text{Succ}^n \text{Zero} =_{\beta} \lambda f x. f^n x\end{aligned}$$

Liczba naturalna  $n$  jest kodowana przez funkcję w której jej pierwszy argument jest aplikowany  $n$  razy do drugiego argumentu. Porównując je do kodowania Scotta widzimy, że różnica polega na aplikowaniu do kontynuacji termu  $(n f x)$  w przypadku brania następnika, podczas gdy w przypadku kodowania Scotta aplikowaliśmy tylko pierwszy z argumentów. Zauważmy, że w kodowaniu Churcha mamy wobec tego:

$$\begin{aligned}\bar{0} &=_{\beta} \text{Zero}_{Ch} \\ \bar{1} &=_{\beta} \text{foldl Succ}_{Ch} \text{Zero}_{Ch} \bar{0} \\ \bar{2} &=_{\beta} \text{foldl Succ}_{Ch} \text{Zero}_{Ch} \bar{1} \\ &\vdots \\ \bar{n} &=_{\beta} \text{foldl Succ}_{Ch} \text{Zero}_{Ch} \overline{n-1}\end{aligned}$$

Szerszą dyskusję na temat operacji arytmetycznych jakie można wprowadzić na tak zdefiniowanych obiektach można prześledzić w [HIN05].

### 1.3.7 Ogólny schemat kodowania Scotta typów ADT

W ogólnym przypadku, mając następującą definicję ADT:

```
data type_constructor t1 t2 ... tk = C1 t11 ... t1n1
                                   | C2 t21 ... t2n2
                                   ...
                                   | Cm tm1 ... tnm
```

dla  $m, n \in \mathbb{N}$ , wiążemy z nią następującą reprezentację w rachunku  $\lambda$ :

$$\begin{aligned} C_1 &\equiv \lambda t_{11} t_{12} \dots t_{1n_1} f_1 f_2 \dots f_m. f_1 t_{11} t_{12} \dots t_{1n_1} \\ C_2 &\equiv \lambda t_{21} t_{22} \dots t_{2n_2} f_1 f_2 \dots f_m. f_2 t_{21} t_{22} \dots t_{2n_2} \\ &\vdots \\ C_m &\equiv \lambda t_{m1} t_{m2} \dots t_{mn_m} f_1 f_m \dots f_m. f_1 t_{m1} t_{m2} \dots t_{mn_m} \end{aligned}$$

## Literatura

- [Alt02] Thorsten Altenkirch. “ $\alpha$ -conversion is easy”. Under Revision. 2002. URL: <https://www.cs.nott.ac.uk/~psztxa/publ/alpha-draft.pdf>.
- [Bru72] N.G. de Bruijn. “Lambda Calculus Notation with Nameless Dummies, a Tool for Automatic Formula Manipulation, with Application to the Church-Rosser Theorem”. In: *Indagationes Mathematicae (Proceedings)* 75 (Dec. 1972), pp. 381–392. DOI: 10.1016/1385-7258(72)90034-0.
- [Chu41] Alonzo Church. *The Calculi of Lambda-Conversion*. Princeton University Press, 1941.
- [HIN05] RALF HINZE. “THEORETICAL PEARL Church numerals, twice!” In: *Journal of Functional Programming* 15.1 (2005), pp. 1–13. DOI: 10.1017/S0956796804005313.
- [HS08] J. Roger Hindley and Jonathan P. Seldin. *Lambda-Calculus and Combinators: An Introduction*. 2nd ed. New York, NY, USA: Cambridge University Press, 2008. ISBN: 0521898854, 9780521898850.
- [Hut99] Graham Hutton. “A Tutorial on the Universality and Expressiveness of Fold”. In: *J. Funct. Program.* 9.4 (July 1999), pp. 355–372. ISSN: 0956-7968. DOI: 10.1017/S0956796899003500. URL: <http://dx.doi.org/10.1017/S0956796899003500>.
- [Jan13] Jan Martin Jansen. “Programming in the  $\lambda$ -Calculus: From Church to Scott and Back”. In: *Essays Dedicated to Rinus Plasmeijer on the Occasion of His 61st Birthday on The Beauty of Functional Code - Volume 8106*. Berlin, Heidelberg: Springer-Verlag, 2013, pp. 168–180. ISBN: 978-3-642-40354-5. DOI: 10.1007/978-3-642-40355-2\_12. URL: [https://doi.org/10.1007/978-3-642-40355-2\\_12](https://doi.org/10.1007/978-3-642-40355-2_12).

- [JKP06] Jan Martin Jansen, Pieter Koopman, and Rinus Plasmeijer. “Efficient Interpretation by Transforming Data Types and Patterns to Functions”. In: Jan. 2006, pp. 73–90.
- [KPJ14] Pieter Koopman, Rinus Plasmeijer, and Jan Martin Jansen. “Church Encoding of Data Types Considered Harmful for Implementations: Functional Pearl”. In: *Proceedings of the 26Nd 2014 International Symposium on Implementation and Application of Functional Languages*. IFL ’14. Boston, MA, USA: ACM, 2014, 4:1–4:12. ISBN: 978-1-4503-3284-2. DOI: 10.1145/2746325.2746330. URL: <http://doi.acm.org/10.1145/2746325.2746330>.
- [PL92] Simon L. Peyton Jones and David R. Lester. *Implementing Functional Languages*. Upper Saddle River, NJ, USA: Prentice-Hall, Inc., 1992. ISBN: 0-13-721952-0.
- [SS75] Gerald J. Sussman and Guy L. Steele Jr. *An Interpreter for Extended Lambda Calculus*. Tech. rep. Cambridge, MA, USA, 1975.
- [SU06] Morten Heine Sørensen and Pawel Urzyczyn. *Lectures on the Curry-Howard Isomorphism, Volume 149 (Studies in Logic and the Foundations of Mathematics)*. New York, NY, USA: Elsevier Science Inc., 2006. ISBN: 0444520775.