

5.2. クラス  $\mathcal{NP}$  1/12

**定義5.2:** 集合  $L$  に対して次の条件を満たす多項式  $q$  と多項式時間計算可能述語  $R$  が存在したとする。

各  $x \in \Sigma^*$  で  $x \in L \leftrightarrow \exists w \in \Sigma^* : |w| \leq q(|x|) [R(x, w)]$  (5.1)

つまり,  $L = \{x : \exists w \in \Sigma^* [ |w| \leq q(|x|) \wedge R(x, w) ]\}$

このとき,  $L$  を  $\mathcal{NP}$  集合といい,  $L$  の認識問題を  $\mathcal{NP}$  問題という。また,  $\mathcal{NP}$  集合の全体を **クラス  $\mathcal{NP}$**  という。

**補注:** 各  $x \in \Sigma^*$  に対して, 論理式  $|w| \leq q(|x|) \wedge R(x, w)$  を満たす  $w_x \in \Sigma^*$  を  $x$  の (多項式長の) **証拠** という。以下では,  $\exists w \in \Sigma^* : |w| \leq q(|x|) \Rightarrow \exists_q w$  と略記。

「入力サイズの多項式長の証拠が与えられたとき, これが問題の条件を満たすかどうかを多項式時間で判定できる。」

補足:  $\mathcal{NP} = \text{Nondeterministic Polynomial}$

5.2. Class  $\mathcal{NP}$  1/12

**Def. 5.2:** Suppose that we have a polynomial  $q$  and polynomial time computable predicate  $R$  for a set  $L$  such that

for each  $x \in \Sigma^*, x \in L \leftrightarrow \exists w \in \Sigma^* : |w| \leq q(|x|) [R(x, w)]$  (5.1)

i.e.,  $L = \{x : \exists w \in \Sigma^* [ |w| \leq q(|x|) \wedge R(x, w) ]\}$

Then,  $L$  is called an  $\mathcal{NP}$  set, and the problem of recognizing  $L$  is called an  $\mathcal{NP}$  problem. Also, the whole set of  $\mathcal{NP}$  sets is called the **class  $\mathcal{NP}$** .

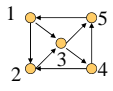
Note: For each  $x \in \Sigma^*, w_x \in \Sigma^*$  satisfying the predicate  $|w| \leq q(|x|) \wedge R(x, w)$  is called (polynomial) **witness** of  $x$ . Hereafter, we use notation  $\exists w \in \Sigma^* : |w| \leq q(|x|) \Rightarrow \exists_q w$

“Given a witness of polynomial length in the input size, we can determine in polynomial time whether it satisfies the condition of a given problem.”

c.f.:  $\mathcal{NP} = \text{Nondeterministic Polynomial}$

**例5.7: ハミルトン閉路問題 (DHAM)  $\in \mathcal{NP}$**  2/12

グラフの頂点は  $1 \sim n$  と番号づけされていると仮定。  
ハミルトン閉路の辿り方  $\rightarrow 1 \sim n$  の順列  $\langle l_1, l_2, \dots, l_n \rangle$   
この順列が多項式長の **証拠**

例:  **証拠の候補** (注) 全部で  $n! \sim n^n$  通りある

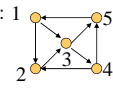
$\langle 1, 2, 3, 4, 5 \rangle \rightarrow$  ハミルトン閉路  $\rightarrow$  証拠  
 $\langle 1, 2, 3, 5, 4 \rangle \rightarrow$  ハミルトン閉路でない  
 $\langle 1, 4, 3, 2, 5 \rangle \rightarrow$  ハミルトン閉路でない

$R_D(x, w) \leftrightarrow [x$  はあるグラフ  $G$  ( $n$  頂点) のコード]  
 $\wedge [w$  は  $1 \sim n$  の順列  $\langle l_1, l_2, \dots, l_n \rangle$ ]  
 $\wedge [w$  は  $G$  のハミルトン閉路を表している]

すべての  $x \in \Sigma^*$  について次の関係が成り立つ。  
 $x$  があるグラフ  $G$  のコードになっているとき:  
 $x \in \text{DHAM} \leftrightarrow \exists w_G (= \langle l_1, \dots, l_n \rangle) [R_D(x, w_G)]$   
 $x$  がグラフのコードになっていないとき:  $\forall w [\neg R_D(x, w)]$

**Ex.5.7: Hamilton Cycle Problem (DHAM)  $\in \mathcal{NP}$**  2/12

Assume graph vertices are numbered  $1 \sim n$ .  
Trace on a Hamilton cycle  $\rightarrow$  permutation of  $1 \sim n \langle l_1, l_2, \dots, l_n \rangle$   
This permutation is a **witness** of polynomial length.

Ex.:  candidates of witness (c.f.) There are  $n! \sim n^n$  many

$\langle 1, 2, 3, 4, 5 \rangle \rightarrow$  Hamilton cycle  $\rightarrow$  witness  
 $\langle 1, 2, 3, 5, 4 \rangle \rightarrow$  not Hamilton cycle  
 $\langle 1, 4, 3, 2, 5 \rangle \rightarrow$  not Hamilton cycle

$R_D(x, w) \leftrightarrow [x$  is a code of a graph  $G$  (with  $n$  vertices)]  
 $\wedge [w$  is a permutation of  $1 \sim n: \langle l_1, l_2, \dots, l_n \rangle$ ]  
 $\wedge [w$  represents a Hamilton cycle in  $G]$

For each  $x \in \Sigma^*$  we have  
if  $x$  is a code of a graph  $G$ :  
 $x \in \text{DHAM} \leftrightarrow \exists w_G (= \langle l_1, \dots, l_n \rangle) [R_D(x, w_G)]$   
if  $x$  is not a code of any graph:  $\forall w [\neg R_D(x, w)]$

**例5.8: 命題論理式充足性問題 (3SAT, SAT, ExSAT など)** 3/12

目標:  $\text{ExSAT} \in \mathcal{NP}$

$F(x_1, \dots, x_n)$ : 任意の拡張命題論理式  
 $F$  が充足可能  $\leftrightarrow \exists a_1, \dots, a_n$ : 各  $a_i$  は 1 か 0  $[F(a_1, \dots, a_n) = 1]$

**証拠の長さ  $q_E$**   
 $F$  への真偽値の割り当てを  $\langle a_1, \dots, a_n \rangle$  で表す。  
 $\rightarrow$  長さは  $3(n+n+1) = 6n+3 \leq 6|F| + 3$   
 $q_E(l) = 6l+3$

**述語  $R_E$**   
 $R_E(x, w) \leftrightarrow [x$  はある拡張命題論理式  $F$  ( $n$  変数) のコード]  
 $\wedge [w$  は  $F$  への割り当て  $\langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle$ ]  
 $\wedge [F(a_1, \dots, a_n) = 1]$

計算木を用いると  $F(a_1, \dots, a_n)$  の値は多項式時間で計算可能。よって,  $R_E$  も多項式時間で計算可能。

**Ex.5.8: Satisfiability Problem of Prop. Express. (3SAT, SAT, ExSAT)** 3/12

Goal:  $\text{ExSAT} \in \mathcal{NP}$

$F(x_1, \dots, x_n)$ : arbitrary extended prop. logic. expression  
 $F$  is satisfiable  $\leftrightarrow \exists a_1, \dots, a_n$ : each  $a_i$  is 0 or 1  $[F(a_1, \dots, a_n) = 1]$

**length of a witness  $q_E$**   
Truth assignment to  $F$  is denoted by  $\langle a_1, \dots, a_n \rangle$ .  
 $\rightarrow$  its length is  $3(n+n+1) = 6n+3 \leq 6|F| + 3$   
 $q_E(l) = 6l+3$

**predicate  $R_E$**   
 $R_E(x, w) \leftrightarrow [x$  is a code of an extended prop. express.  $F$  ( $n$  variables)]  
 $\wedge [w$  is an assignment to  $F: \langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle$ ]  
 $\wedge [F(a_1, \dots, a_n) = 1]$

Using a computation tree, the value of  $F(a_1, \dots, a_n)$  is computed in polynomial time. Thus,  $R_E$  is also computable in polynomial time.

4/12

**$\mathcal{NP}$ 集合であることの意味は何か?**  
 (5.1)を満たす $q, R$ を用いると,  $x \in L?$ を次のように判定できる.

```

for each  $w \in \Sigma^{\leq q(|x|)}$  do
  if  $R(x, w)$  then accept end-if
end-for;
reject;
    
```

長さが $q(|x|)$ 以下の文字列をすべて列挙して調べれば, acceptかrejectか判定できる. ただ, そのような文字列は $2^{q(|x|)}$ 乗個(指数関数)存在することに注意.

上記の計算方式で認識できる集合を $\mathcal{NP}$ 集合と考えてよい.

4/12

**What does it mean by being an  $\mathcal{NP}$  set?**  
 Using  $q$  and  $R$  satisfying the predicate characterizing an  $\mathcal{NP}$  set, we can determine  $x \in L?$  in the following way.

```

for each  $w \in \Sigma^{\leq q(|x|)}$  do
  if  $R(x, w)$  then accept end-if
end-for;
reject;
    
```

If we enumerate and check all possible strings of length at most  $q(|x|)$ , then we can accept or reject them. Here note that there are  $2^{q(|x|)}$  (exponentially many) such strings.

We may think that those sets recognizable as above are  $\mathcal{NP}$  sets.

5/12

**$\mathcal{NP}$ に関連したクラス**

**定義5.3.** 集合 $L$ は, その補集合 $\bar{L}$ が $\mathcal{NP}$ に属しているとき, **co- $\mathcal{NP}$ 集合**という. また, co- $\mathcal{NP}$ 集合の全体を**クラスco- $\mathcal{NP}$** という.

補注: co- $\mathcal{P}$ を定義しても $\mathcal{P}$ と同じなので無意味.

**定理5.5.** すべての集合 $L$ に対し, 次の条件は同値.

(a)  $L \in \text{co-}\mathcal{NP}$

(b) 集合 $L$ を, 適当な多項式 $q$ と多項式時間計算可能述語 $Q$ を用いて,  
 $L = \{x : \forall w \in \Sigma^* : |w| \leq q(|x|) [Q(x, w)]\}$   
 と表せる.

5/12

**Classes related to  $\mathcal{NP}$**

**Def.5.3.** A set  $L$  is called a **co- $\mathcal{NP}$**  set if its complement  $\bar{L}$  belongs to  $\mathcal{NP}$ . The whole family of co- $\mathcal{NP}$  sets is called the **class co- $\mathcal{NP}$** .

Note: It is nonsense to define co- $\mathcal{P}$  since it is equal to  $\mathcal{P}$ .

**Theorem 5.5.** For every set  $L$ , the following conditions are equivalent.

(a)  $L \in \text{co-}\mathcal{NP}$

(b) The set  $L$  can be represented as  
 $L = \{x : \forall w \in \Sigma^* : |w| \leq q(|x|) [Q(x, w)]\}$   
 by using some polynomial  $q$  and polynomial-time computable predicate  $Q$ .

6/12

**例5.9: 素数判定問題**

$[n] \notin \text{PRIME} \leftrightarrow \exists m : 1 < m < n [n \bmod m = 0]$   
 したがって,  $q_p(n) = n$ とし,  
 $R_p(x, w) \leftrightarrow [x \notin \mathbb{N}] \vee [(w \in \mathbb{N}) \wedge [1 < m < n] \wedge [n \bmod m = 0]]$

(ただし,  $n, m$ は各々 $x, w$ が表す自然数,  
 $\mathbb{N}$ は自然数の2進表記全体)  
 と定義すると,  
 すべての $x \in \Sigma^*$ に対し,  $x \notin \text{PRIME} \leftrightarrow \exists q_p w [R_p(x, w)]$   
 これは,  $x \notin \text{PRIME}$ に対する証拠  
 よって,  $\overline{\text{PRIME}} \in \mathcal{NP}$ , i.e.,  $\text{PRIME} \in \text{co-}\mathcal{NP}$   
 実際,  $Q(x, w) \leftrightarrow \neg R_p(x, w)$  とすると  
 $\text{PRIME} = \{x : \forall q_p w [Q_p(x, w)]\}$   
 と表せる.

$\text{PRIME} \in \mathcal{NP}$  も示せるが, その証明はもっと複雑.

6/12

**Ex.5.9: Primality testing**

$[n] \notin \text{PRIME} \leftrightarrow \exists m : 1 < m < n [n \bmod m = 0]$   
 Therefore, for  $q_p(n) = n$ ,  
 $R_p(x, w) \leftrightarrow [x \notin \mathbb{N}] \vee [(w \in \mathbb{N}) \wedge [1 < m < n] \wedge [n \bmod m = 0]]$

(where,  $n$  and  $m$  are natural numbers represented by  $x$  and  $w$ .  
 $\mathbb{N}$  is a set of all natural numbers in the binary form)  
 This definition leads to  
 for every  $x \in \Sigma^*$  we have  $x \notin \text{PRIME} \leftrightarrow \exists q_p w [R_p(x, w)]$   
 This is a witness to  $x \notin \text{PRIME}$   
 Thus,  $\overline{\text{PRIME}} \in \mathcal{NP}$ , i.e.,  $\text{PRIME} \in \text{co-}\mathcal{NP}$   
 In fact, using  $Q(x, w) \leftrightarrow \neg R_p(x, w)$ ,  $\text{PRIME}$  can be expressed as  
 $\text{PRIME} = \{x : \forall q_p w [Q_p(x, w)]\}$

We can also show that  $\text{PRIME} \in \mathcal{NP}$ , but its proof is more complex.

7/12

**N/P問題の例**

- **合成数判定問題**(COMPOSITE)  
 入力: 自然数  $n$   
 質問:  $n$ は合成数か? (素数でないか?)
- **ナップサック問題**(KNAP)  
 入力: 自然数の組  $\langle a_1, a_2, \dots, a_n, b \rangle$   
 質問:  $\sum_{i \in S} a_i = b$  となる添字の集合  $S \subseteq \{1, \dots, n\}$  があるか?
- **箱詰め問題**(BIN)  
 入力: 自然数の組  $\langle a_1, a_2, \dots, a_n, b, k \rangle$   
 質問: 添字の集合  $U = \{1, \dots, n\}$  を  $U_1, \dots, U_k$  の  $k$  個に分割し、各  $j$  で  $\sum_{i \in U_j} a_i \leq b$  とすることは可能か?
- **頂点被覆問題**(VC)  
 入力: 無向グラフ  $G$  と自然数  $k$  の組  $\langle G, k \rangle$   
 質問:  $G$  に  $k$  頂点の頂点被覆が存在するか?

頂点被覆  $S$ :  
 どの辺  $(u, v)$  も  
 $u, v$  の一方は  
 $S$  に含まれる

7/12

**Examples of N/P problems**

- **Composite Number Testing Problem**(COMPOSITE)  
 input: natural number  $n$   
 question: Is  $n$  composite? (Is it not prime?)
- **Knapsack Problem**(KNAP)  
 input:  $n+1$  tuple of natural numbers  $\langle a_1, a_2, \dots, a_n, b \rangle$   
 question: Is there a set of indices  $S \subseteq \{1, \dots, n\}$  s.t.  $\sum_{i \in S} a_i = b$ ?
- **Bin Packing Problem**(BIN)  
 input:  $n+2$  tuple of natural numbers  $\langle a_1, a_2, \dots, a_n, b, k \rangle$   
 question: Is there a partition of a set of indices  $U = \{1, \dots, n\}$  into  $U_1, \dots, U_k$  such that  $\sum_{i \in U_j} a_i \leq b$  for each  $j$ ?
- **Vertex Cover Problem**(VC)  
 input: pair of undirected graph  $G$  and natural number  $k < G, k$   
 question: Is there a vertex cover of  $k$  vertices over  $G$ ?

**Vertex Cover**  $S$  contains at least one of  $u$  and  $v$  for each edge  $(u, v)$ .

8/12

**5.3. 計算量クラス間の関係**

**定理5.6:**  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{E} \subseteq \mathcal{EXPT}$ .

定義より, 明らか.

**定理5.7:**  $\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{E} \subsetneq \mathcal{EXPT}$ .

**階層定理**(定理4.4):  
 任意の制限時間  $t_1, t_2$  に対し、  
 $\forall c > 0, \exists n [c t_1(n)^2 \leq t_2(n)]$   
 $\rightarrow \text{TIME}(t_1) \subsetneq \text{TIME}(t_2)$

**証明:**

(1)  $\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{E}$ .  
 $t_1(n) = 2^n, t_2(n) = 2^{3n}$  とすると, 階層定理より,  
 $\text{TIME}(2^n) \subsetneq \text{TIME}(2^{3n})$   
 一方,  $\mathcal{P} \subseteq \text{TIME}(2^n) \subsetneq \text{TIME}(2^{3n}) \subseteq \mathcal{E}$  だから,  
 $\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{E}$ .

(2) も同様.

証明終

8/12

**5.3. Relation in the Complexity Class**

**Theorem 5.6:**  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{E} \subseteq \mathcal{EXPT}$ .

Obvious from the definition.

**Theorem 5.7:**  $\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{E} \subsetneq \mathcal{EXPT}$ .

**Hierarchy Thm.** (Thm. 4.4):  
 For any times  $t_1, t_2$ ,  
 $\forall c > 0, \exists n [c t_1(n)^2 \leq t_2(n)]$   
 $\rightarrow \text{TIME}(t_1) \subsetneq \text{TIME}(t_2)$

**Proof:**

(1)  $\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{E}$ .  
 For  $t_1(n) = 2^n, t_2(n) = 2^{3n}$ , from the hierarchy theorem we have  
 $\text{TIME}(2^n) \subsetneq \text{TIME}(2^{3n})$   
 On the other hand, since  $\mathcal{P} \subseteq \text{TIME}(2^n) \subsetneq \text{TIME}(2^{3n}) \subseteq \mathcal{E}$   
 $\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{E}$ .

(2) is similar.

Q.E.D.

9/12

**定理5.8.**  
 (1)  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}, \mathcal{P} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$  (よって,  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \cap \text{co-}\mathcal{NP}$ )  
 (2)  $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXPT}, \text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXPT}$  (よって,  $\mathcal{NP} \cup \text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXPT}$ )

**証明:** (1)  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$  ( $\mathcal{P} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$  も同様)

$L$ : 任意の  $\mathcal{P}$  集合

→  $L$  は多項式時間で認識可能  
 よって, 多項式時間計算可能述語  $P$  を用いて次のように書ける.  
 $\forall x \in \Sigma^*: [x \in L \leftrightarrow P(x)]$  or  $P = \{x: P(x)\}$

$R(x, w) = P(x)$  と定義 (第2引数は無視)  
 → 任意の多項式  $q$  について,  
 $L = \{x: \exists_q w [R(x, w)]\}$   
 よって,  $\mathcal{NP}$  の定義より,  $L \in \mathcal{NP}$  i.e.,  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$ .

9/12

**Theorem 5.8.**  
 (1)  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}, \mathcal{P} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$  (thus,  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP} \cap \text{co-}\mathcal{NP}$ )  
 (2)  $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXPT}, \text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXPT}$  (thus,  $\mathcal{NP} \cup \text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EXPT}$ )

**Proof:**

(1)  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$  ( $\mathcal{P} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$  is similar)

$L$ : arbitrary  $\mathcal{P}$  set

→  $L$  is recognizable in polynomial time  
 Thus, we have the following description using a polynomial-time computable predicate  $P$ .  
 $\forall x \in \Sigma^*: [x \in L \leftrightarrow P(x)]$  or  $P = \{x: P(x)\}$

We define  $R(x, w) = P(x)$  (neglecting the second argument)  
 → for any polynomial  $q$ ,  
 $L = \{x: \exists_q w [R(x, w)]\}$   
 Thus, from the definition of  $\mathcal{NP}$ ,  $L \in \mathcal{NP}$  i.e.,  $\mathcal{P} \subseteq \mathcal{NP}$ .

10/12

(2)  $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EAP}$  (co- $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EAP}$ )  
 $L$ : 任意の $\mathcal{NP}$ 集合  
 → 多項式 $q$ と多項式時間計算可能述語 $R$ が存在して,  
 $L = \{x : \exists_y w [R(x, w)]\} = \{x : \exists_y w [w \leq q(|x|) \wedge R(x, w)]\}$   
 $q$ と $R$ を用いて,  $L$ を認識するプログラムを作る.  
 prog L(input x);  
 begin  
   for each  $w \in \Sigma^{\leq q(|x|)}$  do  
     if  $R(x, w)$  then accept end-if  
 end-for;  
 reject  
end.  
**長さ $l$ の入力に対するプログラムの時間計算量:**  
 $R$ は多項式時間計算可能だったから, ある多項式 $p$ に対し,  
 $R$ の計算時間 $=p(|x| + |w|) \leq p(l + q(l)) \leftarrow l$ の多項式  
 全体では,  $\{p(l+q(l)) + cq(l)\}2^{q(l)} + d = O(2^{l+q(l)})$   
 よって,  $L \in \mathcal{EAP} \rightarrow \mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EAP}$  証明終

10/12

(2)  $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EAP}$  (co- $\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EAP}$ )  
 $L$ : any  $\mathcal{NP}$  set  
 → There is some polynomial  $q$  and polynomial-time computable predicate  $R$  such that  
 $L = \{x : \exists_y w [R(x, w)]\} = \{x : \exists_y w [w \leq q(|x|) \wedge R(x, w)]\}$   
 prog L(input x);  
 begin  
   for each  $w \in \Sigma^{\leq q(|x|)}$  do  
     if  $R(x, w)$  then accept end-if  
 end-for;  
 reject  
end.  
**time complexity of the program for an input of length  $l$ :**  
 Since  $R$  is polynomial-time computable, for some polynomial  $q$   
 time of  $R=p(|x| + |w|) \leq p(l + q(l)) \leftarrow$  polynomial of  $l$   
 In total,  $\{p(l+q(l)) + cq(l)\}2^{q(l)} + d = O(2^{l+q(l)})$   
 Hence,  $L \in \mathcal{EAP} \rightarrow \mathcal{NP} \subseteq \mathcal{EAP}$  Q.E.D.

11/12

**定理5.9.**  
 (1)  $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$   
 (2)  $\text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$   
 (3)  $\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ .

補注: (3)より,  $\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP}$ の証明は,  $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ の証明より難しい.  
 証明: (1)  $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$  ((2)の証明も同様)  
 任意の $L \in \text{co-}\mathcal{NP}$ に対して $L \in \mathcal{NP}$ が示せれば,  $\text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{NP}$   
 が証明できるので, 仮定の $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$ と合わせて $\mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$   
 が言える.  
 $L \in \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \overline{L} \in \mathcal{NP}$  (定義5.3より)  
 $\rightarrow \overline{L} \in \text{co-}\mathcal{NP}$  ( $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$ より)  
 $\rightarrow L \in \mathcal{NP}$  (定義5.3と $L = \overline{\overline{L}}$ より)

11/12

**Theorem 5.9**  
 (1)  $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$   
 (2)  $\text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$   
 (3)  $\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ .

Note: from (3) the proof for  $\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP}$  is harder than that for  $\mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ .  
 Proof: (1)  $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$  (proof of (2) is similar)  
 Since  $\text{co-}\mathcal{NP} \subseteq \mathcal{NP}$  is shown if we prove  $L \in \mathcal{NP}$  for any  $L \in \text{co-}\mathcal{NP}$   
 Combining it with the assumption  $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$ , we have  
 $\mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$  and so  
 $L \in \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \overline{L} \in \mathcal{NP}$  (by Definition 5.3)  
 $\rightarrow \overline{L} \in \text{co-}\mathcal{NP}$  ( $\mathcal{NP} \subseteq \text{co-}\mathcal{NP}$ ) =  
 $\rightarrow L \in \mathcal{NP}$  (Definition 5.3 and  $L = \overline{\overline{L}}$ )

12/12

(3)  $\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ .

**対偶:  $\mathcal{P} = \mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$**

$\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ と仮定すると, すべての $L$ に対し  
 $L \in \mathcal{NP} \leftrightarrow \overline{L} \in \mathcal{P}$  ( $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ より)  
 $\leftrightarrow \overline{\overline{L}} \in \mathcal{P}$  (演習問題5.5)  
 $\leftrightarrow \overline{L} \in \mathcal{NP}$  ( $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ より)  
 $\leftrightarrow L (= \overline{\overline{L}}) \in \text{co-}\mathcal{NP}$  (定義5.3より)  
 $\therefore \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$  証明終

$\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP}$ が正しいと

12/12

(3)  $\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{P} \neq \mathcal{NP}$ .

**Contraposition:  $\mathcal{P} = \mathcal{NP} \rightarrow \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$**

If we assume  $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ , for any  $L$  we have  
 $L \in \mathcal{NP} \leftrightarrow \overline{L} \in \mathcal{P}$  ( $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ )  
 $\leftrightarrow \overline{\overline{L}} \in \mathcal{P}$  (Exercise 5.5)  
 $\leftrightarrow \overline{L} \in \mathcal{NP}$  ( $\mathcal{P} = \mathcal{NP}$ )  
 $\leftrightarrow L (= \overline{\overline{L}}) \in \text{co-}\mathcal{NP}$  (Definition 5.3)  
 $\therefore \mathcal{NP} = \text{co-}\mathcal{NP}$  Q.E.D.

If  $\mathcal{NP} \neq \text{co-}\mathcal{NP}$  is true,