

ラムダ計算の構文論

2007年5月18日

ドイツの論理学者 Schonfinkel が 1920 年代に作った 計算は元々論理の証明論のための道具だった。しかし、計算機科学との関係がだんだん深くなり、1950 年代からリスプから始まる関数型言語の重要な基礎となった。簡単な定義で表現力が強いので、一般的にプログラミング言語のモデルとして使われる。

1 項書換系

元々はそうではなかったが、計算は項書換系によって定義される。計算を項の一部の書き換えとして見る、ということだ。例えば、数式の書換系を次のように定義できる。

項 (term) $E ::= \mathcal{R} \mid (E + E) \mid (E - E) \mid (E \times E) \mid (E/E)$

書換規則 x, y は \mathcal{R} の実数ならば、

$$(x + y) \rightarrow x + y$$

$$(x - y) \rightarrow x - y$$

$$(x \times y) \rightarrow x \times y$$

$$(x/y) \rightarrow x/y$$

(($x + y$) は数式だが、 $x + y$ は実数である)

上の規則を簡約規則ともいう。

簡約の例

$$(15 + (1/3)) \times (5 - 2) \rightarrow (15 + 0.3333) \times (5 - 2) \rightarrow (15.3333) \times 3 \rightarrow 46$$

2 計算の構文 (syntax)

定義 1 項 (λ -term) は次の三つの構文からできている。

$$\begin{array}{ll} M ::= x & \text{変数 (variable)} \\ \mid \lambda x.M & \text{抽象 (abstraction)} \\ \mid (M M) & \text{適用 (application)} \end{array}$$

x は文脈 (環境) で定義されている値 (別の 項) を指す。

$\lambda x.M$ は項 M の中に使われている変数 x を束縛する。関数として見れば $f = \lambda x.M$ という定義は、普段の $f(x) = M$ 。ただし、 $\lambda x.M$ と書くとき、名前をつける必要がないという便利さがある。

$(M_1 M_2)$ は関数の適用である。普段の $M_1(M_2)$ にあたるが、 M_1 は名前 (変数) だけでなく、どの 項でもよい。

上の文法を普段の数式と混ぜると、

$$f(x) = x + 1 \text{ のとき } f(2)$$

が1回で書ける。

$$((\lambda x.x + 1) 2)$$

自由変数と代入 $\lambda x.M$ では、 M の中の全ての x の出現は「束縛されている」という。ある項 M の中で、 x が使われながら、束縛されていないのであれば、 x は M の自由変数である。 M の自由変数の集合 $FV(M)$ は再起的に次の三条で定義される。

$$\begin{aligned} FV(x) &= \{x\} \\ FV(\lambda x.M) &= FV(M) \setminus \{x\} \\ FV(M N) &= FV(M) \cup FV(N) \end{aligned}$$

代入はそういう自由変数の値を定義する。 $([N/x]M)$ は項 M の中に出現するすべての自由な x を N と置き換える。

$$\begin{aligned} ([N/x]x) &= N \\ ([N/x]y) &= y \\ ([N/x]\lambda x.M) &= \lambda x.M \\ ([N/x]\lambda y.M) &= \lambda y.([N/x]M) \\ ([N/x](M M')) &= (([N/x]M) ([N/x]M')) \end{aligned}$$

4 条目では、 y は N の自由変数であってはならない。そのためには、次の変換が許される。 z は M の自由変数でなければ、

$$\lambda y.M \leftrightarrow \lambda z.([z/y]M)$$

こういう束縛変数の改称は常に許される。

3 簡約規則

定義 2 項、変換と次の簡約で構成される項書き換え系は 計算という。

$$((\lambda x.M) N) \rightarrow ([N/x]M)$$

例題 1 簡約の例

$$\begin{aligned} &(\lambda f.\lambda g.\lambda x.f x (g x)) (\lambda x.\lambda y.x) (\lambda x.\lambda y.x) \\ \rightarrow &\lambda x.((\lambda x.\lambda y.x) x ((\lambda x.\lambda y.x) x)) \\ \rightarrow &\lambda x.((\lambda y.x) (\lambda y.x)) \\ \rightarrow &\lambda x.x \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} &(\lambda x.(x x)) (\lambda x.(x x)) \\ \rightarrow &(\lambda x.(x x)) (\lambda x.(x x)) \\ \rightarrow &\dots \end{aligned}$$

定理 1 計算は合流性を持つ。 $M \rightarrow \dots \rightarrow N$ と $M \rightarrow \dots \rightarrow P$ という二つの簡約があれば、 $N \rightarrow \dots \rightarrow T$, $P \rightarrow \dots \rightarrow T$ となるような T が存在する。

4 計算は万能である

全てのプログラムは 計算で書ける。

整数 チャーチによるエンコーディングがある (Church numeral)。

$$\begin{aligned} c_n &= \lambda f. \lambda x. (f \dots (f x) \dots) && f \text{ を } n \text{ 回適用する} \\ c_+ &= \lambda m. \lambda n. \lambda f. \lambda x. (m f (n f x)) && \text{加算} \\ c_\times &= \lambda m. \lambda n. \lambda f. (m (n f)) && \text{積算} \end{aligned}$$

問題 1 指数の 項を与えよ。

ブール環 次のエンコーディングを使う。

$$t = \lambda x. \lambda y. x \qquad f = \lambda x. \lambda y. y \qquad \text{not} = \lambda b. \lambda x. \lambda y. (b y x)$$

数の区別も可能で、例えば次の項が引き数に数をもらい、真偽値を返す。

$$\text{if0} = \lambda n. (n (\lambda x. f) t)$$

引き算 チャーチエンコーディングによる引き算は比較的難しい。ここに一つの定義を与える。

$$\begin{aligned} c_- &= \lambda m. \lambda n. (n p m) \\ s &= \lambda n. \lambda f. \lambda x. (f (n f x)) \\ p &= \lambda n. (n (\lambda z. (\text{ifn } z (s z) f)) t) \\ \text{ifn} &= \lambda z. (z (\lambda x. x) (\lambda x. t) f) \end{aligned}$$

s は足す 1 を計算し、 p は引く 1 を計算する。足し算は既に定義したので、 s はすぐ定義できるが、 p のためには補助関数 ifn を使う。

ifn は入力として任意の自然数 c_k または t を取り、自然数なら t を返し、 t なら f を返す。 f は c_0 なので、 ifn は自然数または真偽値から真偽値への関数である。

$$\begin{aligned} i &= \lambda x. x \\ \text{ifn } c_k &\rightarrow (c_k i (\lambda x. t)) f \\ &\rightarrow (i \dots (i (\lambda x. t)) \dots) f \\ &\rightarrow (\lambda x. t) f \\ &\rightarrow t \\ \text{ifn } t &\rightarrow (t i (\lambda x. t)) f \\ &\rightarrow i f \\ &\rightarrow f \end{aligned}$$

すると $s' = \lambda z. (\text{ifn } z (s z) f)$ は t を貰えば $f = c_0$ を返し、 c_k を貰えば c_{k+1} を返すので、 s' にとって t は -1 を表している。そこで $p c_k$ は t に k 回 s' を適用しているので、結果は c_{k-1} になる。

最後に、 $m - n$ を計算するために、 m に n 回 p を適用すればいい。よって、 $m \geq n$ ならば、

$$c_- c_m c_n \xrightarrow{*} c_{m-n}$$

不動点演算子 再起的な関数を定義するのに、不動点演算子 Y が必要になる。その基本的な属性は、 $(Y M)$ が $(M (Y M))$ に簡約できることである。

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

Y はループを回す回数が分からないとき必要になる。例えば、階数の再帰的な定義は次の通りである。

$$\begin{aligned} 0! &= 1 \\ n! &= n \times (n-1)! \quad \text{if } n > 0 \end{aligned}$$

それを 計算に翻訳するとこうなる。

$$c_1 = \lambda n. \text{if0 } n \ c_1 \ (c_{\times} \ n \ (c_1 \ (p \ n)))$$

こういう再帰的な定義は (c_1 は右にも出ている) 計算では直接にできないので、 Y を使う。

$$c_1 = Y(\lambda f. \lambda n. \text{if0 } n \ c_1 \ (c_{\times} \ n \ (f \ (p \ n))))$$

$YM \rightarrow M(YM)$ ということ思い出せば、上の方程式が成り立つことが分かる。

$$c_1 \rightarrow (\lambda f. \lambda n. \text{if0 } n \ c_1 \ (c_{\times} \ n \ (f \ (p \ n)))) \ c_1 \rightarrow \lambda n. \text{if0 } n \ c_1 \ (c_{\times} \ n \ (c_1 \ (p \ n)))$$

5 評価戦略

ラムダ計算は計算機械ではない。なぜかといえば、簡約という計算機構があっても、それをどの順番で行うか、あるいはいつ計算が終わるか、が定まっていない。標準形と戦略はちょうどそれを決める役割をはたしている。

標準形 簡約できる個所を全く残さない(既約) 標準形以外にも、先頭の部分だけが簡約できない弱冠頭標準形も定義できる。例えば $(x \ ((\lambda y. y) \ z))$ や $\lambda x. ((\lambda y. y) \ z)$ は既約標準形でない (y がまだ簡約できる) が弱冠頭標準形である。形式化すると、 $\lambda x. M$ または $(x \ M_1 \ \dots \ M_n)$ のどちらかの形をしたものが弱冠頭標準形である。

最左戦略 最も左にある簡約できる個所を先に簡約する。名前呼び出し (call-by-name) に当る。関数の引数を評価せずに、そのまま代入する。 $(\lambda x. x) \ ((\lambda y. y) \ z) \rightarrow ((\lambda y. y) \ z)$ 。ある戦略で $M \rightarrow^* N$ (N 標準形) のとき、最左戦略でも $M \rightarrow^* N$ 。

最右最内戦略 最も右にある簡約できる個所の中で、最も中にあるものを選ぶ。値呼び出し (call-by-value) に当る。関数の引数を標準形に落してから代入する。 $(\lambda x. x) \ ((\lambda y. y) \ z) \rightarrow ((\lambda x. x) \ z)$ 。ある戦略で $M \rightarrow^* \dots$ (無限に続く簡約) のとき、最右最内戦略でも無限に簡約になる。

機械 標準形と戦略の組み合わせを選ぶと、任意の項をある機械によって決定的に実行されるプログラムとしてみる事ができる。