

列挙学校 パート 1

列挙の基本 と 基礎的なアルゴリズム

岡本 吉央

東京工業大学

2008 年 2 月 28 日 (更新 : 3 月 6 日)

列挙学校

列挙問題とは？

与えられた条件を満たすものを漏れなく，重複なく出力する問題
(出力順に条件のある場合もある)

列挙問題 (のインスタンス) の例

{1, 2, 3, 4, 5} の部分集合でその和が 6 となるものを列挙せよ
答：{1, 2, 3}, {1, 5}, {2, 4}

より現実的な列挙問題 (のインスタンス) の例

「ココア」という文字列を含む「Web ページ」を Page ランクの
大きな順に列挙せよ

列挙問題 (のインスタンス) の例

{1, 2, 3, 4, 5} の部分集合でその和が 6 となるものを列挙せよ

答 : {1, 2, 3}, {1, 5}, {2, 4}

- 出力の個数 = 3
- {1, 2, 3, 4, 5} の部分集合の数 = $2^5 = 32$

次のアルゴリズムの効率は**非常に悪い**

- {1, 2, 3, 4, 5} の部分集合を 1 つずつ見ていき ,
その和が 6 なら出力する

効率よく 正しい 列挙をするにはどうすればよいか??

アルゴリズムの評価

アルゴリズムに対して証明すべきことは何か

- 正当性 (アルゴリズムが正しく問題を解くこと)
- 効率性 (アルゴリズムの効率がよいこと)

列挙アルゴリズムの正当性

出力すべき対象をすべて漏れなく、重複なく出力すること
(出力順指定のある問題では、その順に出力がされることも)

アルゴリズムの評価

アルゴリズムに対して証明すべきことは何か

- 正当性 (アルゴリズムが正しく問題を解くこと)
- 効率性 (アルゴリズムの効率がよいこと)

列挙アルゴリズムの効率性

理論的には「多項式時間で出力する」こと

問題点

出力の個数が入力サイズに対して指数関数的かも

よって → 「多項式時間で出力する」ことの意味を再考する必要あり

n : 入力サイズ

k : 出力の個数

出力多項式時間 (output polynomial-time, polynomial total time)

n と k の多項式時間で全要素を列挙

ならし多項式時間遅延 (amortized polynomial-time delay)

n に関して多項式, k に関して線形時間で全要素を列挙
(1つの出力から次の出力までがならしで n の多項式)

最悪時多項式時間遅延 (worst-case polynomial-time delay)

1つの出力から次の出力までが n の多項式

遅延を考える場合, 次の2つも n の多項式でないといけない

前処理時間: アルゴリズム開始から最初の出力までの時間

後処理時間: 最後の出力からアルゴリズム停止までの時間

観察

アルゴリズムの計算量が出力多項式時間

← ならし多項式時間遅延

← 最悪時多項式時間遅延

例

総時間	出力多項式	ならし多項式遅延	最悪時多項式遅延
$O(n^3 k^2)$		×	×
$O(n^4 k)$			×

注：総時間を見ただけでは最悪時多項式時間遅延かどうか不明

n : 入力サイズ

k : 出力の個数

多項式領域 (polynomial space)

n の多項式領域で全要素を列挙

「領域計算量」を考えるときは
作業テープの領域を測り，出力テープの領域は測らない
(出力テープの領域使用は $O(k)$)

重複をなくそうとすると...

- すべての出力を作業テープ上にとっておけばよい
 それだと → 多項式領域アルゴリズムにならない (ことが多い)
- すべての出力を作業テープ上にとっておけない

加えて、漏れをなくそうとすると...

- 出力すべき対象の数が最初から分かっていたらよい
 しかし → その数を前もって計算することが難しい (ことが多い)
 (cf. #P 困難性)
- 数さえ分からないので、いつ停止すればよいか分からない

(マラソン計時の例)

複雑な対象を効率よく列挙することは夢のことに思える
けど、できる場合もある!!

- 列挙問題，列挙アルゴリズムとは？
- 列挙問題，列挙アルゴリズム設計の難しさ
- 列挙アルゴリズム設計技法
 - 分割探索 (binary partition)
 - 組合せ Gray 符号 (combinatorial Gray code)
 - 逆探索 (reverse search)
- 難しい列挙問題

以降は

- 中野眞一先生
グラフ列挙 (パート 1 より複雑な対象の列挙)
- 有村博紀先生
パターンマイニング (もっと複雑な対象の列挙)
- 宇野毅明先生
複雑な構造の列挙 (もっともっと複雑な対象の列挙)

部分集合列挙問題

入力：自然数 n (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の部分集合すべて

例：入力 n が 4 の場合の出力

\emptyset	$\{1\}$	$\{2\}$	$\{3\}$
$\{4\}$	$\{1, 2\}$	$\{1, 3\}$	$\{1, 4\}$
$\{2, 3\}$	$\{2, 4\}$	$\{3, 4\}$	$\{1, 2, 3\}$
$\{1, 2, 4\}$	$\{1, 3, 4\}$	$\{2, 3, 4\}$	$\{1, 2, 3, 4\}$

ややこしい注意 (アルゴリズムに十分慣れてる方だけのために)

計算モデルは word RAM を仮定．入力自然数は (16 ビットや 32 ビットとは限らない) 1 語に収まり，語に対する操作は定数時間でできるものとする．領域計算量も語数を数える．

入力：自然数 n

アルゴリズム設計方針

場合分けする

1. 問題を

- 「1」を含む部分集合すべてを出力する問題
- 「1」を含まない部分集合すべてを出力する問題

に (仮想的に) 分割

2. そのそれぞれを

- 「2」を含む部分集合すべてを出力する問題
- 「2」を含まない部分集合すべてを出力する問題

に (仮想的に) 分割

3. そのそれぞれを....

アルゴリズムの動作をしてみる

\emptyset	$\{4\}$	$\{1\}$	$\{1, 4\}$
$\{3\}$	$\{3, 4\}$	$\{1, 3\}$	$\{1, 3, 4\}$
$\{2\}$	$\{2, 4\}$	$\{1, 2\}$	$\{1, 2, 4\}$
$\{2, 3\}$	$\{2, 3, 4\}$	$\{1, 2, 3\}$	$\{1, 2, 3, 4\}$

部分集合列挙アルゴリズム (分割探索)

入力：自然数 n

出力： $\{1, \dots, n\}$ の部分集合すべて

- $A(\emptyset, 1)$ を呼び出し

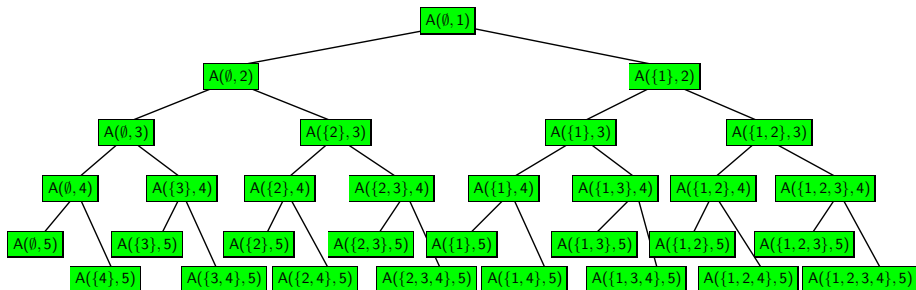
$A(X, i)$

事前条件： $i \in \{1, \dots, n, n+1\}$, $X \subseteq \{1, \dots, i-1\}$

事後条件： $\{X \cup Y \mid Y \subseteq \{i, \dots, n\}\}$ の要素をすべて出力

- $i = n+1$ ならば, X を出力して終了
- そうでなければ, $A(X, i+1)$ と $A(X \cup \{i\}, i+1)$ を呼び出し

詳細版の動きをしてみる



\emptyset , $\{4\}$, $\{3\}$, $\{3, 4\}$, $\{2\}$, $\{2, 4\}$, $\{2, 3\}$, $\{2, 3, 4\}$, $\{1\}$, $\{1, 4\}$,
 $\{1, 3\}$, $\{1, 3, 4\}$, $\{1, 2\}$, $\{1, 2, 4\}$, $\{1, 2, 3\}$, $\{1, 2, 3, 4\}$



事前条件を仮定して，事後条件が成り立つことを証明すればよい

$A(X, i)$

事前条件： $i \in \{1, \dots, n, n+1\}$, $X \subseteq \{1, \dots, i-1\}$

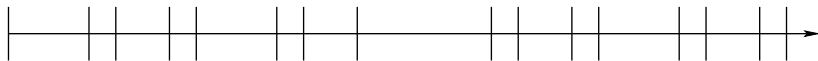
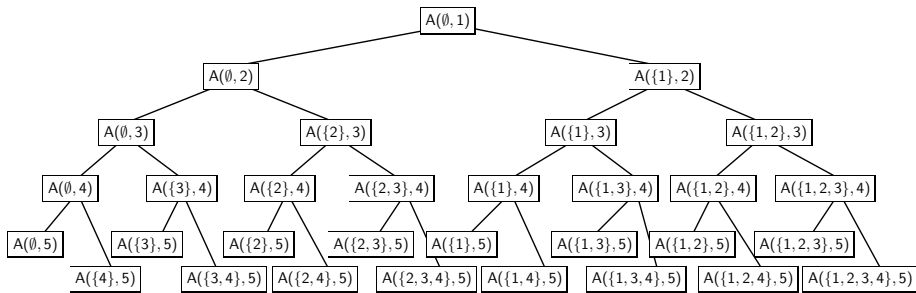
事後条件： $\{X \cup Y \mid Y \subseteq \{i, \dots, n\}\}$ の要素をすべて出力

- $i = n+1$ ならば， X を出力して終了
- そうでなければ， $A(X, i+1)$ と $A(X \cup \{i\}, i+1)$ を呼び出し

i に関する帰納法

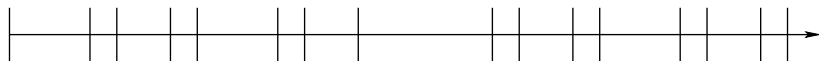
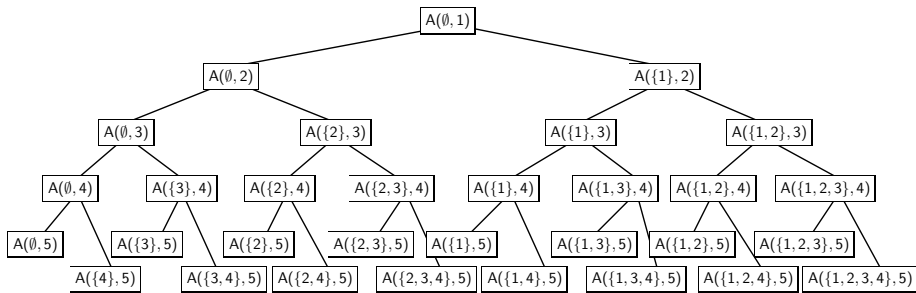
- $i = n+1$ のときは成立
- $i \leq n$ のとき
 - $A(X, i+1)$ の出力は $\{X \cup Y \mid Y \subseteq \{i+1, \dots, n\}\}$
 - $A(X \cup \{i\}, i+1)$ の出力は $\{X \cup \{i\} \cup Y \mid Y \subseteq \{i+1, \dots, n\}\}$
 - これらの合併は $\{X \cup Y \mid Y \subseteq \{i, \dots, n\}\}$

アルゴリズムの効率性 — 時間 (1)

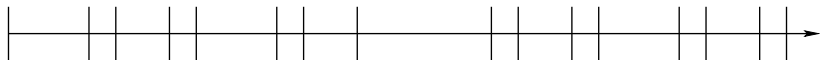
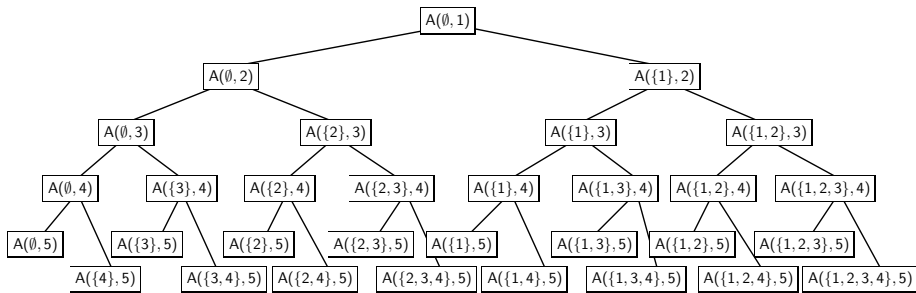


- 時間計算量 \leq 再帰計算木をたどり切る時間
+ 出力1つにかかる最悪時間 \times 出力の数
- $k =$ 出力の数 ($= 2^n$) とする

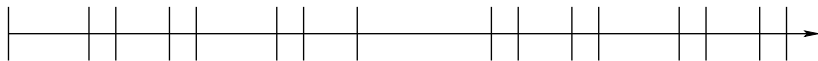
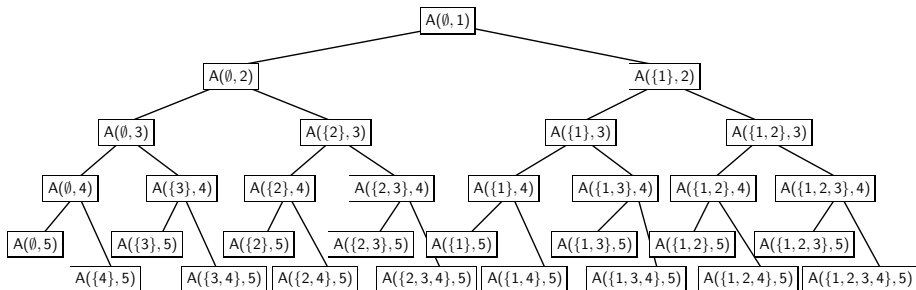
アルゴリズムの効率性 — 時間 (2)



- 再帰計算木の各辺は定数時間でたどれる
- 再帰計算木の辺数 = $\Theta(k)$
- 出力 1 つにかかる最悪時間 = $O(n)$
- \therefore 時間計算量 = $O(k + nk) = O(nk)$ (ならし線形時間遅延)



- アルゴリズムの任意の時点で再帰計算木の一部を保存
- 保存している部分の大きさ = $O(n)$
- 再帰呼び出しする関数の引数の大きさ = $O(n)$
- \therefore 領域計算量 = $O(n)$



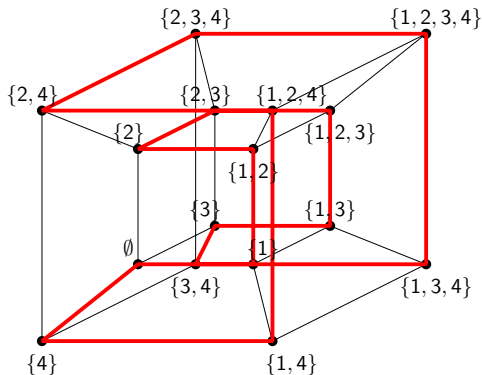
実は「最悪時線形時間遅延」である

- 左部分木の右端を出力してから右部分木の左端を出力する遅延が最悪時で、これは $O(n)$
- (詳細は略)

- 列挙問題，列挙アルゴリズムとは？
- 列挙問題，列挙アルゴリズム設計の難しさ
- 列挙アルゴリズム設計技法
 - 分割探索 (binary partition)
 - 組合せ Gray 符号 (combinatorial Gray code)
 - 逆探索 (reverse search)
- 難しい列挙問題

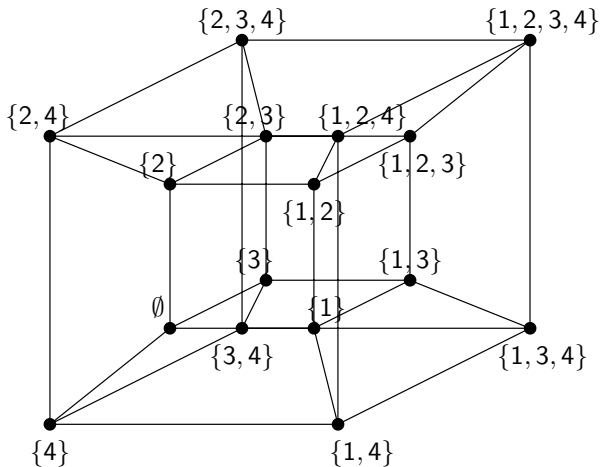
基本的な考え方

- 部分集合全体の集合の上に無向グラフを定義
- その無向グラフのハミルトン道をたどることで列挙



ハミルトン道 (閉路) : すべての頂点を一度ずつ通過する道 (閉路)

n 次元 Hamming 立方体とも呼ばれる



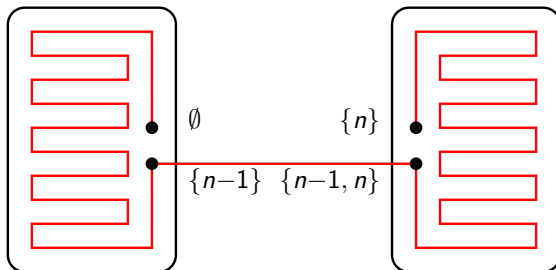
$X, Y \subseteq \{1, \dots, n\}$ が隣接 $\iff |X \Delta Y| = 1$ (対称差の要素数が 1)

命題 1

任意の $n \geq 1$ に対し, Q_n は \emptyset から $\{n\}$ へのハミルトン道を持つ

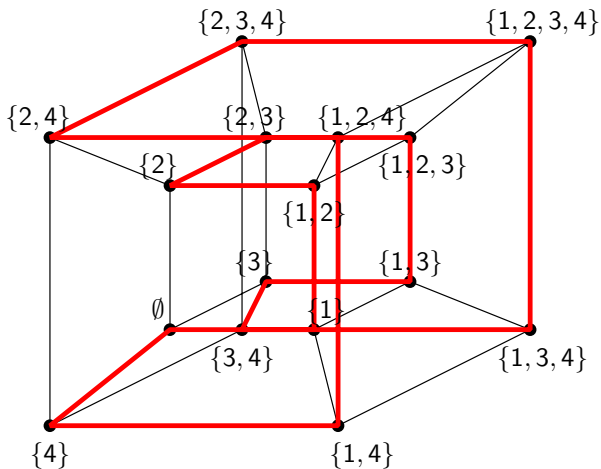
証明: n に関する帰納法

- $n = 1$ のとき成立
- $n > 1$ のとき,
 - n を含む集合の誘導する部分グラフ $\simeq Q_{n-1}$
 - n を含まない集合の誘導する部分グラフ $\simeq Q_{n-1}$



- $\{n-1\}$ と $\{n-1, n\}$ をつないで, ハミルトン道を得る

ハミルトン道に沿った列挙



$\emptyset, \{1\}, \{1, 2\}, \{2\}, \{2, 3\}, \{1, 2, 3\}, \{1, 3\}, \{3\},$
 $\{3, 4\}, \{1, 3, 4\}, \{1, 2, 3, 4\}, \{2, 3, 4\}, \{2, 4\}, \{1, 2, 4\}, \{1, 4\}, \{4\}$

アルゴリズム設計のために理解したいこと

集合 S を出力した後，次に出力される集合をすぐに見つける方法

$\emptyset, \{1\}, \{1, 2\}, \{2\}, \{2, 3\}, \{1, 2, 3\}, \{1, 3\}, \{3\},$
 $\{3, 4\}, \{1, 3, 4\}, \{1, 2, 3, 4\}, \{2, 3, 4\}, \{2, 4\}, \{1, 2, 4\}, \{1, 4\}, \{4\}$

命題 2

命題 1 の証明で構成した Q_n のハミルトン道を

$\emptyset, \{1\}, \dots$ と順にたどる部分集合列挙アルゴリズムにおいて
集合 X の次の出力 X' は次で表される

$$X' = \begin{cases} X \triangle \{1\} & (|X| \text{ 偶数}) \\ X \triangle \{1 + \min X\} & (|X| \text{ 奇数}) \end{cases}$$

証明：演習問題

部分集合列挙アルゴリズム (Gray 符号)

入力： n

出力： $\{1, \dots, n\}$ の部分集合すべて

- $X := \emptyset, p := 0, i := 0$ と初期化
- 以下を繰り返し (* 不変条件： $p = |X| \bmod 2, i = \min X$ *)
 - X を出力
 - $i = n$ ならば, アルゴリズムを停止
 - $p = 0$ ならば, $X := X \Delta \{1\}, p := 1, i := \min X$
 - $p = 1$ ならば, $X := X \Delta \{1+i\}, p := 0, i := \min X$

部分集合列挙アルゴリズム (Gray 符号)

入力: n

出力: $\{1, \dots, n\}$ の部分集合すべて

- $X := \emptyset, p := 0, i := 0$ と初期化
- 以下を繰り返し (* 不変条件: $p = |X| \bmod 2, i = \min X$ *)
 - X を出力
 - $i = n$ ならば, アルゴリズムを停止
 - $p = 0$ ならば, $X := X \Delta \{1\}, p := 1, i := \min X$
 - $p = 1$ ならば, $X := X \Delta \{1+i\}, p := 0, i := \min X$

前述の命題 2 と繰り返しにおいて不変条件が保たれていることから分かる

部分集合列挙アルゴリズム (Gray 符号)

入力 : n

出力 : $\{1, \dots, n\}$ の部分集合すべて

- $X := \emptyset, p := 0, i := 0$ と初期化
- 以下を繰り返し (* 不変条件 : $p = |X| \bmod 2, i = \min X$ *)
 - X を出力
 - $i = n$ ならば, アルゴリズムを停止
 - $p = 0$ ならば, $X := X \Delta \{1\}, p := 1, i := \min X$
 - $p = 1$ ならば, $X := X \Delta \{1+i\}, p := 0, i := \min X$

● 時間

- 対称差を取る操作と最小値を計算する操作にかかる時間は単純なデータ構造で $O(1)$
- 集合 1 つの出力に $O(n)$ 必要
- \therefore 最悪時遅延が $O(n)$

● 領域

- X, p, i のサイズの和で, これは $O(n)$

「コンパクト出力」の問題意識

- 要素数が高々 n の集合を出力しようと思うと、出力だけでどうしても $O(n)$ だけ計算量が必要となる
- うまく出力を圧縮できないか?

「コンパクト出力」の行なうこと

- 出力の圧縮
- すべてを出力してから圧縮するのではなくて、圧縮した出力をする

コンパクト出力の例

- 差分出力 この講義ではこれのみ扱う
- 履歴出力
- 2分決定図 (BDD) 出力

部分集合列挙問題 — 差分出力の例

\emptyset ,	$\{1\}$,	$\{1, 2\}$,	$\{2\}$,	$\{2, 3\}$,	$\{1, 2, 3\}$,
	+1,	+2,	-1,	+3,	+1,
$\{1, 3\}$,	$\{3\}$,	$\{3, 4\}$,	$\{1, 3, 4\}$,	$\{1, 2, 3, 4\}$,	$\{2, 3, 4\}$,
-2,	-1,	+4,	+1,	+2,	-1,
$\{2, 4\}$,	$\{1, 2, 4\}$,	$\{1, 4\}$,	$\{4\}$		
-3,	-1,	-2,	-1		

部分集合列挙アルゴリズム (Gray 符号, 差分出力)

入力： n

出力： $\{1, \dots, n\}$ の部分集合すべて

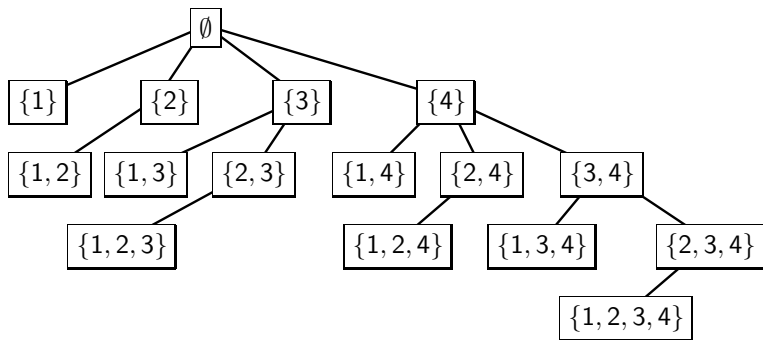
- $X := \emptyset, p := 0, i := 0$ と初期化して, X を出力
- 以下を繰り返し (* 不変条件: $p = |X| \bmod 2, i = \min X$ *)
 - $i = n$ ならば, アルゴリズムを停止
 - $p = 0$ ならば,
 - $1 \in X$ ならば, 「-1」を出力
 - $1 \notin X$ ならば, 「+1」を出力
 - $X := X \Delta \{1\}, p := 1, i := \min X$
 - $p = 1$ ならば,
 - $1+i \in X$ ならば, 「-(1+i)」を出力
 - $1+i \notin X$ ならば, 「+(1+i)」を出力
 - $X := X \Delta \{1+i\}, p := 0, i := \min X$

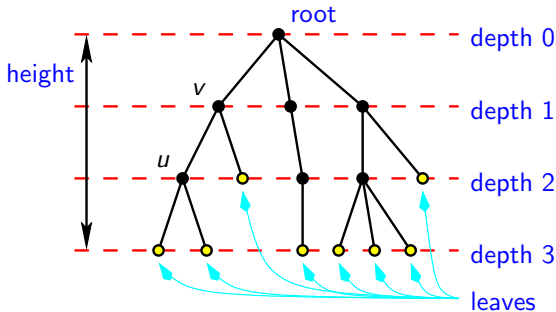
時間計算量：最悪時遅延 $O(1)$, 領域計算量： $O(n)$

- 列挙問題，列挙アルゴリズムとは？
- 列挙問題，列挙アルゴリズム設計の難しさ
- 列挙アルゴリズム設計技法
 - 分割探索 (binary partition)
 - 組合せ Gray 符号 (combinatorial Gray code)
 - 逆探索 (reverse search)
- 難しい列挙問題

基本的な考え方

- 部分集合全体の集合上に根付き木を定義
- その根付き木を深さ優先探索することで列挙





- u は v の子， v は u の親（その他，親族関係と類似した用語）
- 根付き木の根 (root)：親のいない唯一の頂点
- 根付き木の葉 (leaf)：子のいない頂点
- 頂点 v の深さ (depth)：根から v への唯一の道の頂点数
- 根付き木の高さ (height)：深さの最大値

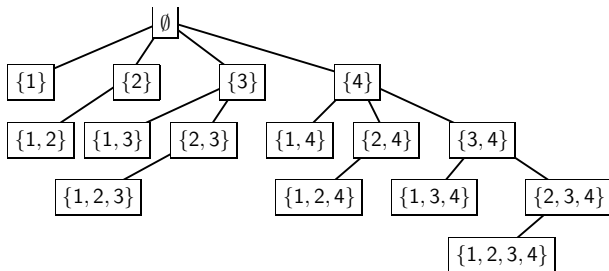
根付き木の構成

- \emptyset を根とする
- 部分集合 $X \subseteq \{1, \dots, n\}$ ($X \neq \emptyset$) の親 $p(X)$ を $p(X) := X \setminus \{\min X\}$ と定義

命題 3

この根付き木は well-defined

略証：子と親の要素数を見ると親が子より 1 小さいので



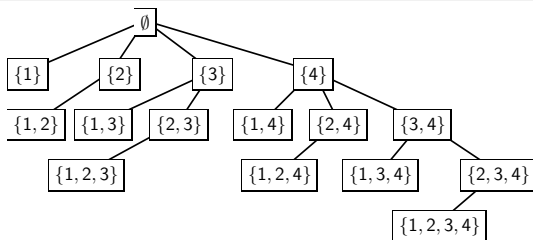
子から親を得る操作

部分集合 $X \subseteq \{1, \dots, n\}$ ($X \neq \emptyset$) の親 $p(X)$ を
 $p(X) := X \setminus \{\min X\}$ と定義

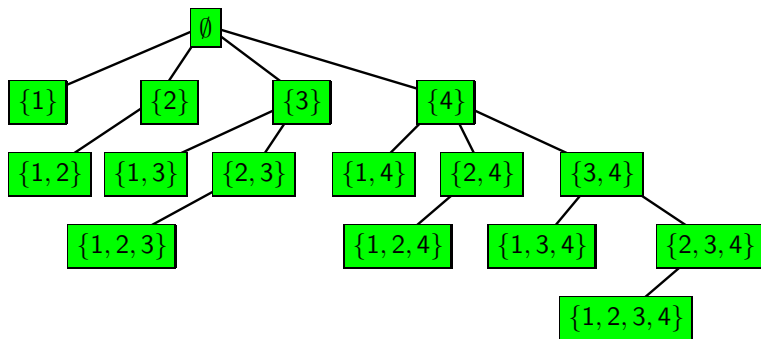
深さ優先探索では「親から子を得る操作」も必要

親から子を得る操作

部分集合 $Y \subseteq \{1, \dots, n\}$ と任意の $i < \min Y$ に対して
 $Y \cup \{i\}$ は Y の子で (ただし, $\min \emptyset = \infty$),
 Y の子はこのように表現されるものに限る



アルゴリズムの動作をしてみる



$\emptyset, \{1\}, \{2\}, \{1, 2\}, \{3\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}, \{1, 2, 3\}, \{4\}, \{1, 4\},$
 $\{2, 4\}, \{1, 2, 4\}, \{3, 4\}, \{1, 3, 4\}, \{2, 3, 4\}, \{1, 2, 3, 4\}$

部分集合列挙アルゴリズム

入力：自然数 n ，出力： $\{1, \dots, n\}$ の部分集合すべて

- $B(\emptyset)$ を呼び出し

$B(X)$

事前条件： $X \subseteq \{1, \dots, n\}$

事後条件：列挙木における X と X の子孫をすべて出力

- X を出力
- $i := \min X$ とする
- $i = 1$ ならば終了
- そうでなければ， $j := 1$ として，以下を繰り返し
 - $j = i$ または $j > n$ ならば終了
 - そうでなければ， $B(X \cup \{j\})$ を呼び出し
 - $j := j+1$

正当性

- $B(X)$ が事後条件を満たすことは「親から子を得る操作」の正しさから得られる。

効率性：時間

- 再帰木の辺数 = $k - 1$ ($k =$ 出力の数 = 2^n)
- \therefore 総計算時間 = $O(k + nk) = O(nk)$
- \therefore ならし遅延 = $O(n)$
- 再帰木の高さ = n
- \therefore 最悪時遅延 = $O(n)$
- (差分出力をしても差分の大きさが $\Omega(n)$ になりうるので、最悪時遅延のオーダーは減らない)

効率性：領域

- 再帰木の高さ = n なので、領域計算量は $O(n)$

偶奇探索 (odd-even traversal) で高速化

偶奇探索の考え方

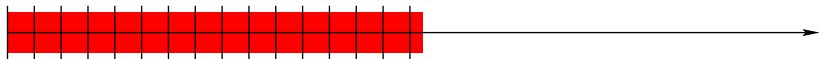
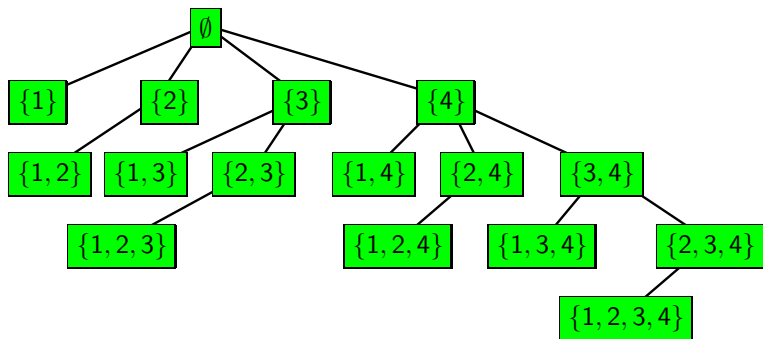
再帰木において

- 深さが偶数の頂点では、頂点を訪れたときに対応要素を出力 (自分を出力してから、子孫を出力)
- 深さが奇数の頂点では、頂点を離れるときに対応要素を出力 (子孫をすべて出力してから、自分を出力)

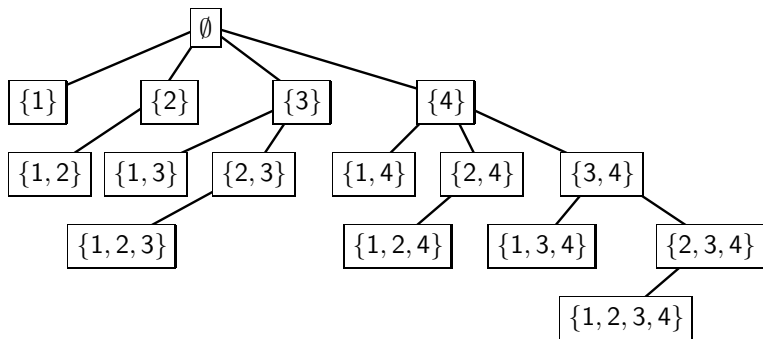
偶奇探索のメリット

- 最悪時遅延が小さくなる
- 出力の差分が小さくなる (定数となることが多い)
- ∴ 偶奇探索と差分出力を組み合わせることで
「最悪時定数時間遅延」を達成できる (ことが多い)

偶奇探索の動きをしてみる



$\emptyset, \{1\}, \{1, 2\}, \{2\}, \{1, 3\}, \{2, 3\}, \{1, 2, 3\}, \{3\}, \{1, 4\}, \{2, 4\},$
 $\{1, 2, 4\}, \{3, 4\}, \{1, 3, 4\}, \{1, 2, 3, 4\}, \{2, 3, 4\}, \{4\}$



普通の逆探索



偶奇探索



普通の逆探索

\emptyset ,	$\{1\}$,	$\{2\}$,	$\{1, 2\}$,	$\{3\}$,	$\{1, 3\}$,
	+1,	-1+2,	+1,	-1, 2+3,	+1,
$\{2, 3\}$,	$\{1, 2, 3\}$,	$\{4\}$,	$\{1, 4\}$,	$\{2, 4\}$,	$\{1, 2, 4\}$,
-1+2, 3,	+1,	-1, 2, 3+4,	+1,	-1+2,	+1,
$\{3, 4\}$,	$\{1, 3, 4\}$,	$\{2, 3, 4\}$,	$\{1, 2, 3, 4\}$		
-1, 2+3,	+1,	-1+2,	+1		

偶奇探索

\emptyset ,	$\{1\}$,	$\{1, 2\}$,	$\{2\}$,	$\{1, 3\}$,	$\{2, 3\}$,
	+1,	+2,	-1,	-2+1, 3,	-1+2,
$\{1, 2, 3\}$,	$\{3\}$,	$\{1, 4\}$,	$\{2, 4\}$,	$\{1, 2, 4\}$,	$\{3, 4\}$,
+1,	-1, 2,	-3+1, 4,	-1+2,	+1,	-1, 2+3,
$\{1, 3, 4\}$,	$\{1, 2, 3, 4\}$,	$\{2, 3, 4\}$,	$\{4\}$		
+1,	+2,	-1,	-2, 3		

部分集合列挙アルゴリズム

入力：自然数 n ，出力： $\{1, \dots, n\}$ の部分集合すべて

- $B(\emptyset, 0)$ を呼び出し

$B(X, p)$

事前条件： $X \subseteq \{1, \dots, n\}$, $p = |X| \bmod 2$

事後条件：列挙木における X と X の子孫をすべて出力

- $p = 0$ ならば X を出力
- $i := \min X$ とする
- $i = 1$ ならば次へ
- そうでなければ, $j := 1$ として, 以下を繰り返し
 - $j = i$ または $j > n$ ならば繰り返しを抜けて次へ
 - そうでなければ, $B(X \cup \{j\}, p+1 \bmod 2)$ を呼び出し
 - $j := j+1$
- $p = 1$ ならば X を出力
- 終了

- 偶奇探索は一般の根付き木の探索にも有効 (valid)

命題 4

任意の根付き木の上の偶奇探索において，任意の出力とその次の出力の間の (唯一の) 道の辺数はある定数以下

証明：演習問題
したがって

命題 5

部分集合列挙問題に対する逆探索アルゴリズム (+ 偶奇探索，差分出力) は最悪時定数時間遅延と多項式領域を達成する

- 列挙問題，列挙アルゴリズムとは？
- 列挙問題，列挙アルゴリズム設計の難しさ
- 列挙アルゴリズム設計技法
 - 分割探索 (binary partition)
 - 組合せ Gray 符号 (combinatorial Gray code)
 - 逆探索 (reverse search)
- 難しい列挙問題

分割探索

- 再帰的な構造を持っている対象に有効
- + 設計しやすい
- 遅延があまり小さくならない (特に大きいわけでもないが)

組合せ Gray 符号

- 単純な構造を持っている対象に有効
- + 遅延が小さい (差分出力を併用)
- 設計しにくい (ハミルトン道が存在するか?)
- 「最悪時定数時間遅延」になりにくい

逆探索

- + 少々複雑な構造を持っている対象にも有効
- + 遅延が小さい (差分出力, 偶奇探索を併用)
- + 「最悪時定数時間遅延」にしやすい
- 設計に「慣れ」が必要

部分集合列挙問題 (済)

入力：自然数 n (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の部分集合すべて

要素数固定部分集合列挙問題

入力：自然数 n, m (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の部分集合で要素数 m のものすべて

順列列挙問題

入力：自然数 n (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の順列すべて

要素数固定部分集合列挙アルゴリズム

「部分集合列挙アルゴリズム」を動かして，要素数が m のものだけを出し，そうでないものは出力しない

これは効率がよくない

- $\{1, \dots, n\}$ の部分集合の総数 $= 2^n$
- $\{1, \dots, n\}$ の部分集合で要素数 m のものの総数 $= \binom{n}{m}$
 $= O(n^m)$
- $\xrightarrow{\text{よって}}$ このアルゴリズムでは「ほとんど」捨てられる
- $\xrightarrow{\text{よって}}$ 遅延が多項式にならない

分割探索によるアプローチ

- 分割法の定義
- 探索の打ち切り法を導入

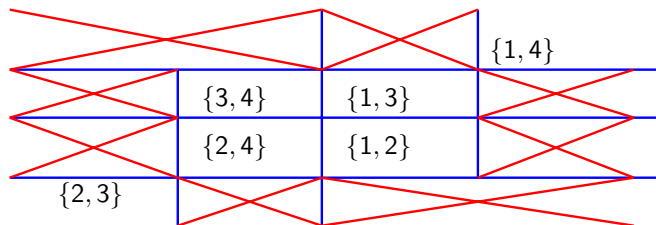
組合せ Gray 符号によるアプローチ

- グラフの定義，ハミルトン道の存在性
- ハミルトン道上の探索法

逆探索によるアプローチ

- 根付き木，親子関係の定義
- 親から子を見つける方法

$n = 4, m = 2$ とする



- 分割された集合の中に要素が 1 つしかないときは分割をそれ以上行わず，その要素を出力
- 「要素が 1 つしかないこと」を判定しないといけない
- 「要素が 1 つしかないこと」の判定はややこしいので，要素が 1 つしかなくても分割をして，「要素がないこと」を判定し，要素がないとき分割をやめる

要素数固定部分集合列挙アルゴリズム (分割探索)

入力：自然数 n, m

出力： $\{1, \dots, n\}$ の部分集合で要素数 m のものすべて

- $A(\emptyset, 1)$ を呼び出し

$A(X, i)$

事前条件： $i \in \{1, \dots, n, n+1\}$, $X \subseteq \{1, \dots, i-1\}$

事後条件： $\{X \cup Y \mid Y \subseteq \{i, \dots, n\}\}$ の要素で
要素数 m のものをすべて出力

- $|X| > m$ または $|X| + (n - i + 1) < m$ ならば終了
- $i = n + 1$ ならば, X を出力して終了
- そうでなければ, $A(X, i + 1)$ と $A(X \cup \{i\}, i + 1)$ を呼び出し

正当性

- 「部分集合列挙アルゴリズム」と同様
- 次の2つが同値であることを観察すれば十分
 - 出力が空集合であることと
 - $A(X, i)$ の最初の行の終了条件が成り立たないこと

効率性

- 最悪時 $O(n)$ 時間遅延, $O(n)$ 領域
(「部分集合列挙アルゴリズム」と同様)

分割探索によるアプローチ

- 分割法の定義
- 探索の打ち切り法を導入

組合せ Gray 符号によるアプローチ

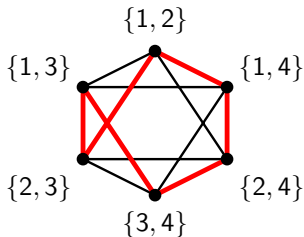
- グラフの定義，ハミルトン道の存在性
- ハミルトン道上の探索法

逆探索によるアプローチ

- 根付き木，親子関係の定義
- 親から子を見つける方法

$\{1, \dots, n\}$ の要素数 m の部分集合全体上のグラフ Q_n^m を定義

- X と Y が隣接 $\Leftrightarrow |X \Delta Y| = 2$



命題 6

任意の n, m (ただし, $n \geq m \geq 1$) に対して, Q_n^m は $\{1, 2, \dots, m\}$ から $\{1, 2, \dots, m-1, n\}$ へのハミルトン道を持つ

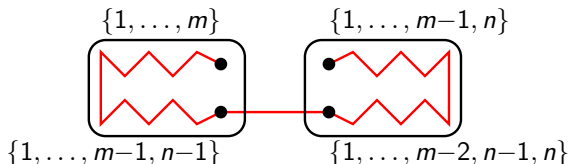
証明: 数学的帰納法 (次のスライド)

- $m = 1$ のとき, $n = m$ のときは簡単



- $n > m > 1$ のとき

- n を含まない部分と n を含む部分に分割
- n を含まない部分 $\simeq Q_{n-1}^m$
- \therefore ここには $\{1, \dots, m\}$ から $\{1, \dots, m-1, n-1\}$ へ至るハミルトン道が存在
- n を含む部分 $\simeq Q_{n-1}^{m-1}$
- \therefore ここには $\{1, \dots, m-1, n\}$ から $\{1, \dots, m-2, n-1, n\}$ へ至るハミルトン道が存在
- Q_n^m で $\{1, \dots, m-1, n-1\}$ と $\{1, \dots, m-2, n-1, n\}$ は隣接



一言で言うと

簡単ではない

詳細は

*D. Knuth: "The Art of Computer Programming Volume
4 Fascicle 3"*

を参照 (このアルゴリズムは回転扉アルゴリズムと呼ばれている)
revolving door algorithm

分割探索によるアプローチ

- 分割法の定義
- 探索の打ち切り法を導入

組合せ Gray 符号によるアプローチ

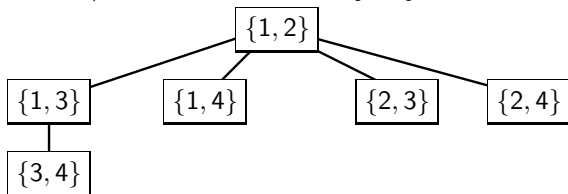
- グラフの定義，ハミルトン道の存在性
- ハミルトン道上の探索法

逆探索によるアプローチ

- 根付き木，親子関係の定義
- 親から子を見つける方法

親子関係による根付き木の定義

- 根 : $\{1, \dots, m\}$
- 集合 X の親 : $X \cup \{i\} \setminus \{j\}$
ただし, i は $i \notin X$ である最小の i , j は $j \in X$ である最大の j



- 根付き木は well-defined :
根に近いほど要素和が小 . $\{1, \dots, m\}$ は要素和最小
- 集合 X の子 : $X \cup \{j\} \setminus \{i\}$
ただし, 任意の $i' \leq i$ に対して $i' \in X$ を満たし, $j > \max X$
(そのような i が j が存在しないとき X は葉)

要素数固定部分集合列挙アルゴリズム (逆探索)

入力：自然数 n, m

出力： $\{1, \dots, n\}$ の部分集合で要素数 m のものすべて

- $B(\{1, \dots, m\}, m, m)$ を呼び出し

$B(X, a, b)$

事前条件： $X \subseteq \{1, \dots, n\}, |X| = m,$

$$a = \max\{i \mid i' \in X \ \forall i' \leq i\}, b = \max X$$

事後条件：列挙木における X と X の子孫をすべて出力

- X を出力
- $a = 0$ または $b = n$ ならば終了
- そうでなければ, $i := 1, j := b+1$ として以下を繰り返し
 - $B(X \cup \{j\} \setminus \{i\}, i-1, j)$ を呼び出し
 - $i = a$ かつ $j = n$ ならば終了
 - $i < a$ ならば $i := i+1$, そうでなければ $i := 1, j := j+1$

部分集合列挙問題 (済)

入力：自然数 n (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の部分集合すべて

要素数固定部分集合列挙問題 (済)

入力：自然数 n, m (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の部分集合で要素数 m のものすべて

順列列挙問題

入力：自然数 n (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の順列すべて

定義

集合 $X \subseteq \{1, \dots, n\}$ の**順列** (permutation) を数列

$$(a_1, \dots, a_m)$$

で次を満たすものとする (ただし, $|X| = m$)

- 任意の $e \in X$ に対して $e = a_i$ となる唯一の $i \in \{1, \dots, m\}$ が存在する
- 例: $(2, 4, 3, 6)$ は $\{2, 3, 4, 6\}$ の順列
- 簡単のために「2436」「2, 4, 3, 6」とも書くことにする
- 空列は ε で表すことにする

分割探索によるアプローチ

- むしろ「バックトラック」と呼ぶものかもしれない

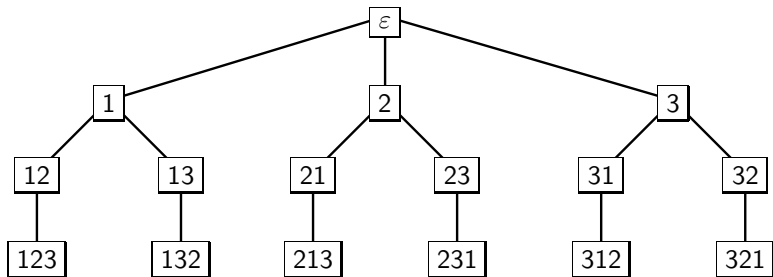
組合せ Gray 符号によるアプローチ

- グラフの定義，ハミルトン道の存在性
- ハミルトン道上の探索法

逆探索によるアプローチ

- 根付き木，親子関係の定義
- 親から子を見つける方法

バックトラッキングによる順列列挙アルゴリズム (の動き)



分割探索によるアプローチ

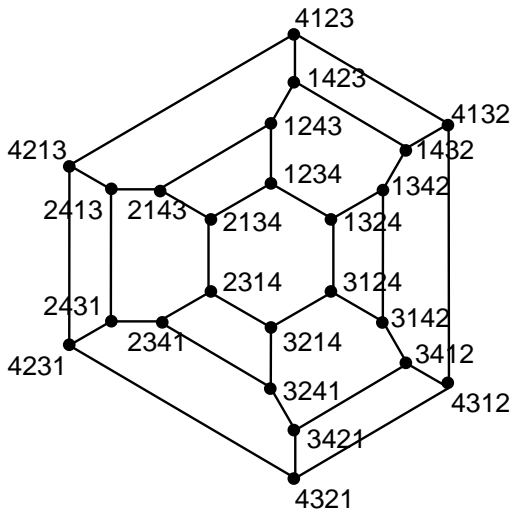
- むしろ「バックトラック」と呼ぶものかもしれない

組合せ Gray 符号によるアプローチ

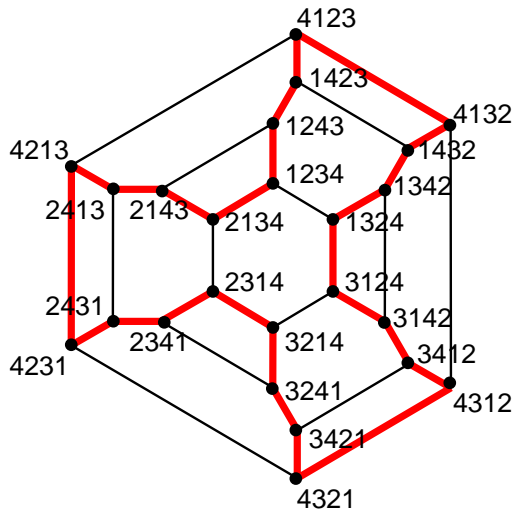
- グラフの定義，ハミルトン道の存在性
- ハミルトン道上の探索法

逆探索によるアプローチ

- 根付き木，親子関係の定義
- 親から子を見つける方法



a, a' が P_n で隣接 \Leftrightarrow 隣接要素の交換で a から a' が得られる



a, a' が P_n で隣接 \Leftrightarrow 隣接要素の交換で a から a' が得られる

- $\{1, \dots, n-1\}$ に対する組合せ的 Gray コードを用意する
- n を可能な場所に順に挿入する
- 右から左へ, 左から右へ, 右から左へ, ... と順に

1234	3124	2314
1243	3142	2341
1423	3412	2431
4123	4312	4231
4132	4321	4213
1432	3421	2413
1342	3241	2143
1324	3214	2134

- アルゴリズムでは n を動かせるだけ動かし, 動かせなくなったら $n-1$ を 1 つ動かして, また n を動かし, ... と続け, n も $n-1$ も動かせなくなったら $n-2$ を動かし, ... と続けていく

これは Steinhaus-Johnson-Trotter アルゴリズムと呼ばれる

分割探索によるアプローチ

- むしろ「バックトラック」と呼ぶものかもしれない

組合せ Gray 符号によるアプローチ

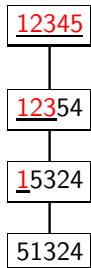
- グラフの定義，ハミルトン道の存在性
- ハミルトン道上の探索法

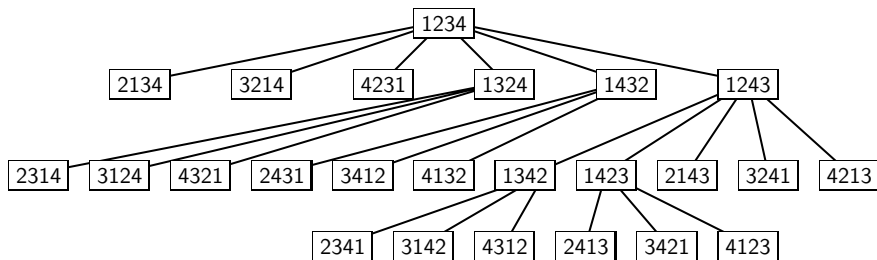
逆探索によるアプローチ

- 根付き木，親子関係の定義
- 親から子を見つける方法

親子関係による根付き木の定義

- 根 : $(1, 2, \dots, n)$
- 順列 a の親 : $a_i \neq i$ であるような最小の i に関して,
 $a_j = i$ として, a_i と a_j を交換した順列
- 根付き木は well-defined :
根に近いほど $a_i = i$ を満たす接頭辞
(prefix) が長い
- 順列 a の子 : $a_i \neq i$ であるような最小の i
に関して, $a_{i'}$ と $a_{j'}$ を交換した順列
ただし, $i' < i$ かつ $i' < j'$
($i = 1$ のとき, a は葉)
(i が存在しないとき, $i = n+1$ とする)



$n = 4$ の場合

順列列挙アルゴリズム (逆探索)

入力：自然数 n , 出力： $\{1, \dots, n\}$ の順列すべて

- $B((1, 2, \dots, n), n + 1)$ を呼び出し

$B(a, i)$

事前条件： a は $\{1, \dots, n\}$ の順列 , $i = \max\{j \mid a_k = k \ \forall k \leq j\} + 1$

事後条件：列挙木における a と a の子孫をすべて出力

- a を出力
- $i = 1$ ならば終了
- そうでなければ , $i' := 1, j' := 2$ として以下を繰り返し
 - $a' := a$ から $a_{i'}$ と $a_{j'}$ を交換して得られる順列
 - $B(a', i')$ を呼び出し
 - $i' = i - 1$ かつ $j' = n$ ならば終了
 - $j' = n$ ならば $i' := i' + 1, j' := i' + 1$, $j' \neq n$ ならば $j' := j' + 1$

部分集合列挙問題 (済)

入力：自然数 n (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の部分集合すべて

要素数固定部分集合列挙問題 (済)

入力：自然数 n, m (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の部分集合で要素数 m のものすべて

順列列挙問題 (済)

入力：自然数 n (1進表現)

出力：集合 $\{1, 2, \dots, n\}$ の順列すべて

他の例

- 後続の講義と演習問題で
- 皆さん自身の持っている問題で

- 列挙問題，列挙アルゴリズムとは？
- 列挙問題，列挙アルゴリズム設計の難しさ
- 列挙アルゴリズム設計技法
 - 分割探索 (binary partition)
 - 組合せ Gray 符号 (combinatorial Gray code)
 - 逆探索 (reverse search)
- 難しい列挙問題

がんばってもできなかつたら，それなりの理由があるはず

例

- 1つ見つけることすら難しい問題
- 今までの出力に漏れがないか判定することすら難しい問題
- 今までの出力に重複があるか判定することすら難しい問題

部分集合和列挙問題

入力： n 個の自然数 a_1, \dots, a_n , もう 1 個自然数 b

出力： $\sum_{i \in S} a_i = b$ となる $S \subseteq \{1, \dots, n\}$ すべて

- 1つでも出力する問題が NP 困難 (Karp 1972)
- $\xrightarrow{\text{なので}}$ 列挙も難しい

注

- NP 困難問題はたくさん知られている
- 列挙アルゴリズムを考える前に「1つ見つけるのがどれほど難しいか」考えるのが重要
(それによりアルゴリズム設計指針が大きく変わる)

凸多面集合の頂点列挙問題

入力：自然数 d と d 次元空間中の n 個の半空間

出力：半空間の共通部分 (凸多面集合) の頂点すべて

- この問題に出力多項式時間アルゴリズムがあれば $P = NP$
(Khachiyan, Boros, Borys, Elbassioni, Gurvich 2006)
- 別の言い方をすると：
この問題の入力と出力の一部が与えられたとき，
それ以外に出力すべきものがあるか判定する問題が NP 困難
- $\xrightarrow{\text{なので}}$ 列挙は難しい

注

- 同様な結果が極大 t -頻出集合問題に対しても知られている
(Boros, Gurvich, Khachiyan, Makino 2002)

ラベル無しグラフ列挙問題

入力：自然数 n

出力：頂点数 n のラベル無しグラフすべて

- 新しく見つかったグラフが今までに見つかったグラフと同じ (同型) かどうか判定できれば十分
- $\xrightarrow{\text{しかし}}$ グラフ同型性判定問題は難しい
(多項式時間で解けるか, NP 完全か知られていない)
- $\xrightarrow{\text{なので}}$ アルゴリズム構築が難しい

注

- 同様な問題に「線形符号列挙問題」がある
- 同型性判定が簡単なグラフクラスが多く知られているが, そのアルゴリズムは「標準型」を用いることが多い. 標準型は列挙にも適用できる (中野先生の講義)

- 列挙問題，列挙アルゴリズムとは？
 - 列挙アルゴリズムの効率：出力多項式時間，多項式時間遅延
- 列挙問題，列挙アルゴリズム設計の難しさ
- 列挙アルゴリズム設計技法
 - 分割探索 (binary partition)
 - 組合せ Gray 符号 (combinatorial Gray code)
 - 逆探索 (reverse search)
- 難しい列挙問題

C 言語で岡本が書いた汚いプログラム集はこちらを参照
www.is.titech.ac.jp/~okamoto/lect/2008/enumschool/
プログラムはこの講義のアルゴリズムに基づくが，
この講義で想定したほど高速な実装にはなっていないので注意

演習問題

演習問題をやることはとても重要です

- 大学のアルゴリズムの授業で，アルゴリズムを自分で考える機会がほとんどないのは非常に残念
- 演習ではアルゴリズムを自分で考えて，アルゴリズム設計の楽しさを味わいましょう

演習問題への Tips

- 1人でやらずにグループを作ってやりましょう
- グループでは解法のあらすじを議論しましょう
- 解法の詳細は1人で詰めてみましょう
- 不明な点はどんどん講師に聞きましょう
- 1つの問題にこだわりすぎず，いろんな問題を試しましょう
- 演習問題を全部やる必要はありません

列挙アルゴリズム設計技法については

- 宇野毅明, 「列挙問題」, 応用数理計画ハンドブック (久保, 田村, 松井編), 第 14.4 節, 朝倉書店, 2002, pp. 886–932 .

簡単な対象の列挙については

- A. Nijenhuis and H.S. Wilf, “Combinatorial Algorithms,” Academic Press, 1978.
(Herbert Wilf の Web ページより全文ダウンロード可能)
- D. Knuth, “The Art of Computer Programming,” Vol. 4, Fascicle 2–4, Addison-Wesley, 2005–2006.
- 仙波一郎, 「組合せアルゴリズム」, サイエンス社, 1989 .

組合せ Gray 符号については

- C. Savage, A survey of combinatorial Gray codes. SIAM Review **39** (1997) 605–629.

逆探索については

- D. Avis and K. Fukuda, Reverse search for enumeration. Discrete Applied Mathematics **65** (1996) 21–46.
- 福田公明, 「逆探索とその応用」, 離散構造とアルゴリズム II (藤重編), 共立出版, 1993, pp. 47–78 .

偶奇探索については

- T. Uno, Two general methods to reduce delay and change of enumeration algorithms. NII Tech. Report **2003-004E** (2003), 10 pages.