

## 3. 計算可能性の分析

### 3.1. 関数から集合へ

関数の難しさ  $\rightarrow$  集合の難しさ



構造的解析

集合  $L \subseteq \Sigma^*$  の認識問題または決定問題 (recognition/decision problem)

$\Leftrightarrow$  与えられた文字列  $x$  が  $L$  に属するかどうかを判定

$L$  の特徴述語  $R_L(x) \leftrightarrow x \in L$

例3.1:  $\text{EVEN} = \{[n] : n \text{ は偶数}\}$ ,  $\text{EQ} = \{\langle a, b \rangle : a=b\}$

・ EQ の認識問題:

「与えられた文字列が  $\langle a, b \rangle$  という形をしていて、かつ  $a=b$  か？」

「2つの文字列は等しいか？」

正式には,  $\text{Eq}(x) \leftrightarrow \exists a, b [x = \langle a, b \rangle \wedge a = b]$

直観的には,  $\text{Eq}'(a, b) \leftrightarrow [a = b]$

$\text{Eq}$  と  $\text{Eq}'$  の難しさには殆ど差がないので、同じと思ってよい。

## 3. Analysis of Computability

### 3.1. From Functions to Sets

Hardness of a function  $\rightarrow$  hardness of a set



structural analysis

Problem of recognizing a set (or decision problem)

$L \subseteq \Sigma^*$ , recognition problem of a set  $L$

Given a string  $x$ , decide whether  $x$  belongs to  $L$  or not.

Characteristic predicate of  $L$   $RL(x) \leftrightarrow x \in L$

Ex.3.1 **EVEN** =  $\{ \lceil n \rceil : n \text{ is even} \}$ , **EQ** =  $\{ \langle a, b \rangle : a=b \}$

- Recognition of **EQ**: “Given a string, is it of the form  $\langle a, b \rangle$  and  $a=b$ ?” or “Are two strings equal to each other?”

Formally,  $Eq(x) \leftrightarrow \exists a, b [x = \langle a, b \rangle \wedge a=b]$

Intuitively  $Eq'(a, b) \leftrightarrow [a=b]$

There is little difference in hardness between  $Eq$  and  $Eq'$ , so they are considered the same.

以下では,

集合の認識問題の難しさ → 集合の難しさ

第1章: 問題 = 関数の計算問題

第2章: 問題 =  $\Sigma^*$ 上の関数の計算問題

第3章: 問題 =  $\Sigma^*$ 上の集合の認識問題

Yes/Noタイプのプログラムが存在する

定義3.1.  $\Sigma^*$ 上の集合は, その特徴述語が計算可能であるとき  
帰納的(recursive)であるという.

例3.2.  $\text{HALT} \equiv \{ \langle a, x \rangle : \text{Halt}(a, x) \}$

$\text{HALT}$ が帰納的  $\leftrightarrow$   $\text{Halt}$ が計算可能  
よって,  $\text{HALT}$ は帰納的でない.

帰納的集合  
計算可能集合  
認識可能集合  
決定可能集合

Hereafter,

hardness of recognition problem of a set  $\rightarrow$  hardness of a set

Chapter 1: Problem = Problem of computing a function

Chapter 2: Problem = Problem of computing a function on  $\Sigma^*$

Chapter 3: Problem = Problem of recognizing a set on  $\Sigma^*$

Def. 3.1: A set  $S$  is *recursive* if its characteristic predicate is computable.

Ex. 3.2.  $\text{HALT} \equiv \{ \langle a, x \rangle : \text{Halt}(a, x) \}$

$\text{HALT}$  is recursive  $\leftrightarrow$  Halt is computable

Thus,  $\text{HALT}$  is not recursive.

定理3.1. 与えられた  $\Sigma^*$  上の  $n$  引数関数  $f$  に対し、

BIT- $f \equiv \{ \langle x_1, \dots, x_n, \lceil i \rceil, d \rangle : f(x_1, \dots, x_n) \text{ の } i \text{ bit 目が } d \}$   
このとき、

BIT- $f$  が帰納的  $\Leftrightarrow f$  は計算可能

関数を計算する問題と  
集合を認識する問題とは  
本質的に同じ

Theorem 3.1. Given function  $f$  with  $n$  parameters over  $\Sigma^*$ ,

$\text{BIT-}f \equiv \{ \langle x_1, \dots, x_n, \lceil i \rceil, d \rangle : \text{the } i\text{-th bit of } f(x_1, \dots, x_n) \text{ is } d \}$

Then

$\text{BIT-}f$  is recursive  $\Leftrightarrow f$  is computable

## 2通りの問題記述方法

文字列等価性判定問題(EQ)

入力:  $\Sigma$ 上の文字列の組 $\langle a, b \rangle$

質問:  $a=b?$

直観的

与えられた $x$ に対し

“ $x \in EQ?$ ”を判定する問題

ただし,  $EQ = \{ \langle a, b \rangle : a=b \}$

正式

認識プログラム =  $\Sigma^*$ 型の入力変数をもつ1入力のプログラムで  
 どんな入力に対しても1または0を出力するもの.

認識プログラム $A$ に対して,

$A$ が入力 $x$ を受理(accept)  $\iff A(x)$ が1を出力する

記法:  $A(x) = \text{accept}$

$A$ が入力 $x$ を却下(reject)  $\iff A(x)$ が0を出力する

記法:  $A(x) = \text{reject}$

$A$ が集合 $L$ を認識(recognize)  $\iff L = \{ x : A(x) = \text{accept} \}$

$L$ が帰納的  $\iff L$ を認識するプログラムがある

## Two different ways of problem descriptions

### String equivalence(EQ)

Input: pair  $\langle a, b \rangle$  of strings on  $\Sigma$

Question:  $a=b?$

Intuitive

Given an  $x$ , determine whether

“ $x \in \text{EQ}?$ ”

where,  $\text{EQ} = \{ \langle a, b \rangle : a=b \}$

Formal

**Recognition program** = a program of one input on  $\Sigma^*$   
which outputs 1 or 0 for any input.

For a recognition problem  $A$

$A$  accepts an input  $x \iff A(x)$  outputs 1

notation:  $A(x) = \text{accept}$

$A$  rejects an input  $x \iff A(x)$  outputs 0

notation:  $A(x) = \text{reject}$

$A$  recognizes a set  $L \iff L = \{ x : A(x) = \text{accept} \}$

$L$  is **recursive**  $\iff$  **There is a program recognizing  $L$**



### 例3.3. 次に示すのは集合EQを認識するプログラム.

```

prog Eq(input <a, b>);
begin
  if a=b then accept else reject end-if
end.

```

halt(1)      halt(0)  
→                      →

input  $\langle a, b \rangle$ : 直観的には文字列の対 $\langle u, v \rangle$ を入力と考えていることを表す.  
 正確には「 $x$ が入力されると, それが  $x = \langle u, v \rangle$  の形になって  
 いるか調べ, そうならば変数  $a, b$  に  $u, v$  を代入して実行をはじめる.」

### 例3.4. $L$ : 有限集合 $L = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ .

このとき, 次の自明なプログラムで  $L, \bar{L}$  の認識が可能.

```

prog L(input x);
begin
  case x of
    a1: accept;
    :
    an: accept
  end-case;
  reject
end.

```

```

prog NotL(input x);
begin
  case x of
    a1: reject;
    :
    an: reject
  end-case;
  accept
end.

```

Ex.3.3 The following program recognizes the set EQ.

```

prog Eq(input <a, b>);
begin
  if a=b then accept else reject end-if
end.

```

input  $\langle a, b \rangle$ : intuitively implies that input is a pair of strings  $\langle u, v \rangle$ .

Formally, “if  $x$  is input, first check whether it is of the form  $x = \langle u, v \rangle$  and if so start the execution after substituting  $u$  and  $v$  into  $a$  and  $b$ .”

Ex.3.4.  $L$ : finite set  $L = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ .

Then, the following simple program can recognize  $L$  and  $\overline{L}$

<pre> prog L(input x); begin   case x of   a<sub>1</sub>: accept;   :   a<sub>n</sub>: accept end-case; reject end. </pre>	<pre> prog NotL(input x); begin   case x of   a<sub>1</sub>: reject;   :   a<sub>n</sub>: reject end-case; accept end. </pre>
--	---

## 3.2. 枚挙可能集合

Yes/Noタイプのプログラム

帰納的でない集合を認識するプログラムは存在しない.  
 but 弱い意味での“認識”を考えると話は別

プログラムAが集合Lを半認識する

すべての  $x \in \Sigma^*$  で

$$x \in L \leftrightarrow A(x) = \text{accept}$$

$$x \notin L \leftrightarrow A(x) = \perp \quad (A(x) \text{が停止しない})$$

集合Lは半帰納的  $\leftrightarrow$  集合Lを半認識するプログラムが存在

帰納的集合  $\subsetneq$  半帰納的集合

i.e., 認識可能な集合  $\subsetneq$  半認識可能な集合

## 3.2 Enumerable set

There is no program for recognizing a non-recursive set,  
but we have a different story if we consider weak “recognition”

Program  $A$  *semi-recognizes* a set  $L$

for every  $x \in \Sigma^*$

$x \in L \leftrightarrow A(x) = \text{accept}$

$x \notin L \leftrightarrow A(x) = \perp$  ( $A(x)$  does not stop)

A set  $L$  is semi-recursive  $\leftrightarrow$  semi-recognizing program of a set  $L$

Recursive sets  $\subsetneq$  semi-recursive sets

i.e., recognizable sets  $\subsetneq$  semi-recognizable sets

### 例3.5. Haltは帰納的ではないが, 半帰納的

(方針: プログラムとそれへの入力を与えられたとき, その停止性を調べるために実際に実行してみる.  
停止する場合には有限時間内に判明する.)

```
prog HALT(input <a, x>);
```

```
var t: num;
```

```
begin
```

```
  t:=0;
```

```
  while true do
```

```
    if HaltInTime(a, x, t) then accept end-if;
```

```
    t:=t+1;
```

```
  end-ehile
```

```
end.
```

文字列  $a$  が表すプログラムに  $x$  を入力すると  
 $t$  ステップ以内に停止する



上記のプログラムはHALTを半認識する.

もし  $\text{Halt}(a,x)$  なら、あるステップ数  $t$  が存在して、  
 $\text{HALT}(\langle a,x \rangle)$  は  $\text{HaltInTime}(a,x,t)$  を実行した時点で accept.

### Ex.3.5. Halt is not recursive but it is semi-recursive

(Strategy: given a program and an input to it, execute it to determine whether it stops or not.

If it stops, we know it within finite time.)

```
prog HALT(input <a, x>);
```

```
var t: num;
```

```
begin
```

```
  t:=0;
```

```
  while true do
```


```
    if HaltInTime(a, x, t) then accept end-if;
```

```
    t:=t+1;
```

```
  end-while
```

```
end.
```

when  $x$  is input to a program represented by a string  $a$ , it halts within  $t$  steps.



This program semi-recognizes HALT,

since HALT(<a,x>) will accept for some  $t$

when the program execute **HaltInTime**(a,x,t) if HALT( $a,x$ ).

(準備)  $RANGE(g)$ : 関数  $g$  の値域. 関数  $g$  を計算するプログラムの出力の集合

定理3.2. 集合  $L$  を空でない任意の集合とする. このとき, 次の2条件は同値である:

(a)  $L$  は半帰納的

(b)  $L = RANGE(g)$  となるような計算可能関数  $g$  が存在する.

(a)  $\rightarrow$  (b) の証明

$L$  は半帰納的  $\rightarrow L$  を半認識するプログラム  $A_L$  が存在

$c_1$ :  $L$  の任意の要素  
( $L \neq \emptyset$  より存在)

$A_L, c_1$  より,  
プログラム  $G$   
を構成

```

prog G(input w:  $\Sigma^*$ ):  $\Sigma^*$ ;
var x:  $\Sigma^*$  ; t: num;
begin
  if w  $\notin \Sigma^* \times \mathbb{N}$  then halt( $c_1$ ) end-if;
  x:=1st(w); t:=2nd(w);
  if HaltInTime( $\lceil A_L \rceil$ , x, t) then halt(x)
                                else halt( $c_1$ ) end-if
end.

```

プログラム  $G$  が計算する関数を  $g$  とし,  $g$  が (b) を満たすことを示す.

(Note)  $RANGE(g)$ : range of a function  $g$ , i.e.,  
set of all outputs of a program computing a function  $g$

**Theorem 3.2** Let  $L$  be an arbitrary non-empty set. Then, the following two conditions are equivalent:

(a)  $L$  is semi-recursive.

(b) There is a computable function  $g$  such that  $L = RANGE(g)$ .

**Proof:** (a)  $\rightarrow$  (b)

$L$  is semi-recursive  $\Rightarrow$  a program  $(A_L)$  that semi-recognizes  $L$  exists

$c_1$ : any element of  $L$

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

```
var x:  $\Sigma^*$  ; t: num;
```

```
begin
```

```
  if w  $\notin \Sigma^* \times \mathbb{N}$  then halt( $c_1$ ) end-if;
```

```
  x:=1st(w); t:=2nd(w);
```

```
  if HaltIn Time( $\lceil A_L \rceil$ , x, t) then halt(x) else halt( $c_1$ ) end-if
```

```
end.
```

Let  $g$  be a function computed by this program.

Then, we prove that  $g$  satisfies (b) as follows:



プログラムG: 入力 $\langle x, t \rangle$  に対して  $\text{HaltInTime}(\lceil A_L \rceil, x, t)$  なら  $\text{halt}(x)$ 、  
それ以外なら  $\text{halt}(c_1)$  を実行する

(1)  $g$  は計算可能で全域的

(2) すべての  $x \in L$  は  $A_L$  で受理されるから

$$L(x) = \text{accept} \rightarrow \exists t \in \mathbb{N} [\text{HaltInTime}(\lceil A_L \rceil, x, t)]$$

$$\rightarrow \exists t \in \mathbb{N} [G \text{ は } \langle x, t \rangle \text{ に対して } x \text{ を出力}]$$

よって、 $L$  のすべての要素は  $G$  の出力として現れる。

つまり  $L \subseteq \text{RANGE}(g)$ .

(3) 一方, どんな  $y \notin L$  に対しても  $A_L$  は停止しないから,

$$L(y) = \perp \rightarrow \forall t \in \mathbb{N} [\neg \text{HaltInTime}(\lceil A_L \rceil, y, t)]$$

$$\rightarrow \forall t \in \mathbb{N} [G \text{ は入力 } \langle y, t \rangle \text{ に対して } c_1 \text{ を出力}]$$

つまり、 $\overline{L}$  のどの要素  $y$  も  $G$  の出力として現れない。よって

$$\overline{L} \subseteq \text{RANGE}(g) \text{ つまり } \text{RANGE}(g) \subseteq L$$

$\Rightarrow$  (2), (3) より  $L = \text{RANGE}(g)$

▪  $g$  is computable and total

▪ Since any  $x \in L$  is accepted by  $A_L$ ,

$$\begin{aligned} L(x) = \text{accept} &\rightarrow \exists t \in \mathbb{N} [\text{HaltInTime}(\lceil A_L \rceil, x, t); \\ &\rightarrow \exists t \in \mathbb{N} [\mathbf{G} \text{ outputs } x \text{ for an input } \langle x, t \rangle] \\ &\rightarrow \exists w (= \langle x, t \rangle) \in \Sigma^* [g(w) = x] \end{aligned}$$

that is,  $L \subseteq \text{RANGE}(g)$

every element of  $L$  appears as an output of  $G$ .

▪ On the other hand, since  $L$  does not halt for any  $y \notin L$ ,

$$\begin{aligned} L(y) = \perp &\rightarrow \forall t \in \mathbb{N} [\neg \text{HaltInTime}(\lceil A_L \rceil, y, t)] \\ &\rightarrow \forall t \in \mathbb{N} [G \text{ outputs } c_1 \text{ for an input } \langle y, t \rangle] \\ &\rightarrow \forall y' \in \Sigma^*, \forall t \in \mathbb{N} [g(\langle y', t \rangle) \neq y] \\ &\quad y \notin L, c_1 \in L \text{ thus } y \neq c_1 \\ &\rightarrow \forall w \in \Sigma^* [g(w) \neq y] \end{aligned}$$

that is, no element  $y$  of  $\overline{L}$  appears as an output of  $G$ .

$$\overline{L} \subseteq \overline{\text{RANGE}(g)}$$

$$L \subseteq \text{RANGE}(g) \wedge \overline{L} \subseteq \overline{\text{RANGE}(g)}$$

$$L = \text{RANGE}(g)$$

**(b)→(a)の証明:**  $L = RANGE(g)$  となるような計算可能関数  $g$  が<sup>10/16</sup>  
存在するなら  $L$  は半帰納的

$g$  は計算可能  $\rightarrow$   $g$  を計算するプログラム  $G$  が存在  
 $G$  を用いて次のプログラム  $B$  を作る.

```
prog B(input x);  
var w:  $\Sigma^*$ ;  
begin  
  w :=  $\epsilon$  ;  
  while true do  
    if  $G(w) = x$  then accept end-if;  
    w := next(w)  
  end-while  
end.
```

$\rightarrow$  next は長さ優先辞書式順序  
で次の元を求める関数

- $\Sigma^*$  の元をすべて列挙して調べている.
- $G(w)=x$  となる  $w \in \Sigma^*$  が存在すれば,  $B(x)=\text{accept}$   
(存在しなければ停止しない)  
よってプログラム  $B$  は  $L$  を半認識する.

(証明終)

**Proof: (b)  $\rightarrow$  (a)**

i.e., there is a computable function  $g$  such that  $L = \text{RANGE}(g)$   
 $\longrightarrow L$  is semi-recursive

$g$  is computable  $\Rightarrow$  there is a program  $G$  that computes  $g$ .

Using this, we have the following program  $B$ .

```

prog B(input x);
var w: ;
begin
  w:=  $\epsilon$  ;
  while true do
    if  $G(w) = x$  then accept end-if;
    w:=next(w)
  end-while
end.

```

**next is a function that computes the next element in the pseudo-lexicographic order**

all the elements of  $\Sigma^*$  are checked in order.

if there is a  $w \in \Sigma^*$  such that  $G(w)=x$ , then  $x \in L$ .

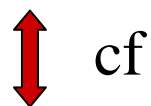
The above program semi-recognizes  $L$ .

(Q.E.D.)

定理3.3. 任意の無限集合 $L$ に対し, 次の2条件は同値.

(a)  $L$ は半帰納的

(b)  $L=RANGE(e)$ となるような計算可能で1対1の関数  $e$  が存在する.



定理3.2. 集合 $L$ を空でない任意の集合とする. このとき, 次の2条件は同値.

(a)  $L$ は半帰納的

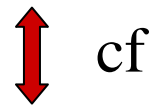
(b)  $L=RANGE(g)$ となるような計算可能関数  $g$  が存在する.

定理3.3の証明は省略

**Theorem 3.3.** For any infinite set  $L$ , the following two conditions are equivalent:

(a)  $L$  is semi-recursive.

(b) There is a computable one-to-one function  $e$  such that  $L = \text{RANGE}(e)$ .



**Theorem 3.2** Let  $L$  be an arbitrary non-empty set. Then, the following two conditions are equivalent:

(a)  $L$  is semi-recursive.

(b) There is a computable function  $g$  such that  $L = \text{RANGE}(g)$ .

Proof of Theorem 3.3 is omitted.

## 定理3.3

→ 半帰納的集合  $L$  には

$L = \{e(\varepsilon), e(0), e(1), e(00), e(01), e(10), e(11), e(000), \dots\}$

となるような1対1の計算可能関数  $e$  が存在する.

関数  $e$  は  $L$  を**枚挙** (enumerate)する

定義3.2. 集合  $L$  は次のいずれかが成り立つとき, (帰納的に)  
**枚挙可能**であるという(recursively enumerable).

(a)  $L$  は有限集合

(b)  $L$  を枚挙する関数で計算可能なものが存在.

注: 有限集合  $L$  に対しては  $L = \text{RANGE}(e)$ となるような  
 1対1の**全域関数**  $e$  などあり得ないので, 例外的に扱っている.

定理3.4 すべての集合  $L$  に対し,  
 $L$  が半帰納的  $\longleftrightarrow L$  が枚挙可能

## Theorem 3.3

→ for a semi-recursive set  $L$  there exists a computable one-to-one function such that

$$L = \{e(\varepsilon), e(0), e(1), e(00), e(01), e(10), e(11), e(000), \dots\}$$

We say the function  $e$  *enumerates*  $L$ .

**Def. 3.2** A set  $L$  is (recursively) enumerable if

- (a)  $L$  is a finite set, or
- (b) there is a computable function that enumerates  $L$ .

Remark: Finite sets are exceptional, since for any finite set  $L$  there is no total one-to-one function  $e$  such that  $L = \text{RANGE}(e)$ .

**Theorem 3.4** For any set  $L$  we have

$L$  is semi-recursive  $\iff L$  is enumerable



## 枚挙可能性と帰納性の比較

### A: 帰納的集合

- ✓  $A$  の特徴述語  $R_A(x)$  が計算可能.
- ✓  $x \in \Sigma^*$  に対し、 $x \in A$  かどうか判定可能
- ✓ どんな入力  $x \in \Sigma^*$  に対しても、  
いつも停止して Yes/No を答えてくれるプログラムが存在

### B: 枚挙可能集合

- ✓  $B$  を枚挙する関数が計算可能
- ✓ すべての  $B$  の要素を順番に出力するプログラムが存在

## Comparison between enumerability and recursiveness

*A*: recursive set  $\longrightarrow$  the characteristic predicate  $R_A(x)$  is computable

That is, for  $x \in \Sigma^*$  it is computable whether  $x \in A$

*B*: enumerable set  $\longrightarrow$  a function that enumerates *B* is computable

that is, we can enumerate all the elements of *B*

定理3.5. すべての集合  $L$  に対し, 次の条件は同値

(a)  $L$  は枚挙可能.

(b) 適当な計算可能述語  $R$  に対し,  $L = \{x: \exists w \in \Sigma^* [R(x, w)]\}$

(a)  $\rightarrow$  (b) の証明

$L$  は枚挙可能だから,  $L$  を枚挙する計算可能関数  $e$  が存在する.

$R(x, w) \equiv [e(w) = x]$  と定義

$e$  が  $L$  の枚挙関数なので,

$$\begin{aligned} L &= \{x: \exists w \in \Sigma^* [e(w) = x]\} \\ &= \{x: \exists w \in \Sigma^* [R(x, w)]\} \end{aligned}$$

$e$  は計算可能関数  $\rightarrow e$  を計算するプログラムが存在

しかも  $e$  は全域的なので, そのプログラムは必ず停止して答を出力  
よって, 述語  $R$  は計算可能

**Theorem 3.5.** For any set  $L$ , the following conditions are equivalent.

(a)  $L$  is enumerable.

(b) For some computable predicate  $R$ , we have

$$L = \{x: \exists w \in \Sigma^* [R(x, w)]\}$$

Proof : (a)  $\rightarrow$  (b)

$L$  is enumerable, so there is a computable function  $e$  enumerating  $L$ .

Define  $R(x, w) \equiv [e(w) = x]$

Since  $e$  is a function enumerating  $L$ ,

$$\begin{aligned} L &= \{x: \exists w \in \Sigma^* [e(w) = x]\} \\ &= \{x: \exists w \in \Sigma^* [R(x, w)]\} \end{aligned}$$

$e$  is computable  $\rightarrow$  there is a program that computes  $e$

Moreover,  $e$  is total, and thus the program always stops and outputs an answer. Thus, the predicate  $R$  is computable.

定理3.5. すべての集合  $L$  に対し, 次の条件は同値

(a)  $L$  は枚挙可能.

(b) 適当な計算可能述語  $R$  に対し,  $L = \{x: \exists w \in \Sigma^* [R(x, w)]\}$

(b)  $\rightarrow$  (a) の証明

条件(b)を満たす述語を計算する関数  $R(x, w)$  を使って,  
 $L$  を半認識するプログラム  $C$  が作れる.

```
prog C(input x);  
var w:  $\Sigma^*$ ;  
begin  
  w :=  $\epsilon$ ;  
  while true do  
    if  $R(x, w)$  then accept end-if;  
    w := next(w)  
  end-while  
end.
```

したがって,  $L$  は半帰納的, つまり枚挙可能.

証明終

**Theorem 3.5** For any set  $L$ , the following conditions are equivalent.

(a)  $L$  is enumerable.

(b) For some computable predicate  $R$ ,  $L = \{x: \exists w \in \Sigma^* [R(x, w)]\}$

Proof: (b)  $\rightarrow$  (a)

Using a program that computes a predicate satisfying the condition (b), we have a program that semi-recognizes  $L$ .

```
prog C(input x);  
var w:  $\Sigma^*$ ;  
begin  
  w :=  $\epsilon$ ;  
  while true do  
    if  $R(x, w)$  then accept end-if;  
    w := next(w)  
  end-while  
end.
```

Therefore,  $L$  is semi-recursive. That is, it is enumerable.

Q.E.D.

どんな枚挙可能集合  $L$  にも次の関係を満たす計算可能な述語  $R$  が存在

「すべての  $x \in \Sigma^*$  に対し,  $x \in L \iff \exists w \in \Sigma^*[R(x, w)]$ .」

$L$  の認識問題を  $\exists w[R(x, w)]$  という形の論理式で判定可能.  
逆に, そのような形で認識問題を判定できる集合が枚挙可能集合.

$\exists w[Q(x, w)]$  という形の論理式: 枚挙可能集合のための論理式  
(RE論理式)

$Q$  をこのRE論理式の核(kernel)という.

$L$  のRE論理式: 枚挙可能集合  $L$  に対するRE論理式

$L$  のRE論理式が  $\exists w[R(x, w)]$  のとき,

各  $x \in L$  に対し,  $R(x, w_x)$  となるような  $w_x \in \Sigma^*$  が存在する.

この  $w_x$  を ' $x \in L$ ' の**証拠**(witness)と呼ぶ.

For any enumerable set  $L$  there is a computable predicate  $R$  satisfying

“for any  $x \in \Sigma^*$ , we have  $x \in L \iff \exists w \in \Sigma^*[R(x, w)]$ .”

The problem of recognizing  $L$  can be determined by the predicate of the form  $\exists w[R(x, w)]$ .

Conversely, sets whose recognition problem can be determined in this way are enumerable sets.

predicate of the form  $\exists w[Q(x, w)]$ : predicate for enumerable sets  
(**RE predicate**)

$Q$  is a kernel of the RE predicate.

RE predicate for  $L$ : the RE predicate for an enumerable set  $L$

If the RE predicate of  $L$  is  $\exists w[R(x, w)]$ ,

for each  $x \in L$  there is  $w_x \in \Sigma^*$  such that  $R(x, w_x)$  is true.

Such  $w_x$  is called a **witness** for ‘ $x \in L$ ’