

アルゴリズムとデータ構造③

～リスト・ソート・ヒープソート～

鹿島久嗣
(計算機科学コース)

リスト

集合を管理するデータ構造： データを保持するための基本データ構造

■ 集合を管理するデータ構造

– データをコンピュータのメモリにどのように保持するか

■ サポートすべき機能：

– 集合の追加

– 集合の削除

– 集合の検索

■ たとえば、配列ならば...：

– メモリを必要分確保しておき、順次保管する

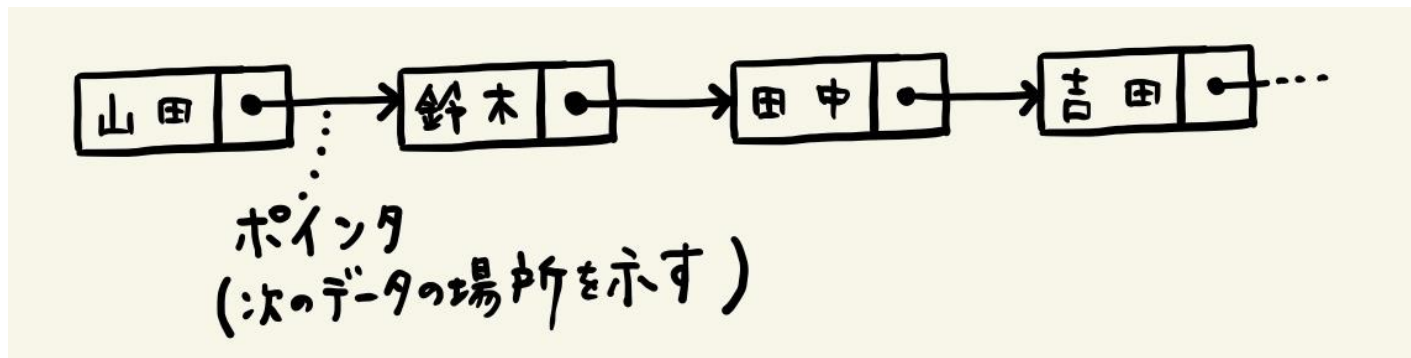
– 所望の位置にアクセス可能だが、削除が面倒

配列による集合の管理

番地	データ
1	山田
2	鈴木
3	田中
4	吉田
⋮	⋮

リスト： 集合を管理する基本データ構造

- リスト：データをポインタで一列につなげたもの
 - ポインタ：次のデータの場所（番地）を示す

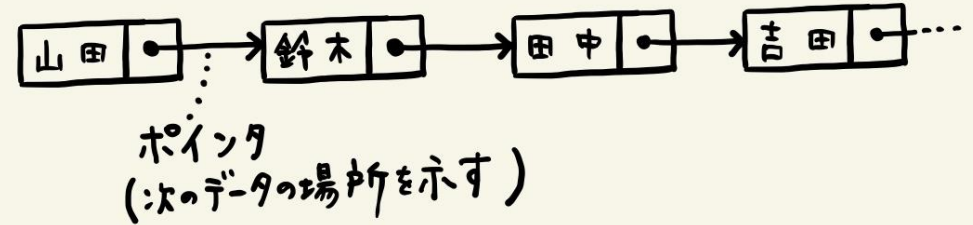


リストの利点：

データを動的に追加・削除可能

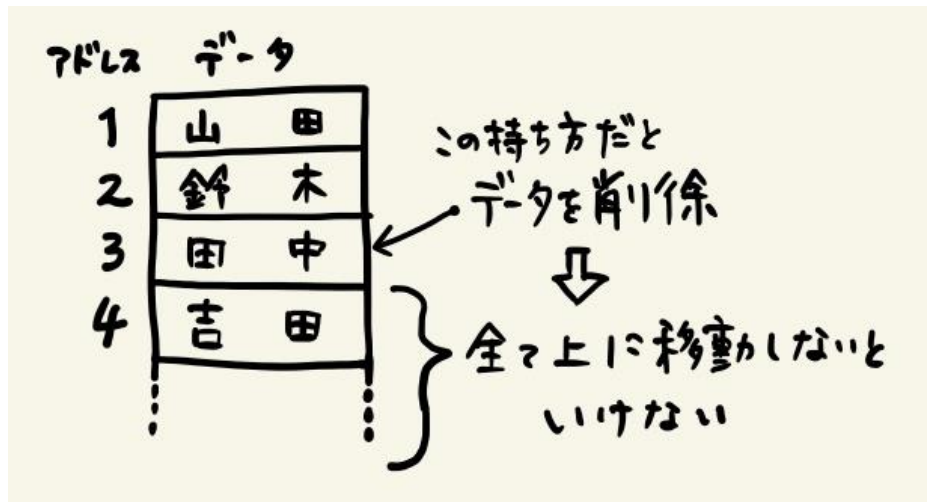
- リストは、必要に応じてメモリを確保できる

– 後ろに繋げていけばよい



- 追加・削除が容易

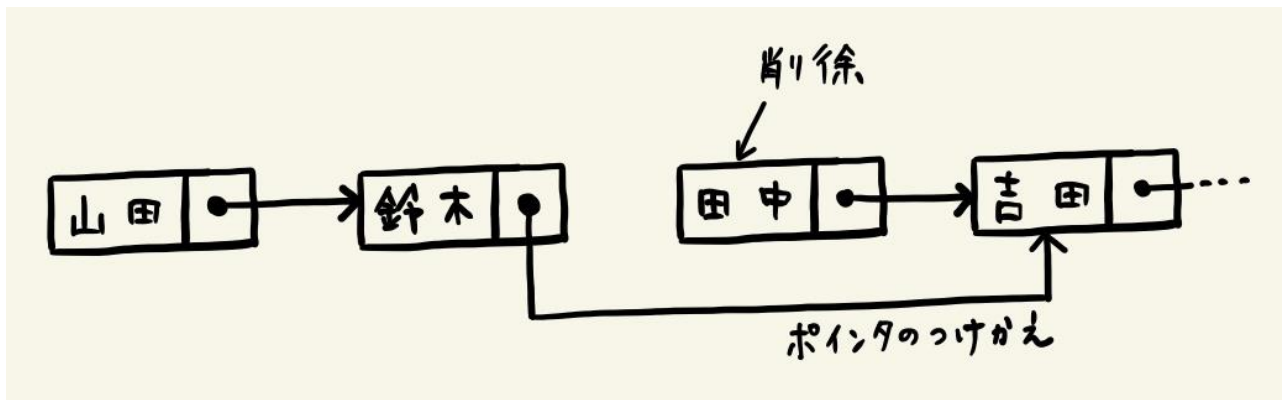
- 配列でもつと削除が大変になる



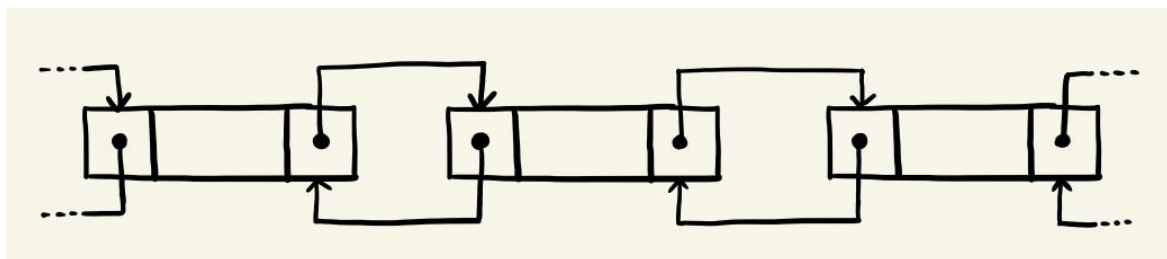
- 検索では得しない (効率的な検索には別の仕組みが必要)

リストの利点： データを動的に追加・削除可能

- 削除：ポインタの付け替えで対応

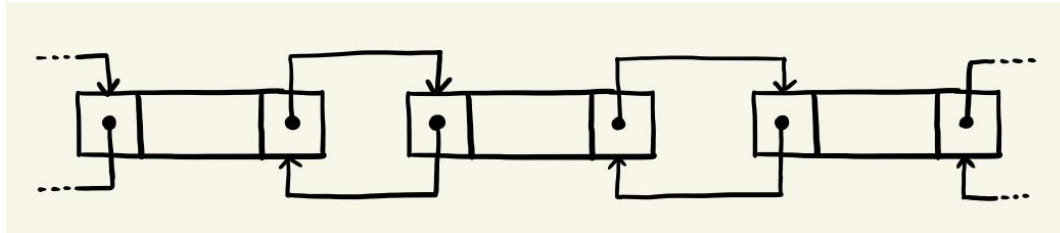


- ポインタのつけかえには、誰が自分にポインタを指しているかを知る必要がある（単純には $O(n)$ ）
- 二重線形リスト： $O(1)$ で発見可能

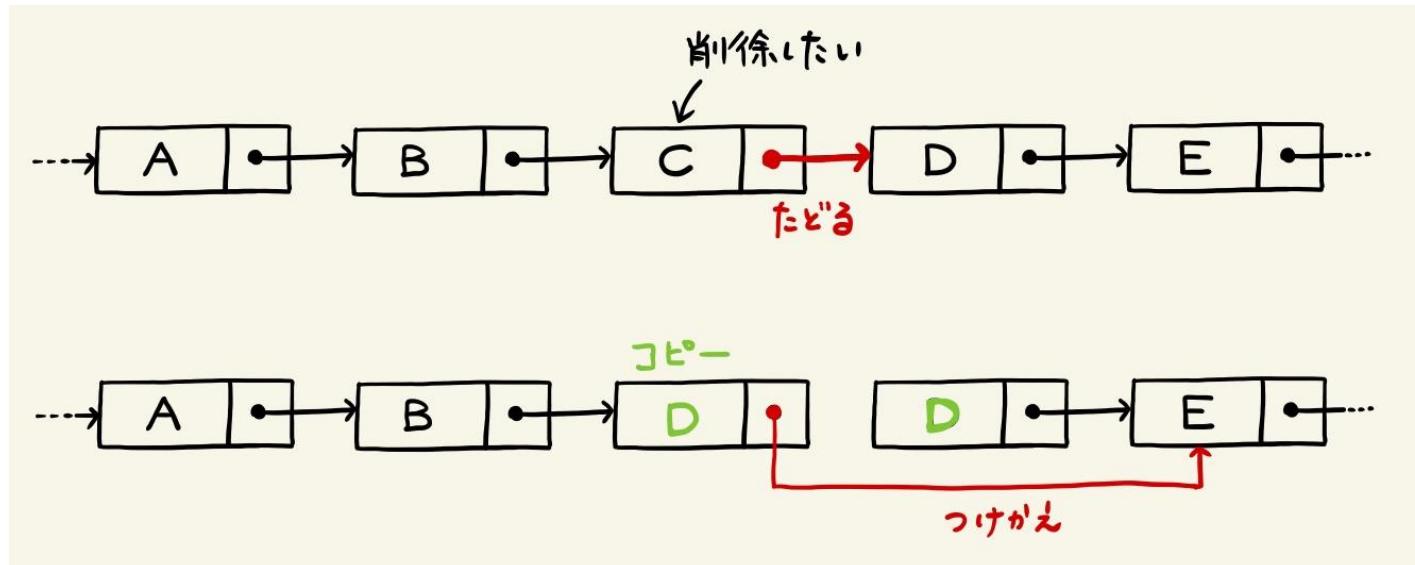


リストの利点： データを動的に追加・削除可能

- 二重線形リストは $O(1)$ で削除できるがポインタが2倍



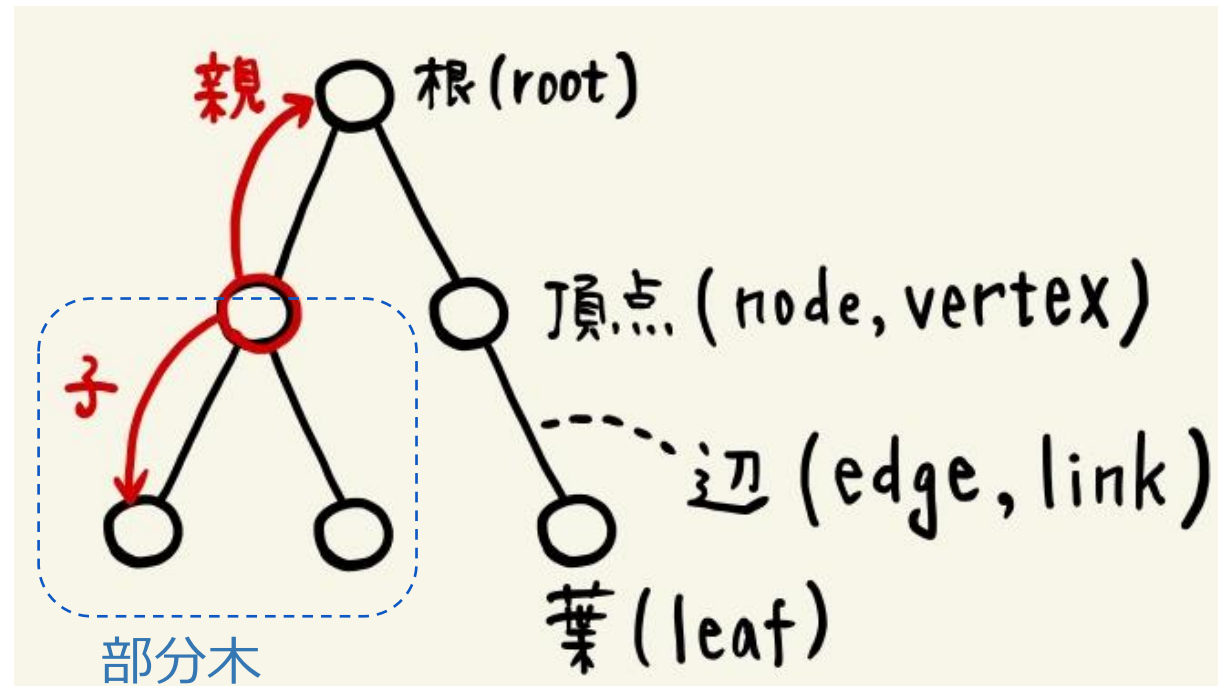
- 実は二重にしなくても可能：たどる→コピー→付け替え



根付き木：

枝分かれするリストの一般化

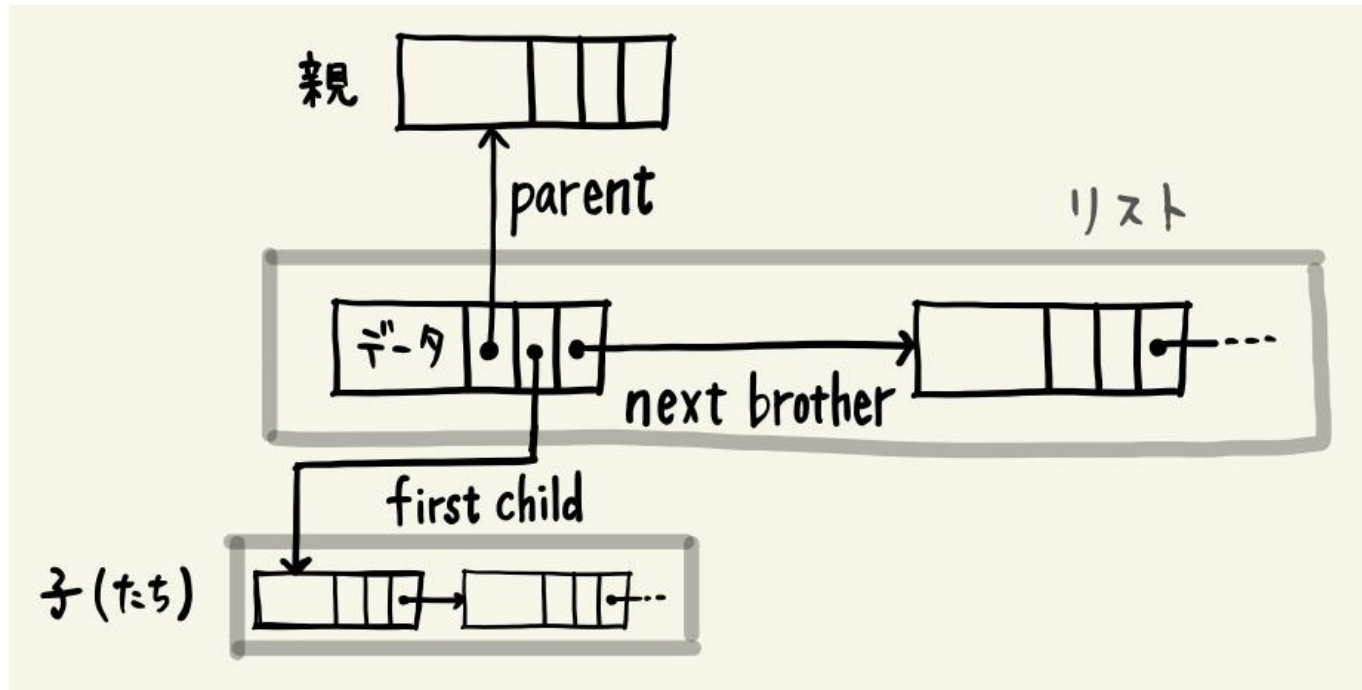
- 頂点集合と、それらを結ぶ辺から構成される
 - 辺に接続する頂点の片方が親でもう一方を子とする
 - 各頂点は0～複数個の子をもつ
 - 根以外の頂点は、必ずただひとつの親頂点をもつ
 - 葉：子をもたない頂点
 - 部分木：
ある頂点以下の部分



根付き木の実現：

各頂点が3個のポインタをもつ

- 各頂点は親へのポインタ、次のきょうだいへのポインタ、最初の子へのポインタをもつ
 - 全ての子へのポインタをもつかわりに最初の子だけを指す
 - 各頂点は最大3個のポインタを保持



整列（ソート）のアルゴリズム

整列問題 (ソート) :

要素を小さい順に並び替える問題

■ 整列問題

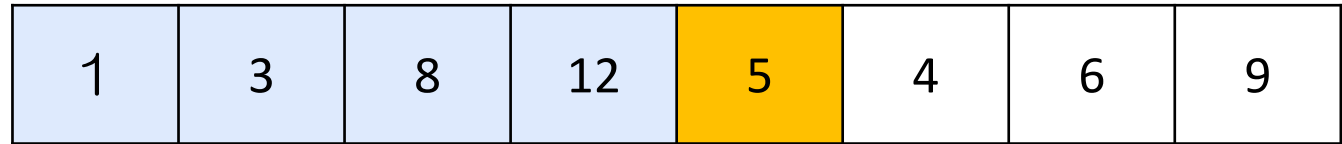
– 入力 : n 個の数 a_1, a_2, \dots, a_n が入った配列

– 出力 : $a_1' \leq a_2' \leq \dots \leq a_n'$ を満たす、入力列の置換

■ 例 : 入力 (4, 5, 2, 1) \rightarrow 出力 (1, 2, 4, 5)

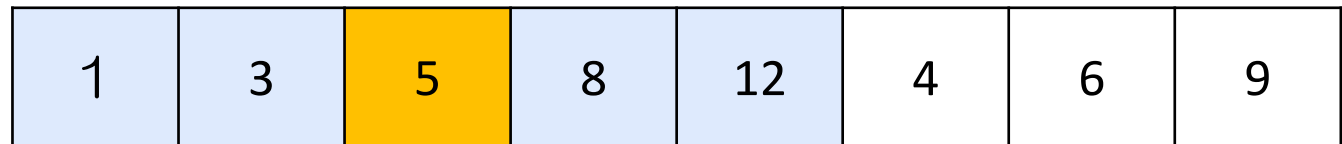
単純なソートアルゴリズム： ソート済み領域を左から順に拡大していく

- ある時点において、現在の位置よりも左の部分は整列済みとする



整列済み 現在の位置

- 現在の位置から左に見ていき、順序が保たれるところまで移動する



整列済みの領域がひとつ拡大された

単純なソートアルゴリズムの計算量： 計算効率はいそれほど良くないが省スペースで実行可能

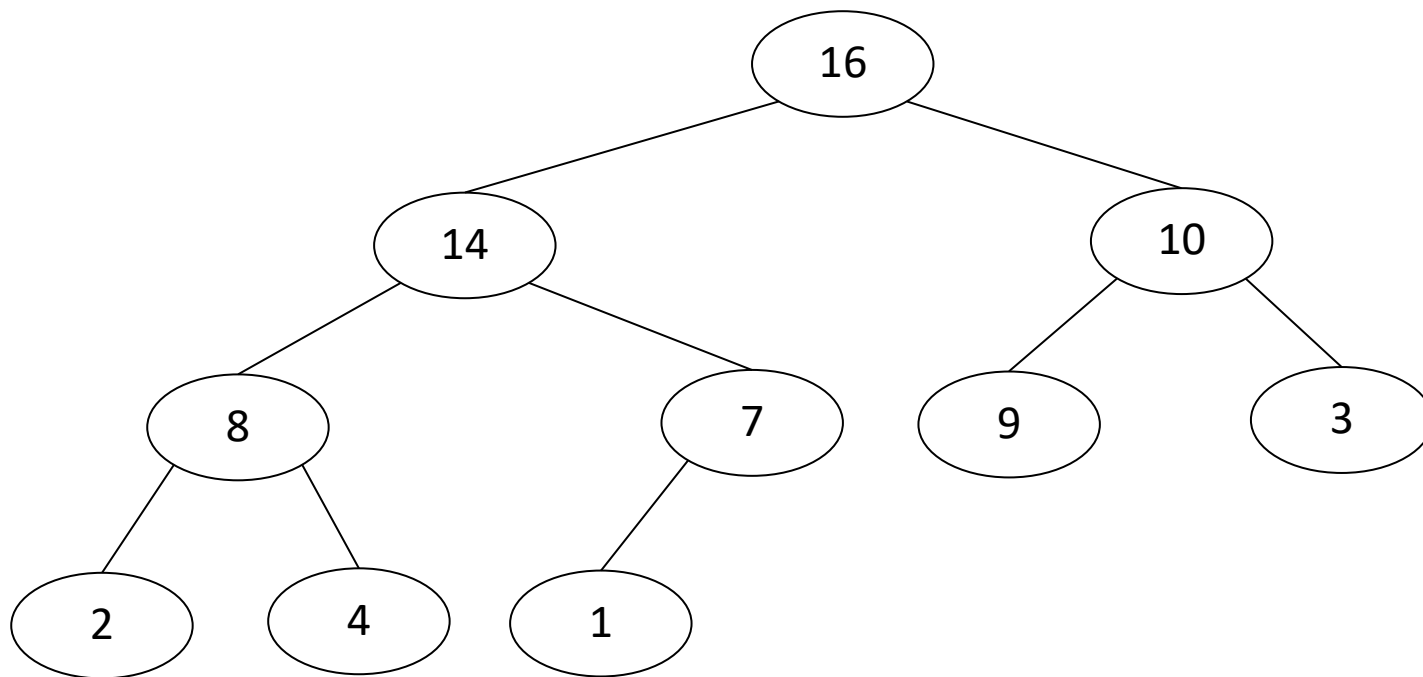
- 「現在の位置から左に見ていき、順序が保たれるところまで移動する」アルゴリズム
- 現在の位置が j であるとする、 \dots の操作には $O(j)$ 回の比較・交換が必要
- これを $j = 1, 2, \dots, n$ まで行くと
 $\sum_{j=1, \dots, n} O(j) = O(n^2)$ になる
- このアルゴリズムはあまり効率はよくない
 - 効率の良いアルゴリズムは $O(n \log n)$ (後述)
- ただし、「その場でのソート」が可能なので省スペース
 - 入力配列以外に定数個の領域しか使用しない

ヒープソート

ヒープソート :

データ構造「ヒープ」を使った $O(n \log n)$ のソート法

- 「ヒープ」とよばれるデータ構造の一種を用いたソート法
- $O(n \log n)$ で動く「その場での」ソート法
 - $O(n \log n)$ は最悪計算量としてはベスト



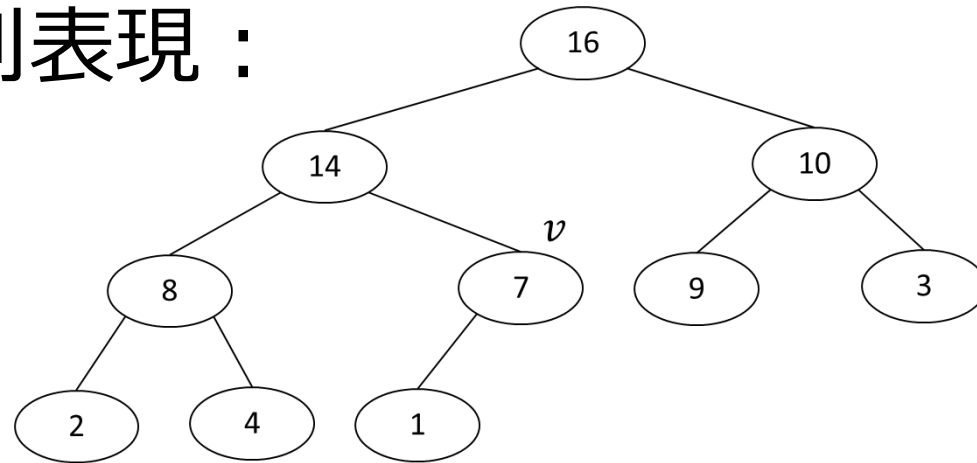
ヒープ:

ヒープ条件をみたす完全2分木

- ヒープは（ほぼ）完全2分木である
 - 2分木：全頂点の子数が最大2個の根付き木
 - 完全2分木：葉以外の頂点の子がちょうど2個で、すべての葉の高さが等しい2分木
- ヒープの各頂点はデータをひとつずつもち、必ず「ヒープ条件」を満たしていなければならない
 - ヒープ条件：ある頂点のデータの値は、その親のもつデータの値以下である
$$A[\text{parent}(i)] \geq A[i]$$
- n 頂点をもつヒープの高さは $\Theta(\log n)$

ヒープの表現： ヒープは配列で一意に表現できる

■ ヒープと等価な配列表現：



⇒

A	16	14	10	8	7	9	3	2	4	1
	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10

■ 配列表現の性質：

- 頂点 i の左の子は $2i$ 番目、右の子は $2i + 1$ 番目
- 頂点 i の親は $\lfloor i/2 \rfloor$ 番目に入っている

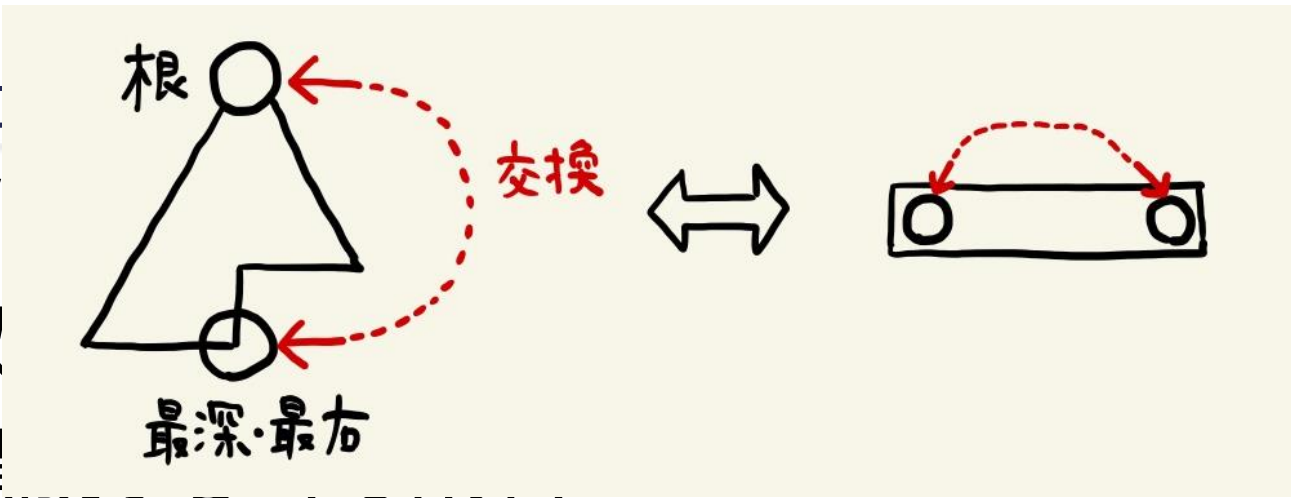
ヒープソート：

「根の値の取出し」と「木の更新」を繰り返してソートを実行

- ヒープの根には最大の値が入っている
- 大まかには以下の方法で小さい順に並べることができる：
 1. ヒープを構成する ($O(n)$ ：後述)
 2. 根と、最も深く、最も右にある頂点 (= 配列表現の場合は一番最後の要素) と交換する
 3. 木 (= 配列) のサイズをひとつ小さくする
 4. 根が入れ替わったことでヒープ条件が満たされなくなっているので、ヒープを更新 ($O(\log n)$) する
 5. 以上を頂点がなくなるまで繰り返す (→ステップ2)

ヒープソート： 「根の値の取出し」

- ヒープの根に
- 大まかには以



実行

る：

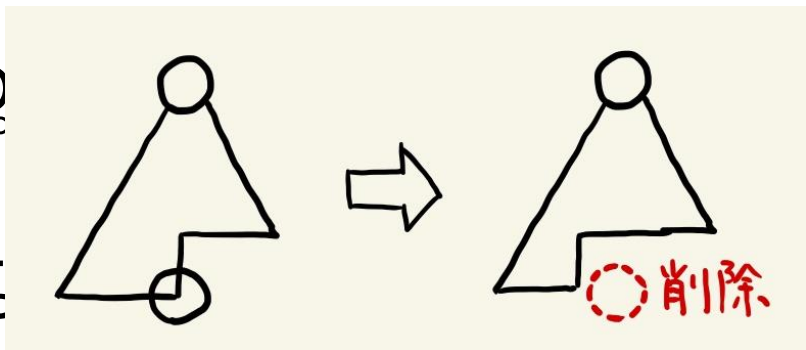
1. ヒープを構

2. **根と、最も深く、最も右にある頂点（= 配列表現の場合は一番最後の要素）と交換する**

3. **木（= 配列）のサイズをひとつ小さくする**

4. 根が入れ替わっている

5. 以上を頂点がた



こされなくなっている

ステップ2)

ヒープソート：

「根の値の取出し」と「木の更新」を繰り返してソートを実行

- ヒープの根には最大の値が入っている
- 大まかには以下の方法で小さい順に並べることができる：
 1. ヒープを構成する ($O(n)$ ：後述)
 2. 根と、最も深く、最も右にある頂点 (= 配列表現の場合には一番最後の要素) と交換する
 3. 木 (= 配列) のサイズをひとつ小さくする
 4. **根が入れ替わったことでヒープ条件が満たされなくなっているので、ヒープを更新 ($O(\log n)$) する**
 5. 以上を頂点がなくなるまで繰り返す (→ステップ2)

根のヒープ条件の回復：

根から下に辿り $O(\log n)$ でヒープ条件を回復

■ HEAPIFY(A, i)関数を考える：

– 配列 A （を木としてみたときの）頂点 i 以下の頂点をヒープ条件を満たすように更新する関数

– ただし、頂点 i の2つの子を根とする部分木はすでにヒープ条件を満たしているとする

• 今回も、変更されたのは根だけなので、この条件が成立

■ HEAPIFY(A, i)関数は、自身を再帰的に呼び出しながら、木の上から下へ向かって降りていく

– $O(\log n)$ で葉に到達し実行可能

根のヒープ条件の回復 (詳細)

根から下に辿り $O(\log n)$ でヒープ条件を回復

HEAPIFY(A, i)

1. i からスタート

2. i とその左右の子を比較

– if i が最大 then 終了

– else

• 大きい方を i と入れ替える

• $i \leftarrow$ 入れ替えられた先の位置

• HEAPIFY(A, i): 自分自身を呼ぶ

■ 計算量は i の高さを h として $O(h) \leq O(\log n)$

i と2つの子の間のヒープ条件が満たされる

新しい i とその子の間のヒープ条件の成立はまだ不明

ヒープの構成：

木の下方から上方に向かって構成する

- 手続き：木の下から上に向かって（ヒープになっていない）木（=配列）をヒープにする

- BUILD_HEAP(A)

子のある頂点を添え字の大きいほうから順に

1. for $i \leftarrow \lfloor \text{length}(A)/2 \rfloor$ down to 1

2. do HEAPIFY(A, i)

i 番目の頂点を根とする部分木がヒープ条件を満たすように更新する

3. end for

- HEAPIFYが $O(\log n)$ ステップ、これを $O(n)$ 回呼び出すので全体としては $O(n \log n)$ の計算量

—実は注意深く評価すると $O(n)$ （※あとで示す）

ヒープへの挿入：

$O(\log n)$ で実行可能

- ヒープに新たなデータ x を挿入する

HEAP_INSERT(A, x)

1. 配列 A の最後に x を付け加える
2. x と $\text{parent}(x)$ を比較する
 - if $x \leq \text{parent}(x)$ then 終了
 - else x と $\text{parent}(x)$ を入れ替える
3. $x \leftarrow \text{parent}(x)$
4. goto 2

ヒープ条件の確保

繰り返し回数は
 $O(\log n)$

- これを繰り返すことでヒープ構成も可能 $O(n \log n)$

ヒープ構成の計算量：

挿入の繰り返しでも構成可能だが遅くなる

- HEAPIFYとHEAP_INSERTのどちらもヒープを構成可能：
 - HEAPIFYは上から下に向かってヒープ条件を回復
 - HEAP_INSERTは下から上に向かってヒープ条件を回復
- 計算量は異なる：
 - HEAPIFYを使った構成は $O(n)$ （後述）
 - HEAP_INSERTは $O(n \log n)$
 - 計算量の差はどこからくるか？：
 - 2分木では、木の下方の頂点数が多い
 - ほとんどの頂点にとって 根からの距離 $>$ 葉への距離

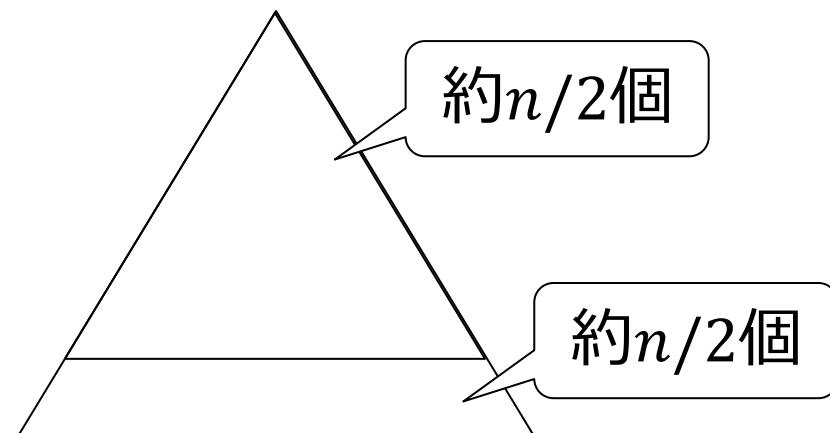
根より葉に近い
頂点が多い

ヒープ構成の計算量：

HEAPIFYなら線形時間でヒープを構成可能

- 高さ h の位置に約 $n/2^h$ 個の頂点がある
 - 一番下の段にほぼ半分が
 - 次の段には、残りのうちほぼ半分が
 - …

- $\sum_{h=1}^{\log n} h \cdot \frac{n}{2^h}$ を評価すると $O(n)$



ヒープの応用： プライオリティ・キュー

- 優先度順にオブジェクトを取り出す仕組み
- 計算機のジョブ割り当て：
 - ジョブが終了 or 割り込み → 最大優先度のものを取り出す
 - 新しいジョブはINSERT
- シミュレーション：
 - 優先度 = 時間として、時刻順にイベントを取り出す