

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.

第4章 計算の複雑さ入門

4.1. 計算の複雑さの理論概観

「計算可能か？」→「どの程度の計算コストで計算可能か？」
計算の複雑さの理論 (Computational Complexity Theory)

- (1) 計算量の上限に関する研究
- (2) 計算量の下限に関する研究
- (3) 計算の難しさについての構造的な研究

(1) 計算量の上限に関する研究

効率のよいアルゴリズムの設計 (アルゴリズム理論)
ある問題 X に対して、それを解くアルゴリズム A があり、
サイズ n の **どんな問題例** に対しても A の時間計算量が
 $T(n)$ **以内** であるとき、アルゴリズム A の時間計算量の
上限 は $T(n)$

(**最悪時の漸近的**時間計算量)

Chap.4 Computational Complexity

4.1. Survey on Theory of Computational Complexity

“Computable?” → “How much cost is required for computation?”

Computational Complexity Theory

- (1) Studies on upper bound of computational cost
- (2) Studies on lower bound of computational cost
- (3) Structural studies on hardness of computation

(1) Studies on upper bound of computational cost

Algorithm Theory: design of efficient algorithms

Suppose we have an algorithm A which solves a problem X in at most time $T(n)$ for any input of size n . Then, an upper bound on the time complexity of the algorithm A is $T(n)$.

(asymptotic worst case time complexity)

(2) 計算量の下限に関する研究

問題 X に対するどんなアルゴリズムも最悪の場合には $T(n)$ 時間だけ必ずかかってしまうとき, 問題 X の時間計算量の下限は $T(n)$.

- ・ $P \neq NP$ 予想

- ・ 暗号システムの強さ

(3) 計算の難しさについての構造的な研究

“ XX 程度の難しさ”がもつ特徴について調べること.
難しさの程度による階層構造.

(2) Studies on lower bound of computational cost

If any algorithm for a problem X takes time $T(n)$ in the worst case, a lower bound on the time complexity of the problem X is $T(n)$.

- $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ conjecture
- Robustness of crypto system

(3) Structural studies on hardness of computation

Studies to characterize hardness in the level of “xx-hardness” hierarchical structure depending on the hardness

4.2. 計算時間の計り方

4.2.1. 標準形プログラム再考

定義4.1. (計算時間の定義)

A : k 入力標準形プログラム

x_1, x_2, \dots, x_k : A への入力

- 全体は while ループ
- 各行は
 - 1つの if 文+pcへの代入
 - 基本命令1つ+pcへの代入

A のwhileループ1回り分の実行を A での**1ステップ**という。

入力 x_1, x_2, \dots, x_k に対して A が停止するまでに回るwhileループの回数を **A の x_1, x_2, \dots, x_k に対する計算時間**(略して $A(x_1, x_2, \dots, x_k)$ の計算時間)という。ただし、停止しないとき、計算時間は無限大。

$time_A(x_1, x_2, \dots, x_k) \equiv A(x_1, x_2, \dots, x_k)$ の計算時間

$$time_A(l) \equiv \max \{ time_A(x_1, x_2, \dots, x_k) : \sum_{1 \leq i \leq k} |x_i| \leq l \}$$

4.2 Measuring Computation Time

4.2.1 Revisiting Programs in the Standard form

It consists of one while loop of

- one if + substitute to pc
- one basic states + sub. to pc
in each line

Definition 4.1 (Computation time)

A: program with k inputs in the standard form

x_1, x_2, \dots, x_k : inputs to A

Single execution of while loop in A is “**one step**” in A .

The number of iterations of the while loop required before A halts is called **the computation time of A for inputs x_1, x_2, \dots, x_k** (in short, computation time of $A(x_1, x_2, \dots, x_k)$).

If A does not halt, its computation time is infinite.

$time_A(x_1, x_2, \dots, x_k) \equiv$ computation time of $A(x_1, x_2, \dots, x_k)$

$time_A(l) \equiv \max\{time_A(x_1, x_2, \dots, x_k) : \sum_{1 \leq i \leq k} |x_i| \leq l\}$

標準形プログラム

```
prog プログラム名(input ...);
```

```
var pc:  $\Sigma^*$ ; ... ;  $\Sigma$ ; ... ;  $\Sigma^*$ ;
```

```
begin
```

```
  pc:=1;
```

```
  while pc  $\neq$  0 do
```

```
    case pc of
```

```
      1: (文);      各(文)の形は
```

```
      2: (文);
```

- if 比較文 then pc:= k_1 else pc:= k_2 end-if

```
      3: (文);
```

- 代入文; pc:= k ;

```
      .....
```

```
       $k$ : (文);      のいずれか.
```

```
    end-case
```

```
  end-while;
```

```
  halt( $\Sigma^*$ 型の変数);
```

```
end.
```

Programs in the standard form

```

prog program name (input ...);
var pc:  $\Sigma^*$ ; ... ;  $\Sigma$ ; ... ;  $\Sigma^*$ ;
begin
  pc:=1;
  while pc  $\neq$  0 do
    case pc of
      1: (statement);  Each statement must be either
      2: (statement);  if comparison then pc:= $k_1$  else pc:= $k_2$  end-if
      3: (statement);   or
      .....            substitution; pc:= $k$ ;
       $k$ : (statement);
    end-case
  end-while;
  halt(variable of type  $\Sigma^*$ );
end.

```

・各文が高々定数時間で実行できるための制約

u, u' : Σ 型の変数, v, v' : Σ^* 型の変数

c : Σ 型の定数, s : Σ^* 型の定数

(代入文) (1) $u := c$; (2) $u := u'$;

(3) $u := \text{head}(v)$; (4) $u := \text{tail}(v)$;

(5) $v := s$; ~~(6) $v := v'$; ??~~

(7) $v := \text{right}(v)$; (8) $v := \text{left}(v)$;

(9) $v := u \# v$; (10) $v := v \# u$;

(比較文) (11) $u = c$ (12) $v = s$

・ $v = v'$ の形の比較は禁止されている.

- Constraints to execute each statement in constant time

u, u' : variable of type Σ , v, v' : variable of type Σ^*
 c : constant of type Σ , s : constant of type Σ^*

(Substitution)

- (1) $u := c$; (2) $u := u'$;
 (3) $u := \text{head}(v)$; (4) $u := \text{tail}(v)$;
 (5) $v := s$; ~~(6) $v := v'$; ??~~
 (7) $v := \text{right}(v)$; (8) $v := \text{left}(v)$;
 (9) $v := u \# v$; (10) $v := v \# u$;

(Comparison)

- (11) $u = c$ (12) $v = s$

- comparison of the form $v = v'$ is forbidden

4.2.2. プログラムの時間計算量

プログラムの時間計算量を**入力サイズ**の関数として表現
(入力文字列の長さ)

妥当なコード化:

元の対象のサイズに定数倍の範囲内で忠実なコード化

例4.5: 1進表記と2進表記

「数のサイズはその桁数」との立場では
2進表記は妥当なコード化であるが、
1進表記は冗長なコード化

4.2.2. Time complexity of a program

The time complexity of a program is represented as a *function of input size* (length of an input string)

Valid Encoding :

Encoding into *at most constant times* larger than the original.

Ex.4.5: Unary and binary representations

Binary representation is a valid encoding in the standpoint of “size of a number is its number of bits”, but unary one is redundant.

定義4.3: 自然数上の関数 f, g に対し,

$$\exists c, d > 0, \forall n [f(n) \leq c g(n) + d]$$

となるとき, f は オーダー g であるといい, $f = O(g)$ と記述する.

★定数 c, d は n と無関係に定まることが必要.

定理4.1: 自然数上の任意の関数 f, g, h に対し次の関係が成立。

(1) $\forall n [f(n) \leq g(n)] \rightarrow f = O(g)$

(2) $\exists c > 0, \forall n [f(n) \leq c g(n)] \rightarrow f = O(g)$

(3) $[f = O(g) \text{ かつ } g = O(h)] \rightarrow f = O(h)$

Definition 4.3: For functions f and g on natural numbers, if
$$\exists c, d > 0, \forall n [f(n) \leq c g(n) + d]$$
then we say f is in the order of g and denote it by $f = O(g)$.

Remark: the constants c and d must be determined independently of n .

Theorem 4.1: The followings hold for any functions f , g and h on natural numbers:

1. $\forall n [f(n) \leq g(n)] \rightarrow f = O(g)$
2. $\exists c > 0, \forall n [f(n) \leq c g(n)] \rightarrow f = O(g)$
3. $[f = O(g) \text{ and } g = O(h)] \rightarrow f = O(h)$

4.2.3. 問題の時間計算量

定義4.4. Φ を計算問題とし, t を自然数上の関数とする.
いま Φ を計算するプログラム A と定数 $c, d > 0$ が存在して,
$$\forall l [time_A(l) \leq ct(l) + d]$$
ならば, Φ は $O(t)$ 時間計算可能, あるいは Φ の時間計算量は $O(t)$ であるという.

注意: ここでは計算問題として, 集合の認識問題を想定している.

直観的には「問題 Φ は t 時間以下で計算可能」という意味。

(注1) A の時間計算量は t より低いかもしれない.

(注2) A よりも速く Φ を計算するプログラムがあるかもしれない.

4.2.3. Time complexity of a problem

Def.4.4. Let Φ be a computing problem and t be a function over natural numbers. If we have a program A to compute Φ and some constants c and $d > 0$ such that

$$\forall l [time_A(l) \leq ct(l) + d]$$

then we say that Φ is computable in $O(t)$ time, or time complexity of Φ is $O(t)$.

Notice: We assume here that a computing problem is that of recognizing a set.

Intuitively

problem Φ is computable within time t

- time complexity of A may be less than t .
- there may be a faster program to compute Φ than A does.

例4.7. 素数判定問題の時間計算量

素数判定問題(PRIME)

入力: 自然数 n (ただし, 2進表記)

質問: n は素数か?

PRIME $\equiv \{ \lceil n \rceil : n \text{ は素数} \}$

```

prog Naive(input n);      2 ~ n-1の数で割ってみる
begin
  for each i := 1 < i < n do
    if n mod i = 0 then reject end-if
  end-for;
  accept
end.

```

← $\log n \cdot \log i$ 時間

$$\begin{aligned}
 \text{time_Naive}(n) &\leq \sum_{1 < i < n} (c \log n \log i + d) \\
 &= c \log n \log n! + dn = O(n(\log n)^2)
 \end{aligned}$$

n の長さを l とすると, l はほぼ $\log n$ だから, $\text{time_Naive} = O(l^2 2^l)$
 故に, 素数判定問題の時間計算量は (高々) $O(l^2 2^l)$

スターリングの公式:

$$n! \approx \sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n$$

余談:
 2002年に
 $O(l^6)$
 のアルゴリズム
 が考案された!!

Ex.4.7. Time complexity of the problem determining primes

Prime-determining problem(PRIME)

Input: a natural number n (binary representation)

Question: Is n prime?

PRIME $\equiv \{ \lceil n \rceil : n \text{ is prime} \}$

Stirling's Formula:

$$n! \approx \sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n$$

```

prog Naive(input n);      try to divide by numbers between 2 – n-1
begin
  for each i:= 1 < i < n do
    if n mod i = 0 then reject end-if
  end-for;
  accept
end.

```

$\log n \cdot \log i$ time

$O(l^6)$ time algorithm has
been proposed in 2002!!

$$\begin{aligned}
 \text{time_Naive}(n) &\leq \sum_{1 < i < n} (c \log n \log i + d) \\
 &= c \log n \log n! + dn = O(n(\log n)^2)
 \end{aligned}$$

When the length of n is l , l is approximately $\log n$. So, $\text{time_Naive} = O(l^2 2^l)$. Thus, time complexity of PRIME is $O(l^2 2^l)$.

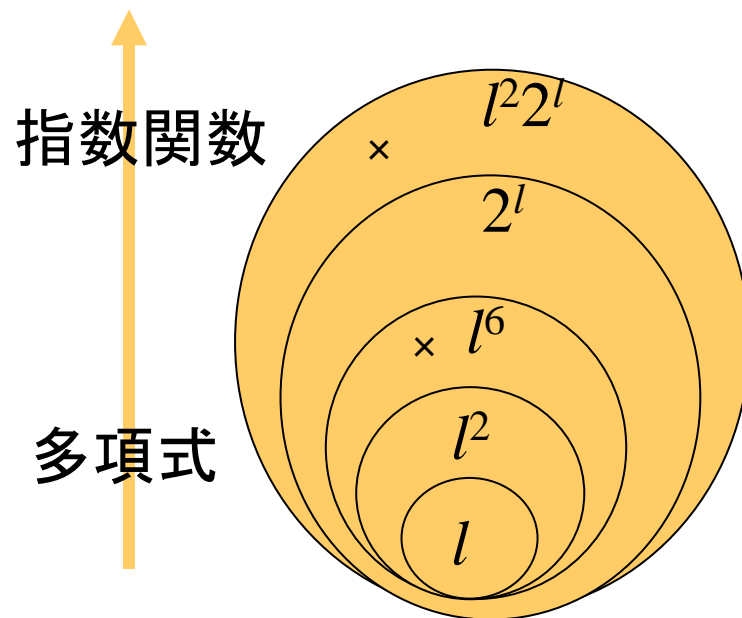
定義4.5.

自然数上の関数 t に対し, 時間計算量が $O(t)$ となる集合 (i.e., 認識問題) の全体を **$O(t)$ 時間計算量クラス** といい, そのクラスを **$\text{TIME}(t)$** と表す.

また, t のような関数を 制限時間 と呼ぶ.

たとえば, $O(l^2 2^l)$ 時間で認識可能な集合を集めたクラスが $\text{TIME}(l^2 2^l)$ であり, 集合 PRIME はその一要素.

$$\text{PRIME} \in \text{TIME}(l^2 2^l)$$

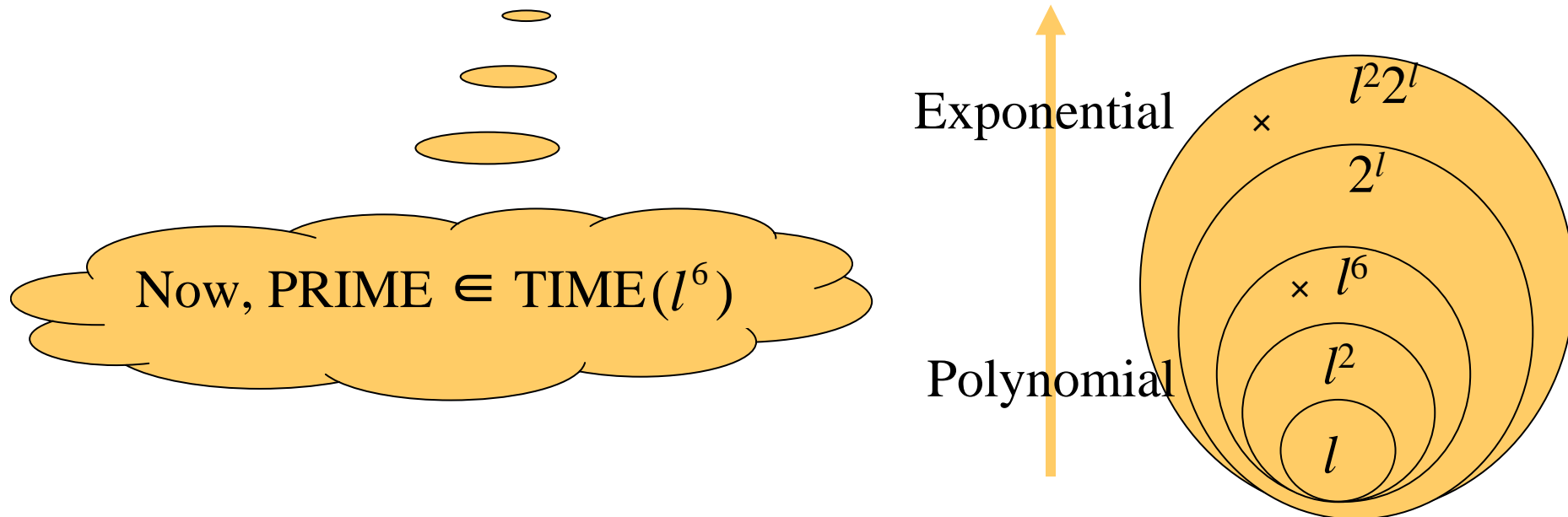


Def.4.5.

For a function t over natural numbers, the set of all sets (i.e. recognition problems) with time complexities $O(t)$ is called **$O(t)$ -time complexity class**, and it is denoted by **TIME(t)**. And such a function t is called a time limit.

For example, a class of sets recognizable in time $O(l^2 2^l)$ is TIME($l^2 2^l$), and the set PRIME is one element.

$$\text{PRIME} \in \text{TIME}(l^2 2^l)$$



第5章 代表的な計算量クラス

5.1. 代表的な時間計算量クラス

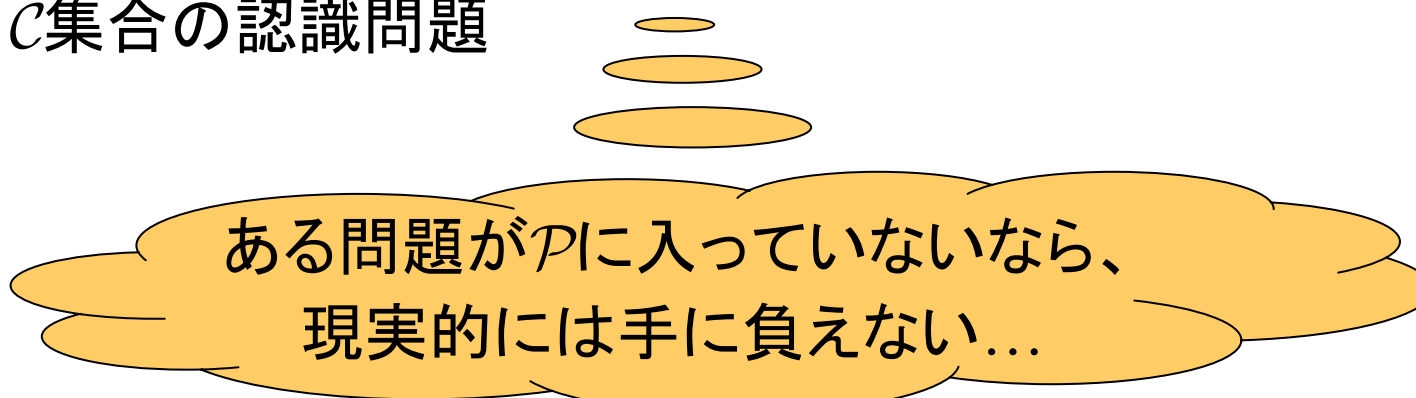
$$\mathcal{P} \equiv \bigcup_{p:\text{多項式}} \text{TIME}(p(l))$$

$$\mathcal{E} \equiv \bigcup_{c>1} \text{TIME}(2^{cl})$$

$$\mathcal{EXP} \equiv \bigcup_{p:\text{多項式}} \text{TIME}(2^{p(l)})$$

\mathcal{C} 集合: 計算量クラス \mathcal{C} に入る集合.

\mathcal{C} 問題: \mathcal{C} 集合の認識問題



ある問題が \mathcal{P} に入っていないなら、
現実的には手に負えない...

Chapter 5

Representative Complexity Classes

5.1. Representative time complexity classes

$$\mathcal{P} \equiv \bigcup_{p:\text{polynomial}} \text{TIME}(p(l))$$

$$\mathcal{E} \equiv \bigcup_{c>1} \text{TIME}(2^{cl})$$

$$\mathcal{EXP} \equiv \bigcup_{p:\text{polynomial}} \text{TIME}(2^{p(l)})$$

\mathcal{C} set: set in the complexity class \mathcal{C} .

\mathcal{C} problem: problem of recognizing a \mathcal{C} set.

Problems not in \mathcal{P} are intractable
from the practical viewpoint...

例5.1: クラス \mathcal{P} , \mathcal{E} , \mathcal{EXP} では, 多項式時間程度の違いは問題ではない.

\mathcal{P} : 多項式 \times 多項式 \rightarrow 多項式

\mathcal{E} : 2の線形乗 \times 多項式 \rightarrow 2の線形乗

\mathcal{EXP} : 2の多項式乗 \times 多項式 \rightarrow 2の多項式乗

例5.2: PRIMEの計算量クラス

例4.7 \rightarrow PRIME \in TIME(2^l)

故に, PRIME \in \mathcal{E}

余談: 2002年に $O(l^6)$ のアルゴリズムが考案されたので、今では \mathcal{P}

定義5.1. T: 制限時間の集合

$\bigcup_{t \in T} \text{TIME}(t)$: T時間計算量クラス

\rightarrow これをTIME(T)と表す.

定理5.1: (1) $\mathcal{P} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(l^c)$, (2) $\mathcal{EXP} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(2^{l^c})$

Ex.5.1: Polynomial makes no serious difference in the classes \mathcal{P} , \mathcal{E} , \mathcal{EXP} .

\mathcal{P} : polynomial \times polynomial \rightarrow polynomial

\mathcal{E} : linear power of 2 \times polynomial \rightarrow linear power of 2

\mathcal{EXP} : poly. power of 2 \times poly. \rightarrow poly. power of 2

Ex.5.2: Complexity class of PRIME

Ex.4.7 \rightarrow PRIME \in TIME(2^l)

Thus, PRIME \in \mathcal{E}

$O(l^6)$ time algorithm put
it in \mathcal{P} !!

Def.5.1: \mathbb{T} : set of time limits

$\bigcup_{t \in \mathbb{T}} \text{TIME}(t)$: \mathbb{T} time complexity class

\rightarrow It is denoted by TIME(\mathbb{T}).

Theorem 5.1 (1) $\mathcal{P} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(l^c)$, (2) $\mathcal{EXP} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(2^{l^c})$

定理5.1: (1) $\mathcal{P} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(l^c)$, (2) $\mathcal{EXP} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(2^{l^c})$

証明: (2)の証明は省略.

T_1 : l^c という形の多項式の集合.

T_2 : 多項式の全体

→ $T_1 \subseteq T_2$ なので, $\text{TIME}(T_1) \subseteq \text{TIME}(T_2)$

p : 任意の多項式 (p は T_2 の任意の要素)

多項式 p の最大次数を k とすると, $p(l) = O(l^k)$

定理4.3より,

$\text{TIME}(p(l)) \subseteq \text{TIME}(l^k) \subseteq \text{TIME}(T_1)$

したがって, $\text{TIME}(T_1) = \text{TIME}(T_2)$

証明終

定理4.3:

すべての制限時間 t_1, t_2 に対し、

$t_1 = O(t_2)$ ならば $\text{TIME}(t_1) \subseteq \text{TIME}(t_2)$

Theorem 5.1: (1) $\mathcal{P} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(l^c)$, (2) $\mathcal{EXPTIME} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(2^l)^c$

Proof: The proof of (2) is omitted.

T_1 : set of polynomials of the form of l^c .

T_2 : set of all polynomials

→ since $T_1 \subseteq T_2$, $\text{TIME}(T_1) \subseteq \text{TIME}(T_2)$

p : arbitrary polynomial (p is any element of T_2)

if the maximum degree of a polynomial p is k , $p(l) = O(l^k)$

From Theorem 4.3,

$\text{TIME}(p(l)) \subseteq \text{TIME}(l^k) \subseteq \text{TIME}(T_1)$

Therefore, $\text{TIME}(T_1) = \text{TIME}(T_2)$

Q.E.D.

Theorem 4.3:

For any times t_1, t_2 ,

$t_1 = O(t_2)$ implies $\text{TIME}(t_1) \subseteq \text{TIME}(t_2)$

例5.3. 命題論理式評価問題(PROP-EVAL)

入力: $\langle F, \langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle \rangle$

F は拡張命題論理式 $\wedge \vee \neg \rightarrow \leftrightarrow$

(a_1, a_2, \dots, a_n) は F に対する真理値割り当て

質問: $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$?

	$x \rightarrow y$	$x \leftrightarrow y$
(x, y)	$(\neg x \vee y)$	$((x \rightarrow y) \wedge (y \rightarrow x))$
$(0, 0)$	1	1
$(0, 1)$	1	0
$(1, 0)$	0	0
$(1, 1)$	1	1

Ex.5.3. Problem of evaluating propositional expression (PROP-EVAL)

Input: $\langle F, \langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle \rangle$

F is an extended prop. expression

(a_1, a_2, \dots, a_n) is a truth assignment to F

Question: $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$?

	$x \rightarrow y$	$x \leftrightarrow y$
(x, y)	$(\neg x \vee y)$	$((x \rightarrow y) \wedge (y \rightarrow x))$
$(0, 0)$	1	1
$(0, 1)$	1	0
$(1, 0)$	0	0
$(1, 1)$	1	1

例5.3. 命題論理式評価問題(PROP-EVAL)

入力: $\langle F, \langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle \rangle$

F は拡張命題論理式 $\wedge \vee \neg \rightarrow \leftrightarrow$

(a_1, a_2, \dots, a_n) は F に対する真理値割り当て

質問: $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$?

拡張命題論理式 F がコード化されたもの $\lceil F \rceil$ から計算木を作る.

計算木は $O(|\lceil F \rceil|^3)$ 時間で構成できる.

計算木が得られていれば, **ボトムアップ式**で

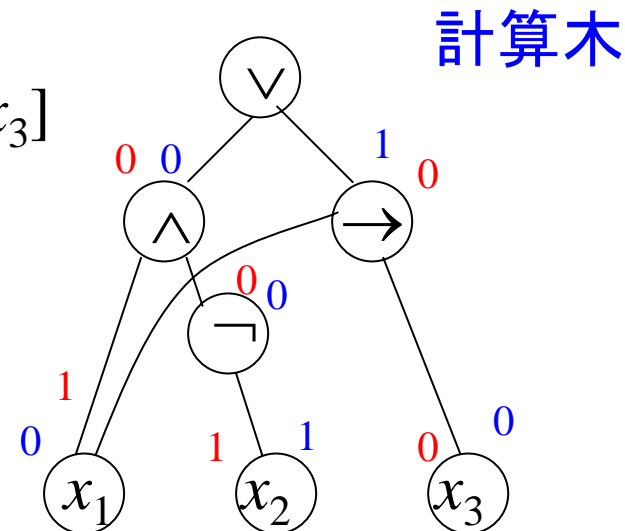
$F(a_1, a_2, \dots, a_n)$ の値は容易に計算可能. 0 1

例: $F(x_1, x_2, x_3) = [x_1 \wedge \neg x_2] \vee [x_1 \rightarrow x_3]$

$$F(0, 1, 0) = 1$$

$$F(1, 1, 0) = 0$$

よって PROP-EVAL $\in \mathcal{P}$



Ex.5.3. Problem of evaluating propositional expression (PROP-EVAL)

Input: $\langle F, \langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle \rangle$

F is an extended prop. expression

(a_1, a_2, \dots, a_n) is a truth assignment to F

Question: $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$?

Construct a computation tree from a code $\lceil F \rceil$ of ext. prop. expression

It is built in time $O(|\lceil F \rceil|^3)$.

If computation tree is available, we can easily obtain the value

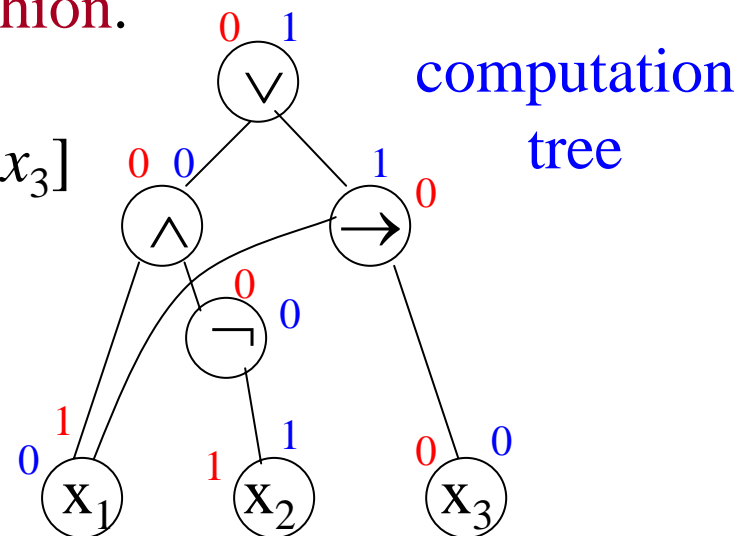
$F(a_1, a_2, \dots, a_n)$ in a **bottom-up fashion**.

Ex.: $F(x_1, x_2, x_3) = [x_1 \wedge \neg x_2] \vee [x_1 \rightarrow x_3]$

$$F(0, 1, 0) = 1$$

$$F(1, 1, 0) = 0$$

Hence PROP-EVAL $\in \mathcal{P}$



例5.3. 命題論理式充足性問題: 2和積形(2SAT)

入力: $\langle F \rangle$ F は2和積形命題論理式

質問: $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$ を満たす割り当てがあるか?

和積形:

$$F = (\bullet \vee \bullet \vee \dots \vee \bullet) \wedge (\bullet \vee \dots \vee \bullet) \wedge \dots \wedge (\dots)$$

- リテラルの論理和の論理積で表現されたもの

ちょうど/たかだか

k 和積形(k SAT)

- 和積形の各論理和が k 個のリテラルを含む

- 3SAT, 4SAT も同様に定義できる。
- SAT: 各論理和のリテラルの個数に制限がないもの
- ExSAT: 入力が拡張命題論理式(\rightarrow や \leftrightarrow も許す)

Ex. 5.3. 2-Satisfiability (2SAT)

Input: $\langle F \rangle$ F is 2-conjunctive normal form

Question: Is there any assignment such that $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$?

Conjunctive Normal Form (CNF)

$$F = (\bullet \vee \bullet \vee \dots \vee \bullet) \wedge (\bullet \vee \dots \vee \bullet) \wedge \dots \wedge (\dots)$$

- described by \wedge of \vee of literals.

k SAT

- Each clause contains k literals

exactly/at most

- We can define 3SAT, 4SAT similarly.
- SAT consists of any CNF.
- ExSAT consists of any extended propositional expression.

例5.4: 到達可能性問題(ST-CON)

入力: $\langle G, s, t \rangle$: 無向グラフ G , $1 \leq s, t \leq n (=|G|)$

質問: G 上で s から t への道があるか?

- 閉路とは、始点と終点が同じである路
- オイラー閉路とは、すべての辺を一度ずつ通る閉路
- ハミルトン閉路とは、すべての頂点を一度ずつ通る閉路

例5.4: 一筆書き閉路問題(DEULER)

入力: $\langle G \rangle$: 有向グラフ G

質問: G はオイラー閉路をもつか?

例5.5: ハミルトン閉路問題(DHAM)

入力: $\langle G \rangle$: 有向グラフ G

質問: G はハミルトン閉路をもつか?

Ex. 5.4: Graph reachability problem (ST-CON)

Input: $\langle G, s, t \rangle$: an undirected graph G , $1 \leq s, t \leq n (=|G|)$

Question: Does G have a path from s to t ?

- **Cycle** is a path that shares two endpoints.
- **Euler cycle** is a cycle that visits all **edges** once.
- **Hamiltonian cycle** is a cycle that visits all **vertices** once.

Ex. 5.4: Euler cycle problem (DEULER)

Input: $\langle G \rangle$: a directed graph G

Question: Does G have an Euler cycle?

Ex. 5.5 Hamiltonian cycle problem (DHAM)

Input: $\langle G \rangle$: a directed graph G

Question: Does G have a Hamiltonian cycle?

以下の事実が知られている:

- ▶ 以下の問題は \mathcal{P} に属する:
 - ✓ PROP-EVAL, 2SAT, ST-CON, DEULER

- ▶ 以下の問題は \mathcal{E} に属する、が、、、
 - ✓ 3SAT, DHAM



\mathcal{P} と \mathcal{E} の間(?)のクラス \mathcal{NP}

It is known that:

- The following problems are in \mathcal{P} :
 - ✓ PROP-EVAL, 2SAT, ST-CON, DEULER

- The following problems are in \mathcal{E} , but...
 - ✓ 3SAT, DHAM



The class \mathcal{NP} between \mathcal{P} and \mathcal{E} ?