

アルゴリズムと データ構造

§ 2.2 スタック, キュー

§ 3.1 ヒープ

§ 4.3 ヒープソート

塩浦昭義

情報科学研究科 准教授

shioura@dais.is.tohoku.ac.jp

<http://www.dais.is.tohoku.ac.jp/~shioura/teaching>

データ構造とは？

- アルゴリズムの中で、与えられた問題に関連するデータ集合を管理するための道具
- 良いデータ構造とは？
 - データ管理に必要な時間が短い
 - シンプル
 - 必要な領域計算量（記憶容量，領域量）が小さい

連結リストの利用

Use of Linked Lists

連結リスト: 「セル」と呼ばれる基本要素をポインタにより連結したものの

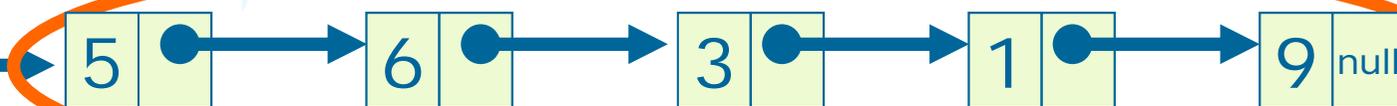
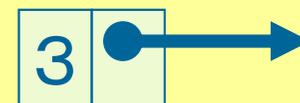
- 必要な領域計算量は**集合のサイズ**に等しい
- 要素の追加は **$O(1)$ 時間**で可能
- **先頭の要素**の削除は **$O(1)$ 時間**で可能
- **先頭以外の要素**の削除は **$O(1)$ 時間**では不可能

連結リストの
最初の
セルへのポインタ

セルの構成:

要素(整数)

次のセルへのポインタ



連結リストの
本体

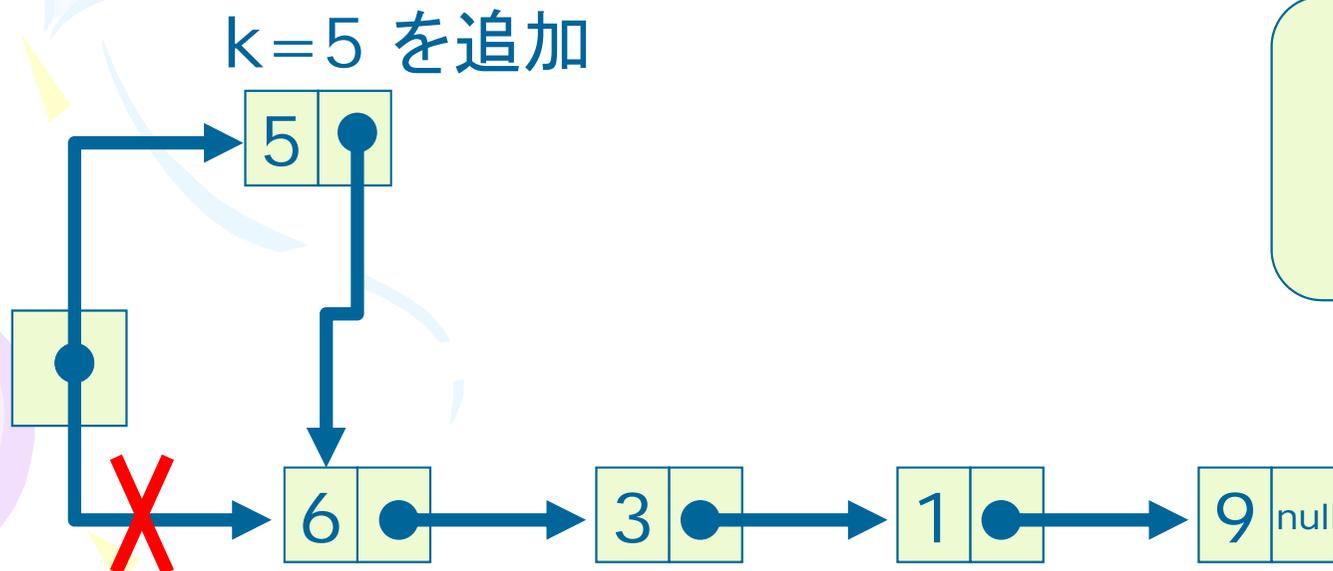
連結リスト: 要素の追加

Linked Lists: Addition of Elements

リストの先頭への整数kの追加 --- $O(1)$ 時間で可能

入力: リスト, 追加する整数 k 出力: 新たなセルを追加したリスト

1. 新しいセル C を準備, セルに整数 k と書く
2. Cの次のセルへのポインタを, 現在の最初のセルとする
3. 連結リストの最初のセルへのポインタを, Cに変更



ポインタ変更の
順番を間違えると
変なリストができる

連結リスト: 先頭の要素の削除

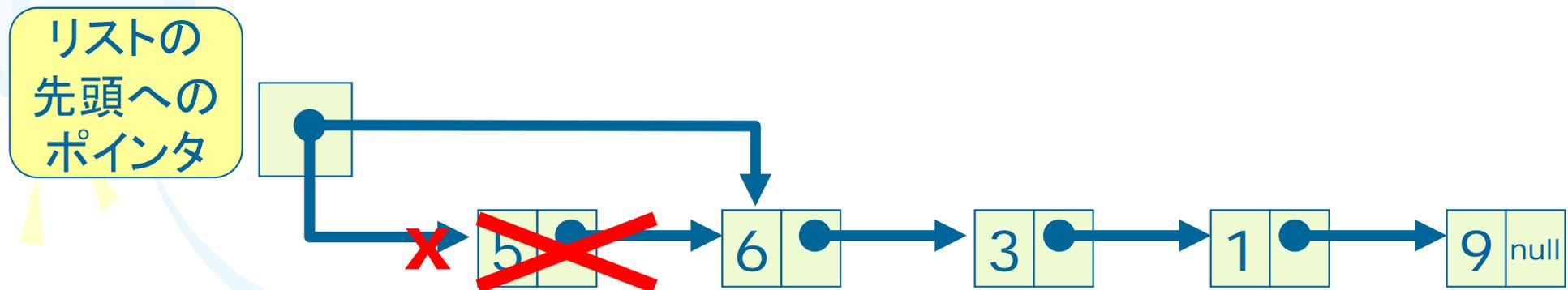
Linked Lists: Deletion of First Element

先頭にあるセルの削除 --- $O(1)$ 時間で可能

入力: リスト

出力: 先頭のセルを削除したリスト

1. リストの先頭のセルへのポインタを, 2番目のセルに変更
2. 元々の先頭のセルを削除



集合に対する特殊な演算と データ構造

- 最も新しい要素を常に削除する

→ **スタック**

- 最も古い要素を常に削除する

→ **待ち行列(キュー)**

- 最も小さい(大きい)要素を常に削除する

→ 優先度付き待ち行列, **ヒープ**

← 連結リストを
使って実現

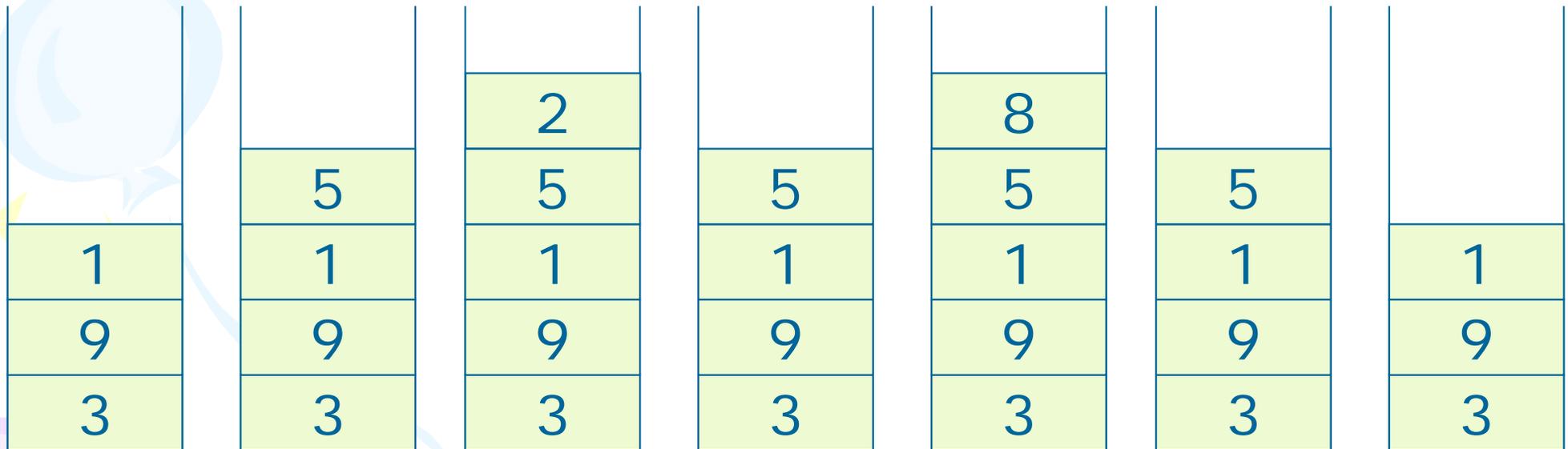


2章 基本的なデータ構造

2.2 スタック, 待ち行列など

スタック

- 最も新しい要素を常に削除するときを使うデータ構造
- 次のような図で表現されることが多い



集合
3, 9, 1

5を
追加

2を
追加

最新の
要素2を
削除

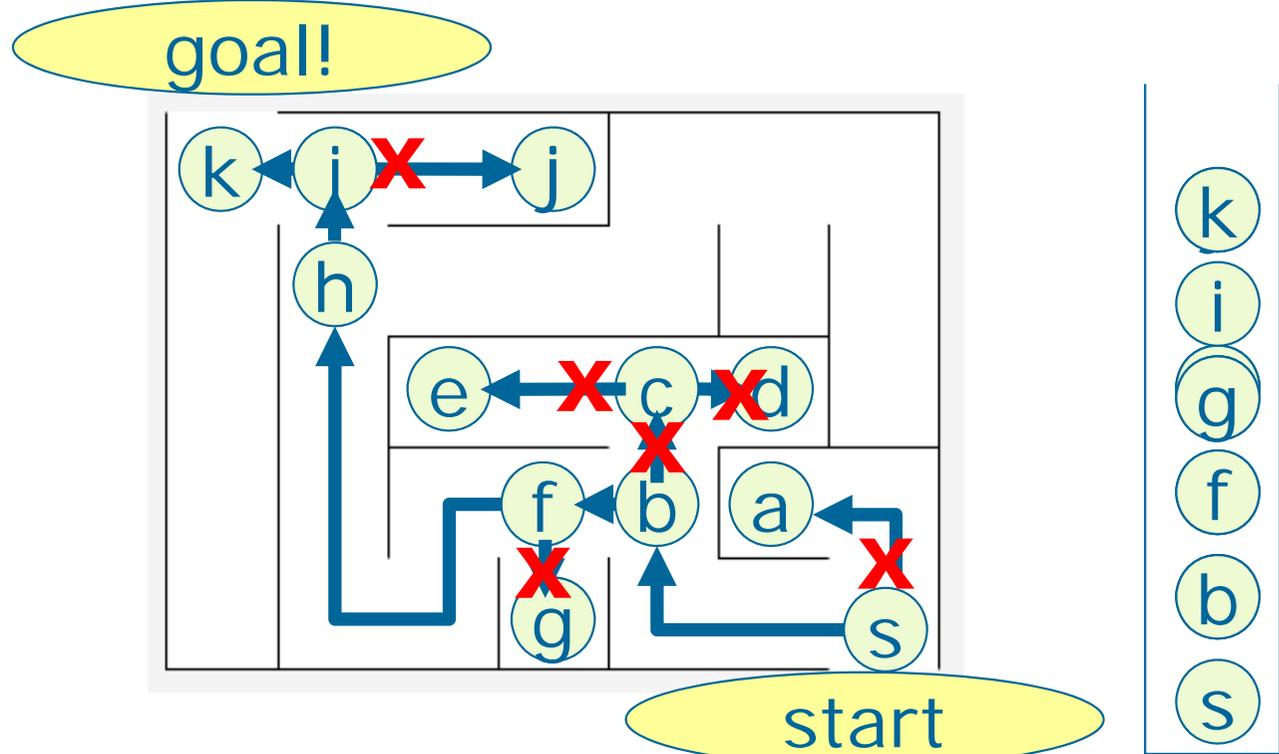
8を
追加

最新の
要素8を
削除

最新の
要素5を
削除

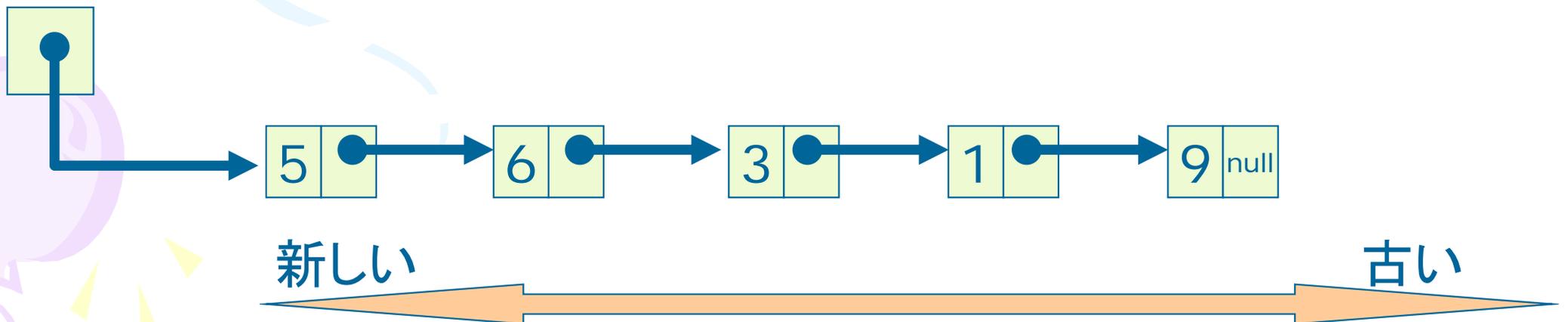
スタックとバックトラック

- スタックは**バックトラック探索**を行なうときによく使われる
- 例: 迷路の探索: 進んだ道に戻ったりしながらゴールを目指す
 - 可能性がある限り先に進む
 - ゴールへ到達する可能性がなくなったら戻る
 - これまで進んできた道を覚えるために, スタックを使う



スタックの実現方法

- 連結リストを使えばよい
- 要素を追加するとき, リストの先頭に追加
 - リストの要素は, 新しいものから古いものへと並ぶ
- 最も新しい要素を削除したい
 - リストの先頭の要素を削除すればよい
- ∴ 追加も削除も $O(1)$ 時間で行える

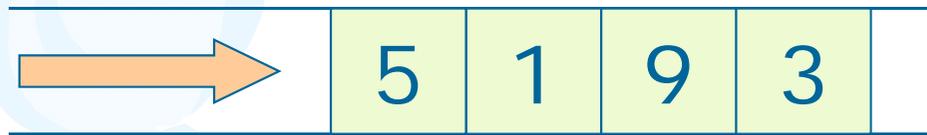


待ち行列(キュー)

- 最も古い要素を常に削除するときを使うデータ構造



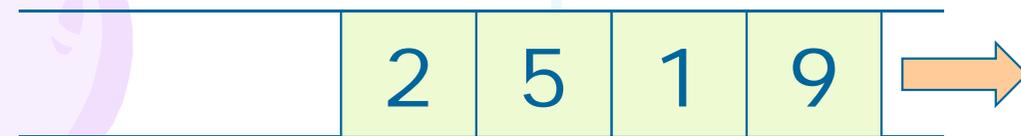
集合 3, 9, 1



5を追加



2を追加



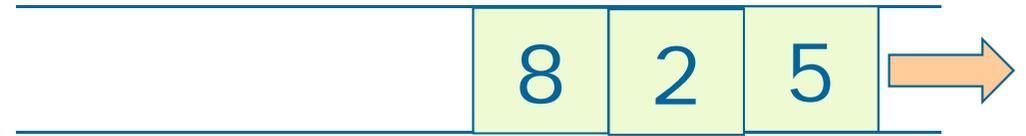
最も古い要素3を削除



8を追加



最も古い要素9を削除

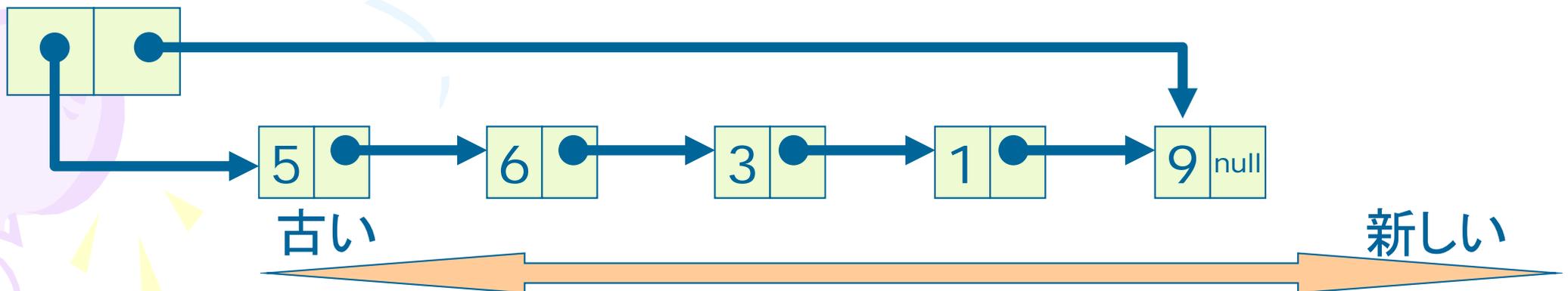


最も古い要素1を削除

ジョブの処理の際に利用

待ち行列の実現方法

- 改良した連結リストを使えばよい
 - 最後尾のセルへのポインタを新たに使う
 - 要素を追加するとき、リストの最後尾に追加
 - ①新しいセルの準備
 - ②最後尾のセルからのポインタを張る
 - ③最後尾へのセルへのポインタを変更
- リストの要素は、古いものから新しいものへと並ぶ
- 最も古い要素を削除したい
- リストの先頭の要素を削除すればよい
- ∴ 追加も削除も $O(1)$ 時間で行える





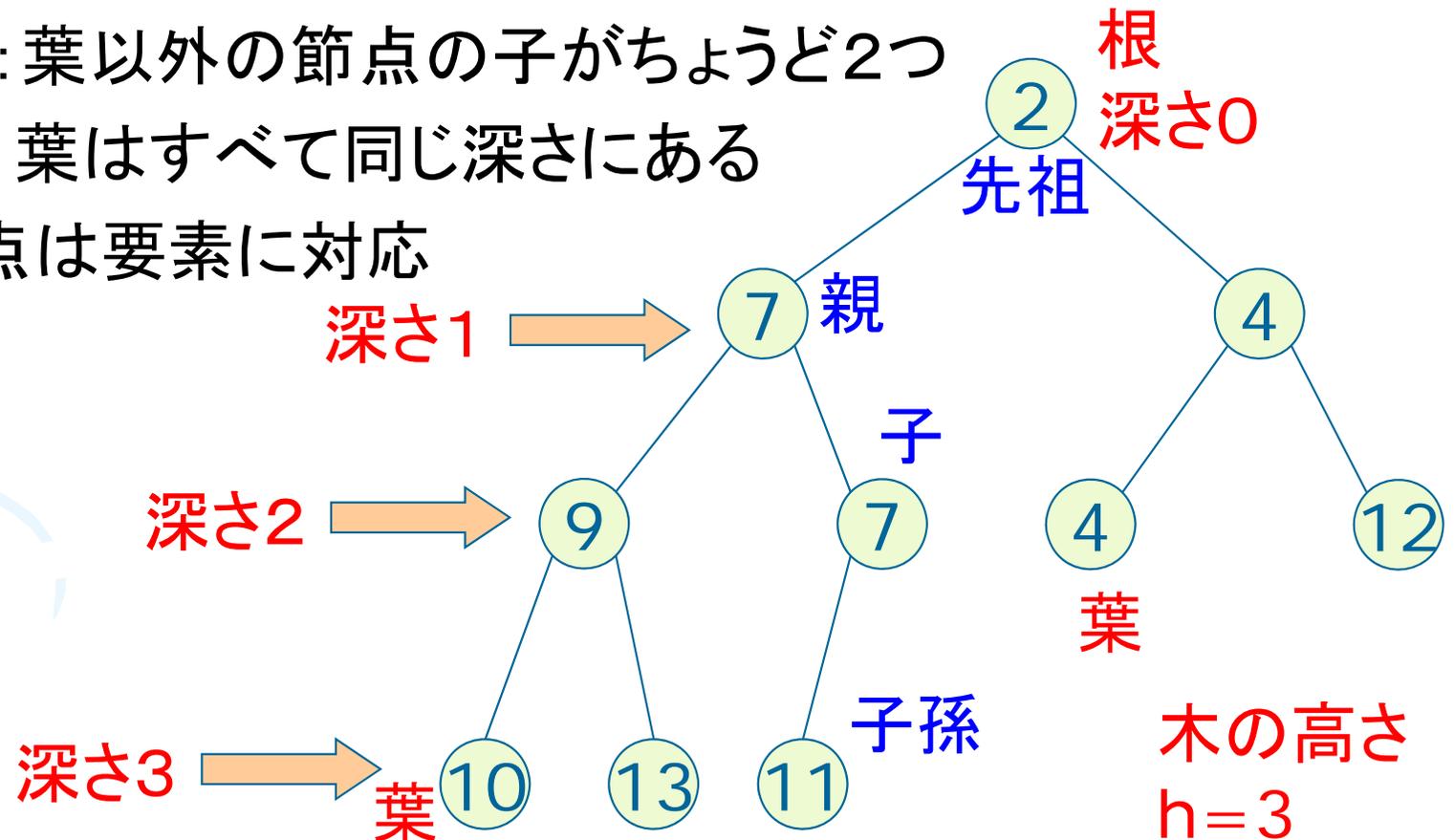
3章 順序付き集合の処理

3. 1 優先度付き待ち行列, ヒープ

ヒープ

- 最も小さい(大きい)要素を常に削除するときを使うデータ構造
 - 新しい要素の追加, 最小要素の削除は $O(\log n)$ 時間
- 2分木により表現される
 - 2分木: 葉以外の各節点が高々2つの子をもつ根付き木
 - 完全2分木: 葉以外の節点の子がちょうど2つ
葉はすべて同じ深さにある

- 2分木の各節点は要素に対応

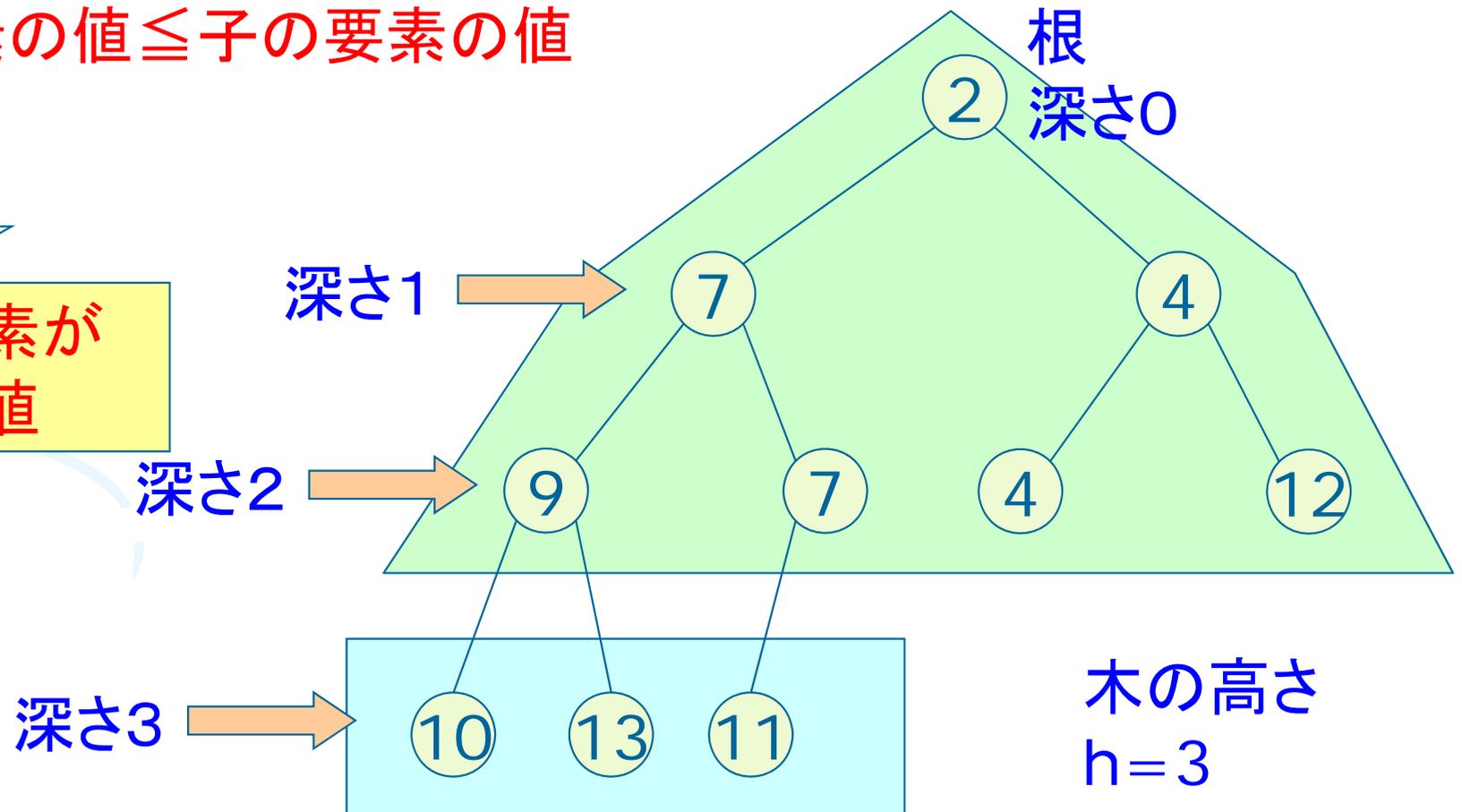


ヒープの条件

木の高さ
 $= \lfloor \log_2 n \rfloor$

- 次の条件を満たす2分木をヒープと呼ぶ
 - (1) 木の高さが $h \rightarrow$ 深さ $h-1$ までは完全2分木
深さ h では, 左側に葉が詰められている
 - (2) 親の要素の値 \leq 子の要素の値

根の要素が
最小値



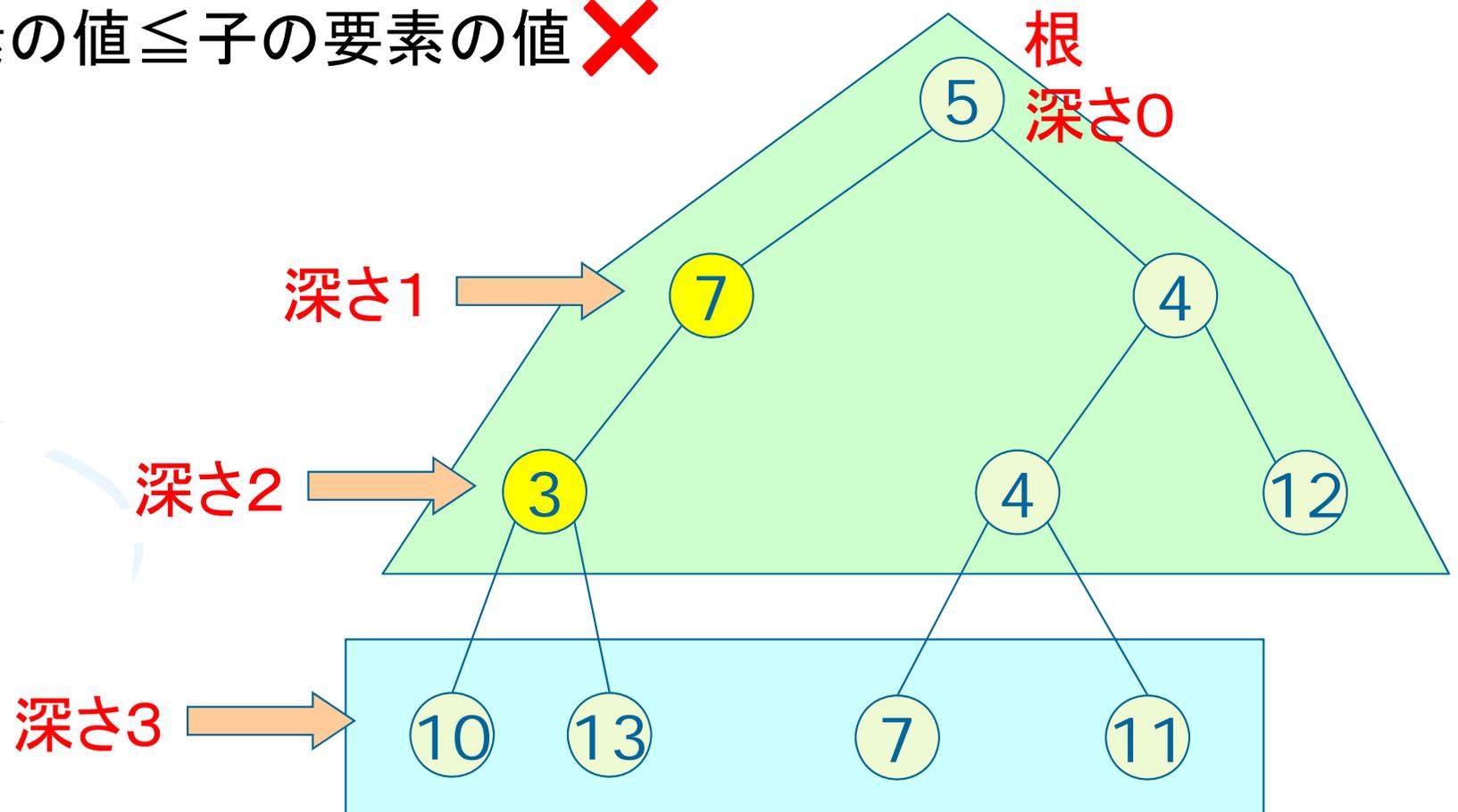
ヒープではない2分木の例

- 次の条件を満たす2分木をヒープと呼ぶ

(1) 木の高さが h \rightarrow 深さ $h-1$ までは完全2分木 \times

深さ h では, 左側に葉が詰められている \times

(2) 親の要素の値 \leq 子の要素の値 \times

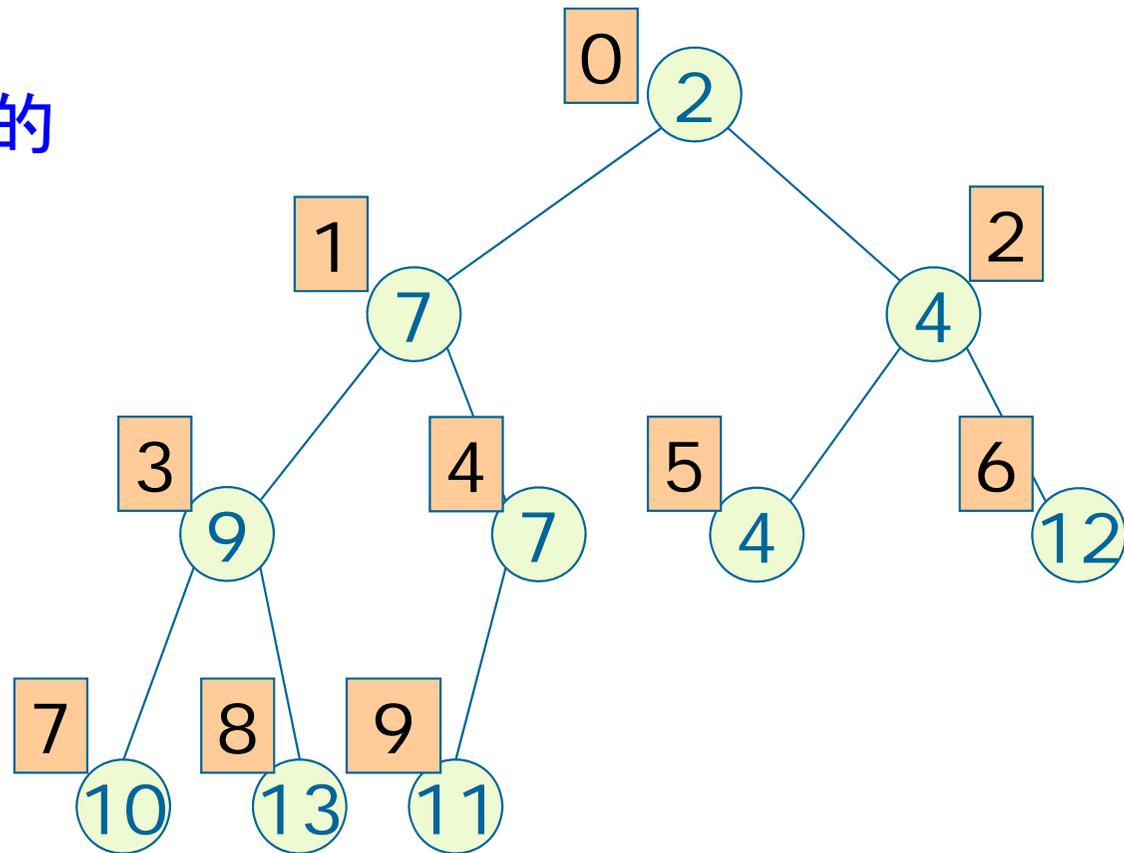


ヒープの実現方法

- ヒープは2分木
→ **ポインタと構造体**を使って
実現可能
- ヒープは**配列**を使っても
実現可能 ← **こちらが一般的**

0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10
2	7	4	9	7	4	12	10	13	11	-

根から葉に向かって
上から下に, 左から右に
番号を付ける
→ この順番で配列に
入れる



ヒープの配列による実現

根と最後の要素は簡単に見つかる:

$A[0]$ は根

$A[n-1]$ は最後の要素

(n : 要素の数)

与えられた要素 $A[k]$ の子が簡単に見つかる:

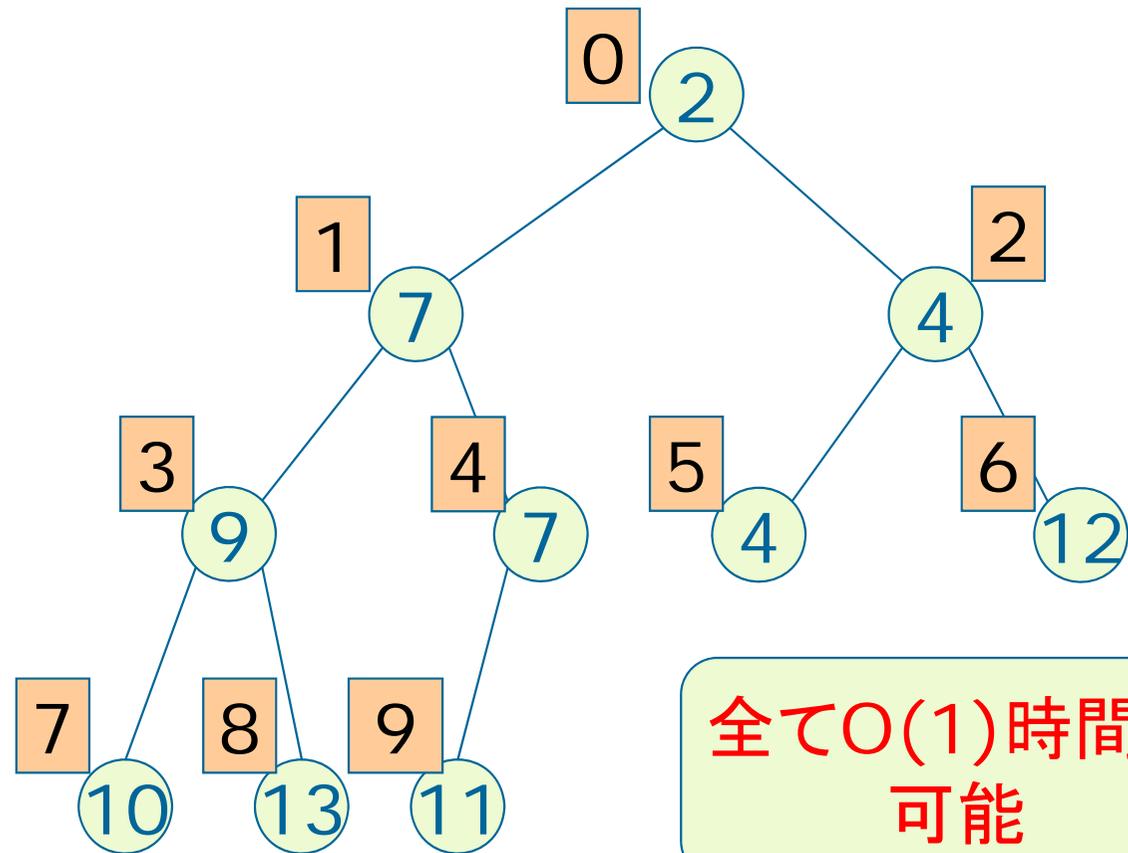
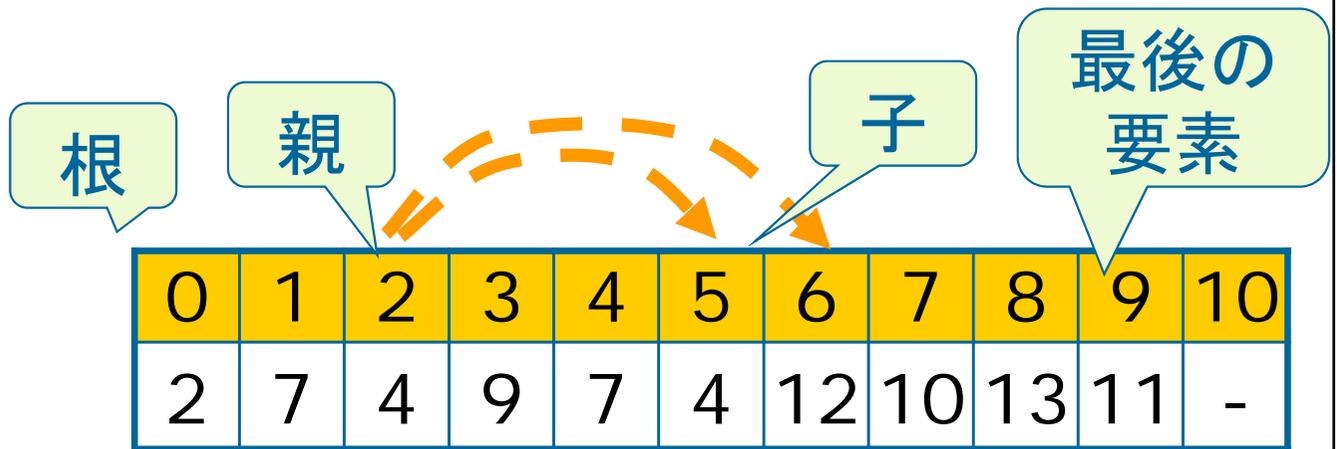
左の子 $A[2k+1]$

右の子 $A[2k+2]$

与えられた要素の親が簡単に見つかる:

$A[k]$ の親は

$A[\lfloor (k-1)/2 \rfloor]$



全て $O(1)$ 時間で可能

最小の要素を削除する

- 根の要素が最小値

(1) 根の節点を削除

→ ヒープでなくなる → 木の修正

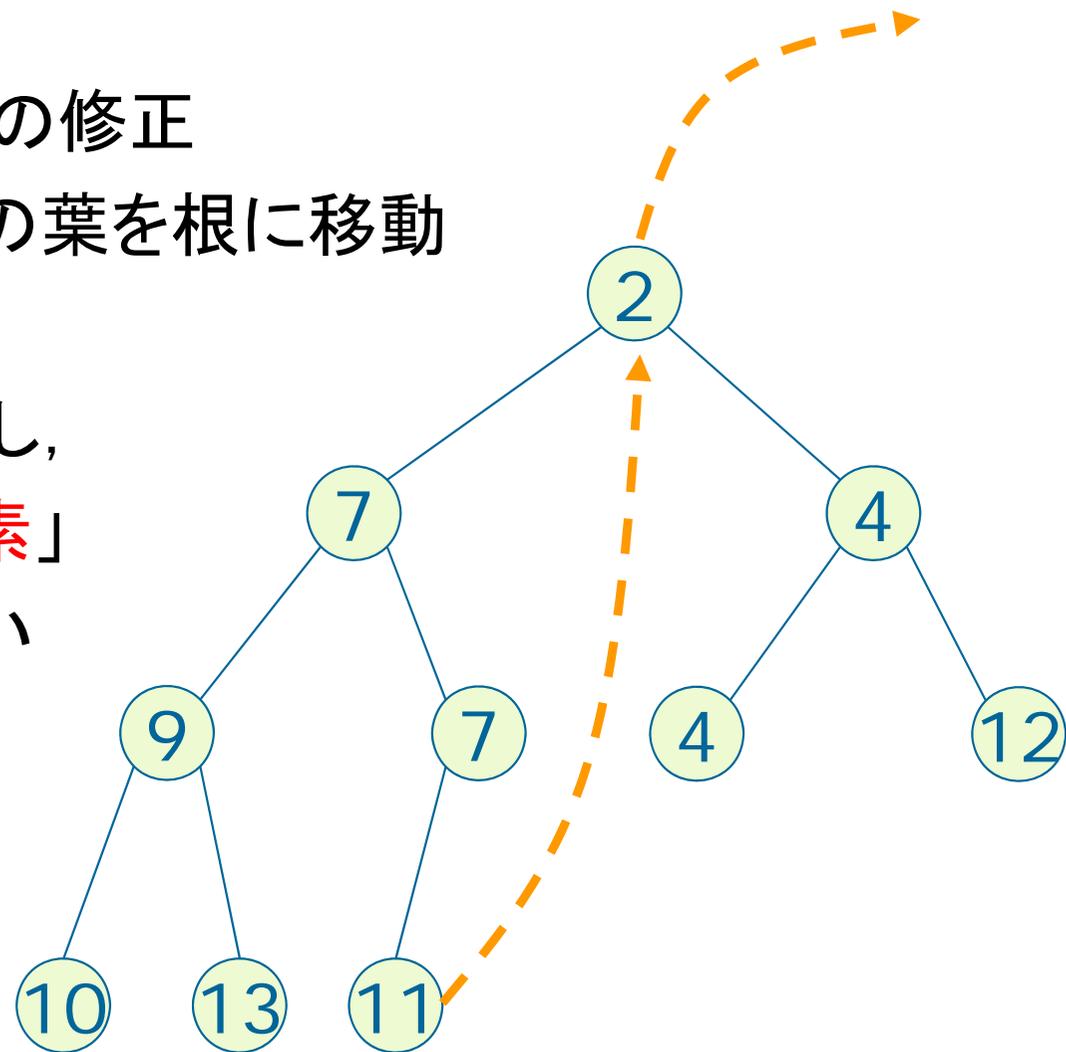
(2) 一番深いレベルの右側の葉を根に移動

→ 2分木になった

しかし、新しい根に対し、

「親の要素 \leq 子の要素」

の条件は成り立たない



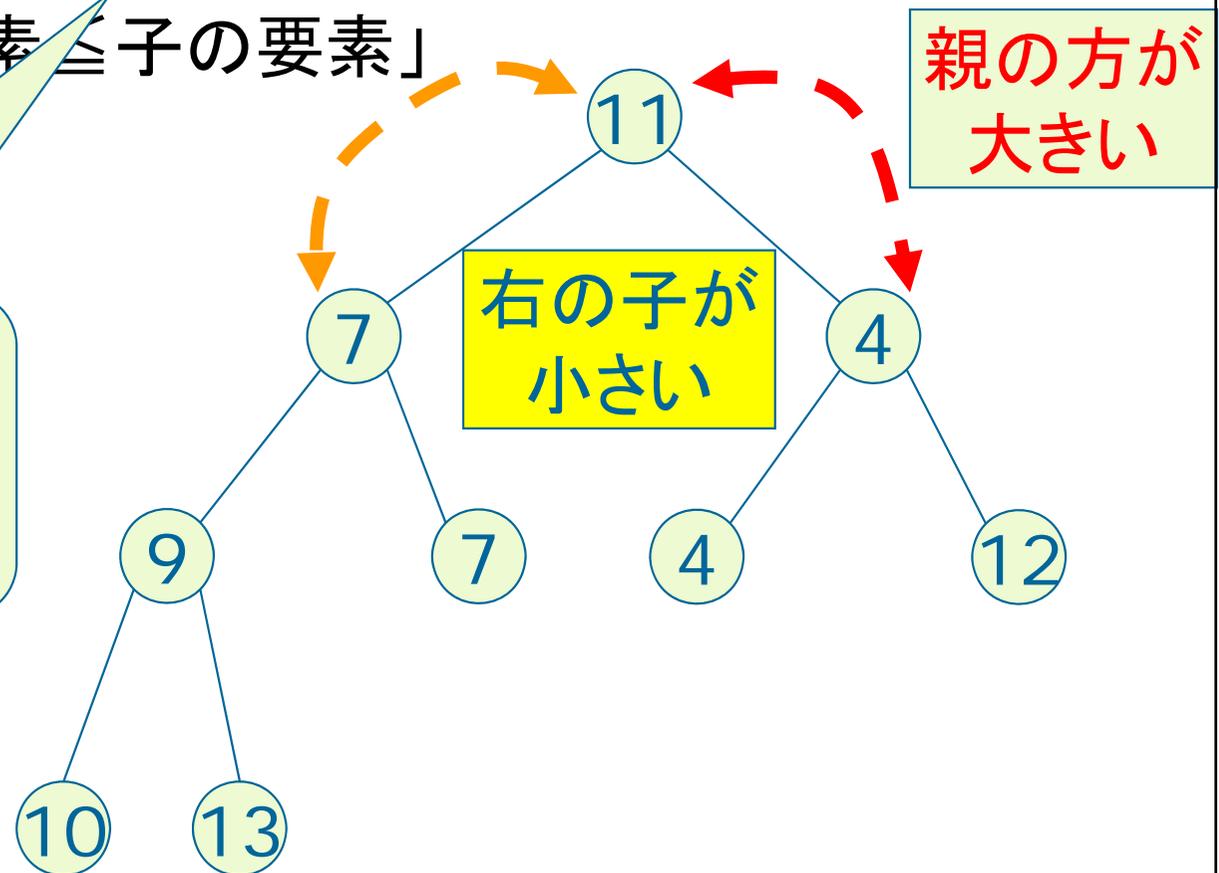
最小の要素を削除する

(3) 新しい根の要素を子と比較し、「親の要素 > 子の要素」が成り立つときは、繰り返し親子を交換

– 2つの子のうち、要素の小さい方の子と親を交換

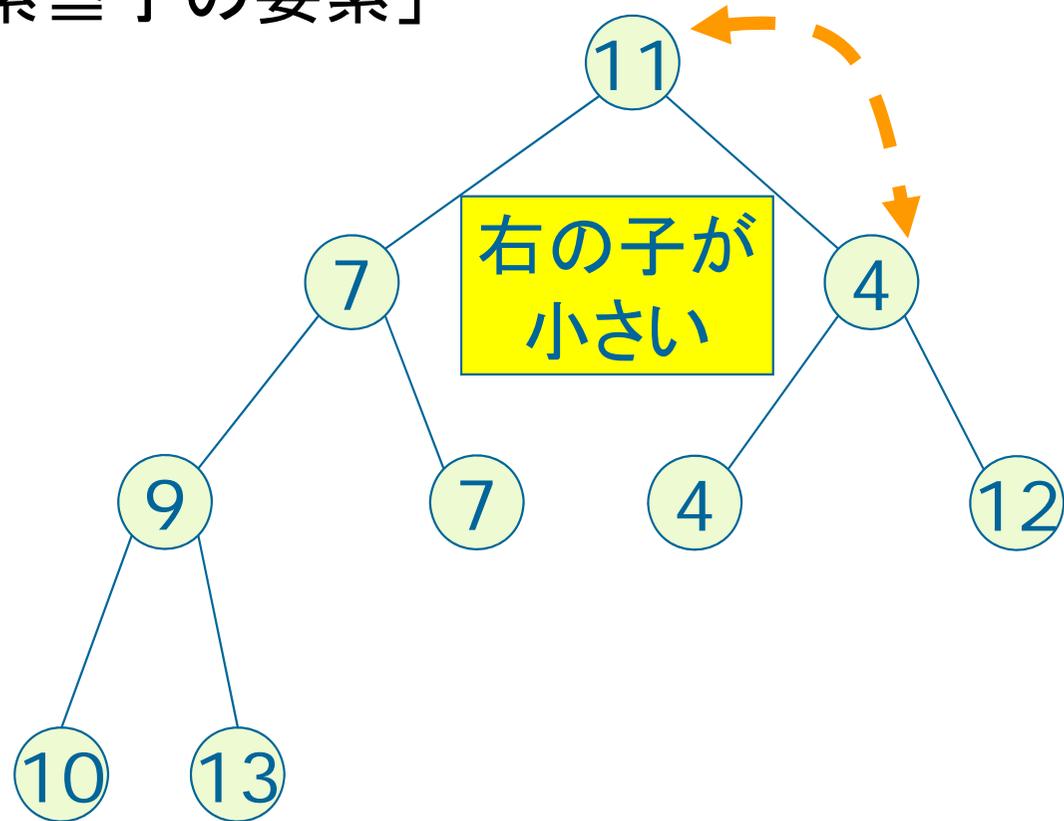
→ 交換後は「親の要素 ≤ 子の要素」が成り立つ

交換する子の選び方を間違えると、条件が成り立たない



最小の要素を削除する

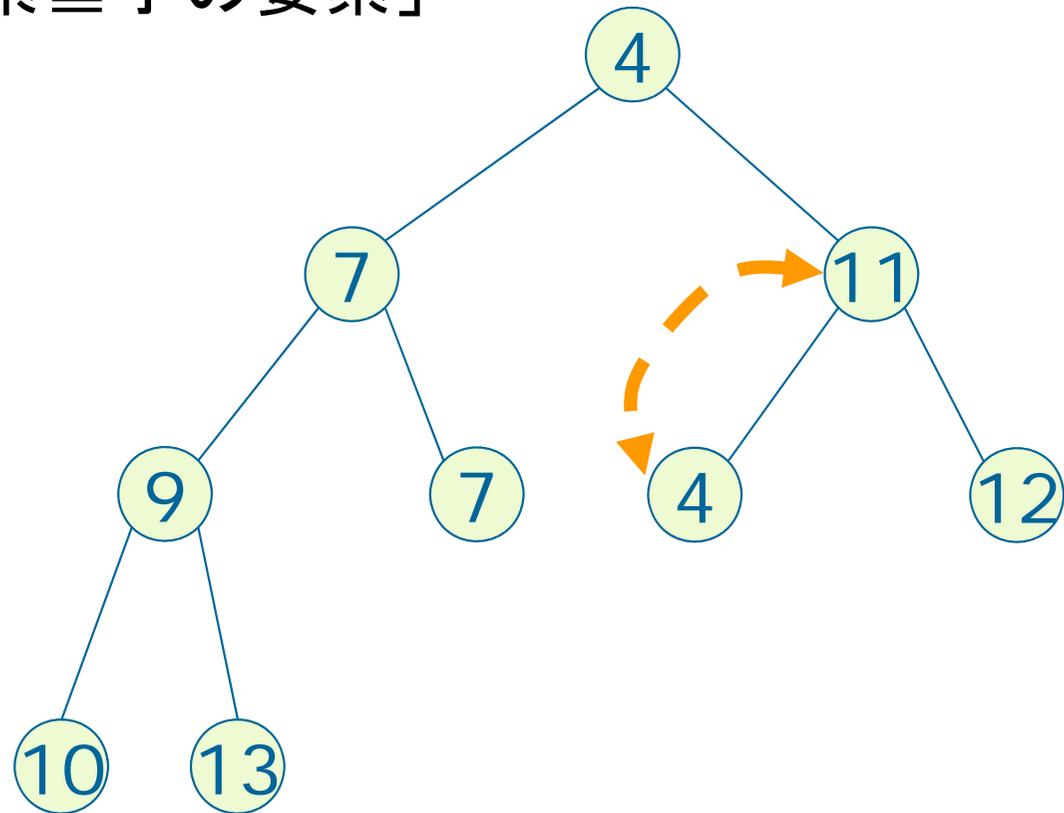
- (3) 新しい根の要素を子と比較し、「親の要素 $>$ 子の要素」が成り立つときは、繰り返し親子を交換
- 2つの子のうち、要素の小さい方の子と親を交換
- 交換後は「親の要素 \leq 子の要素」が成り立つ



最小の要素を削除する

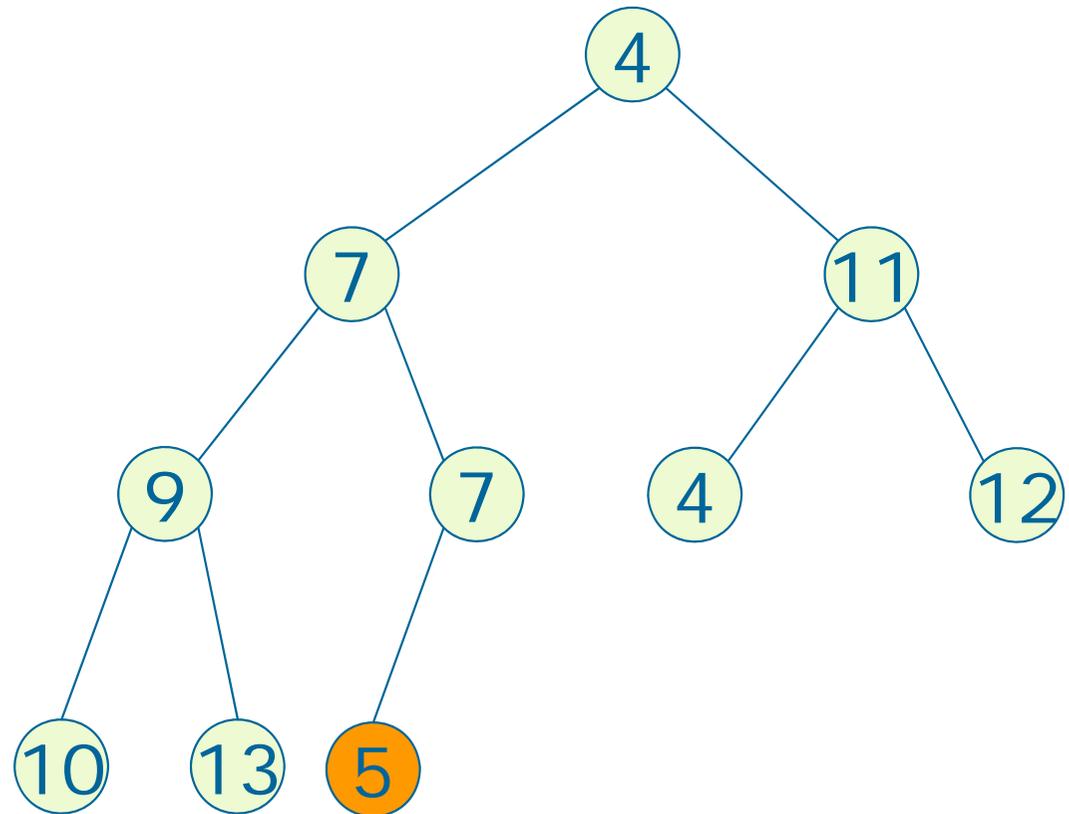
- (3) 新しい根の要素を子と比較し、「親の要素 $>$ 子の要素」が成り立つときは、繰り返し親子を交換
- 2つの子のうち、要素の小さい方の子と親を交換
- 交換後は「親の要素 \leq 子の要素」が成り立つ

親子の入れ替えの回数
 \leq 木の高さ
→ 時間計算量は
 $O(\log n)$



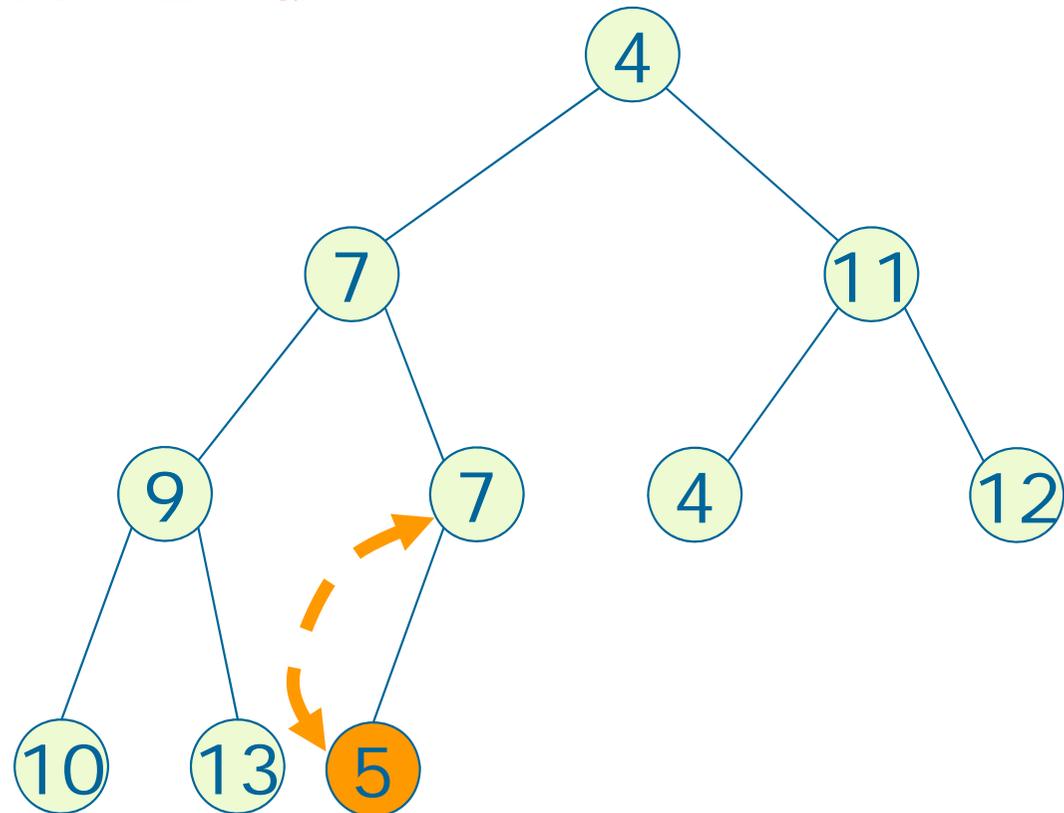
新しい要素を追加する

(1) 一番深いレベルの最も右側の葉の隣(空がない場合は次のレベルの一番左)に新しい要素を挿入



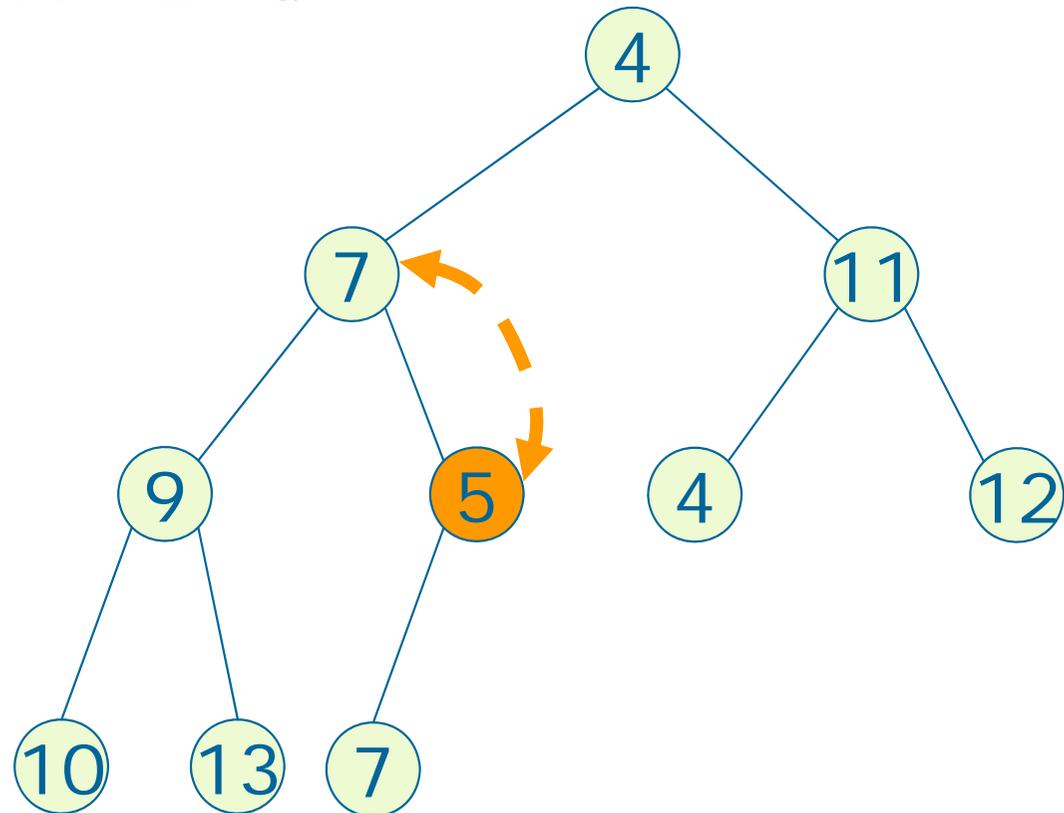
新しい要素を追加する

- (1) 一番深いレベルの最も右側の葉の隣(空がない場合は次のレベルの一番左)に新しい要素を挿入
- (2) 新しい要素を親と比較し, 「親の要素 > 子の要素」が成り立つときは, 繰り返し**親子を交換**



新しい要素を追加する

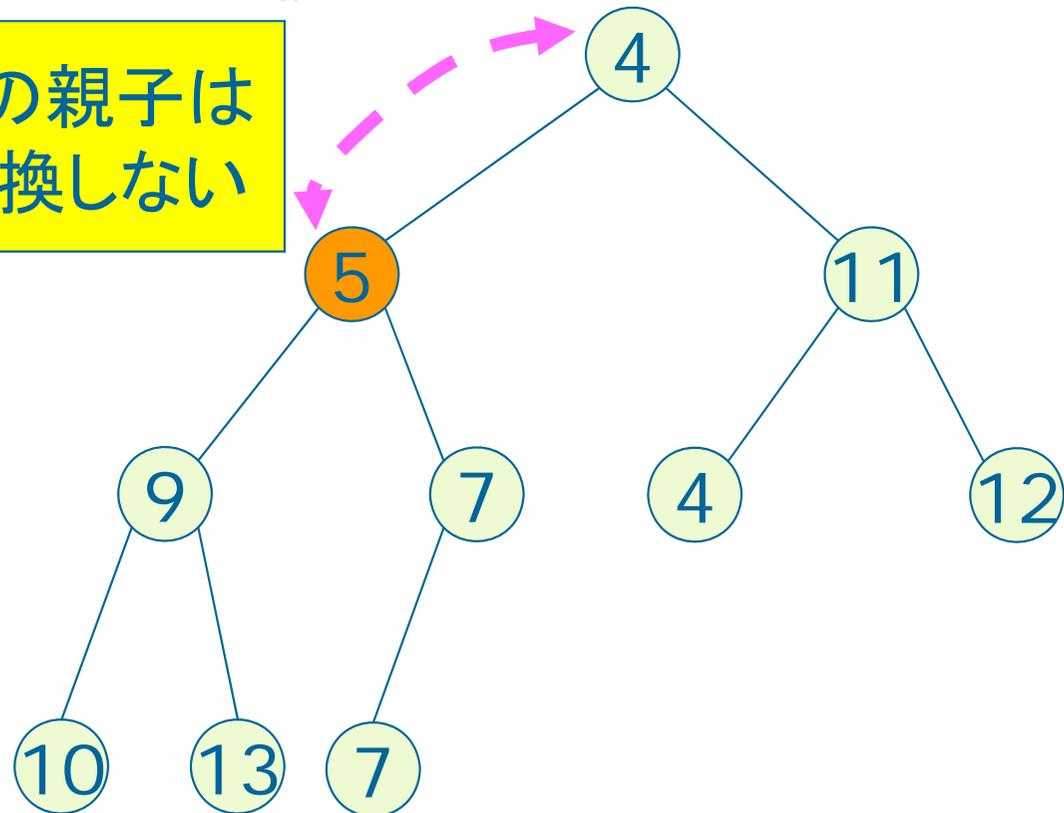
- (1) 一番深いレベルの最も右側の葉の隣(空がない場合は次のレベルの一番左)に新しい要素を挿入
- (2) 新しい要素を親と比較し, 「親の要素 > 子の要素」が成り立つときは, 繰り返し**親子を交換**



新しい要素を追加する

- (1) 一番深いレベルの最も右側の葉の隣(空かない場合は次のレベルの一番左)に新しい要素を挿入
- (2) 新しい要素を親と比較し、「親の要素 > 子の要素」が成り立つときは、繰り返し**親子を交換**

この親子は
交換しない



ステップ(2)が行なわれる度に
新しい要素は一つ上に上がる
→ 反復回数 ≤ 木の高さ
→ 時間計算量は $O(\log n)$

ヒープソート

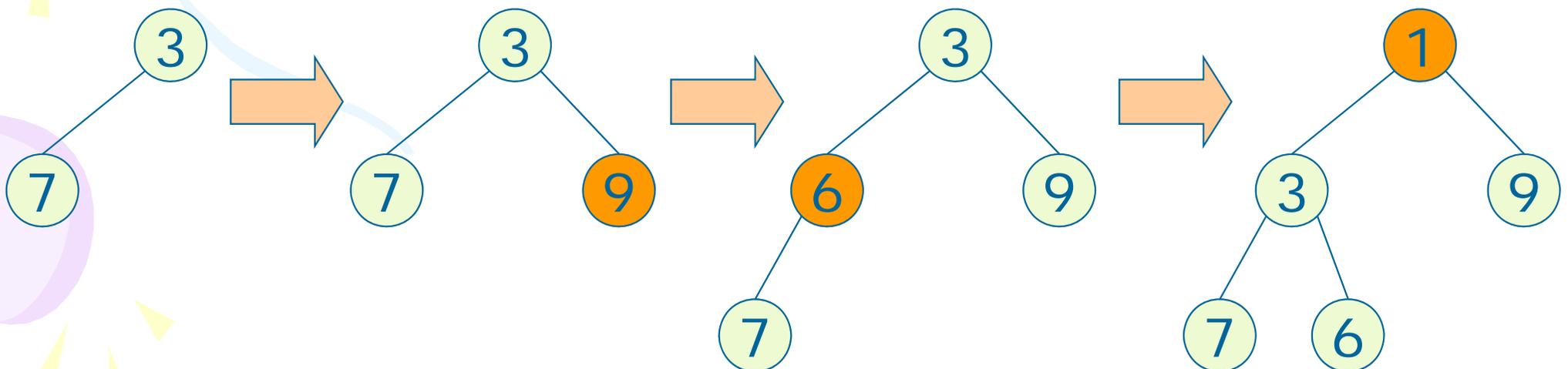
- ヒープを使った整列アルゴリズム
- アルゴリズムの手順

(1) 与えられた数の集合を順番にヒープに追加 (n 回)

(2) ヒープから最小要素を次々に削除, 並べる (n 回)

→ $O(n \log n)$ 時間

7, 3, 9, 6, 1 を順に追加



ヒープソート

- ヒープを使った整列アルゴリズム
- アルゴリズムの手順

(1) 与えられた数の集合を順番にヒープに追加 (n 回)

(2) ヒープから最小要素を次々に削除, 並べる (n 回)

→ $O(n \log n)$ 時間

最小要素を順に削除

