

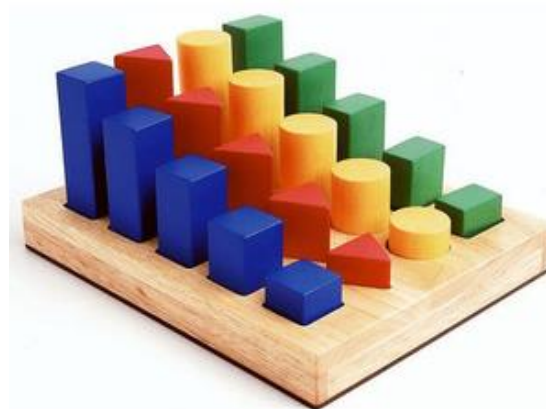


5. prednáška

Triediace algoritmy

alebo

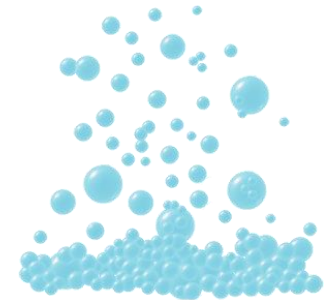
tri poučné príbehy
o troch obyčajných algoritmoch





Sumarizácia 2. prednášky

- **Binárne vyhľadávanie** v čase $O(\log n)$
 - má zmysel mať usporiadané prvky v postupnosti
- Ako **usporiadať** prvky/hodnoty postupnosti?
 - bublinkové triedenie
 - triedenie výberom
 - triedenie z 2. sady zadaní ...
- Algoritmy sa líšia prístupom k úlohe, ale všetky bežia v čase $O(n^2)$, kde n je počet prvkov, ktoré chceme utriediť (usporiadať)
 - v najhoršom prípade je každý z nich v čase $\Omega(n^2)$





Čo sa vlastne dá usporadúvať?

- **Pozorovanie z cvičení:**
 - nezáleží na tom, čo usporadúvame - stačí, ak pre ľubovoľné 2 prvky (hodnoty) vieme povedať, čo je menšie („má byť skôr v usporiadanej postupnosti“)
 - metóda **porovnaj**
 - porovná prvky na dvoch zadaných indexoch
 - metóda **vymen**
 - vzájomne vymení prvky na dvoch zadaných indexoch
- „Odborne“: vieme usporiadať prvky z **lineárne usporiadanej množiny**
 - čísla, znakové reťazce, ...



Pod'me usporiadať zvieratká





Obama – the sorter



Q: What is the most efficient way to sort a million of 32-bit integers?

A: *I think the bubble sort **would be the wrong way** to go.*

Ako sa dá triediť lepšie než v čase $O(n^2)$?



Triediace algoritmy

- QuickSort
- MergeSort
- HeapSort



Tony Hoare (1960)





Myšlienka č. 1

- rozdeliť si zvieratká na menšie a väčšie
- rozdeliť si problém na 2 menšie podproblémy





Myšlienka č. 1

- ... „a oddelí ľudí jedných od druhých, tak ako pastier oddeluje ovce od capov. A postaví ovce po svojej pravici, ale capov po svojej ľavici.“ ...

4	11	10	8	3	7	2	7
---	----	----	---	---	---	---	---

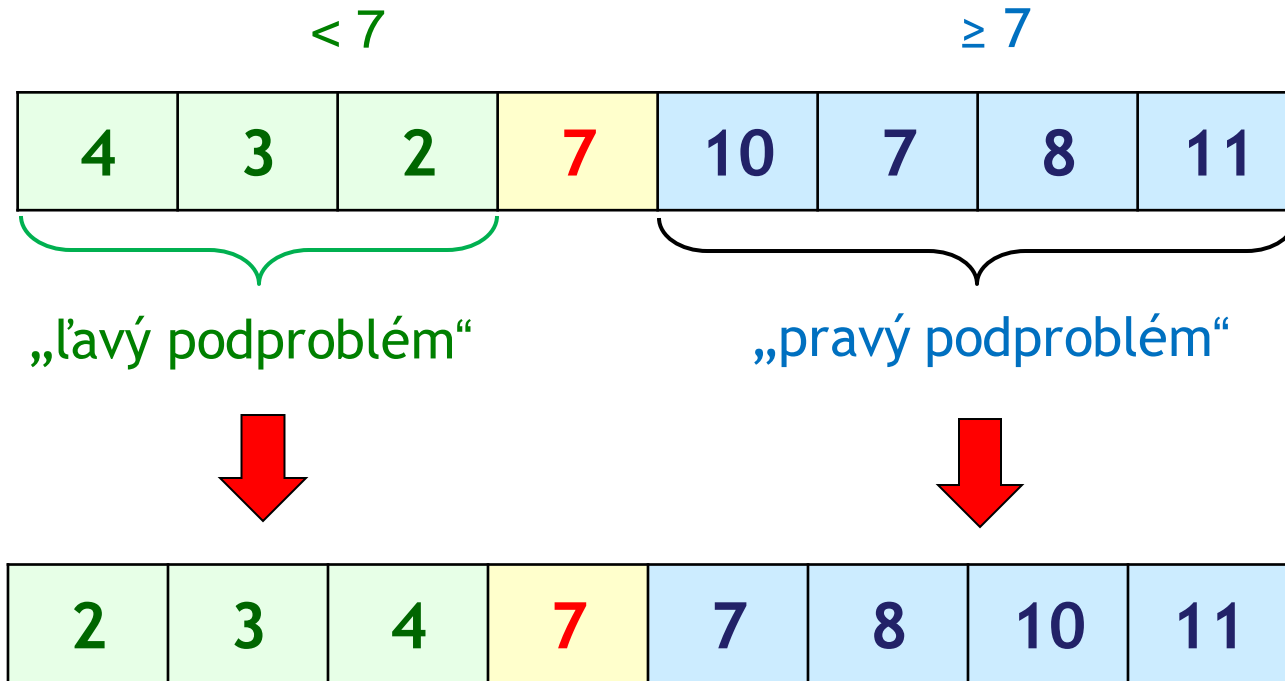
- Zoberme posledný prvok (7) ako tzv. **pivota**...
- Postavme čísla **menšie** ako pivot **naľavo** od pivota a čísla **väčšie alebo rovné** ako pivot **napravo**.

4	3	2	7	10	7	8	11
---	---	---	---	----	---	---	----

- Usporiadajme nejako **čísla vľavo** a **čísla vpravo**...

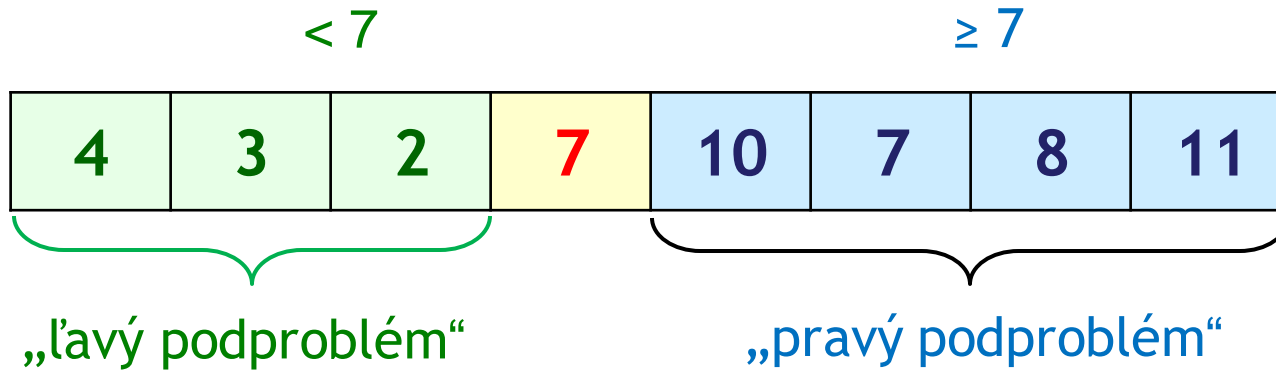


Myšlienka č. 1





Myšlienka č. 1



```
public static void utried(int[] p, int odIdx, int poIdx) {
    if (odIdx >= poIdx)
        return;
```

Preusporiada prvky podpoľa podľa **pivota** a vráti jeho index v podpoľi.

```
    int pivotIdx = rozdel(p, odIdx, poIdx);
    utried(p, odIdx, pivotIdx - 1);
    utried(p, pivotIdx + 1, poIdx);
```

```
}
```



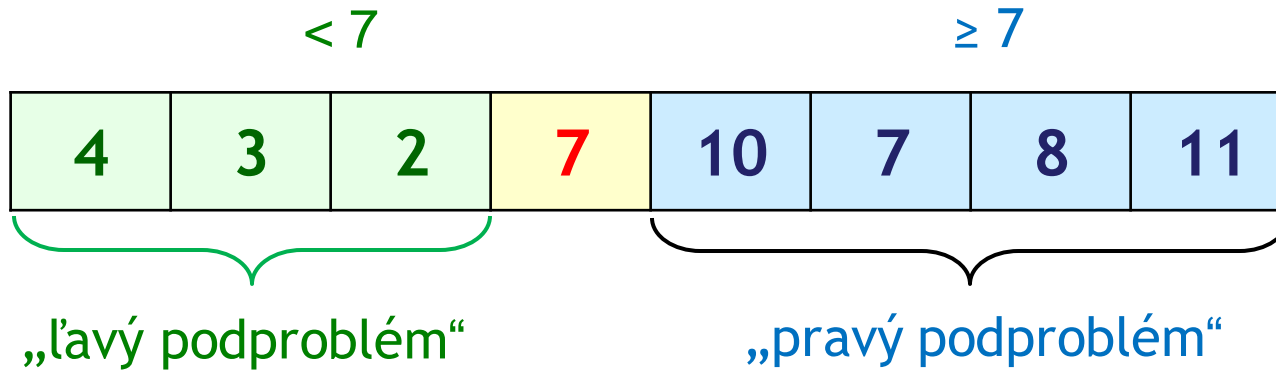
Myšlienka č. 1

- aplikujeme rovnaký postup aj na podproblémy





Myšlienka č. 1- ako na to?

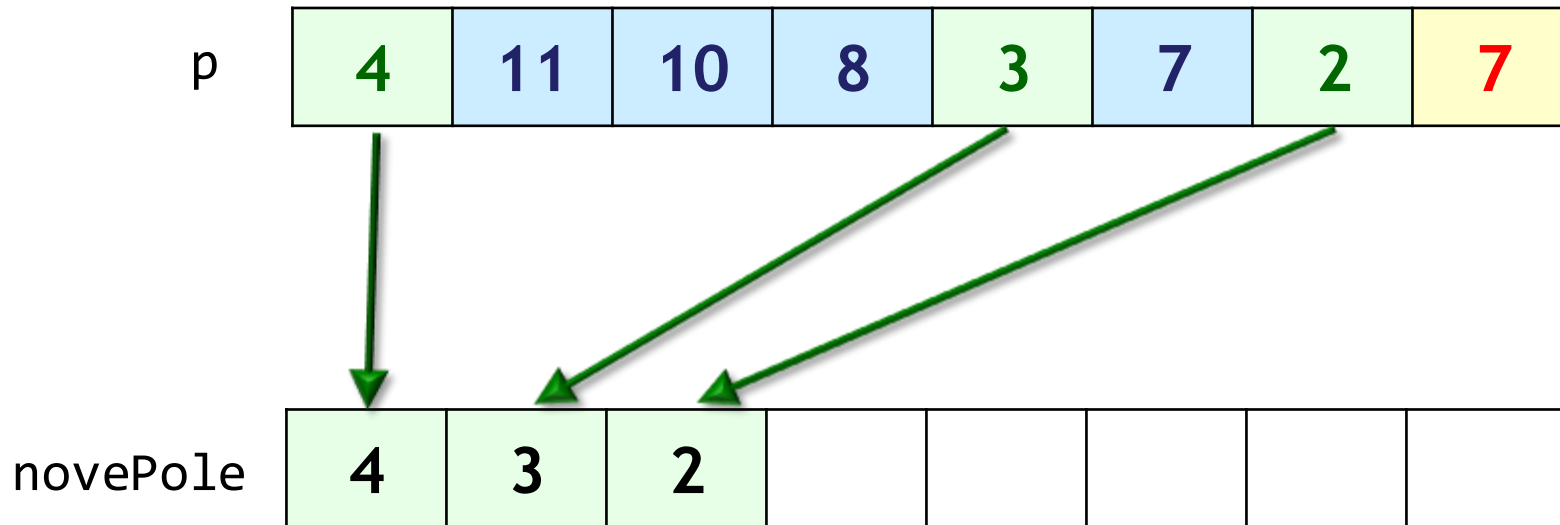


Hlavný problém:

Ako preusporiadať prvky v poli tak, aby prvky **naľavo** boli menšie a prvky **napravo** od pivota boli väčšie alebo rovné ako **pivot**?



Rozdelenie podľa pivota



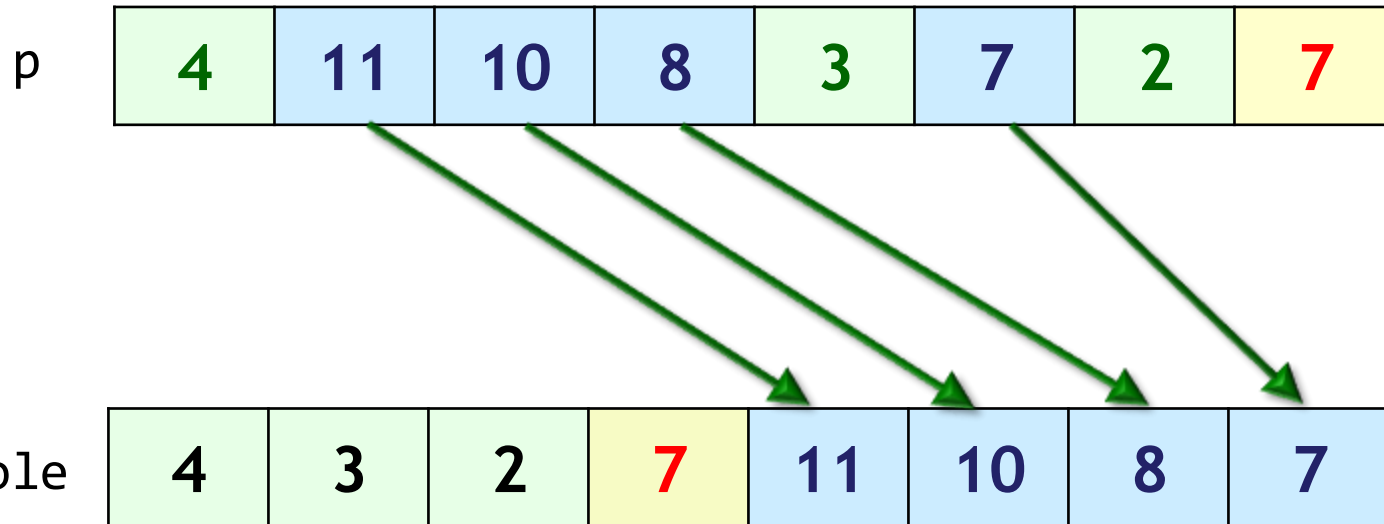
```

int[] novePole = new int[p.length];
int idx = 0;
for (int i = 0; i < p.length - 1; i++)
    if (p[i] < pivot) {
        novePole[idx] = p[i];
        idx++;
    }

```



Rozdelenie podľa pivota



```
novePole[idx] = pivot;
idx++;
```

```
for (int i = 0; i < p.length - 1; i++)
    if (p[i] >= pivot) {
        novePole[idx] = p[i];
        idx++;
    }
```



Rozdelenie podľa pivota

- Celkom 2 prechody poľom: čas $O(n)$ 😊
- Treba použiť **pomocné** pole... 😞

Dá sa s tým niečo spraviť?

● Pozorovanie:

- pri „kopírovaní“ ľavej časti platí, že $idx \leq i$, t.j. miesto kam zapisujeme (určené idx), nikdy **nepredbehne** miesto, ktoré „vyhodnocujeme“ na podmienku, že je menšie ako pivot

Kartičková ukážka...



Rozdelenie bez pomoci

```

public static int rozdel(int p[], int odIdx, int poIdx) {
    int pivot = p[poIdx];
    int idx = odIdx;
    for (int i = odIdx; i <= poIdx - 1; i++)
        if (p[i] < pivot) {
            vymen(p, i, idx);
            idx++;
        }
    vymen(p, idx, poIdx);
    return idx;
}

```

Pivota (posledný prvok)
vynechávame

Čas $O(n)$

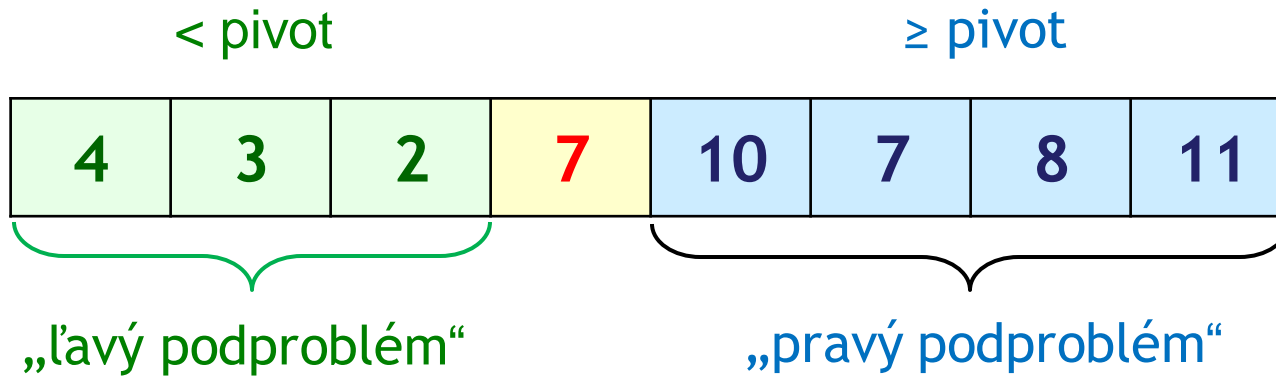
Namiesto kopírovania
vymeníme hodnoty
(keďže $idx \leq i$)

Pivota z posledného miesta
presunieme tam, kam patrí
(za prvky menšie od neho)

Všetky prvky väčšie/rovné ako pivot budú až za idx. Prečo?



QuickSort



```
static void quickSort(int[] p, int odIdx, int poIdx) {
    if (odIdx >= poIdx)
        return;
```

Časová zložitost' rozdelenia
 n prvkov je $O(n)$

```
    int pivotIdx = rozdel(p, odIdx, poIdx);
    quickSort(p, odIdx, pivotIdx - 1);
    quickSort(p, pivotIdx + 1, poIdx);
```

```
}
```



Ako rýchly je QuickSort?

- Ideálny scenár: pivot je **mediánom**
 - medián je prvok, ktorý je po usporiadaní hodnôt v strede („v polovici“)
 - metóda rozdeľ rozdelí problém (pole) na dva podobne veľké podproblémy (podpolia)

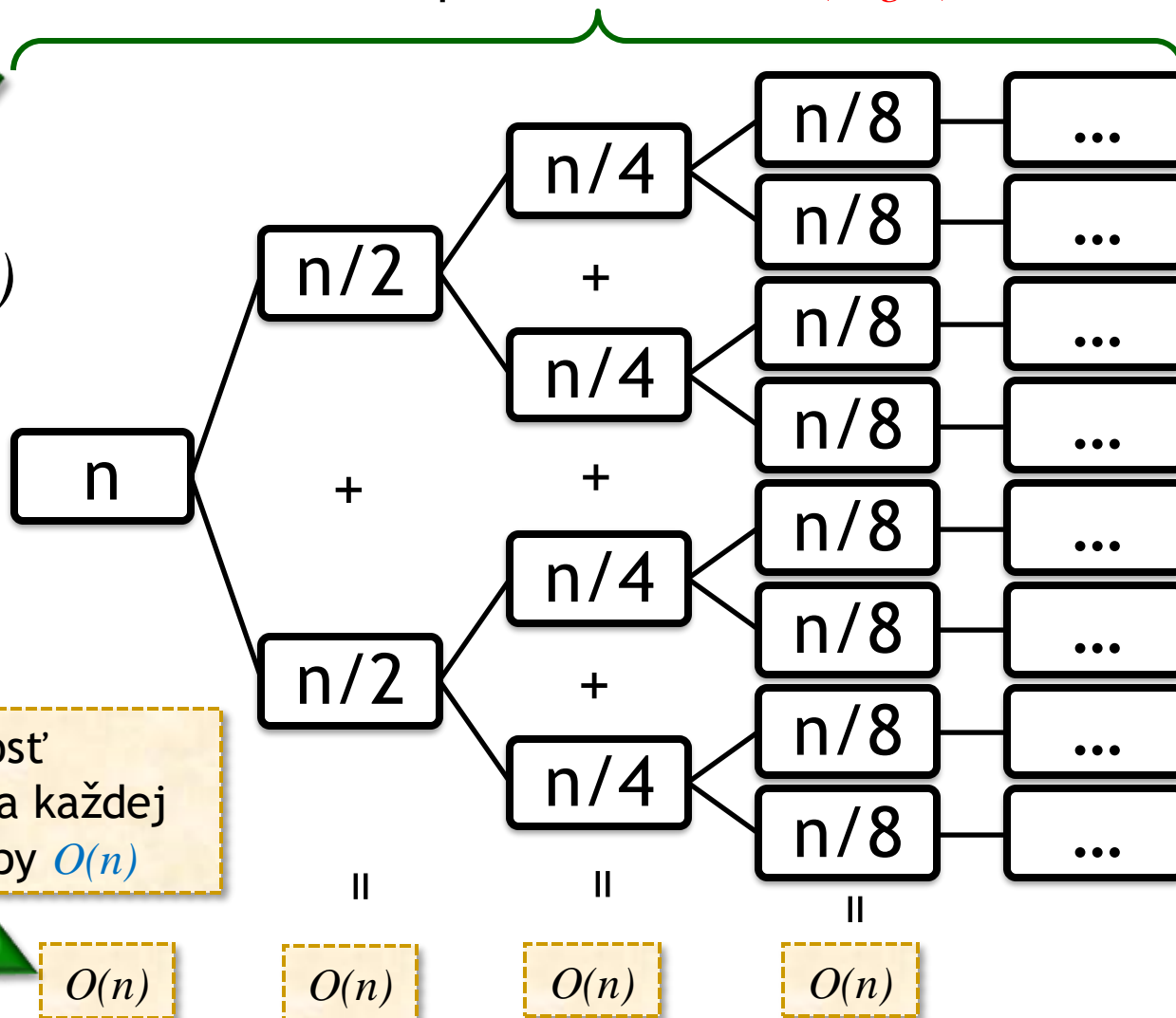




QuickSort - ideálny prípad

max. počet vnorení: $O(\log n)$

$O(n \log n)$



Celková zložitost' rozdeľovania na každej úrovni je dokopy $O(n)$

$O(n)$

$O(n)$

$O(n)$

$O(n)$



Výber pivota





Výber pivota





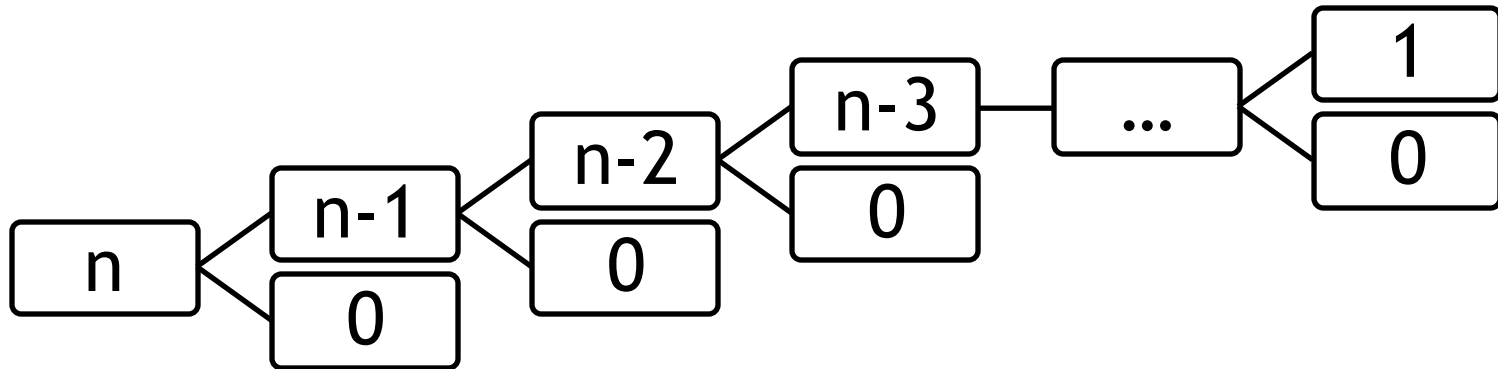
Výber pivota





QuickSort – najhorší prípad

- **Vstup:** usporiadaná postupnosť
 - ako pivota volíme posledný, t.j. najväčší prvok
 - rozdelenie v tvare $[n-1:\text{pivot}:0]$



- Časová zložitost':

$$n + (n-1) + (n-2) + \dots + 1 = \Theta(n^2)$$





QuickSort – sumarizácia

- Rekurzívne triedenie založené na myšlienke **rozdeliť** n -prvkový vstup v čase $O(n)$ na dve skupiny, ktoré sa potom **nezávisle utriedia**:
 - **ľavá skupina**: menšie ako zvolený pivot
 - **pravá skupina**: väčšie alebo rovné ako zvolený pivot
- Netreba žiadnu pomocnú „pamäť“
- Časová zložitosť: „medzi $O(n \log n)$ a $O(n^2)$ “
- Teoretická analýza ukázala, že časová zložitosť je v priemernom prípade:

$$O(n \log n)$$



QuickSort – a čo d'alej?

Dá sa garantovať čas $O(n \log n)$
pre nejaký triediaci algoritmus vždy?

t.j. nielen v priemernom prípade...



J. von Neumann (1945)





Myšlienka č. 2

- rozdeľme si zvieratká presne na polovicu





Myšlienka č. 2

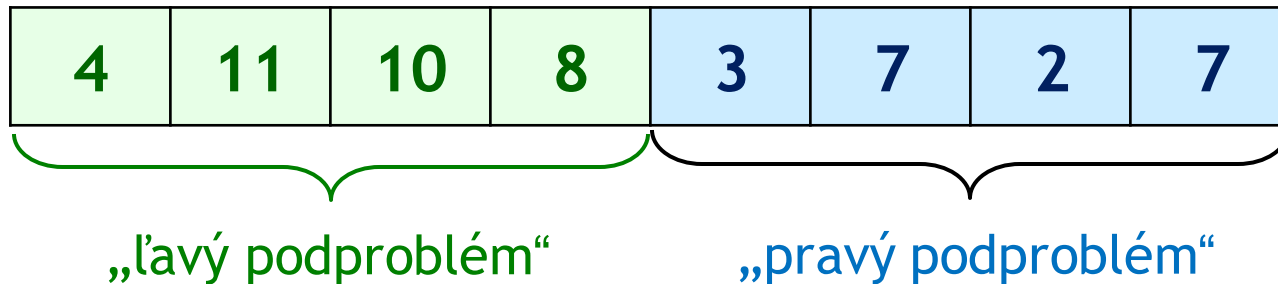
- usporiadajme obe polovice (rovnakým spôsobom) a spojme výsledok dokopy





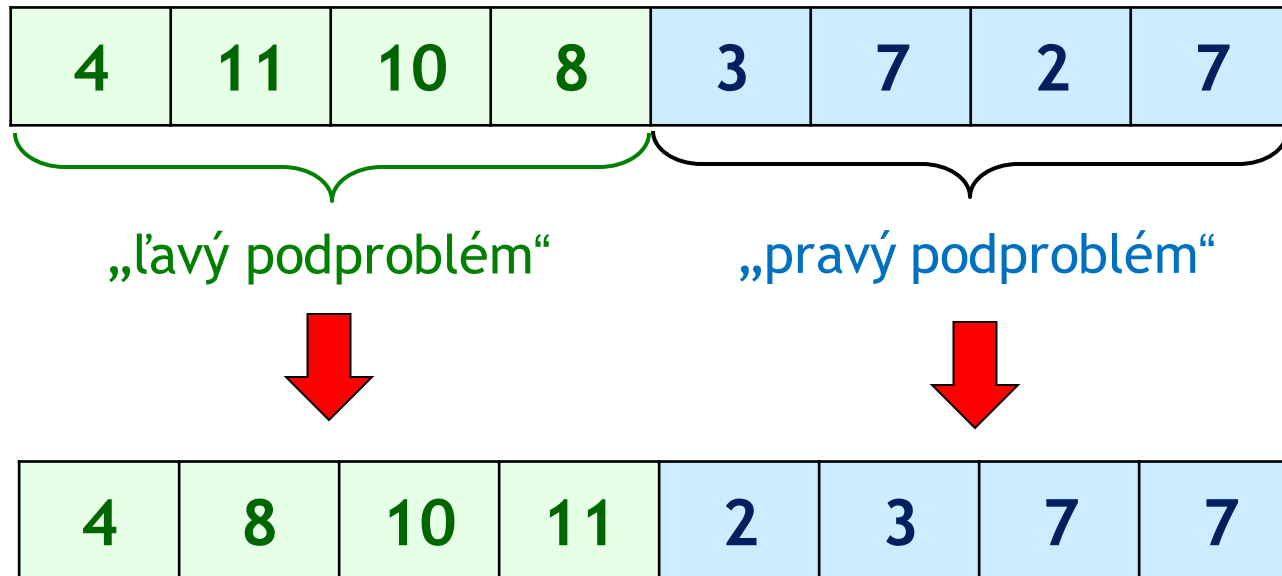
Myšlienka č. 2

- QuickSort zlyháva pretože pivotizácia negarantuje rozdelenie problému na **rovnaako veľké** podproblémy...
- **Riešenie:** rozdeľme vstup „presne“ na polovicu





Myšlienka č. 2 (MergeSort)

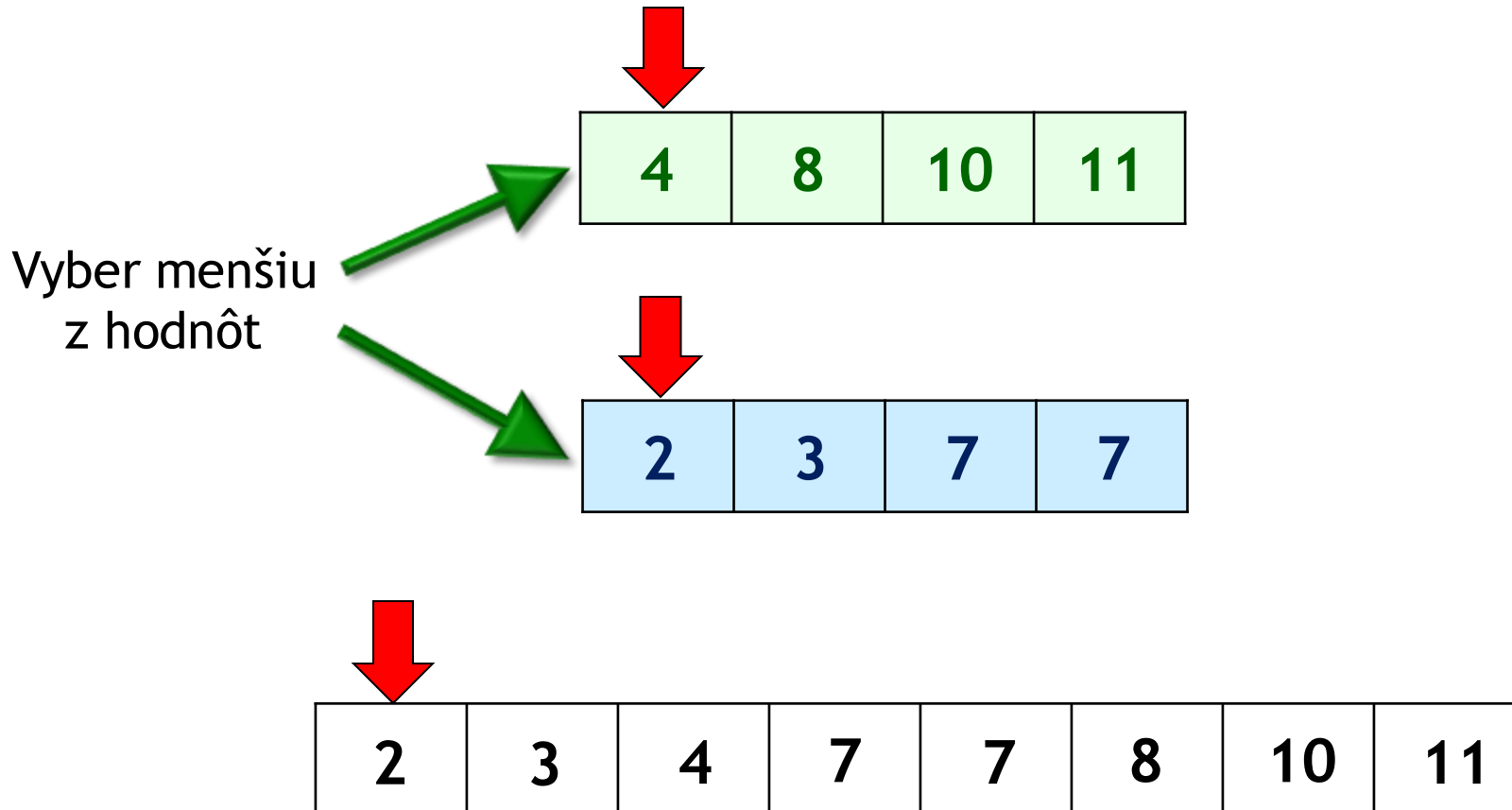


Ako čo najrýchlejšie „zlepiť“ **dve usporiadané postupnosti do jednej usporiadanej postupnosti?**

Demonštrácia



Zlučovanie



Časová zložitost': $O(n)$



MergeSort

4	11	10	8	3	7	2	7
---	----	----	---	---	---	---	---

```

public static void mergeSort(int[] p, int odIdx, int poIdx) {
    if (odIdx == poIdx)
        return;

    int stredIdx = (odIdx + poIdx) / 2;
    mergeSort(p, odIdx, stredIdx);
    mergeSort(p, stredIdx + 1, poIdx);

    zluc(p, odIdx, stredIdx, poIdx);
}

```

Utriedime ľavú a pravú časť...

Zlúčime utriedené časti v čase $O(n)$



Zlučovanie...

```

public static void zluc(int[] p, int odIdx, int stredIdx, int poIdx) {
    int[] pomocne = new int[poIdx - odIdx + 1];
    int idx1 = odIdx; int poIdx1 = stredIdx;
    int idx2 = stredIdx + 1; int poIdx2 = poIdx;
    int zapisIdx = 0;
    while ((idx1 <= poIdx1) && (idx2 <= poIdx2)) {
        if (p[idx1] <= p[idx2]) {
            pomocne[zapisIdx] = p[idx1]; idx1++; zapisIdx++;
        } else {
            pomocne[zapisIdx] = p[idx2]; idx2++; zapisIdx++;
        }
    }
    while (idx1 <= poIdx1) {
        pomocne[zapisIdx] = p[idx1]; idx1++; zapisIdx++;
    }
    while (idx2 <= poIdx2) {
        pomocne[zapisIdx] = p[idx2]; idx2++; zapisIdx++;
    }
    System.arraycopy(pomocne, 0, p, odIdx, pomocne.Length);
}

```

Thinking...

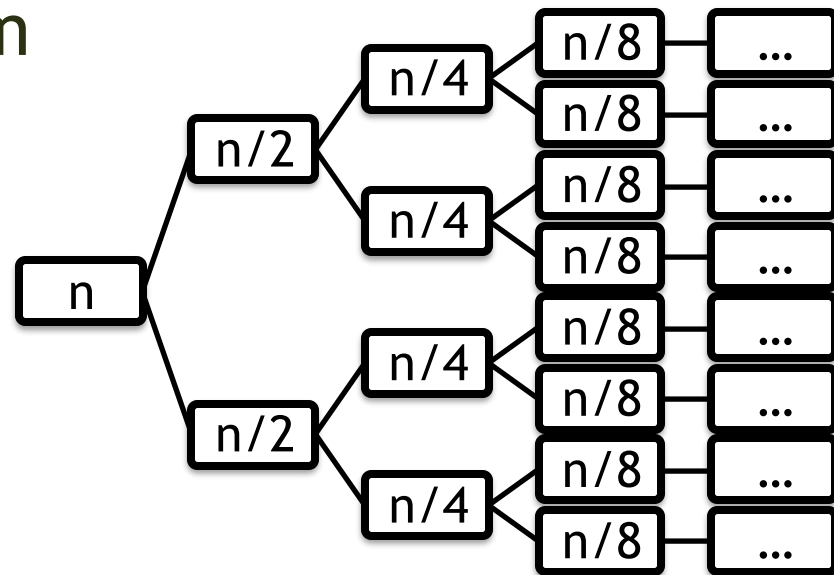


(please be patient)




Aky rýchly je MergeSort?

- Zlučovanie n prvkov trvá $O(n)$:
 - v každom kroku po $O(1)$ operáciách presunieme jeden prvok postupnosti
- Keďže problém delíme na „polovice“ je celková časová zložitost' v každom behu rovnaká ako v ideálnom prípade QuickSortu: $O(n \log n)$





MergeSort - sumarizácia

- Rekurzívne triedenie založené na myšlienke rozdeliť postupnosť na **dve rovnako veľké** podpostupnosti, utriediť ich **nezávisle** a potom v čase $O(n)$ usporiadané podpostupnosti **zlúčiť do usporiadanej** postupnosti
- Čas: $O(n \log n)$... vždy
- Nevýhoda: treba pomocné pole 
 - vylepšenie: vyrobiť pomocné pole len raz (veľkosti n)
- Dá sa „zbaviť“ pomocného poľa?
 - Áno, ale to už je poriadne iný príbeh ...



MergeSort – a čo ďalej?

Existuje triediaci algoritmus, ktorý:

- má časovú zložitost' $O(n \log n)$,
- nepotrebuje pomocné pole,
- učí sa na štandardných kurzoch o algoritmoch?



J.W.J. Williams a R.W. Floyd (1964)





Myšlienka č. 3

- Zabudnime na triedenie...

Trees are back!

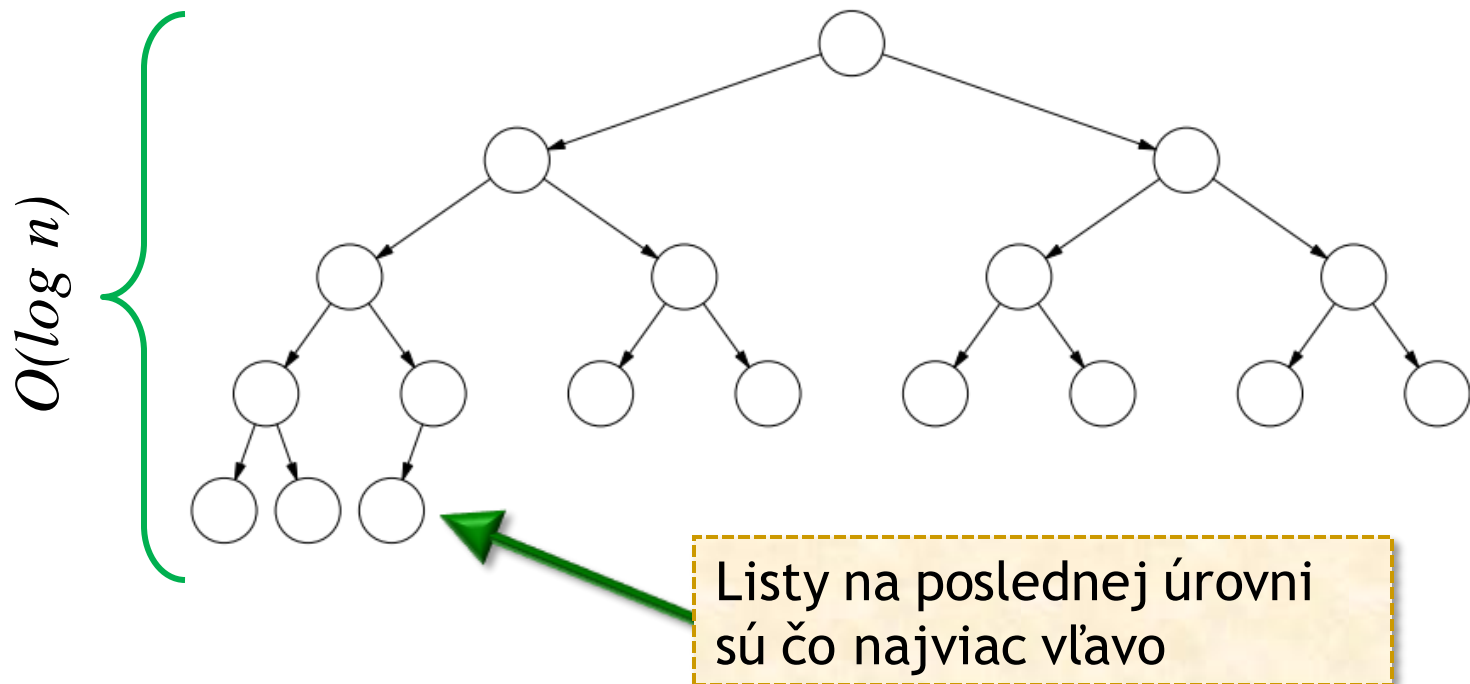


- **Binárna halda** (binary heap) je:
 - takmer úplný binárny strom
 - pre každý uzol (s výnimkou koreňa) platí, že jeho rodič obsahuje väčšiu alebo rovnakú hodnotu



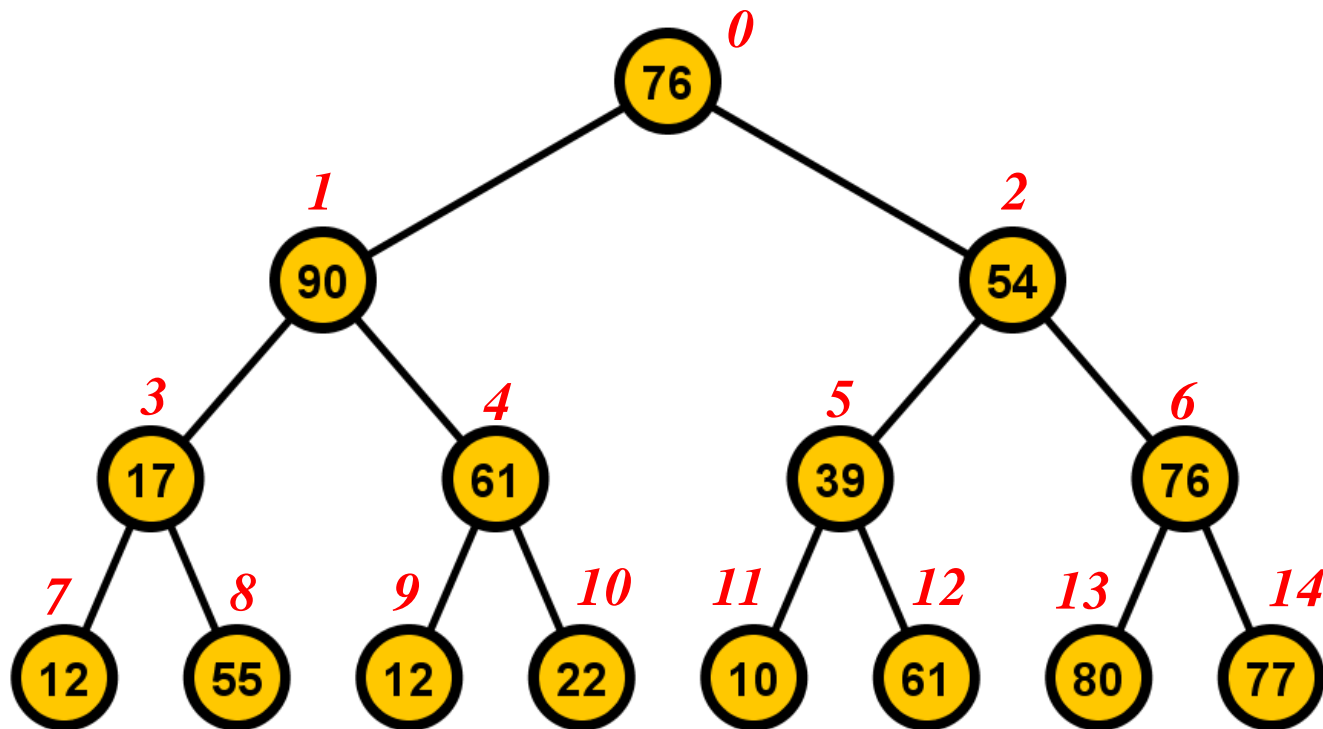
Takmer úplný binárny strom

- T.Ú.B.S. je binárny strom, v ktorom:
 - všetky úrovne (s výnimkou poslednej) **musia byť plné**
 - na poslednej úrovni sú všetky **listy „čo najviac vľavo“**





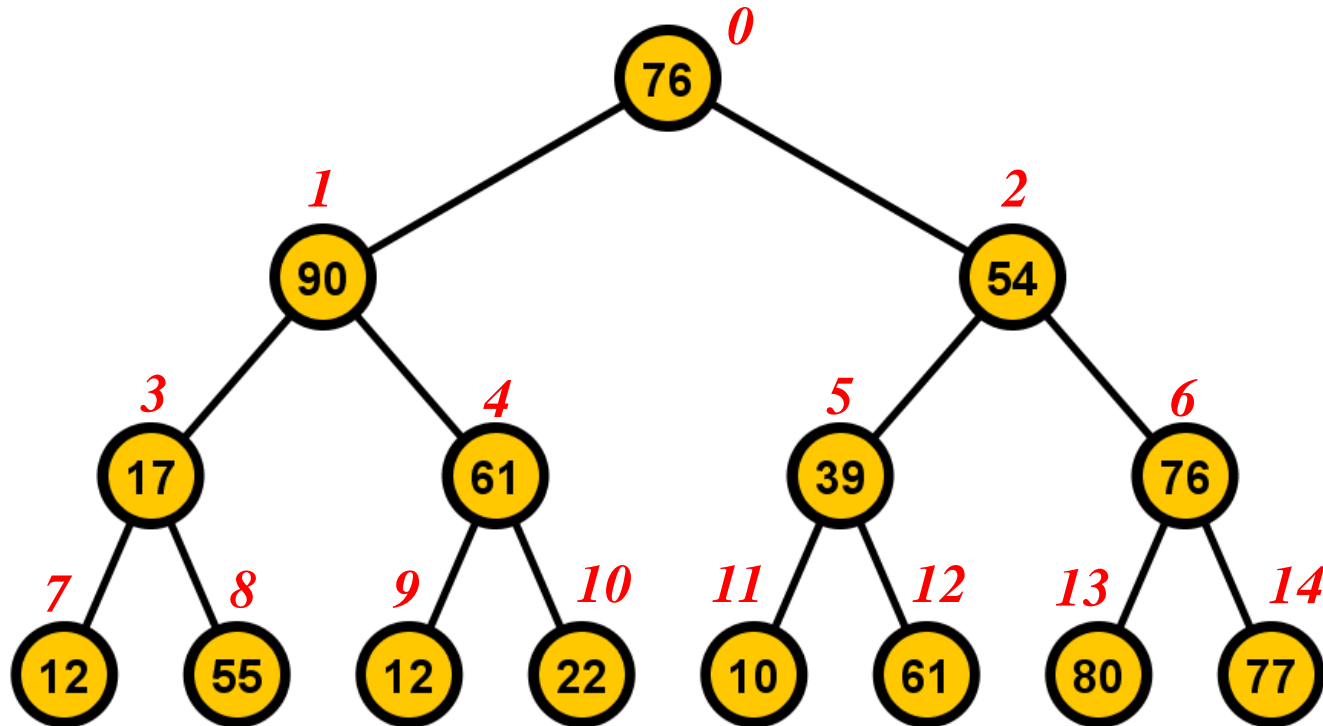
Takmer úplny bin. strom v poli



0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14
76	90	54	17	61	39	76	12	55	12	22	10	61	80	77



Takmer úplný bin. strom v poli



Uzol na indexe i , má:

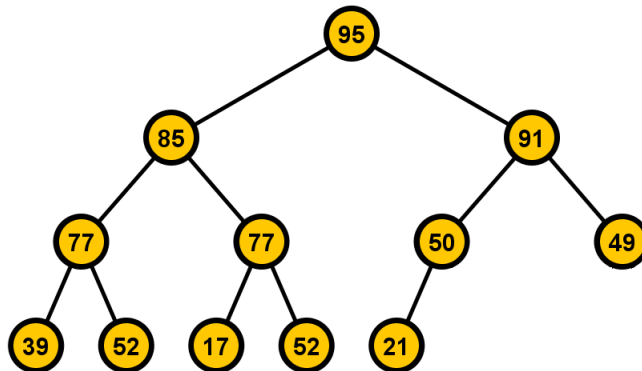
- ľavého syna na indexe $2i+1$
- pravého syna na indexe $2i+2$



Takmer úplné binárne stromy

● Vlastnosti:

- **logaritmická** výška
- ide ich „efektívne“ **uložiť v poli**
- na každé n-prvkové pole môžeme pozerat' ako na nejaký takmer úplný binárny strom, ktorý je uložený v tomto poli

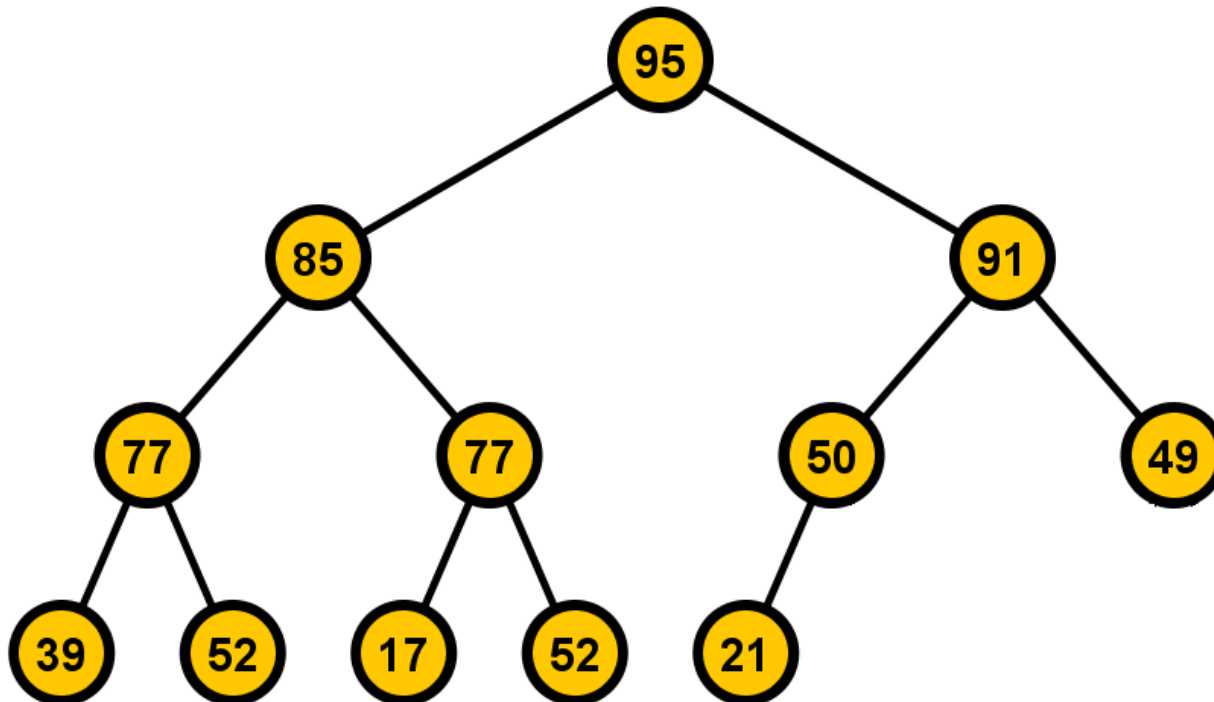




Halda (Heap)

- Binárna halda je:

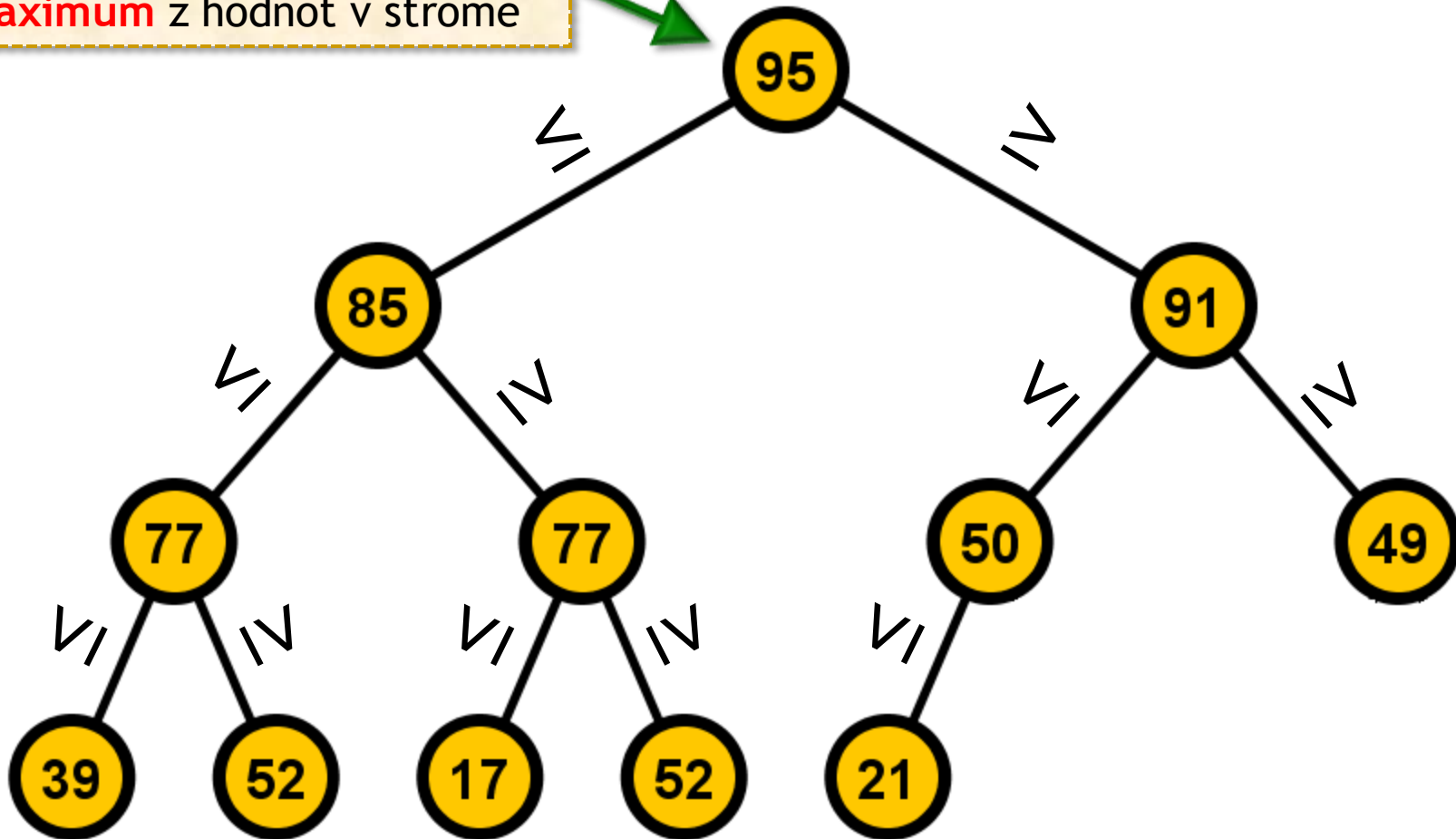
- takmer úplný binárny strom
- pre každý uzol (s výnimkou koreňa) platí, že jeho rodič obsahuje väčšiu alebo rovnakú hodnotu





Vlastnosti haldy

V koreni (pod)stromu je vždy **maximum** z hodnôt v strome





Halda zvierat





Ako sa vyrábajú haldy?

Ako ľubovoľný
takmer úplný binárny strom
prerobiť na haldu
obsahujúcu tie isté hodnoty?

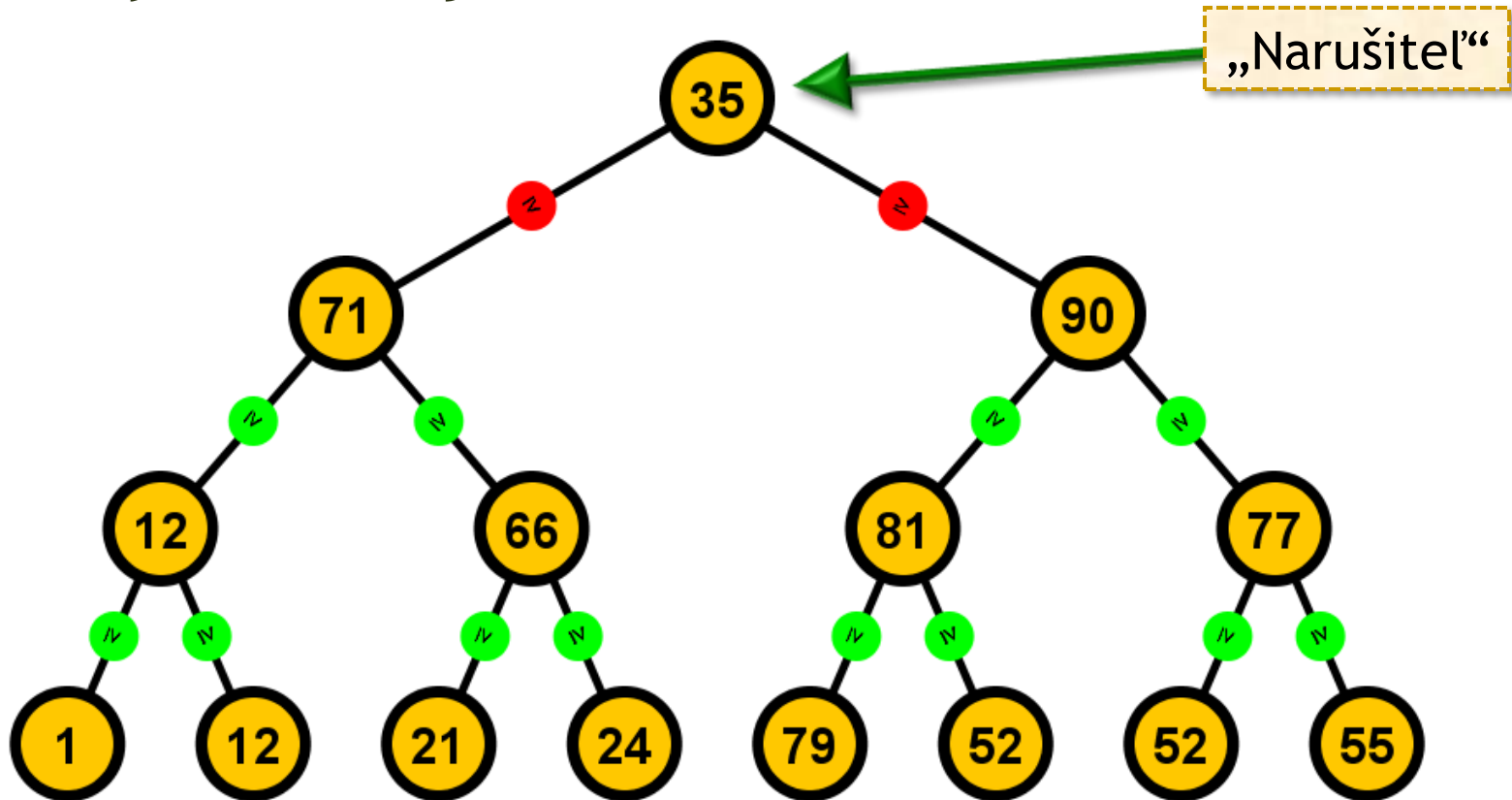
alebo problém hromadnej fotografie...





Ako strom prerobiť na haldu?

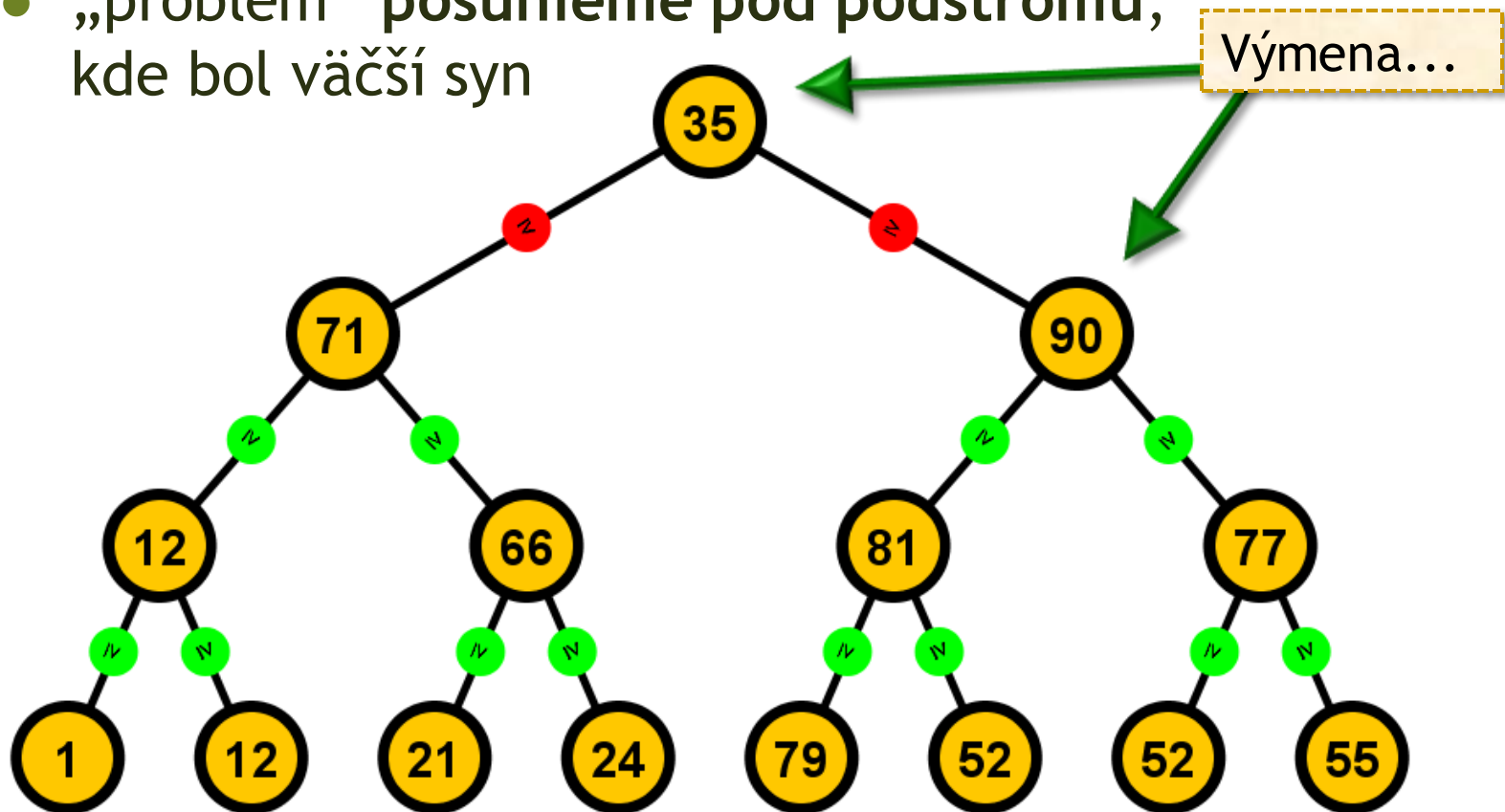
- Riešime jednoduchší problém:
 - strom je skoro halda - jediný „narušiteľ“ vlastnosti „byť haldou“ je koreň...





Ako strom prerobiť na haldu?

- Vymeňme narušiteľa **s väčším z jeho synov**:
 - v koreni bude najväčšia hodnota (to chceme)
 - „problém“ posunieme pod podstromu, kde bol väčší syn





Haldovací algoritmus

```

void uhalduj(int[] p, int narusitelIdx, int poslednyIdx) {
    while (true) {
        int najvacsiIdx = narusitelIdx;
        int lavySynIdx = narusitelIdx * 2 + 1;
        int pravySynIdx = narusitelIdx * 2 + 2;

        if ((lavySynIdx <= poslednyIdx) &&
            (p[lavySynIdx] > p[najvacsiIdx]))
            najvacsiIdx = lavySynIdx;

        if ((pravySynIdx <= poslednyIdx) &&
            (p[pravySynIdx] > p[najvacsiIdx]))
            najvacsiIdx = pravySynIdx;

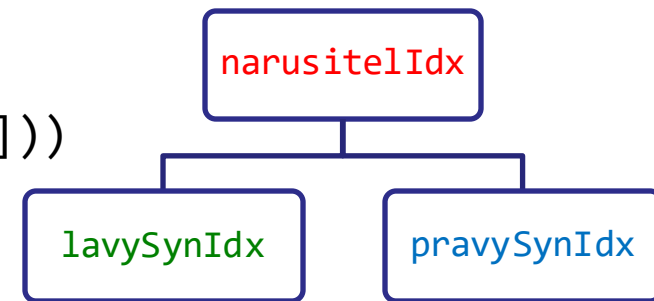
        if (najvacsiIdx == narusitelIdx)
            break;

        vymen(p, narusitelIdx, najvacsiIdx);
        narusitelIdx = najvacsiIdx;
    }
}

```

||
p.length-1

Kto z nich je najväčší?



Ak je potenciálny „narušiteľ“ nie menší ako jeho synovia, môžeme skončiť...

„Narušiteľa“ vymeníme s väčším zo synov...



Haldovací algoritmus

- Časová zložitosť:
 - každý krok (iterácia while cyklu) je $O(1)$
 - každým krokom „narušiteľa“ posunieme o **úroveň nižšie**
 - „narušiteľ“ prestane byť „narušiteľom“ najneskôr vtedy, keď sa stane listom
 - n -prvková halda má nanajvýš $O(\log n)$ **úrovní**

$O(\log n)$



Ako prerobiť strom na haldu?

● Fakty:

- každý podstrom haldy je halda... (rekurzia)
- v logaritmickom čase vieme opraviť haldu s „narušiteľom“ haldovosti v koreni

● Riešenie:

- budujeme haldu **zdola-nahor**
- po tom, čo sú ľavý aj pravý podstrom (rekurzívne) prerobené na haldy, jediný možný „narušiteľ“ je v koreni...

Demonštrácia



Haldujeme celý strom!

Vylepšenie: $p.length / 2$

```
void vytvorHaldu(int[] p) {
    for (int korenIdx = p.length - 1; korenIdx >= 0; korenIdx--)
        uhalduj(p, korenIdx, p.length - 1);
}
```

Postupne od najmenších podstromov haldujeme celý strom (všetky podstromy s koreňom väčším ako korenIdx sú už halda)

● Časová zložitost':

- n -krát uhaldovanie v $O(\log n) = O(n \log n)$
- detailnejšou analýzou (na cvičeniach?) možno ukázať, že zložitost' celého haldovania je dokonca $O(n)$
 - „haldujeme od koreňa“ veľa stromov s malou výškou a málo stromov s veľkou výškou...



Od haldovania k triedeniu

● Fakty o halde:

- v **koreni** je vždy **maximum** z hodnôt

● Triediaci algoritmus (idea):

- vyber koreň haldy (maximum z hodnôt) a zober ho ako **posledný prvok** usporiadanej postupnosti
- do koreňa haldy daj prvok haldy s **najväčším indexom** a zmenši haldu o 1
 - ak tento prvok naruší vlastnosť byť haldou, tak je to „narušiteľ“ v koreni - toto vieme riešiť v logaritmickom čase...
- usporiadaj zvyšné prvky v halde rovnakým spôsobom



HeapSort

```
public static void heapSort(int[] p) {
    vytvorHaldu(p);
```

Vytvoríme z hodnôt v poli haldu: $O(n)$

```
    for (int i = p.length - 1; i > 0; i--) {
        vymen(p, 0, i);
        uhalduj(p, 0, i - 1);
    }
}
```

Vymeníme koreň s „posledným“ prvkom haldy: $O(1)$

Výmena možno narušila haldu v koreni, preto ju skúsime opraviť: $O(\log n)$

Veľkosť haldy po každom kroku zmeňujeme

Celkový čas:

$$O(n) + n \cdot O(\log n) = O(n) + O(n \log n) = \mathbf{O(n \log n)}$$



HeapSort – sumarizácia

- Triedenie využívajúce údajovú štruktúru **binárna halda**, ktorú možno efektívne reprezentovať v poli
- Celkový čas: $O(n \log n)$ 😊
- Netreba pomocné pole 😊
- Halda a jej modifikácie sa využívajú aj pri iných algoritmoch a údajových štruktúrach...
 - napr. implementácia prioritného radu



Sumarizácia

- **QuickSort** - priemerný čas $O(n \log n)$
 - najhorší prípad $O(n^2)$, existuje verzia garantujúca $O(n \log n)$
 - najčastejšie používaný v praxi
 - T. Hoare, 1960
- **MergeSort** - čas $O(n \log n)$, treba pomocné pole
 - princíp sa používa v databázach pri triedeniach na disku
 - J. von Neumann, 1945
- **HeapSort** - čas $O(n \log n)$
 - J.W.J. Williams, 1964
- Problém triedenia **porovnávaním** je $\Omega(n \log n)$ - $O(n \log n)$ **nie je možné** asymptoticky zlepšiť...



Ako som usporiadal zvieratká

- malé, stredné a veľké
- 20 zvieratiek = malá veľkosť vstupu
- **asymptotická zložitosť** (... $n > n_0$...)
 - malé vstupy na demonštráciu algoritmov





Čo sa skrýva za `Arrays.sort`

- (z dokumentácie Javy)

Implementation note:

The sorting algorithm is a **Dual-Pivot Quicksort** by Vladimir Yaroslavskiy, Jon Bentley, and Joshua Bloch.

This algorithm offers **$O(n \log(n))$** performance on many data sets that cause other quicksorts to degrade to quadratic performance, and is **typically faster** than traditional (one-pivot) Quicksort implementations.



Quicksort vs. Heapsort

- Prečo sa používa Quicksort ak má Heapsort zaručený čas $O(n \log n)$?
- Počet výmen:
 - Quicksort - nerobí zbytočné výmeny
 - Heapsort - vymieňa aj v usporiadanom poli
- **Randomized Quicksort** - nie je závislý od distribúcie prvkov na vstupe
- Quicksort worst case je zriedkavé
- Mergesort, Heapsort majú svoje aplikácie