

2. 計算可能性入門

2.3. for-times計算可能性

省略

2.4. 計算不可能性の証明と対角線論法

停止問題(停止性判定問題)

入力: プログラム A とそれへの入力 x

出力: A へ x を与えて実行させると(いつかは)停止するか?

ここでは1入力プログラムの停止問題のみ考えるが, この結果を多入力の場合に拡張することは可能.

(注意) プログラムも Σ^* 上にコード化可能.

つまり, A も x も Σ^* 上の文字列と考えることができる.



[A]

Chapter 2: Introduction to Computability

2.3. for-times Computability

omitted

2.4. Incomputability Proof and Diagonalization

Halting Problem (Problem of deciding whether it halts)

Input: a program A and an input x to it.

Output: Whether does it stop if x is given to A ?

Here we only consider the problem only for one-input programs, but we can generalize the argument into the cases of multiple inputs.

(Remark) Programs are also encoded into strings on Σ^* .

That is, A and x are also considered as strings on Σ^* .



各 $a, x \in \Sigma^*$ に対し,

$\text{IsProgram}(a)$

$\Leftrightarrow [a \text{ は 1 入力の文法的に正しい標準形プログラムのコード}]$

$\text{eval}(a, x)$

$\equiv \begin{cases} f_a(x), & \text{IsProgram}(a) \text{ のとき,} \\ ?, & \text{その他のとき.} \end{cases}$

$f_a(x)$: コード a が表すプログラムに入力 x を加えたときの出力の値. ($f_a(x)$ は部分関数)

定理2.16: IsProgram と eval は計算可能.

IsProgram : コンパイラ(lint)

eval(a, x) : コード a が表すプログラムに x を入力したときの実行をシミュレートすればよい.
つまり, インタープリタ. (エミュレータ)

詳細は4.3節

for $a, x \in \Sigma^*$

IsProgram(a)

\Leftrightarrow [a is a one-input grammatically correct standard program]

eval(a, x)

$\equiv \begin{cases} f_a(x), & \text{if IsProgram}(a), \\ ?, & \text{otherwise.} \end{cases}$

$f_a(x)$: output value when an input x is given to the program represented by the code a

Theorem 2.16: IsProgram and eval are computable.

IsProgram : compiler(lint program)

eval(a, x) : it suffices to simulate the behavior of the program for a code a with an input x , i.e. interpreter or emulator

refer to Section 4.3 for detail

述語Haltの定義

各 $a, x \in \Sigma^*$ に対し

$\text{Halt}(a, x)$

$\Leftrightarrow [\text{IsProgram}(a) \wedge [\text{入力 } x \text{ に対し } \lceil a \rceil \text{ は停止する. }]]$

コード a が表現するプログラム

例2.1 ループを含んでいても停止性を簡単に判定できる場合.

```

prog B(input w:  $\Sigma^*$ ): Boolean;
label LOOP;
begin
  if  $w \neq \varepsilon$  then LOOP: goto LOOP
    else halt(0) end-if
end.

```

実際のプログラムは
標準形でかかっていると仮定

- $\text{Halt}(\lceil B \rceil, \varepsilon)$: 入力 ε に対しプログラム B は停止.
- 任意の $x \in \Sigma^* - \{\varepsilon\}$ に対し, $\neg \text{Halt}(\lceil B \rceil, x)$

Bの停止性は
容易に判定できる

(注意) $\text{eval}(\lceil B \rceil, \varepsilon) = 0$ だが, $x \neq \varepsilon$ に対しては
 $\text{eval}(\lceil B \rceil, x) = \perp$ (未定義)

Definition of a predicate Halt

for $a, x \in \Sigma^*$

$\text{Halt}(a, x)$

$\Leftrightarrow [\text{IsProgram}(a) \wedge [\lfloor a \rfloor \text{ stops for an input } x]]$

Program described by code a

Ex.2.1 Halting is sometimes easily checked even with loops

prog B(input $w: \Sigma^*$): Boolean;

label LOOP;

begin

if $w \neq \varepsilon$ then LOOP: goto LOOP
else halt(0) end-if

Assume that the program is written
in the standard form

end.

▪ $\text{Halt}(\lfloor B \rfloor, \varepsilon)$: program B stops for an input ε

▪ $\neg \text{Halt}(\lfloor B \rfloor, x)$ for any $x \in \Sigma^* - \{\varepsilon\}$

Thus, we can easily check whether B halts or not.

(Remark) $\text{eval}(\lfloor B \rfloor, \varepsilon) = 0$ but, for $x \neq \varepsilon$

$\text{eval}(\lfloor B \rfloor, x) = \perp$ (undefined)

定理2.17 Haltは計算不可能

(証明)

背理法: Haltが計算可能だと仮定して矛盾を導く.

Haltが計算可能 \rightarrow Haltを計算するプログラム Haltが存在する.

その Haltを用いて, 次のようなプログラム Xを作る.

```
prog X(input w:  $\Sigma^*$ ):  $\Sigma^*$ ;
```

```
label LOOP;
```

実際には標準形で書かれていると仮定.

```
begin
```

```
  if Halt(w, w) then LOOP: goto LOOP
```

```
    else halt(0) end-if
```

```
end.
```

プログラム $[w]$ に w を入力したとき停止するかどうかを

プログラム Halt を呼び出して判定し,

答が *true* なら無限ループに入り,

答が *false* なら 0 を出力して停止する, というプログラム

Halt: プログラム, Halt: 述語

Theorem 2.17: Halt is incomputable.

(Proof)

By contradiction: Assume that **Halt** is computable.

Halt is computable \rightarrow There is a program **Halt** to compute **Halt**.

Using the **Halt**, we obtain the following program X.

```
prog X(input w:  $\Sigma^*$ ):  $\Sigma^*$ ;
```

```
label LOOP;
```

```
begin
```

Assume that it is written in the standard form

```
  if Halt(w, w) then LOOP: goto LOOP
```

```
    else halt(0) end-if
```

```
end.
```

Using the function **Halt** we check whether the program $[w]$ stops for an input w . If the answer is “HALT” then the program X enters infinite loop, and if it is “DO NOT HALT” then it stops.

Halt: program or function, **Halt**: predicate

$x_1 = \lceil X \rceil$ とし, x_1 を
プログラム X に入力

- (i) ループに入ってしまう, or
- (ii) 0 を出力して停止.

$X(w)$

プログラム $\lfloor w \rfloor$ に w を入力したとき停止するかどうかをプログラム **Halt** を呼び出して判定し,
答が *true* なら無限ループに入り,
答が *false* なら 0 を出力して停止する

(i) を仮定すると...

- ・プログラムがループに入るから, **Halt** (x_1, x_1) = *true*
- ・つまり $X(x_1)$ は停止する: 仮定に矛盾

(ii) を仮定すると...

- ・プログラムが終了するから, **Halt** (x_1, x_1) = *false*
- ・つまり $X(x_1)$ は停止しない: 仮定に矛盾

どちらの場合も矛盾を生じる。

したがって「**Halt** は計算可能」という仮定は誤り.

証明終

Halt: プログラム

Halt: 述語

Let $x_1 = \lceil X \rceil$ and input x_1 to the program X

- (i) enters an infinite loop, or
- (ii) stops normally with the output 0.

Case (i)

- Since it enters infinite loop, $\neg \text{Halt}(x_1, x_1)$
 - at the if statement in the program X we have $\text{Halt}(x_1, x_1) = \text{false}$
- So, halt(0) is executed (normal termination) : contradiction

Case (ii)

- Since it stops, $\text{Halt}(x_1, x_1)$ is true.
 - at the if statement in the program X we have $\text{Halt}(x_1, x_1) = \text{true}$
- So, it enters an infinite loop: contradiction

In either case we have a contradiction.

That is, the assumption that “Halt is computable” is wrong.

End of proof

Halt:program or function, Halt:predicate

定理2.18 次の関数 diag は計算不可能

$$\begin{aligned} \text{diag}(a) &= f_{-a}(a) \# 0, & \text{Halt}(a, a) \text{ のとき} \\ &= \varepsilon, & \text{その他のとき} \end{aligned}$$

証明:

計算可能な(1引数の)関数全体の集合を F_1 とする.

プログラムのコードは Σ^* の元だから,

“文法的に正しいプログラムのコード”を小さい順に $a_1, a_2, \dots, a_k, \dots$ と並べることができる。(長さ優先の辞書式順序)

F_1 の関数も $f_{-a_1}, f_{-a_2}, \dots, f_{-a_k}, \dots$ と並べることができる.

	$a_1, a_2, a_3, \dots, a_k$			
f_{-a_1}	1	ε	00	0
f_{-a_2}	0	\perp	1	ε
f_{-a_3}	0	11	0	11
⋮	⋮			
⋮	⋮			
f_{-a_k}	ε	ε	1	0
	f_{-a_i} の値			

$f_{-a_i}(a_j)$

	$a_1, a_2, a_3, \dots, a_k$			
10	ε	00
ε	00
00
00
	$\text{diag}(a_i)$ の値			

$\text{diag}(a_i) = w \# 0,$ $f_{-a_i}(a_i)$ の値 w が未定義 \perp でないとき
 $\varepsilon,$ その他のとき

Theorem 2.18 The following function diag is incomputable.

$$\text{diag}(a) \begin{cases} = f_{-a}(a) \# 0, & \text{if Halt}(a, a) \\ = \varepsilon, & \text{otherwise} \end{cases}$$

Proof:

Let F_1 be a set of all computable functions (with one argument).
 Since a code of a program is an element of Σ^* ,
 we can enumerate all grammatically correct program codes
 $a_1, a_2, \dots, a_k \dots$ in the psuedo-lexicographical order.

We can also enumerate all the functions of $F_1: f_{-a_1}, f_{-a_2}, \dots, f_{-a_k}, \dots$

	$a_1, a_2, a_3, \dots, a_k$
f_{-a_1}	1 ε 00 0
f_{-a_2}	0 \perp 1 ε
f_{-a_3}	0 11 0 11
⋮	⋮
⋮	⋮
f_{-a_k}	ε ε 1 0
	values of f_{-a_i}

$a_1, a_2, a_3, \dots, a_k$
10
ε
00
⋮
⋮
00
values of $\text{diag}(a_i)$

$\text{diag}(a_i) = w\#0$, if the value w of (f_{-a_i}, a_i) is not undefined \perp .
 ε , otherwise

diagはどの f_{a_i} とも異なる.

理由: $\text{diag}()$ と $f_{a_i}()$ は, 対角線の所で必ず異なる.

↓ $\text{diag}(a_i) \neq f_{a_i}(a_i)$

$\text{diag} \notin F_1$

つまり, 関数diagは計算可能でない.

証明終

[関数]の個数は[計算できる関数]の
個数よりも`多い`

対角線論法:

ある要素が無限集合に属さないことを示すための論法。

ある関数の集合 G が与えられたとき, その集合に属さない関数 g を構成する方法を与えている。

こうして構成した g は、対角成分がつねに異なるため、関数集合 G には属さない。

diag is different from any f_{a_i} .

Why: $\text{diag}()$ is different from $f_{a_i}()$ at its diagonal position.

$$\text{diag}(a_i) \neq f_{a_i}(a_i)$$

(two functions $f_1()$ and $f_2()$ are different if there exists an input x such that $f_1(x) \neq f_2(x)$.)



$\text{diag} \notin F_1$

That is, the function diag is not computable.

End of proof

The number of *functions* is “greater” than the number of *computable functions*.

Diagonalization

Given a set G of functions, construct a function g which does not belong to G .

対角線論法

可算無限集合: 自然数全体の集合との間に1対1対応がある集合のこと.

可算集合: 有限または可算無限である集合のこと.

つまり, 1つずつ要素を取り出してきて, もれなく書き並べられるもの

例1. 正の偶数全体の集合 E は可算無限である.

自然数全体の集合 N の要素 i と, E の要素 $2i$ を対とする1対1対応がある.

例2. 整数全体の集合 Z は可算無限である.

1対1対応がある. または, $Z = \{0, 1, -1, 2, -2, 3, -3, \dots\}$ と列挙できる.

例3. 有理数全体の集合は可算無限である. (なぜか?)

定理: 実数全体の集合 R は非可算である.

Diagonalization

Enumerable infinite set: a set with one-to-one correspondence with the set of all natural numbers

Enumerable set: finite or enumerable infinite set.

that is, a set whose elements are enumerable one by one.

Ex.1. The set E of all even positive integers is enumerable infinite.

one-to-one correspondence between an element i of the set of all natural numbers and an element $2i$ of the set E

Ex.2. The set Z of all integers is enumerable infinite.

We can enumerate them as $Z = \{0, 1, -1, 2, -2, 3, -3, \dots\}$.

Ex.3. The set R of all rational numbers is enumerable infinite. (Why?)

Theorem: The set R of all real numbers is not enumerable.

定理: 実数全体の集合 R は非可算である.

0以上1未満の実数全体の集合 S が非可算であることを対角線論法で証明する.
可算であると仮定すると, すべての要素を書き並べることができる:

$$0.a_{11}a_{12}a_{13}\dots$$

$$0.a_{21}a_{22}a_{23}\dots$$

$$0.a_{31}a_{32}a_{33}\dots$$

$$0.a_{41}a_{42}a_{43}\dots$$

$$0.a_{k1}a_{k2}a_{k3}\dots \quad \text{ただし, } a_{ij} \in \{0, 1, \dots, 9\}$$

上の並びで対角線上にある数に注目し, 新たな無限小数

$$x = 0.b_1b_2b_3\dots$$

を作る. ここで,

$$\text{if } a_{kk}=1 \text{ then } b_k = 2 \text{ else } b_k=1$$

として b_k を定める.

このように作られた無限小数は明らかに0と1の間の実数である.

しかし, 作り方から, 上に列挙したどの要素とも等しくない(対角線の所で必ず異なる).

つまり, x は S に属さないことになり, 矛盾である.

したがって, S が可算であるという仮定に誤りがある.

$$0.a_{11}a_{12}a_{13}\dots$$

$$0.a_{21}a_{22}a_{23}\dots$$

$$0.a_{31}a_{32}a_{33}\dots$$

$$0.a_{41}a_{42}a_{43}\dots$$

$$0.a_{k1}a_{k2}a_{k3}\dots a_{kk}$$

Theorem: The set R of all real numbers is not enumerable.

Using the diagonalization we prove that the set S of all real numbers between 0 and 1 is not enumerable. By contradiction, we assume that it is enumerable:

$$0.a_{11}a_{12}a_{13}\dots$$

$$0.a_{21}a_{22}a_{23}\dots$$

$$0.a_{31}a_{32}a_{33}\dots$$

$$0.a_{41}a_{42}a_{43}\dots$$

$$0.a_{k1}a_{k2}a_{k3}\dots \quad \text{where } a_{ij} \in \{0, 1, \dots, 9\}$$

Define a new real number x by collecting those digits in the diagonal

$$x = 0.b_1b_2b_3\dots$$

where b_k is defined by

$$\text{if } a_{kk}=1 \text{ then } b_k = 2 \text{ else } b_k=1$$

$$0.a_{11}a_{12}a_{13}\dots$$

$$0.a_{21}a_{22}a_{23}\dots$$

$$0.a_{31}a_{32}a_{33}\dots$$

$$0.a_{41}a_{42}a_{43}\dots$$

$$0.a_{k1}a_{k2}a_{k3}\dots a_{kk}$$

The number x defined above is obviously between 0 and 1, but it is different from any number listed above since it is different at its diagonal position.

That is, x does not belong to S , which is a contradiction.

Therefore, our assumption that S is enumerable is wrong.

例2.17 Haltの計算不可能性の証明の中で用いたプログラムX

```

prog X(input w:  $\Sigma^*$ ):  $\Sigma^*$ ;
label LOOP;
begin
  if Halt (w, w) then LOOP: goto LOOP
    else halt(0) end-if
end.

```

f_X : プログラムXが計算する関数

$$f_{a_i}(a_i) = \perp \text{ のとき, } \quad \neg \text{Halt}(a_i, a_i) \\ \therefore f_X(a_i) = 0$$

$$f_{a_i}(a_i) \neq \perp \text{ のとき, } \quad \text{Halt}(a_i, a_i) \\ \therefore f_X(a_i) = \perp$$

つまり, $f_X = f_{a_i}$ となる f_{a_i} は
計算可能な関数の集合 F_1 の中に存在しない.

★プログラムの個数は可算無限だが、関数の個数は非可算無限

Ex.2.17 Program X used in the proof of incomputability of Halt

```

prog X(input w:  $\Sigma^*$ ):  $\Sigma^*$ ;
label LOOP;
begin
  if Halt (w, w) then LOOP: goto LOOP
    else halt(0) end-if
end.

```

f_X : function computed by the program X

if $f_{a_i}(a_i) = \perp$ then $\neg \text{Halt}(a_i, a_i)$
 $\therefore f_X(a_i) = 0$

if $f_{a_i}(a_i) \neq \perp$ then, $\text{Halt}(a_i, a_i)$
 $\therefore f_X(a_i) = \perp$

That is, there is no function f_{a_i} in the set F_1 of functions such that $f_X = f_{a_i}$.

★ The number of programs is enumerable, while the number of functions is not.

2.5 計算不可能な関数の例

関数の性質についての述語は計算不可能になることが多い。

例2.19. 与えられたプログラムが計算する関数が恒等的に0か?

$$\text{Zero}(a) \Leftrightarrow \text{IsProgram}(a) \wedge \forall x [f_a(x) = 0]$$

Zeroは計算不可能.

```

prog Xa,x(input w: Σ*): Σ*;
const c1=a; c2=x;
begin
  if HaltInTime(c1,c2,|w|) then halt(1)
                                else halt(0) end-if
end.

```

ただし,

HaltInTime(a, x, t)

\Leftrightarrow [IsProgram(a) \wedge ($\lfloor a \rfloor(x)$ が t ステップ以内に停止)]

これは計算可能

2.5 Examples of incomputable functions

Predicates concerning on properties of functions are often incomputable.

Ex.2.19. Does a given program always output 0?

$$\text{Zero}(a) \Leftrightarrow \text{IsProgram}(a) \wedge \forall x[f _ a(x) = 0]$$

Zero is incomputable.

```

prog Xa,x(input w: Σ*): Σ*;
const c1=a; c2=x;
begin
  if HaltInTime (c1,c2,|w|) then halt(1)
                                else halt(0) end-if
end.

```

where,

$\text{HaltInTime}(a, x, t)$

$\Leftrightarrow [\text{IsProgram}(a) \wedge (\lfloor a \rfloor(x) \text{ stops within } t \text{ steps})]$

Computable!!

すべての $a, x \in \Sigma^*$ で

$$\begin{aligned} \text{Halt}(a, x) &\leftrightarrow \exists t[\text{HaltInTime}(a, x, t)] \\ &\leftrightarrow \exists w[X_{a,x}(w) \text{ が } 1 \text{ を出力}] \\ &\leftrightarrow \neg \text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil). \end{aligned}$$

つぎのようにして, $\text{Halt}(a, x)$ が否か判定可能

(1) a と x からプログラム $\lceil X_{a,x} \rceil$ のコードを求める.

(2) $\text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil)$ を判定する.

(3) $\neg \text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil) \Rightarrow \text{Halt}(a, x)$

$\text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil) \Rightarrow \neg \text{Halt}(a, x)$

```

prog Xa,x(input w: Σ*): Σ*;
const c1=a; c2=x;
begin
  if HaltInTime(c1,c2,|w|) then halt(1)
  else halt(0) end-if
end.
  
```

ここで, 関数 $\text{code}(a, x) \equiv \lceil X_{a,x} \rceil$ は計算可能.

よって, 上の(1)は計算可能. したがって, もしZeroが計算可能なら Haltも計算可能となり, 矛盾. すなわち, Zeroは計算不可能

for any $a, x \in \Sigma^*$

$$\begin{aligned} \text{Halt}(a, x) &\leftrightarrow \exists t[\text{HaltInTime}(a, x, t)] \\ &\leftrightarrow \exists w[X_{a,x}(w) \text{ outputs } 1] \\ &\leftrightarrow \neg \text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil). \end{aligned}$$

We can decide whether $\text{Halt}(a, x)$ or not as follows:

(1) Given a and x , obtain a code of a program $\lceil X_{a,x} \rceil$.

(2) Check $\text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil)$.

(3) $\neg \text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil) \Rightarrow \text{Halt}(a, x)$

$$\text{Zero}(\lceil X_{a,x} \rceil) \Rightarrow \neg \text{Halt}(a, x)$$

Here, the function $\text{code}(a, x) \equiv \lceil X_{a,x} \rceil$ is computable.

Thus, (1) is computable. Therefore, if Zero is computable, then Halt is also computable, a contradiction. That is, Zero is incomputable.

例2.20 与えられたプログラムは全域的か?

$$\text{Total}(a) \Leftrightarrow [\text{IsProgram}(a) \wedge \forall x[f_a(x) \neq \perp]]$$

与えられたプログラムAに対し, 次の作業を考える.

(1) その中のhalt文を探し出す. $\rightarrow \text{halt}(y)$ と仮定

(2) $\text{halt}(y) \rightarrow \text{if } y \neq 0 \text{ then T: goto T else halt}(y) \text{ end-if}$ と書き換える.

(3) 以上のことをすべてのhalt文について行う.

出来上がったプログラムをBとする.

プログラムAが0以外を出力すると必ず無限ループに陥る.

i.e., Aが常に0を出力しない限り, f_B は全域的にならない.

上記の変換は計算可能 \rightarrow 次の関数が計算可能

$$\begin{aligned} \text{replace}(a) &= b, \text{ IsProgram}(a) \text{ のとき,} \\ &= a, \text{ その他のとき.} \end{aligned}$$

ただし, b は $\lfloor a \rfloor$ を上のように変換したプログラムのコード

一方、 $\forall a \in \Sigma^* [\text{Zero}(a) \Leftrightarrow \text{Total}(\text{replace}(a))]$

よって, Totalが計算可能なら, Zeroも計算可能

i.e., Totalは計算不可能

Ex. 2.20 Is a given program total?

$$\text{Total}(a) \Leftrightarrow [\text{IsProgram}(a) \wedge \forall x[f_a(x) \neq \perp]]$$

Given a program A, consider the following computation.

- (1) Find all halt statements. \rightarrow assume that it is halt(y).
- (2) Rewrite: halt(y) \rightarrow if y \neq 0 then T: goto T else halt(y) end-if.
- (3) For each halt statement, do the above.

Let B be the resulting program.

If the program A outputs other than 0 then it enters infinite loop.
i.e., unless A always outputs 0, f_B is not total.

The above conversion is computable \rightarrow So is the following function
replace(a) = b , if IsProgram(a),

= a , otherwise,

where b is a code $\lfloor a \rfloor$ of the converted program.

Thus, (1) is computable. Therefore, if Zero is computable, then Halt is also computable, a contradiction. That is, Zero is incomputable.