

情報数学

第3回 帰納的関数

萩野 達也

hagino@sfc.keio.ac.jp

Slides URL

<https://vu5.sfc.keio.ac.jp/slide/>

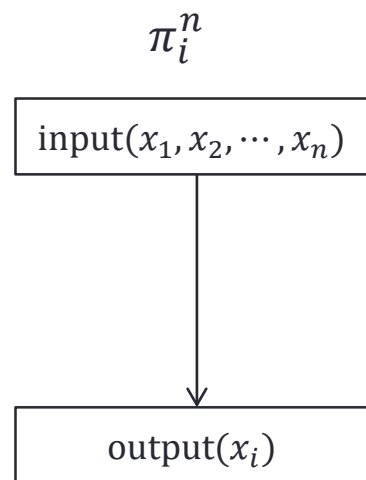
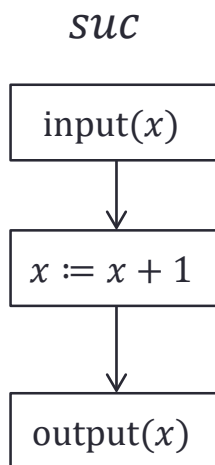
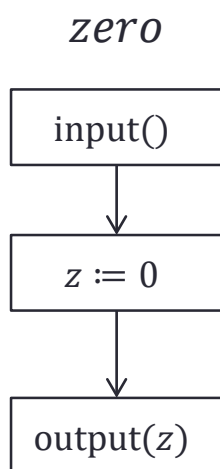
前回まで

- 計算可能性
 - whileプログラムとフローチャートは同じ計算能力を持つ.
- 原始帰納的関数
 - $zero : N^0 \rightarrow N$ $zero() = 0$
 - $suc : N \rightarrow N$ $suc(x) = x + 1$
 - $\pi_i^n : N^n \rightarrow N$ $\pi_i^n(x_1, \dots, x_n) = x_i$
 - 原始帰納法
 - $f(x_1, \dots, x_n, zero()) = g(x_1, \dots, x_n)$
 - $f(x_1, \dots, x_n, suc(y)) = h(x_1, \dots, x_n, y, f(x_1, \dots, x_n, y))$
 - 関数合成
 - $f(x_1, \dots, x_n) = g(h_1(x_1, \dots, x_n), \dots, h_m(x_1, \dots, x_n))$
- 原始帰納的関数の例:
 - one, pred, add, sub, mul, div, ...

原始帰納的関数の計算

- **定理:**
 - 原始帰納的関数は計算可能である.

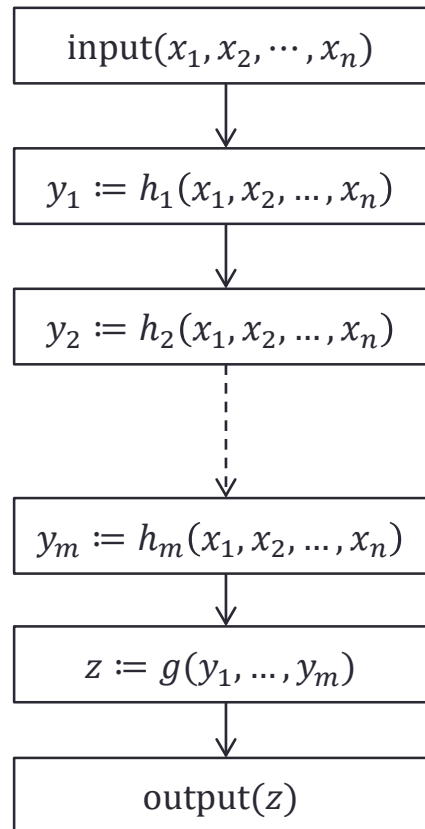
- **証明:**
 - $zero, suc, \pi_i^n$ は計算可能である.



原始帰納的関数の計算

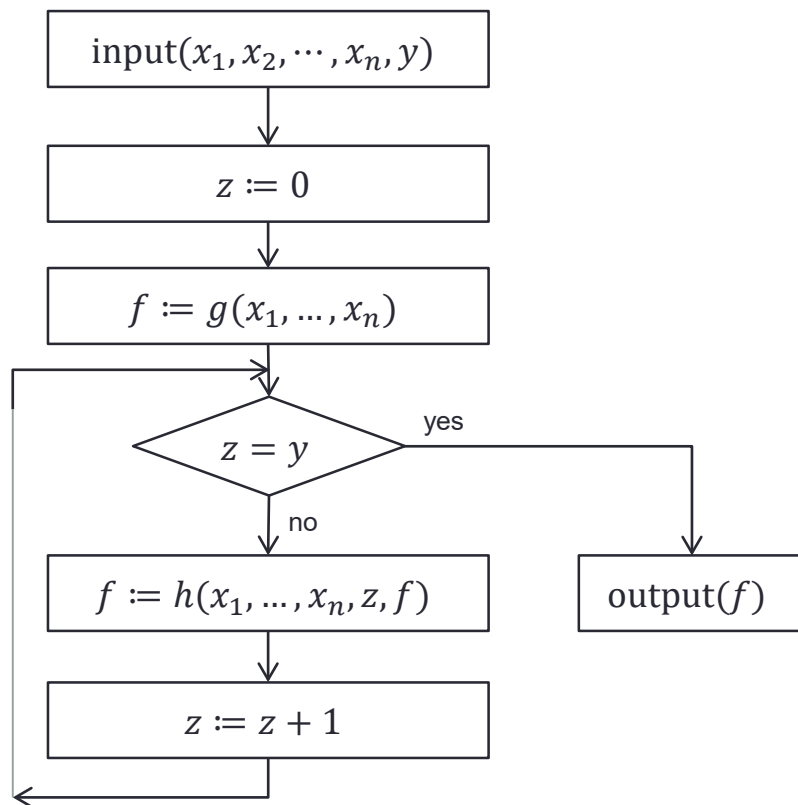
- 原始帰納的関数の合成は計算可能である.

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = g(h_1(x_1, x_2, \dots, x_n), \dots, h_m(x_1, x_2, \dots, x_n))$$



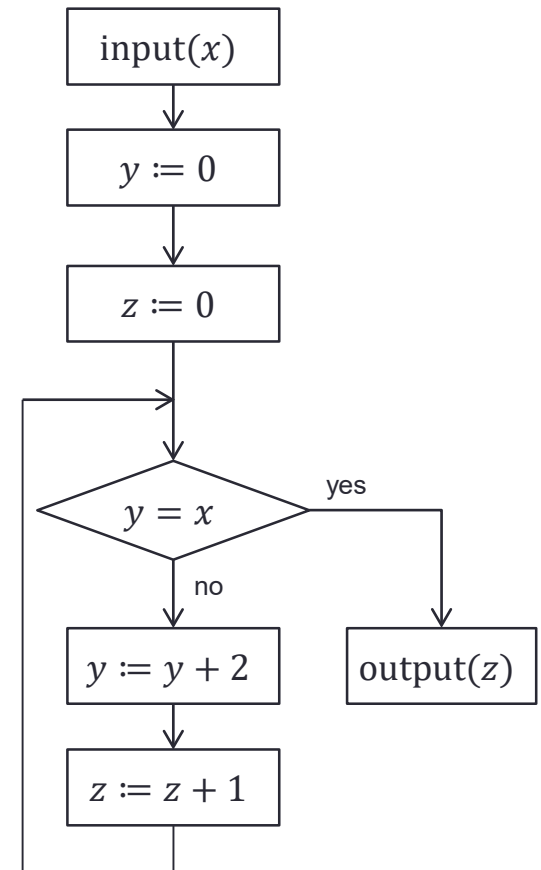
原始帰納的関数の計算

- 原始帰納法は計算可能である.
 - $f(x_1, \dots, x_n, \text{zero}()) = g(x_1, \dots, x_n)$
 - $f(x_1, \dots, x_n, \text{suc}(y)) = h(x_1, \dots, x_n, y, f(x_1, \dots, x_n, y))$



計算可能な関数は原始帰納的関数か？

- 原始帰納的関数は全域的関数である。
 - **全域的** = 入力に対して、出力が必ずある。
- コンピュータが計算する関数は全域的関数とは限らない。
 - 部分的関数であることもある。
 - **部分的** = 入力に対して出力がないことがある。
- 計算可能な関数は原始帰納的関数より広い。
- 全域的でコンピュータで計算可能だが、原始帰納的でない関数もある。
 - **アッカーマン関数** $A: N^2 \rightarrow N$
 - $A(0, y) = \text{suc}(y)$
 - $A(\text{suc}(x), 0) = A(x, \text{suc}(0))$
 - $A(\text{suc}(x), \text{suc}(y)) = A(x, A(\text{suc}(x), y))$



最小解関数

- 定義:

- 述語 $P: N^{n+1} \rightarrow \{T, F\}$ に対して

$$f(x_1, \dots, x_n) = \min(\{y \mid p(x_1, \dots, x_n, y) \text{ is True}\})$$

- $f(x_1, \dots, x_n)$ は $P(x_1, \dots, x_n, y)$ が真となる最小の y

- $f(x_1, \dots, x_n)$ は述語 $P(x_1, \dots, x_n, y)$ の最小解関数とよばれ, 次のように書かれる.

$$\mu_y(p(x_1, \dots, x_n, y))$$

- μ は最小解演算子とよばれる.

- 例:

- $f(x) = \mu_y(x = y \times 2)$ $f(2) =$ $f(3) =$

- $g(x) = \mu_y(x = y^2)$ $g(4) =$ $g(5) =$

帰納的関数

- **帰納的関数** (recursive function)
 - 原始帰納的関数
 - 原始帰納的述語に対する最小解関数
 - 帰納的関数の合成

- 帰納的関数は
 - 原始帰納的関数 + 最小解演算子

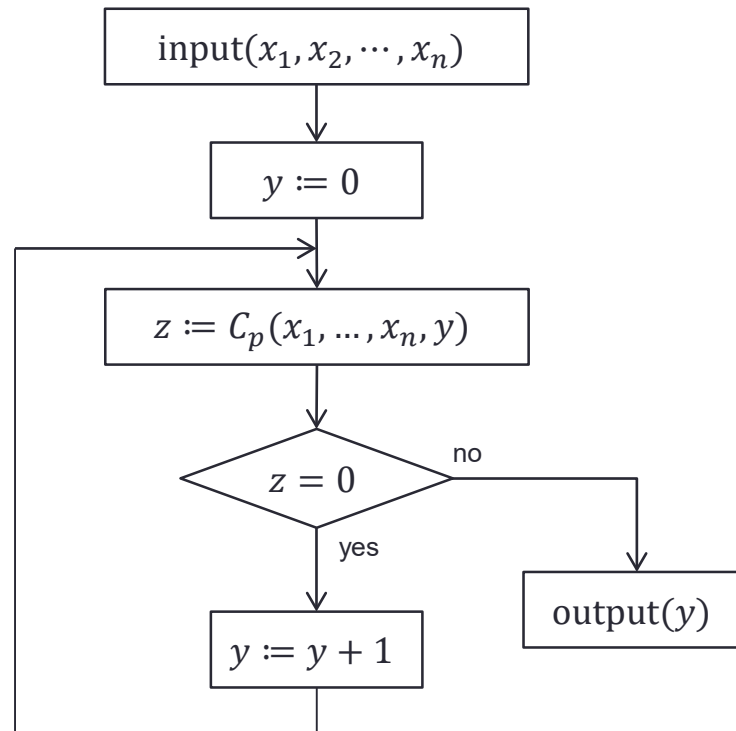
帰納的 \Rightarrow 計算可能

- 定理: 帰納的関数は計算可能である.

- 証明:

- 原始帰納的関数は計算可能なので, 最小解関数の場合だけを示せばよい.

$$f(x_1, \dots, x_n) = \mu_y(p(x_1, \dots, x_n, y))$$



Gödel関数

- **Gödel関数** $G: N^n \rightarrow N$ とその逆関数 $G_1: N \rightarrow N, \dots, G_n: N \rightarrow N$ は次の性質を持たなくてはならない.
 - G は1対1関数(単射)
 - $G_i(G(x_1, \dots, x_n)) = x_i$
 - G, G_1, \dots, G_n は原始帰納的関数

- $G(x_1, \dots, x_n)$ を x_1, \dots, x_n の**Gödel数**とよぶ.

- 例:

- $G(x_1, x_2, \dots, x_n) = 2^{x_1} \times 3^{x_2} \times \dots \times p_n^{x_n}$ (ここで p_n は n 番目の素数)

- $G_1(x) = x - \mu_{y < x}(\text{divisible}(x, 2^{x-y}))$

- $G_2(x) = x - \mu_{y < x}(\text{divisible}(x, 3^{x-y}))$

⋮

- $G_n(x) = x - \mu_{y < x}(\text{divisible}(x, p_n^{x-y}))$

計算可能 \Rightarrow 帰納的

- 定理：計算可能な関数は帰納的関数である。

- 証明：

- 任意のwhileプログラムは次の形に書き換えることができる。

```
input( $x_1, \dots, x_n$ );  
 $a := 1$ ;  
while ( $a - k = 0$ ) {  
  if ( $a = 1$ )  $P_1$ ;  
  else if ( $a = 2$ )  $P_2$ ;  
  else if ( $a = 3$ )  $P_3$ ;  
   $\vdots$   
  else if ( $a = k$ )  $P_k$ ;  
}  
output( $y$ )
```

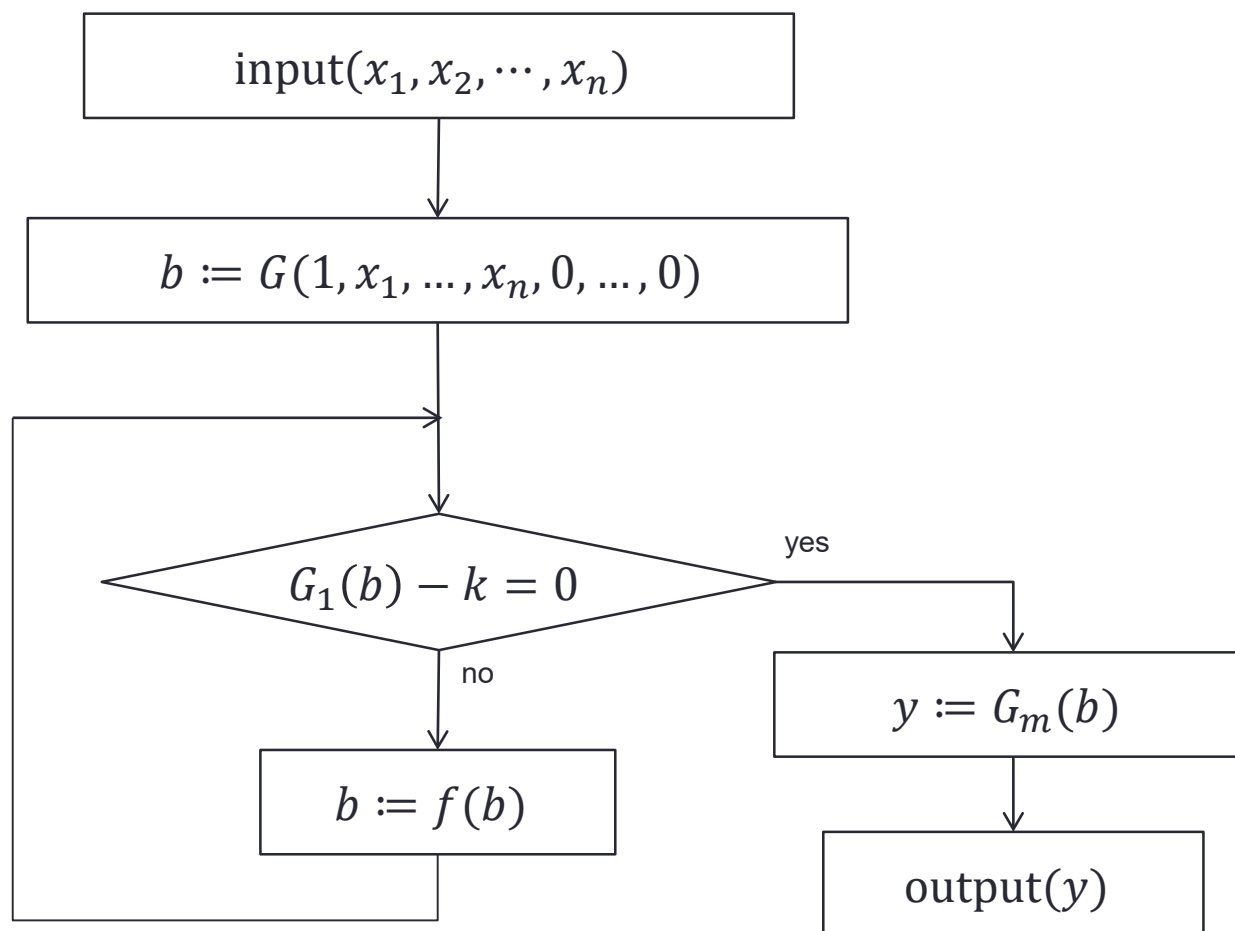
ここで P_i は代入文か条件文

証明 (cont.)

- プログラムに出てくるすべての変数を a_1, \dots, a_n とする.
 - a_1 を箱の番号を表す変数とする.
 - 個々の変数の代わりに $b = G(a_1, \dots, a_n)$ を使う.
- P_i が**代入文**「 $a_m := f(a_1, \dots, a_n); a_1 := l$ 」の場合
 - $b := G(l, G_2(b), \dots, f(G_1(b), \dots, G_n(b)), \dots, G_n(b))$
- P_i が**条件文**「if ($P(a_1, \dots, a_n)$) $a_1 := l$ else $a_1 := m$ 」の場合
 - $b := G(C_P(G_1(b), \dots, G_n(b)) \times l + (1 - C_P(G_1(b), \dots, G_n(b))) \times m, G_2(b), \dots, G_n(b))$
- どちらの場合も, P_i は一つの代入文となる.
 - $b := f_i(b)$
 - ここで f_i は原始帰納的関数.
- a の値に従って P_i を選ぶ部分も一つの代入文として書くことができる.
 - $b := \sum_{i=1}^k C_=(G_1(b), i) \times f_i(b)$

証明 (cont.)

- プログラムは下記のように変換することができる.



証明 (cont.)

- $f^\#(b, n) = f\left(f\left(f(\dots f(b))\right)\right)$ とする.
 - f を b に n 回適用したもの.
 - 原始帰納法で定義することができる:
 - $f^\#(b, 0) = b$
 - $f^\#(b, \text{suc}(n)) = f\left(f^\#(b, n)\right)$
- 繰り返し回数は, 最小解オペレータを使って表すことができる.

$$h(b) = f^\# \left(b, \mu_n \left(G_1 \left(f^\#(b, n) \right) > k \right) \right)$$
- したがって, プログラムの計算する関数は,
 - $G_m \left(h(G(1, x_1, \dots, x_n, 0, \dots, 0)) \right)$
- これは帰納的関数. (QED)

系

- 任意の帰納的関数は原始帰納的関数 f と原始帰納的述語 P を使って次のように表すことができる.

$$f(x_1, \dots, x_n, \mu_y(p(x_1, \dots, x_n, y)))$$

- μ は1つだけでかまわない
- 他はすべて原始帰納的関数

数学的帰納法

- 自然数 x に関する述語 $P(x)$ を証明するとき, 以下の2つを示す.
 - (基底) $x = 0$ のときに成り立つことを示す
 - (帰納) $x = n$ のときに成り立つと仮定して, $x = \text{suc}(n)$ のときにも成り立つことを示す.
- **数学的帰納法**(mathematical induction)により, すべての自然数 x に対して $P(x)$ は成り立つ.

$$\frac{P(0) \quad P(n) \supset P(\text{suc}(n))}{\forall x \in N \quad P(x)}$$

- たとえば, 次のことを**証明**することができる.

定理: $\text{add}(x, y) = \text{add}(y, x)$

補題 $add(0, x) = x$

補題: $add(0, x) = x$

Definition of add

- $add(x, 0) = x$
- $add(x, suc(y)) = suc(add(x, y))$

• 証明:

(基底) $x = 0$ のとき, 定義から $add(0, 0) = 0$ なので成り立つ.

(帰納) $x = n$ のときに成り立つと仮定すると, $add(0, n) = n$.

$x = suc(n)$ のとき,

$$\begin{aligned}
 \text{左辺} &= add(0, suc(n)) \\
 &= suc(add(0, n)) && (\because add \text{ の定義}) \\
 &= suc(n) && (\because \text{帰納法の仮定}) \\
 &= \text{右辺}
 \end{aligned}$$

数学的帰納法により, すべての自然数 x に対して, $add(0, x) = x$ である.

補題 $add(suc(x), y) = suc(add(x, y))$

補題: $add(suc(x), y) = suc(add(x, y))$

• 証明:

(基底) $y = 0$ のとき,

$$\begin{aligned} \text{左辺} &= add(suc(x), 0) \\ &= suc(x) && (\because add \text{ の定義}) \\ &= suc(add(x, 0)) && (\because add \text{ の定義}) \\ &= \text{右辺} \end{aligned}$$

Definition of add

- $add(x, 0) = x$
- $add(x, suc(y)) = suc(add(x, y))$

(帰納) $y = n$ のときに成り立つと仮定すると, $add(suc(x), n) = suc(add(x, n))$.

$y = suc(n)$ のとき,

$$\begin{aligned} \text{左辺} &= add(suc(x), suc(n)) \\ &= suc(add(suc(x), n)) && (\because add \text{ の定義}) \\ &= suc(suc(add(x, n))) && (\because \text{帰納法の仮定}) \\ &= suc(add(x, suc(n))) && (\because add \text{ の定義}) \\ &= \text{右辺} \end{aligned}$$

数学的帰納法により, すべての自然数 y に対して, $add(suc(x), y) = suc(add(x, y))$ である.

定理 $add(x, y) = add(y, x)$

定理: $add(x, y) = add(y, x)$

• 証明:

(基底) $y = 0$ のとき,

$$\text{左辺} = add(x, 0)$$

$$= x \quad (\because add \text{ の定義})$$

$$= add(0, x) \quad (\because 2つ前の補題)$$

$$= \text{右辺}$$

(帰納) $y = n$ のときに成り立つと仮定すると, $add(x, n) = add(n, x)$.

$y = suc(n)$ のとき,

$$\text{左辺} = add(x, suc(n))$$

$$= suc(add(x, n)) \quad (\because add \text{ の定義})$$

$$= suc(add(n, x)) \quad (\because 帰納法の仮定)$$

$$= add(suc(n), x) \quad (\because 1つ前の補題)$$

$$= \text{右辺}$$

Definition of add

- $add(x, 0) = x$

- $add(x, suc(y)) = suc(add(x, y))$

数学的帰納法により, すべての自然数 y に対して, $add(x, y) = add(y, x)$ である.

まとめ

- 原始帰納的関数：
 - 和と差と積
 - 原始帰納的述語
 - 四則演算は原始帰納的
- 帰納的関数：
 - 原始帰納的関数
 - 最小解演算子
- 帰納的関数は計算可能である.
- 計算可能な関数は帰納的関数である.

