

I216 Computational Complexity  
and  
Discrete Mathematics

by

Prof. Ryuhei Uehara

and

Prof. Atsuko Miyaji

# 1216 計算量の理論と離散数学

上原隆平、宮地充子

# Computational Complexity

- Goal 1:
  - “*Computable Function/Problem/Language/Set*”
- Goal 2:
  - How can you show “*Difficulty of Problem*”
    - There are *intractable* problems even if they are computable!
      - because they require too many resources (time/space)!
    - Technical terms;
      - The class NP, P≠NP conjecture, NP-hardness, reduction

# 計算量の理論

- ゴール1:
  - “計算可能な関数/問題/言語/集合”
- ゴール2:
  - 「問題の困難さ」を示す方法を学ぶ
    - 計算可能な問題であっても、手におえない場合がある！
      - 計算に必要な資源(時間・領域)が多すぎる時
    - 関連する専門用語;
      - クラスNP,  $P \neq NP$ 予想, NP困難性, 還元

# 5. Computational Complexity

## 5.0. Overview

- “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

# 5. 計算量の理論

## 5.0. 概要

- 「計算可能」

➔ 計算にどのくらいの資源(コスト)が必要か？

- 計算量の理論

1. 計算量の上界の研究
2. 計算量の下界の研究
3. 計算の困難性の階層構造の研究

# 5. Computational Complexity

## 5.0.1. **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]

# 5. 計算量の理論

## 5.0.1. 計算量の上界の研究

アルゴリズム論: 効率の良いアルゴリズムの設計

- アルゴリズム  $A$  が問題  $X$  を **大きさ  $n$  のどんな入力** に対しても **高々  $T(n)$**  時間で解けるとする.
- このとき, アルゴリズム  $A$  の時間計算量の **上界** は  $T(n)$  である.

[最悪な場合の漸近的な時間計算量]



# 5. Computational Complexity

## 5.0.2. **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  $T(n)$ .

- $P \neq NP$  conjecture
- Robustness of crypto system

## 5.0.3. **Structural studies on hardness of computation**

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

# 5. 計算量の理論

## 5.0.2. 計算量の下界の研究

問題 $X$ に対するどんなアルゴリズムも最悪の場合 $T(n)$ 時間かかるとき, 問題 $X$ の時間計算量の下界は $T(n)$ である.

- $P \neq NP$  予想
- 暗号システムの頑健性

## 5.0.3. 計算の困難性の階層構造の研究

問題の困難性に関する概念「 $xx$ 困難性」の階層構造の特徴付けを研究する

# 5. Computational Complexity

## 5.1. Measuring Computation Time

### 5.1.1. Time complexity of a Turing machine

#### Definition:

Let  $M$  be a (deterministic) Turing machine that halts on all inputs.

The running time or time complexity of  $M$  is the function  $f:\mathbb{N}\rightarrow\mathbb{N}$  s.t.

$f(n)$  is the maximum number of steps of  $M(x)$  for all  $x$  of length  $n$

In the case,

- we say that  $M$  runs in time  $f(n)$
- $M$  is an  $f(n)$  time Turing machine

We need further *tools* to estimate/compare algorithms

[Note]

- $f(n)$  takes the maximum for all strings of length  $n$  (worst case complexity)
- usually,  $f(n)$  may be monotone increasing function, but...?

# 5. 計算量の理論

## 5.1. 計算時間の評価

### 5.1.1. チューリングマシンの時間計算量

**定義:** どんな入力に対しても停止する(決定性)チューリングマシンを $M$ とする. このとき $M$ の実行時間または時間計算量は以下を満たす関数  $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$  である:

$f(n)$  は長さ $n$ のすべての入力 $x$ に対する $M(x)$ のステップ数の最大値

このとき,

- $M$ の実行時間は  $f(n)$ 時間
- $M$ は $f(n)$ 時間チューリングマシンという

アルゴリズムを評価/比較するためにはさらなる道具が必要.

[注意]

- $f(n)$  は長さ $n$ の文字列すべてに対する最大値をとっている (最悪の場合の実行時間)
- 通常,  $f(n)$  は単調増加関数だが...?

# 5. Computational Complexity

5 minutes exercise:  
Show one of three in Ex. 2.

## 5.1. Measuring Computation Time

### 5.1.2. Big-O notation

**Definition:** For functions  $f$  and  $g$  on natural numbers, if

$$\exists c, n_0 > 0, \forall n \geq n_0 [f(n) \leq c g(n)]$$

then we say  $f(n)$  is in the order of  $g(n)$  and denote it by  $f(n) = O(g(n))$ .

**Remark:** the constants  $c$  and  $n_0$  must be determined independently of  $n$ .

**Ex. 1:** The followings hold for any functions  $f$ ,  $g$  and  $h$  on natural numbers:

1.  $\forall n [f(n) \leq g(n)] \rightarrow f(n) = O(g(n))$
2.  $[f(n) = O(g) \text{ and } g(n) = O(h(n))] \rightarrow f(n) = O(h(n))$

**Ex. 2:** Prove the following:

1.  $5n^3 + 4n^2 + n = O(n^3)$
2.  $5n^3 + 4n^2 + n = O(n^4)$
3.  $5n^3 + 4n^2 + n \neq O(n^2)$

[Comment] Some people write as  $f(n) \in O(g(n))$

# 5. 計算量の理論

## 5.1. 計算時間の評価

### 5.1.2. O記法

**定義:** 自然数上の関数  $f$  と  $g$  に対し,  
 $\exists c, n_0 > 0, \forall n \geq n_0 [f(n) \leq c g(n)]$   
が成立するなら,  $f(n)$  は オーダー  $g(n)$  の関数といい,  $f(n) = O(g(n))$  と書く.

**注意:** 定数  $c$  と  $n_0$  は  $n$  とは 独立に 決められる必要がある.

**例1:** 自然数上の任意の関数  $f, g, h$  に対して以下が成立:

1.  $\forall n [f(n) \leq g(n)] \rightarrow f(n) = O(g(n))$
2.  $[f(n) = O(g) \text{ and } g(n) = O(h(n))] \rightarrow f(n) = O(h(n))$

**例2:** 以下を示せ:

1.  $5n^3 + 4n^2 + n = O(n^3)$
2.  $5n^3 + 4n^2 + n = O(n^4)$
3.  $5n^3 + 4n^2 + n \neq O(n^2)$

[コメント]  $f(n) \in O(g(n))$  と書く人もいる

# 5. Computational Complexity

## 5.1. Measuring Computation Time

### 5.1.3. Time complexity of a problem

**Definition:** Let  $\Phi$  be a computing problem and  $f(n)$  be a function over natural numbers. If we have a program  $A$  to compute  $\Phi$  that runs in time  $f(n)$  such that

$$\exists c, n_0 > 0, \forall n \geq n_0 [f(n) \leq c g(n)]$$

then we say that  $\Phi$  is computable in  $O(g(n))$  time, or time complexity of  $\Phi$  is  $O(g(n))$ .

**Remark:** the constants  $c$  and  $n_0$  must be determined independently of  $n$ .

Intuitively,

“problem  $\Phi$  is computable within time  $f(n)$ ” means

- time complexity of  $A$  may be less than  $f(n)$ .
- there may be a faster program to compute  $\Phi$  than  $A$  does.

It only gives **an upper bound** of the complexity of the problem.

Our analysis may be improved

Better algorithm may be found

# 5. 計算量の理論

## 5.1. 計算時間の評価

### 5.1.3. 問題の時間計算量

**定義:**  $\Phi$  を計算問題,  $f(n)$  を自然数上の関数とする.  
 $\Phi$  を計算するプログラム  $A$  が  $f(n)$  時間で動作して以下を満たすとする.  
 $\exists c, n_0 > 0, \forall n \geq n_0 [f(n) \leq c g(n)]$   
このとき  $\Phi$  は  $O(g(n))$  時間で計算可能, または  $\Phi$  の時間計算量は  $O(g(n))$  である.

**注意:** 定数  $c$  と  $n_0$  は  $n$  とは独立に決められる必要がある.

直観的には,

「問題  $\Phi$  が  $f(n)$  時間で計算可能」というとき,

- ・  $A$  の時間計算量は  $f(n)$  より小さいかもしれない
- ・  $A$  よりも速く  $\Phi$  を計算するアルゴリズムがあるかもしれない

問題の複雑さに関する上界を与えているにすぎない

解析を改善できるかもしれない

より速いアルゴリズムが見つかるかもしれない



## 5.\*. Column: A history of the PRIME problem

### PRIME

Input : a natural number  $n$  (binary representation)

Question: Is  $n$  prime?

PRIME  $\equiv \{n : n \text{ is prime}\} = \{2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, \dots\}$

Stirling's Formula :

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

program Naive(input n);

begin

try to divide by numbers between  $2 \sim n-1$

for each  $i := 1 < i < n$  do

if  $n \bmod i = 0$  then reject end-if

end-for;

$\log n \cdot \log i$  time

accept

end.

$O(l^6)$  time algorithm was developed in 2002!!

$$\text{running time} \leq \sum_{1 < i < n} (c \log n \log i + d)$$

$$= c \log n \log n! + dn = O(n(\log n)^2)$$

When the length of  $n$  is  $l$ ,  $l$  is approximately  $\log n$ . So, the running time is  $O(l^2 2^l)$ .

Thus, time complexity of PRIME is  $O(l^2 2^l)$ .

## 5.\*. 素数判定問題の歴史

### PRIME

入力: 自然数  $n$  (2進数で表現)

質問:  $n$  は素数か?

PRIME  $\equiv \{n : n \text{ は素数}\} = \{2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, \dots\}$

スターリングの公式:

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

```
program Naive(input n);
```

```
begin
```

```
  for each  $i := 1 < i < n$  do
```

```
    if  $n \bmod i = 0$  then reject end-if
```

```
  end-for;
```

```
  accept
```

```
end.
```

2~n-1までのすべての数で実際に割ってみる

$\log n \cdot \log i$  time

$O(l^6)$ 時間アルゴリズムが  
2002年に開発された!!

$$\text{実行時間} \leq \sum_{1 < i < n} (c \log n \log i + d)$$

$$= c \log n \log n! + dn = O(n(\log n)^2)$$

自然数  $n$  を表現した文字列の長さを  $l$  とすると,  $l$  はおおよそ  $\log n$  である.

したがって実行時間は  $O(l^2 l)$  である.

よって PRIME の時間計算量は  $O(l^3)$  である.

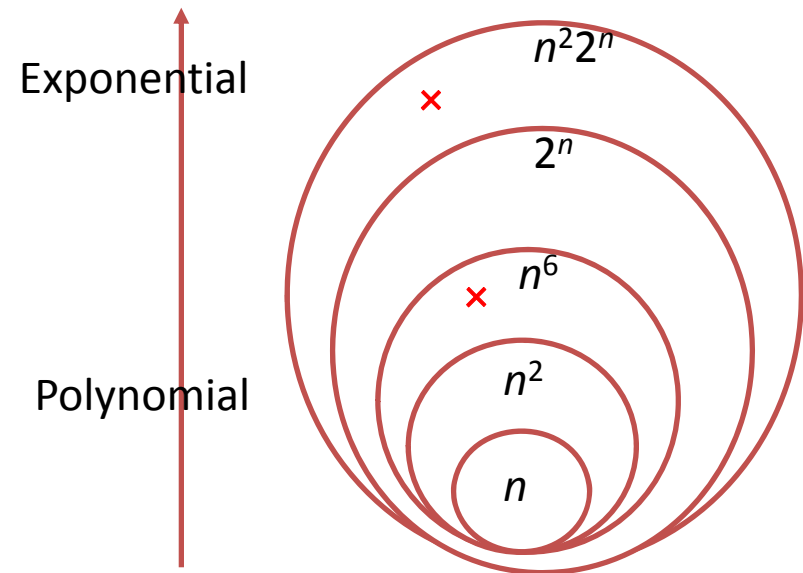
# 5. Computational Complexity

## 5.1. Time Complexity Classes

### 5.1.3. Time complexity of a problem

**Definition:** For a function  $t(n)$  over natural numbers, the set of all sets (i.e. recognition problems) with time complexities  $O(t(n))$  is called  **$O(t(n))$ -time complexity class**, and it is denoted by  **$\text{TIME}(t(n))$** . Such a function  $t(n)$  is called a time limit.

Ex. 1 PRIME was in  $\text{TIME}(n^2 2^n)$ ,  
but now it is in  $\text{TIME}(n^6)$ .



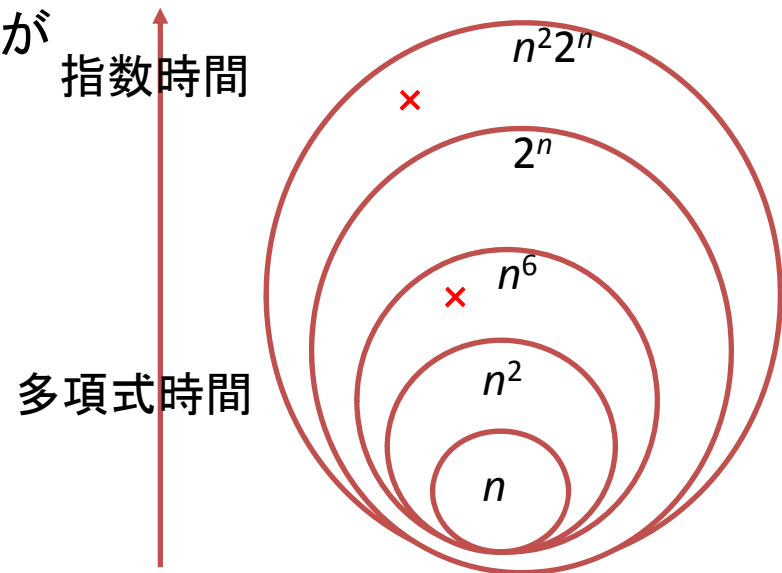
# 5. 計算量の理論

## 5.1. 計算時間の評価

### 5.1.3. 問題の時間計算量

**定義:** 自然数上の関数  $t(n)$  に対して, 時間計算量  $O(t(n))$  の集合(認識問題)全体の集合を  **$O(t(n))$ 時間計算量クラス** とよび,  **$\text{TIME}(t(n))$**  とかく. こうした関数  $t(n)$  は制限時間と呼ぶ.

例1 PRIME は  $\text{TIME}(n^2 2^n)$  の要素であったが  
今は  $\text{TIME}(n^6)$  の要素.



# 5. Computational Complexity

## 5.1. Time Complexity Classes

### 5.1.3. Time complexity of a problem

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

## 5.2. Representative time complexity classes

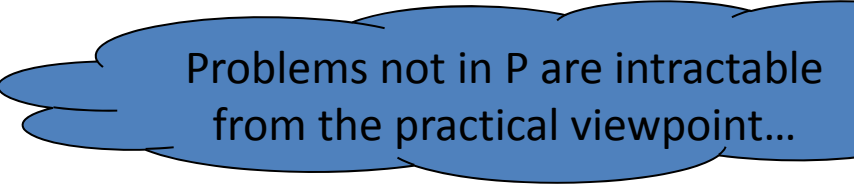
$$P \equiv \bigcup_{p:\text{polynomial}} \text{TIME}(p(l))$$

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

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

C set: set in the complexity class C.

C problem: problem of recognizing a C set.



Problems not in P are intractable from the practical viewpoint...

# 5. 計算量の理論

## 5.1. 計算時間の評価

### 5.1.3. 問題の時間計算量

**定義:** 自然数上の関数  $t(n)$  に対して, 時間計算量  $O(t(n))$  の集合(認識問題)全体の集合を  **$O(t(n))$ 時間計算量クラス** とよび,  **$TIME(t(n))$**  とかく. こうした関数  $t(n)$  は制限時間と呼ぶ.

## 5.2. 代表的な計算量クラス

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

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

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

C集合: 計算量クラスCに入る集合.

C問題: C集合の認識問題

ある問題がPに入っていないなら、現実的には手に負えない...

**Ex.5.1:** Polynomial makes no serious difference in the classes P, E, EXP.

P: polynomial  $\times$  polynomial  $\rightarrow$  polynomial

E: linear power of 2  $\times$  polynomial  $\rightarrow$  linear power of 2

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  $\in$  E

$O(l^6)$  time algorithm puts it into P!!

**Def.5.1:** T: set of time limits

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

$\rightarrow$  It is denoted by TIME(T).

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

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

P: 多項式  $\times$  多項式  $\rightarrow$  多項式

E: 2の線形乗  $\times$  多項式  $\rightarrow$  2の線形乗

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  $\in$  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)  $P = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(l^c)$ , (2)  $\text{EXP} = \bigcup_{c>0} \text{TIME}(2^{l^c})$



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

**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  $k$ ,  $p(l) = O(l^k)$

Now, for any times  $t_1, t_2$ ,

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

Therefore,

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

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

Q.E.D.

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

**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,  $p(l) = O(l^k)$

ここで、すべての制限時間  $t_1, t_2$  に対し、

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

したがって

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

よって  $\text{TIME}(T_1) = \text{TIME}(T_2)$

証明終

# 5. Computational Complexity

## 5.2. Representative Time Complexity Classes

### 5.2.2. Representative problems and their complexity

#### 5.2.2.1. Problem of evaluating propositional expression (PROP-EVAL)

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

- $F$  is an extended propositional 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

# 5. 計算量の理論

## 5.2. 代表的な時間計算量クラス

### 5.2.2. 代表的な問題とその計算量

#### 5.2.2.1. 命題論理式の評価 (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

・  $(a_1, a_2, \dots, a_n)$  は  $F$  への真偽値割当て

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

# 5. Computational Complexity

## 5.2. Representative Time Complexity Classes

### 5.2.2. Representative problems and their complexity

#### 5.2.2.1. 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:  $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$ ?

PROP-EVAL  $\in$  P

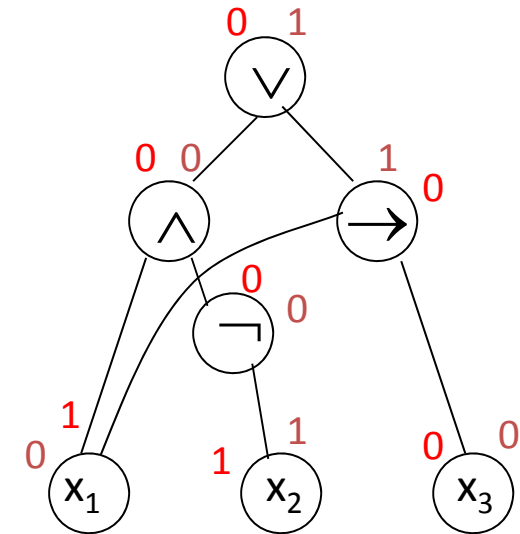
Construct a *computation tree* from a code of  $F$ .

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

Once computation tree is built,  
we can easily obtain the value

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

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



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

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

computation tree

# 5. 計算量の理論

## 5.2. 代表的な時間計算量クラス

### 5.2.2. 代表的な問題とその計算量

#### 5.2.2.1. 命題論理式の評価 (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

・  $(a_1, a_2, \dots, a_n)$  は  $F$  への真偽値割当て

質問:  $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$ ?

PROP-EVAL  $\in$  P

$F$  のコードから計算木を作る.

構築に必要な時間は  $O(|F|^3)$ .

ひとたび計算木ができると,

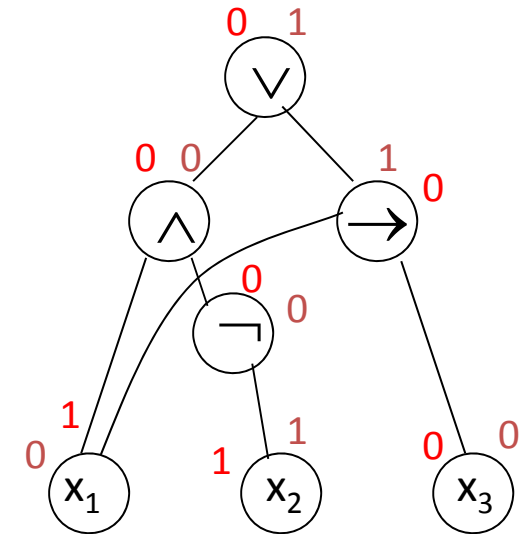
ボトムアップに計算すると

$F(a_1, a_2, \dots, a_n)$  の値は簡単に求まる.

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

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

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



計算木

# 5. Computational Complexity

## 5.2. Representative Time Complexity Classes

### 5.2.2. Representative problems and their complexity

#### 5.2.2.2. Satisfiability (SAT)

**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.

# 5. 計算量の理論

## 5.2. 代表的な時間計算量クラス

### 5.2.2. 代表的な問題とその計算量

#### 5.2.2.2. 充足可能性 (SAT)

入力:  $\langle F \rangle$   $F$  は 2-和積標準形

質問:  $F(a_1, a_2, \dots, a_n) = 1$  とする真偽値割当てが存在するか?

和積標準形 (CNF)

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

- リテラルの  $\vee$  の  $\wedge$  で表現される式

$k$  SAT: 各項が  $k$  個のリテラルを含む

3SAT, 4SAT も同様に定義できる.

ちょうど/たかだか

SAT は任意の CNF を許す

ExSAT は拡張命題論理式 ( $\vee, \wedge, \rightarrow, \leftrightarrow$ ) を許す



# 5. Computational Complexity

## 5.2. Representative Time Complexity Classes

### 5.2.2. Representative problems and their complexity

#### 5.2.2.3. 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  $t$ ?

#### 5.2.2.4. Euler cycle problem (DEULER)

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

**Question:** Does  $G$  have an Euler cycle?

#### 5.2.2.5 Hamiltonian cycle problem (DHAM)

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

**Question:** Does  $G$  have a Hamiltonian cycle?

Actually,  
directed/undirected  
cycle/path  
do not matter

- **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.

# 5. 計算量の理論

## 5.2. 代表的な時間計算量クラス

### 5.2.2. 代表的な問題とその計算量

#### 5.2.2.3. グラフの到達可能性問題 (ST-CON)

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

質問:  $G$  は  $s$  から  $t$  への経路を持つか?

#### 5.2.2.4. オイラー閉路問題 (DEULER)

入力:  $\langle G \rangle$ : 有向グラフ  $G$

質問:  $G$  はオイラー閉路を持つか?

#### 5.2.2.5. 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持つか?

実際には,  
有向/無向  
閉路/パス  
という違いは問題にならない

- 閉路とは両端点を共有する経路.
- オイラー閉路とはすべての辺をちょうど一回通る閉路.
- ハミルトン閉路とはすべての頂点をちょうど一回通る閉路.

# 5. Computational Complexity

## 5.2. Representative Time Complexity Classes

### 5.2.2. Representative problems and their complexity

It is known that:

- The following problems are in P:
  - ✓ PROP-EVAL, 2SAT, ST-CON, DEULER
- The following problems are in E, but...
  - ✓ 3SAT, DHAM

The class **NP** between P and E?

# 5. 計算量の理論

## 5.2. 代表的な時間計算量クラス

### 5.2.2. 代表的な問題とその計算量

以下は既知:

- 以下の問題は P の要素:
  - ✓ PROP-EVAL, 2SAT, ST-CON, DEULER
- 以下の問題は E の要素だが...
  - ✓ 3SAT, DHAM

P と E の間(?)にあるクラス **NP**