

AiSD

Rafał Włodarczyk

INA 4, 2025

Contents

1	Lecture I - Sortowanie	3
1.1	Worst-case analysis	3
1.2	Average-case analysis	3
1.3	Analiza losowego sortowania	3
1.4	Insertion Sort (A, n)	3
1.4.1	Worst-case analysis - Insertion Sort (A, n)	4
1.4.2	Average-case analysis - Insertion Sort (A, n)	4
1.5	Przykład złożoności	5
2	Lecture II - Merge Sort	5
2.1	Merge sort $(A, 1, n)$	5
3	Lecture III - Narzędzia do analizy algorytmów	7
3.1	Notacja asymptotyczna	7
3.2	Notacja Big- O	7
3.3	Notacja Big- Ω	8
3.4	Notacja Big- Θ	8
3.5	Notacja small- o	9
3.6	Notacja small- ω	9
3.7	Metody rozwiązywania rekurencji	9
3.8	Rozwiązywanie rekurencji	10
3.9	Metoda podstawiania - Metoda dowodu indukcyjnego	10
4	Lecture IV - Metoda drzewa rekursji	11
4.1	Metoda drzewa rekursji	11
4.2	Metoda iteracyjna	13
4.3	Master Theorem	13
4.4	Divide and Conquer	15
4.5	Wyszukiwanie elementów w portowanej tablicy	16
4.6	Binary search	16

5	Lecture V - Divide and Conquer	16
5.1	Potęgowanie liczby	16
5.2	Wylczenie n -tej liczby Fibonacciego	17
5.3	Mnożenie Liczb	17
5.4	Mnożenie macierzy	18
5.5	Quick Sort	19
6	Lecture VI - Quicksort	20
6.1	Lomuto Partition	20
6.2	Hoare Partition	21
6.3	Worst Case Analysis for QS	22
6.4	Best case Analysis for QS	22
6.5	Specific case analysis for QS	23
6.6	Best/Worst case analysis for QS - Intuition	23
6.7	Average case analysis for QS	23
7	Lecture VII - Quicksort - further analysis	25
7.1	Strategia Count	26
7.2	Counting Sort	26
7.3	Radix Sort	26
8	Lecture VIII	27
8.1	Poprawność Radix Sort	27
8.2	Złożoność obliczeniowa Radix Sort	27
8.3	Statystyki pozycyjne	28
8.4	RandomSelect(A,p,q,i)	28
8.5	Select(A,p,q,i)	29

I welcome you on the path to insanity.

Good luck :)

1 Lecture I - Sortowanie

Definiujemy problem:

1. Input: $A = (a_1, \dots, a_n), |A| = n$
2. Output: Permutacja tablicy wyjściowej $(a'_1, a'_2, \dots, a'_n)$, takie że: $a'_1 \leq a'_2 \leq \dots \leq a'_n$.

1.1 Worst-case analysis

$$T(n) = \max_{\text{wszystkie wejścia}} \{\text{\#operacji po wszystkich } |n|\text{-wejściach}\} \quad (1)$$

1.2 Average-case analysis

Zakładamy pewien rozkład prawdopodobieństwa na danych wejściowych. Z reguły myślimy o rozkładzie jednostajnym. Niech T - zmienna losowa liczby operacji wykonanych przez badany algorytm.

$$\mathbf{E}(T) - \text{wartość oczekiwana } T \quad (2)$$

Później możemy badać wariancję, oraz koncentrację.

1.3 Analiza losowego sortowania

Dla poprzedniego algorytmu zobaczmy, że: $n! \sim \sqrt{2\pi n} \left(\frac{n}{e}\right)^n$ [czyli $f(n) \sim g(n) \equiv \lim_{n \rightarrow \infty} \frac{f(n)}{g(n)} = 1$].
To jest tragiczna złożoność.

1.4 Insertion Sort (A, n)

$(A, n) = ((a_1, a_2, \dots, a_n), n)$

```
for j = 2...n
{
    key = A[j]
    i=j-1
    while(i>0 && A[i]>key) {
        A[i+1] = A[i]
        i = i - 1
    }
    A[i+1] = key
}
```

Przykład: $A = (8, 2, 4, 9, 3, 6), n = 6$

- $8_i, 2_j, 4, 9, 3, 6 \quad j = 2, i = 1, key = 2$ while
- $2, 8_j, 4, 9, 3, 6$
- $2, 8_i, 4_j, 9, 3, 6 \quad j = 3, i = 2, key = 4$ while

- 2, 4, 8, 9, 3, 6
- 2, 4, 8, 9, 3, 6 $j = 4, i = 3, key = 9$ no while
- 2, 4, 8, 9, 3, 6 $j = 5, i = 4, key = 3$ while
- 2, 3, 4, 8, 9, 6
- 2, 3, 4, 8, 9, 6 $j = 6, i = 5, key = 6$ while
- 2, 3, 4, 6, 8, 9

```
| <= x | > x | x | ... |
| <= x | x | > x | ... |
```

Porównujemy element ze wszystkim co jest przed nim - wszystko przed j -tym elementem będzie posortowane. Insertion sort nie swapuje par elementów w tablicy, a przenosi tam gdzie jest jego miejsce.

1.4.1 Worst-case analysis - Insertion Sort (A, n)

Odwrotnie posortowana tablica powoduje najwięcej przesunięć. Ponieważ ustaliliśmy że liczba operacji w while zależy od j , wtedy:

$$T(n) = \sum_{j=2}^n O(j-1) = \sum_{j=1}^{n-1} O(j) = O\left(\sum_{j=1}^{n-1} j\right) = \quad (3)$$

$$= O\left(\frac{1+n-1}{2} \cdot (n-1)\right) = O\left(\frac{(n-1) \cdot (n)}{2}\right) = O\left(\frac{n^2}{2}\right) = O(n^2) \quad (4)$$

c

1.4.2 Average-case analysis - Insertion Sort (A, n)

Policzmy dla uproszczenia, że na wejściu mamy n -elementowe permutacje, z których każda jest jednakowo prawdopodobna $p = \frac{1}{n!}$. Spróbujmy wyznaczyć \mathbf{E} , korzystając z inwersji permutacji. Wartość oczekiwana liczby inwersji w losowej permutacji wynosi:

$$\mathbf{E} \sim \frac{n^2}{4} \quad (5)$$

Pominęliśmy stałe wynikające z innych operacji niż porównywanie. W average-case będziemy około połowę szybciej niż w worst-case.

Pseudokod bez przykładu jest słaby.

1.5 Przykład złożoności

Patrzymy na wiodący czynnik.

$$13n^2 + 91n \log n + 4n + 13^{10} = O(n^2) \quad (6)$$

$$= 13n^2 + O(n \log n) \quad (7)$$

Chcielibyśmy gdzieś to konieczne, zapisać *lower order terms*.

Pytanie o dzielenie liczb - istnieją algorytmy, które ze względu na arytmetyczne właściwości liczb sprawiają, że mniejsze liczby mogą dzielić się dłużej niż większe. Podczas tego kursu nie omawiamy złożoności dla takich algorytmów.

2 Lecture II - Merge Sort

2.1 Merge sort ($A, 1, n$)

Niech złożoność $T(n)$ - złożoność algorytmu.

Funkcja merge sort

```
O(1)          | if |A[1...n]| == 1 return A[1...n]
               | else
T(floor(n/2)) |   B = MERGE_SORT(A,1,floor(n/2))
T(ceil(n/2))  |   C = MERGE_SORT(A,floor(n/2)+1, n)
O(n)          |   return MERGE(B,C)
```

Funkcja merge

```
MERGE(X[1...k], Y[1...l])
if k = 0 return Y[1...l]
if l = 0 return X[1...k]
if X[1] <= Y[1]
    return X[1] o MERGE(X[2...k], Y[1...l])
else
    return Y[1] o MERGE(X[1...k], Y[2...l])
```

MERGE(A,B)

```
2 1 ---> [1] + MERGE(A,B (bez 1))
7 9
13 10
19 11
20 14
```

```
2 9 ---> [1,2] + MERGE(A (bez 2),B)
7 10
13 11
19 14
20 .
```

... ---> [1,2,7,9,10,11,13,14]

19 .

20 .

... ---> [1,2,7,9,10,11,13,14,19,20]

[10], [2], [5], [3], [7], [13], [1], [6]

[2, 10], [3,5], [7,13], [1,6]

[2,3,5,10], [1,6,7,13]

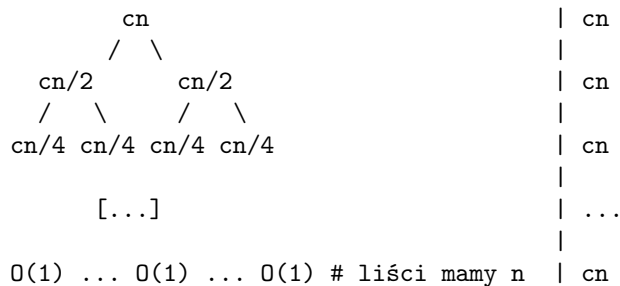
[1,2,3,5,6,7,10,13]

Złożoność obliczeniowa merge-a wynosi $O(k + l)$ - w najgorszym przypadku bierzemy najpierw z jednej strony, potem z drugiej i na zmianę.

$$T(n) = T\left(\left\lfloor \frac{n}{2} \right\rfloor\right) + T\left(\left\lceil \frac{n}{2} \right\rceil\right) + O(n) \quad (8)$$

$$T(n) = 2 \cdot T\left(\frac{n}{2}\right) + O(n) \quad (9)$$

Rozpiszmy tzw drzewo rekursji:



Musimy dodać wszystkie koszty, które pojawiły się w drzewie. Dodajmy piętra, a następnie zsumujmy. Żeby znać wysokość drzewa interesuje nas dla jakiego h znajdzie $\frac{n}{2^h} = 1$

$$\frac{n}{2^h} = 1 \implies 2^h = n \implies h = \log_2 n \quad (10)$$

Zatem złożoność:

$$\sum_{i=1}^{\log n} cn = cn \log n \sim O(n \log n) \quad (11)$$

3 Lecture III - Narzędzia do analizy algorytmów

Dzisiejszy wykład prowadzi GODfryd

3.1 Notacja asymptotyczna

- Big- O (O -duże) $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$
- Big- Ω (Ω -duże) $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$
- Big- Θ (Θ -duże) $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$
- Small- o (o -małe) $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{R}$

3.2 Notacja Big- O

Definition. Notacja Big- O . Funkcja $f(n) \in O(g(n))$, gdy:

$$f(n) = O(g(n)) \equiv (\exists c > 0) (\exists n_0 \in \mathbb{N}) (\forall n \geq n_0) (|f(n)| \leq c \cdot |g(n)|)$$

Przykład: $2n^2 = O(n^3)$, dla $n_0 = 2, c = 1$ definicja jest spełniona.

Pomijamy tutaj stałe - interesuje nas rząd wielkości

$$O(g(n)) = \{f \in \mathbb{N}^{\mathbb{R}} : f \text{ spełnia definicję}\}$$

$O(g(n))$ jest klasą funkcji, ale jako informatycy możemy zapisywać $f = O(g)$, zamiast $f \in O(g)$. Notacja nie ma symetrii, to znaczy $f = O(g) \nrightarrow g = O(f)$

Fact. Definicja Big-O za pomocą granicy. Możemy zapisać alternatywnie:

$$f(n) = O(g(n)) \equiv \limsup_{n \rightarrow \infty} \left| \frac{f(n)}{g(n)} \right| \leq \infty$$

Uwaga. Jeśli $\lim_{n \rightarrow \infty} \left| \frac{f(n)}{g(n)} \right| < \infty$ (istnieje), to:

$$\limsup_{n \rightarrow \infty} \left| \frac{f(n)}{g(n)} \right| = \lim_{n \rightarrow \infty} \left| \frac{f(n)}{g(n)} \right|$$

Przykłady: $\begin{cases} f(n) = n^2 \\ g(n) = (-1)^n n^2 \end{cases}$

Granica nie istnieje, ale $\limsup = 1$

$$\left\{ \frac{f(n)}{g(n)} \right\} = \begin{cases} 1, & 2 \mid n \\ \frac{1}{n}, & 2 \nmid n \end{cases}$$

Granica nie istnieje.

Fact. Dokładność zapisu Big-O. Pomijamy składniki niższego rzędu jako mniej istotne, ale podkreślamy że istnieją:

$$f(n) = n^3 + O(n^2) \equiv (\exists h(n) = O(n^2)) (f(n) = n^3 + h(n)) \quad (12)$$

Rozważmy następnie stwierdzenie:

$$n^2 + O(n) = O(n^2) \equiv (\forall f(n) = O(n)) (\exists h(n) = O(n^2)) (n^2 + f(n) = h(n)) \quad (13)$$

Rozumiemy to następująco - dodając dowolną funkcję z klasy funkcji liniowych do n^2 otrzymamy funkcję z klasy funkcji kwadratowych.

3.3 Notacja Big-Ω

Definition. Notacja Big-Ω. Funkcja $f(n) \in \Omega(g(n))$, gdy:

$$f(n) = \Omega(g(n)) \equiv (\exists c > 0) (\exists n_0 \in \mathbb{N}) (\forall n \geq n_0) (|f(n)| \geq c \cdot |g(n)|) \quad (14)$$

biorąc $c' = \frac{1}{c} > 0$ mamy: $(|g(n)| \leq c' \cdot |f(n)|)$, czyli $g(n) = O(f(n))$.

Przykład:

$$2n^2 = O(n^3) \quad (15)$$

$$n^3 = \Omega(2n^2) \quad (16)$$

$$n = \Omega(\log n) \quad (17)$$

Każda funkcja jest Omega od siebie samej.

3.4 Notacja Big-Θ

Definition. Notacja Big-Θ. Funkcja $f(n) \in \Theta(g(n))$, gdy:

$$f(n) = \Theta(g(n)) \equiv (\exists c_1, c_2 > 0) (\exists n_0 \in \mathbb{N}) (\forall n \geq n_0) (c_1 \cdot |g(n)| \leq |f(n)| \leq c_2 \cdot |g(n)|) \quad (18)$$

Przykład:

$$n^2 = \Theta(2n^2) \quad (19)$$

$$n^3 = \Theta(n^3) \quad (20)$$

$$n^4 + 3n^2 + \log n = \Theta(n^4) \quad (21)$$

Fact. Dokładność zapisu Theta.

$$f(n) = \Theta(g(n)) \equiv f(n) = O(g(n)) \wedge f(n) = \Omega(g(n)) \quad (22)$$

$$\Theta(f(n)) = O(f(n)) \cap \Omega(f(n)) \quad (23)$$

Rozważmy przypadek patologiczny

$$f(n) = n^{1+\sin \frac{\pi \cdot n}{2}} \quad g(n) = n \quad (24)$$

$$f \neq O(g), g \neq O(f) \quad (25)$$

3.5 Notacja small- o

Definition. Notacja small- o . Funkcja $f(n) \in o(g(n))$, gdy:

$$f(n) = o(g(n)) \equiv (\forall c > 0) (\exists n_0 \in \mathbb{N}) (\forall n \geq n_0) (|f(n)| < c \cdot |g(n)|) \quad (26)$$

Równoważnie:

$$f(n) = o(g(n)) \equiv \lim_{n \rightarrow \infty} \left| \frac{f(n)}{g(n)} \right| = 0 \quad (27)$$

Przykład:

$$n = o(n^2) \quad (28)$$

$$n^2 = o(n^3) \quad (29)$$

$$n^3 = o(2^n) \quad (30)$$

3.6 Notacja small- ω

Definition. Notacja small- ω . Funkcja $f(n) \in \omega(g(n))$, gdy:

$$f(n) = \omega(g(n)) \equiv (\forall c > 0) (\exists n_0 \in \mathbb{N}) (\forall n \geq n_0) (|f(n)| > c \cdot |g(n)|) \quad (31)$$

Równoważnie:

$$f(n) = \omega(g(n)) \equiv \lim_{n \rightarrow \infty} \left| \frac{f(n)}{g(n)} \right| = \infty \quad (32)$$

Przykład:

$$3.14n^2 + n = O(n^3) = \omega(n) \quad (33)$$

3.7 Metody rozwiązywania rekurencji

- Metoda podstawienia (indukcji) - Cormen
- Metoda drzewa rekursji
- Metoda master theorem

3.8 Rozwiązywanie rekurencji

1. Zgadnij odpowiedź (wiodący składnik)
2. Sprawdź przez indukcję, czy dobrze zgadliśmy
3. Wylicz stałe

Information. Historyjka. Dwóch przyjaciół zgubiło się podczas podróży balonem.

- "Gdzie jesteście?"
- "W balonie."

Osoba, którą spotkali, była matematykiem.

Odpowiedź była precyzyjna, dokładna i całkowicie bezużyteczna.

3.9 Metoda podstawiania - Metoda dowodu indukcyjnego

Przykład 1. Rozwiążmy równanie rekurencyjne:

$$T(n) = 4T\left(\frac{n}{2}\right) + n \quad T(1) = \Theta(1) \quad (34)$$

Założmy, że $T(n) = O(n^3)$ - pokazać, że $T(n) \leq c \cdot n^3$ dla dużych n .

1. Krok początkowy $T(1) = \Theta(1) \leq c \cdot 1^3 = c$ ok.
2. Załóżmy, że $\forall_{k < n} T(k) \leq c \cdot k^3$ (zał. indukcyjne, nie $\Theta(k^3)$ - chcemy konkretną stałą c)
3. $T(n) = 4T\left(\frac{n}{2}\right) + n \leq 4c\left(\frac{n}{2}\right)^3 + n = \frac{1}{2}cn^3 + n = cn^3 - \frac{1}{2}cn^3 + n \leq cn^3$.
4. Wystarczy wskazać c , takie że $\frac{1}{2}cn^3 - n \geq 0$, np $c \geq 2$
5. Pokazaliśmy, że $T(n) = O(n^3)$

Założmy, że $T(n) = O(n^2)$ - pokazać, że $T(n) \leq c \cdot n^2$ dla dużych n .

1. Krok początkowy $T(1) = \Theta(1) \leq c \cdot 1^2 = c$ ok.
2. Załóżmy, że $\forall_{k < n} T(k) \leq c \cdot k^2$ (zał. indukcyjne)
3. $T(n) = 4T\left(\frac{n}{2}\right) + n \leq 4c\left(\frac{n}{2}\right)^2 + n = cn^2 + n = cn^2 - cn^2 + n \leq cn^2$.
4. Tego się nie da pokazać - nie jest prawdą, że $T(n) = O(n^2)$

Wzmocnijmy zatem założenie indukcyjne:

1. $T(n) \leq c_1 n^2 - c_2 n$ (zał. indukcyjne)
2. $T(n) = 4T\left(\frac{n}{2}\right) + n \leq 4(c_1 \frac{n^2}{2} - c_2 \frac{n}{2}) + n$
3. $= c_1 n^2 - 2c_2 n + n = c_1 n^2 - (2c_2 - 1)n \leq$
4. $\leq c_1 n^2 - c_2 n$
5. Weźmy $c_1 = 1, c_2 = 2$, wtedy $T(n) \leq n^2 - 2n = O(n^2)$

Przykład 2. Weźmy paskudną rekursję $T(n) = 2T(\sqrt{n}) + \log n$.
Założmy, że n jest potęgą 2 oraz oznaczmy $n = 2^m, m = \log_2 n$.

$$T(2^m) = 2T((2^m)^{\frac{1}{2}}) + m \quad (35)$$

Oznaczmy $T(2^m) = S(m)$. Wtedy:

$$S(m) = 2S\left(\frac{m}{2}\right) + m \quad (36)$$

(dobrze znana rekurencja - $S(n) = O(m \log m)$) - patrz Lecture 2. Przejdźmy z powrotem na T, n :

$$T(2^m) = S(m) \quad (37)$$

$$T(2^m) = O(m \log m) \quad (38)$$

$$T(n) = O(\log n \log \log n) \quad (39)$$

Formalnie pokazaliśmy to tylko dla potęg 2 - musielibyśmy jeszcze indukcyjnie to udowodnić.

Kiedy podłogi i sufity mają znaczenie?

4 Lecture IV - Metoda drzewa rekursji

4.1 Metoda drzewa rekursji

W danym węźle wstawiamy koszt operacji. Sumujemy koszty węzłów na danym poziomie.

$$T(n) = T\left(\frac{n}{2}\right) + T\left(\frac{n}{4}\right) + n^2, \quad T(1) = \Theta(1) \quad (40)$$

Chcemy sumować koszty na danym poziomie, a potem napisać pełną sumę.

$$\begin{array}{rcl} & n^2 & | \quad n^2 \\ & / \quad \backslash & \\ (n/2)^2 & & (n/4)^2 \\ / \quad \backslash & & / \quad \backslash \\ (n/4)^2 \quad (n/8)^2 & (n/8)^2 \quad (n/16)^2 & | \quad 5/16 \quad n^2 \\ & & | \quad 25/256 \quad n^2 = (5/16)^k \quad n^2 \end{array}$$

...

$$T^*(n) = \sum_{k=0}^{\infty} \left(\frac{5}{16}\right)^k n^2 = \quad (41)$$

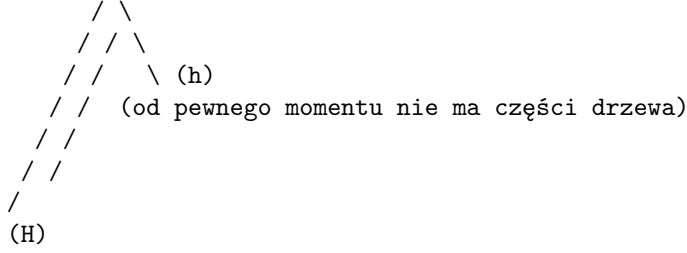
$$= n^2 \sum_{k=0}^{\infty} \left(\frac{5}{16}\right)^k = \quad (42)$$

$$= n^2 \cdot \left(\frac{1}{1 - \frac{5}{16}}\right) = \quad (43)$$

$$= \frac{16}{11} n^2 \quad (44)$$

Nie mogłoby być mniej niż n^2 , bo już w pierwszym rzędzie jest n^2 .
Nie jest to dokładne, ale dostaliśmy górne ograniczenie.

$$T(n) = O(n^2) \quad (45)$$



Wysokości różnią się o stałą:

$$\frac{n}{2^H} = 1 \implies H = \log_2 n \quad (46)$$

$$\frac{n}{4^h} = 1 \implies h = \log_4 n \quad (47)$$

Za chwilę będę dodawał rzeczy, które nie istnieją

Pamiętajmy, że:

$$a^{\log_b n} = n^{\log_b a}$$

$$\hat{T}(n) = \sum_{k=0}^{H=\log_2(n)} \left(\frac{5}{16}\right)^k n^2 = \quad (48)$$

$$= n^2 \sum_{k=0}^H \left(\frac{5}{16}\right)^k = \quad (49)$$

$$= n^2 \cdot \frac{1}{11} \left(16 - 5 \left(\frac{5}{16}\right)^{\log_2 n}\right) = \quad (50)$$

$$= \frac{16}{11} n^2 - \frac{5}{11} n^{2-1.67} \quad (51)$$

Rozważmy ograniczenie dolne:

$$\check{T}(n) = \sum_{k=0}^{h=\log_4(n)} \left(\frac{5}{16}\right)^k n^2 = n^2 \frac{1}{11} \left(16 - C \cdot \left(\frac{5}{16}\right)^{\log_4 n}\right) \quad (52)$$

Zatem wiemy, że:

$$T(n) = O(\hat{T}(n)) = O(T^*(n)) \quad (53)$$

$$T(n) = \Omega(\check{T}(n)) \quad (54)$$

$$T(n) = \Theta(n^2) = \frac{16}{11}n^2 + o(n^2) \quad (55)$$

4.2 Metoda iteracyjna

$$T(n) = 3T\left(\frac{n}{4}\right) + n = \quad (56)$$

$$T(n) = 3\left(3T\left(\frac{n}{16}\right) + \frac{n}{4}\right) + n = 9T\left(\frac{n}{16}\right) + \frac{3}{4}n + n = \quad (57)$$

$$T(n) = n + \frac{3}{4}n + 9\left(3T\left(\frac{n}{64}\right) + \frac{n}{16}\right) = \quad (58)$$

$$T(n) = n + \frac{3}{4}n + \frac{9}{16}n + 27T\left(\frac{n}{64}\right) = \quad (59)$$

$$T(n) = n + \frac{3}{4}n + \left(\frac{3}{4}\right)^2 n + \left(\frac{3}{4}\right)^3 n + \dots + 3^j T\left(\frac{n}{4^j}\right) = \quad (60)$$

$$(61)$$

Wyznaczmy koniec iteracji:

$$\frac{n}{4^j} = 1 \implies j = \log_4 n \quad (62)$$

To jest nic innego jak:

$$\sum_{j=0}^{\log_4 n} \left(\frac{3}{4}\right)^j = O(n) \quad (63)$$

4.3 Master Theorem

Theorem. Master Theorem. Jeśli $T(n) = a \cdot T(\lceil \frac{n}{b} \rceil) + \Theta(n^d)$ dla pewnych stałych $a > 0, b > 1, d > 0$, oraz $T(1) = \Theta(1)$ to:

$$T(n) = \begin{cases} \Theta(n^d) & \text{jeśli } d > \log_b a \\ \Theta(n^d \log n) & \text{jeśli } d = \log_b a \\ \Theta(n^{\log_b a}) & \text{jeśli } d < \log_b a \end{cases}$$

$$\hat{T}(n) = a \cdot \hat{T}\left(\frac{n}{b} + 1\right) + \Theta(n^d) \quad (64)$$

$$\check{T}(n) = a \cdot \check{T}\left(\frac{n}{b}\right) \quad (65)$$

Dowód

wielkość	.	liczba podproblemów
n	$c \cdot n^d$	1
n/b	$c \cdot (n/b)^d$	a
n/b^2	$c \cdot (n/(b^2))^d$	a^2

...

koszt na poziomie 'k' = $c \cdot (n/b^k)^d$

liczba podproblemów na poziomie 'k' = a^k

suma kosztów 'k'-tym wierszu = $c \cdot (a/b^d)^k \cdot n^d$

Wysokość drzewa rekursji

$$\frac{n}{b^h} = 1 \implies h = \log_b n \quad (66)$$

Zatem:

$$T(n) = \Theta \left(\sum_{k=0}^{\log_b n} \cdot \left(\frac{a}{b^d} \right)^k n^d \right) \quad (67)$$

Mogę wziąć Θ zamiast o , bo dość dokładnie robię - ale trochę nie

$$\sum_{k=0}^h q^k = \frac{1 - q^{h+1}}{1 - q} \quad \sum_{h=0}^h 1^k = (h + 1)$$

$$T(n) = \Theta \left(n^d \sum_{k=0}^{\log_b n} \cdot \left(\frac{a}{b^d} \right)^k \right) \quad (68)$$

(1) Jeśli $\frac{a}{b^d} < 1$, to:

$$a < b^d \quad (69)$$

$$\log_b(a) < d \quad \text{zatem} \quad (70)$$

$$T(n) = \Theta(n^d) \quad (71)$$

(większość pracy dzieje się z korzenia - okolic korzenia)

(2) Jeśli $\frac{a}{b^d} = 1$, to:

$$a = b^d \quad (72)$$

$$\log_b(a) = d \quad (73)$$

$$T(n) = \Theta(n^d \log n) \quad (74)$$

(suma kosztów w k -tym wierszu - każdy wiersz kontrybuuje równie mocno)

(3) Jeśli $\frac{a}{b^d} > 1$, to:

$$a > b^d \quad (75)$$

$$\log_b(a) > d \quad (76)$$

$$T(n) = \Theta(n^{\log_b a}) \quad (77)$$

(z każdym kolejnym poziomem koszt rośnie - większość złożoności kryje się na dole drzewa rekursji)

*Z tego co dzieje się na początku... albo na końcu, bo to może być scalanie
Stworzyliście za dużo podproblemów.*

Co jeśli rekurencja nie ma n^d , a ma $n \log(n)$? - możemy przybliżać

Przykład

$$T(n) = 4T\left(\frac{n}{2}\right) + 11n \quad a = 4, b = 2, d = 1 \quad (78)$$

$$\log_b a = \log_2 4 = 2 > 1 = d \quad \text{to jest przypadek (3)} \quad (79)$$

$$T(n) = \Theta(n^{\log_a b}) = \Theta(n^{\log_2 4}) = \Theta(n^2) \quad (80)$$

Przykład

$$T(n) = 4T\left(\frac{n}{3}\right) + 3n^2 \quad a = 4, b = 3, d = 2 \quad (81)$$

$$\log_b a = \log_3 4 > 2 = d \quad \text{to jest przypadek (1)} \quad (82)$$

$$T(n) = \Theta(n^d) = \Theta(n^2) \quad (83)$$

Przykład

$$T(n) = 27T\left(\frac{n}{3}\right) + 0.3n^3 \quad a = 27, b = 3, d = 3 \quad (84)$$

$$\log_b a = \log_3 27 = 3 = d \quad \text{to jest przypadek (2)} \quad (85)$$

$$T(n) = \Theta(n^d \log n) = \Theta(n^3 \log n) \quad (86)$$

4.4 Divide and Conquer

1. Podział problemu na mniejsze podproblemy.
2. Rozwiąż rekurencyjnie mniejsze (rozłączne) podproblemy.
3. Połącz rozwiązania problemów w celu rozwiązania problemu wejściowego.

4.5 Wyszukiwanie elementów w posortowanej tablicy

- Input - posortowana tablica $A[1..n]$, element x
- Output - indeks i taki, że $A[i] = x$ lub błąd, gdy x nie występuje w A

4.6 Binary search

1. if $n = 1, A[n] = x$ return n , else A does not contain x
2. porównujemy x z $A[\frac{n}{2}]$
3. jeśli $x = A[\frac{n}{2}]$ return $\frac{n}{2}$
4. jeśli $x < A[\frac{n}{2}]$, BinarySearch($A[1..\frac{n}{2} - 1], x$)
5. jeśli $x > A[\frac{n}{2}]$, BinarySearch($A[\frac{n}{2} + 1..n], x$)

Wy nie patrzcie na pseudokody na tablicy, tylko w książce

$$T(n) = 1 \cdot T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(1) \quad (87)$$

$$T(n) = \Theta(\log n) \quad (88)$$

5 Lecture V - Divide and Conquer

5.1 Potęgowanie liczby

- Input - liczba x , liczba całkowita n
- Output - x^n

Bazowo zachodzi $n - 1$ mnożeń x przez siebie. (czyli $\Theta(n)$ operacji)

$$x \cdot x \cdot \dots \cdot x = x^n \quad (89)$$

Zróbmy to sprytniej:

$$x^n = \begin{cases} x^{\frac{n}{2}} \cdot x^{\frac{n}{2}} & \text{dla parzystego } n \\ x^{\frac{n-1}{2}} \cdot x^{\frac{n-1}{2}} \cdot x & \text{dla nieparzystego } n \end{cases} \quad (90)$$

Z liniowej liczby mnożeń zeszliśmy do logarytmicznej liczby mnożeń.

$$T(n) = 1 \cdot T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(1) \quad (91)$$

$$T(n) = \Theta(\log n) \quad (92)$$

5.2 Wyliczenie n -tej liczby Fibonacciego

$$F_n = \begin{cases} 0 & n = 0 \\ 1 & n = 1 \\ F(n-1) + F(n-2), & n > 1 \end{cases} \quad (93)$$

Normalne wywołanie funkcji to $\Theta(\varphi^n)$

Wykorzystajmy podejście bottom-up, liczymy i zapamiętujemy każdorazowo F_2, F_3, \dots, F_n . Osiągnęliśmy złożoność liniową $\Theta(n)$

Istnieje jednak zwarty wzór na $F(n) = \frac{1}{\sqrt{5}} \left(\frac{\varphi^n + \varphi^n}{2} \right)$ a to możemy policzyć logarytmicznie.

Tu pojawiają się liczby - jak one się nazywały - (z sali) niewymierne.

Istnieje macierz, która mnożona pozwala na policzenie n -tej liczby Fibonacciego.

$$\begin{pmatrix} 1 & 1 \\ 1 & 0 \end{pmatrix}^n = \begin{pmatrix} F_{n+1} & F_n \\ F_n & F_{n-1} \end{pmatrix} \quad (94)$$

Algorytm używający tego wzoru - połączony z szybkim potęgowaniem, ma złożoność $\Theta(\log n)$.

5.3 Mnożenie Liczb

- Input: x, y (liczby n -bitowe)
- Output: $x \cdot y$

Standardowe mnożenie w słupku to $\Theta(n^2)$ mnożeń i $\Theta(n)$ dodawań.

Założmy, że n jest parzyste:

$$x = x_L \cdot 2^{\frac{n}{2}} + x_R \quad (95)$$

$$y = y_L \cdot 2^{\frac{n}{2}} + y_R \quad (96)$$

$$x \cdot y = (x_L \cdot 2^{\frac{n}{2}} + x_R) \cdot (y_L \cdot 2^{\frac{n}{2}} + y_R) = \quad (97)$$

$$= x_L \cdot y_L \cdot 2^n + (x_L y_R + x_R y_L) \cdot 2^{\frac{n}{2}} + x_R y_R \quad (98)$$

$$T(n) = 4T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) \quad (99)$$

$$a = 4, b = 2, d = 1 \quad (100)$$

$$\log_b a = \log_2 4 = 2 > 1 = d \quad (101)$$

$$T(n) = \Theta(n^2) \quad (102)$$

Asymptotycznie nie zyskaliśmy nic.

Ten przypadek pokazuje, że czasami nie wystarczy bezmyślnie podzielić a potem scałić.

A co o tym myślał Gauss - tu jest dużo mnożeń - cztery.

$$(a + ib)(c + id) = ac - bd + i(bc + ad) \quad (103)$$

$$bc + ad = (a + b)(c + d) - ac - bd \quad (104)$$

Zobaczmy, że ac, bd są już policzone wyżej - zamiast 4 mnożeń, mamy 3 mnożenia.

$$x \cdot y = x_L y_L 2^n + ((x_L + x_R)(y_L + y_R) - x_L y_L - x_R y_R) + x_R y_R \quad (105)$$

Wykonujemy i zapamiętujemy mnożenia $x_L y_L, x_R y_R, (x_L + x_R)(y_L + y_R)$ - zamiast 4 mnożeń, mamy 3 mnożenia.

$\Theta(n)$ - wynika z przeunięć bitowych oraz dodawań.

$$T(n) = 3T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) \quad (106)$$

$$a = 3, b = 2, d = 1 \quad (107)$$

$$\log_b a = \log_2 3 > 1 = d \quad (108)$$

$$T(n) = \Theta(n^{\log_2 3}) = \Theta(n^{1.59}) \quad (109)$$

Najszybszy znany algorytm - na podstawie szybkiej transformaty fouriera $\sim O(n \cdot \log n \cdot \log \log n)$

```
multiply(x, y)
  n = max {|x|, |y|}
  if n == 1 return x * y
  x_L, x_R = leftmost(ceil(n/2), x), rightmost(floor(n/2), x)
  y_L, y_R = leftmost(ceil(n/2), y), rightmost(floor(n/2), y)

  p1 = multiply(x_L, y_L)
  p2 = multiply(x_R, y_R)
  p3 = multiply(x_L + x_R, y_L + y_R)

  return p1 << n + (p3 - p1 - p2) << ceil(n/2) + p2
```

Podobnie możemy mnożyć macierze.

5.4 Mnożenie macierzy

- Input: A, B - n -wymiarowe macierze
- Output: $A \cdot B$

Naiwne mnożenie macierzy wykonuje $\Theta(n^3)$ mnożeń.

Podzielmy macierz na 4 równe części:

$$\begin{pmatrix} A & B \\ C & D \end{pmatrix} \times \begin{pmatrix} E & F \\ G & H \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} AE + BG & AF + BH \\ CE + DG & CF + DH \end{pmatrix} \quad (110)$$

$$T(n) = 8T\left(\frac{n}{2}\right) + O(n^2) \quad (111)$$

$$T(n) = O(n^3) \quad (112)$$

Znowu nic nie zyskał. Jesteśmy w stanie wyeliminować jedno mnożenie - osiągając ostatecznie $\Theta(n^{\log_2 7}) \sim \Theta(n^{2.81})$.

Algorytmy state of the art - $\Theta(n^2 \text{polylog}(n))$.

5.5 Quick Sort

Algorytm na podział - scalanie już posortowanych. Pozwala na sortowanie w miejscu.

```
A[1..n]
|         |-----|         |
1         p         q         n

A[1..n]
|         |   <=   |         |   <   |         |
1         p         |pivot|         q         n
```

1. Podziel $A[p..q]$ na dwie tablice: $A[p..k-1]$, $pivot$, $A[k+1..q]$ takie, że:

$$\forall_{i \in [p..k-1]} A[i] \leq pivot, \forall_{j \in [k+1..q]} A[j] > pivot$$

2. Quicksort($A, p, k-1$)
Quicksort($A, k+1, q$)

Przykład - weźmy nieposortowaną tablicę:

```
Quicksort(A,1,n)
[6, 1, 4, 3, 5, 7, 2, 8] # pivot = 6
->
[1, 4, 3, 5, 2, 6, 7, 8]
.
Quicksort(A,1,5)
Quicksort(A,7,8) ->
[1, 4, 3, 2, 5, 6, 7, 8] # pivot = 1
.
.
.
Quicksort(A,2,5) ->
[1, 3, 2, 4, 5, 6, 7, 8] # pivot = 4
.
.
.
Quicksort(A,2,3) ->
[1, 2, 3, 4, 5, 6, 7, 8] # pivot = 3
.
.
.
.
.
.
.
```

6 Lecture VI - Quicksort

Rozważmy algorytmy służące do dzielenia tablicy w Quicksorcie

6.1 Lomuto Partition

```
Lomuto Partition(A, p, q) # A[p..q]
    pivot = A[p]
    i = p
    for j = p + 1 to q
        if A[j] <= pivot # expensive |A[p..q]| = n, then (n-1) comparisons ~ Theta(n)
            i = i + 1
            swap (A[i], [j]) # expensive, but if dependent
    swap (A[i], A[p]) # pivot in between A[p..i] and A[i+1..q]
    return i
```

```
A
|*| <= pivot |i| pivot < |j| ? |
p                                     q
```

We either put the ? element in the '<= pivot' part, or '> pivot' part

```
A
| <= pivot | * | pivot < |
p                                     q
```

Example

```
6, 10, 13, 5, 8, 3, 2, 11
* i           j
```

swap(5,10)

```
6, 5, 13, 10, 8, 3, 2, 11
* i           j
```

do nothing

```
6, 5, 13, 10, 8, 3, 2, 11
* i           j
```

swap(3, 13)

```
6, 5, 3, 10, 8, 13, 2, 11
* i           j
```

```
6, 5, 3, 2, 8, 13, 10, 11
* i           j
```

```
6, 5, 3, 2, 8, 13, 10, 11
```

```

*           i           j

swap(6, 2)

2, 5, 3, 6, 8, 13, 10, 11
*           i           j

return i = 3

```

Biorąc pod uwagę, że dokonujemy $n - 1$ porównań, złożoność Lomuto Partition wynosi $\Theta(n)$.

6.2 Hoare Partition

```

Hoare Partition(A, p, q) # A[p..q]
    pivot = A[floor((p+q)/2)]
    i = p - 1
    j = q + 1
    while True
        do
            i++
            while A[i] < pivot

        do
            j--
            while A[j] > pivot

        if i >= j return j
        swap(A[i], A[j])

* - pivot

```

Example

```

6, 10, 13, 5, 8, 3, 2, 11
i p           *           q j
i           *           j      # swap(6, 2)

2, 10, 13, 5, 8, 3, 6, 11
i           *           j      # swap(10, 3)

2, 3, 13, 5, 8, 10, 6, 11
*

2, 3, 13, 5, 8, 10, 6, 11
i   j                        # swap (13, 5)

2, 3, 5, 13, 8, 10, 6, 11
*

```

```

        j  i
    A
    | <= pivot | < pivot |
    p         j         q

return j

```

W Hoare Partition tracimy pivot który może ulec przesunięciu. Porównań robimy więcej o stałą $n \pm c$, $c = 1$. Złożoność $\Theta(n)$ - zdecydowanie mniej swapów, 2-3 razy mniej niż Lomuto partition.

```

QS(A,p,q)
    if p < q
        r = Partition(A,p,q)
        QS(A,p,r-1)
        QS(A,r+1,q)

```

6.3 Worst Case Analysis for QS

Najgorzej będzie jak każdorazowo będziemy nierówno dzielić po 1-szym elemencie (odwrotnie posortowana tablica).

```

      cn
     /  \
Theta(1) c(n-1)
      /  \
    Theta(1) c(n-2)
           ...
        /  \
    Theta(1) Theta(1)

```

$$T(n) = T(n-1) + T(0) + \Theta(n) \quad (113)$$

$$T(n) = T(n-1) + \Theta(n) \leq \sum_{i=0}^n c(n-i) + \Theta(1) = \quad (114)$$

$$= c \sum_{i=0}^n (n-i) + \Theta(n) = \quad (115)$$

$$= c \frac{(n)(n+1)}{2} + \Theta(n) = \quad (116)$$

$$= O(n^2) \quad (117)$$

6.4 Best case Analysis for QS

Najlepiej będzie jak dzielimy na pół.

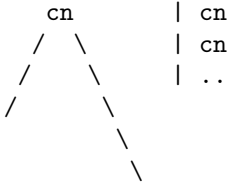
$$T(n) = T\left(\frac{n}{2}\right) + T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) \quad (118)$$

$$T(n) = 2T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) \quad (119)$$

$$T(n) = \Theta(n \log n) \quad (120)$$

6.5 Specific case analysis for QS

$$T(n) = T\left(\frac{n}{10}\right) + T\left(\frac{9n}{10}\right) + \Theta(n) \quad (121)$$



Po zsumowaniu każde piętro będzie miało koszt cn . Zchodzimy końca wysokości drzewa.

$$\left(\frac{9}{10}\right)^h n = 1 \quad (122)$$

$$n = \left(\frac{10}{9}\right)^h \quad (123)$$

$$h = \log_{\frac{10}{9}} n \quad (124)$$

6.6 Best/Worst case analysis for QS - Intuition

$$L(n) = 2U\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) \quad (125)$$

$$U(n) = L(n-1) + L(0) + \Theta(n) \quad (126)$$

$$(127)$$

Zatem rozwiążmy układ równań:

$$L(n) = 2\left(L\left(\frac{n}{2} - 1\right) + \Theta(n)\right) + \Theta(n)L(n) = 2L\left(\frac{n}{2} - 1\right) + \Theta(n)L(n) = \Theta(n \log n) \quad (128)$$

6.7 Average case analysis for QS

Rozkład T_n nie jest znany do dziś.

$$T_n = \# \text{ porównań elementów sortowanej tablicy, } |A| = n \quad (129)$$

$$X_k(n) = \begin{cases} 1 & \text{jeśli partition podzieli tablicę n-elementową na (k, n-k-1)} \\ 0 & \text{w p.p.} \end{cases} \quad (130)$$

$$0 \leq k \leq n-1 \quad (131)$$

$$E(X_k) = 1 \cdot P(X_k = 1) + 0 \cdot P(X_k = 0) = 1 \cdot P(X_k = 1) = \frac{(n-1)!}{n!} = \frac{1}{n} \quad (132)$$

Zapiszmy wobec tego równanie na T_n

$$T_n =_{distr.} \begin{cases} T_0 + T_{n-1} + n - 1 & \text{if } (0, n-1) \text{ - split} \\ T_1 + T_{n-2} + n - 1 & \text{if } (1, n-2) \text{ - split} \\ \vdots \\ T_k + T_{n-1-k} + n - 1 & \text{if } (k, n-k-1) \text{ - split} \\ T_{n-1} + T_0 + n - 1 & \text{if } (n-1, 0) \text{ - split} \end{cases} \quad (133)$$

$$T_n =_{distr.} \sum_{k=0}^{n-1} X_k (T_k + T_{n-k-1} + n - 1) \quad (134)$$

$$E(T_n) = E \left(\sum_{k=0}^{n-1} X_k (T_k + T_{n-k-1} + n - 1) \right) = \quad (135)$$

$$E(T_n) = \sum_{k=0}^{n-1} E(X_k (T_k + T_{n-k-1} + n - 1)) = \quad (136)$$

$$E(T_n) = \sum_{k=0}^{n-1} E(X_k) \cdot E(T_k + T_{n-k-1} + n - 1) = \quad (137)$$

$$E(T_n) = \frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} E(T_k) + E(T_{n-k-1}) + n - 1 = \quad (138)$$

$$E(T_n) = \frac{1}{n} \left(\sum_{k=0}^{n-1} E(T_k) + \sum_{k=0}^{n-1} E(T_{n-k-1}) + \sum_{k=0}^{n-1} n - 1 \right) = \quad (139)$$

$$E(T_n) = \frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} E(T_k) + \frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} E(T_{n-k-1}) + \frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} n - 1 = \quad (140)$$

$$E(T_n) = \frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} E(T_k) + \frac{1}{n} \sum_{k=0}^{n-1} E(T_{n-k-1}) + n - 1 \quad (141)$$

$$E(T_n) = \frac{2}{n} \sum_{k=0}^{n-1} E(T_k) + n - 1 \quad (142)$$

$$t_n = \frac{2}{n} \sum_{k=0}^{n-1} t_k + n - 1 \quad \text{rekurencja z pełną historią} \quad (143)$$

$$(144)$$

Możemy usunąć historię pisząc:

$$nt_n = 2 \sum_{k=0}^{n-1} t_k + (n-1)n \quad (145)$$

$$(n-1)t_{n-1} = 2 \sum_{k=0}^{n-2} t_k + (n-2)(n-1) \quad (146)$$

$$nt_n - (n-1)t_{n-1} = 2 \sum_{k=0}^{n-1} t_k + (n-1)n - 2 \sum_{k=0}^{n-2} t_k - (n-2)(n-1) \quad (147)$$

$$nt_n - (n-1)t_{n-1} = 2t_{n-1} + 2(n-1) \quad (148)$$

$$nt_n = (n+1)t_{n-1} + 2(n-1) \quad (149)$$

$$\frac{t_n}{n+1} = \frac{t_{n-1}}{n} + 2 \frac{n-1}{n(n-1)} \quad (150)$$

$$f_n = f_{n-1} + 2 \frac{n-1}{n(n+1)}, f_0, f_1 = 0 \quad (151)$$

$$f_n = 2 \sum_{k=1}^n \frac{k-1}{k(k+1)} = \quad (152)$$

$$f_n = 2 \sum_{k=1}^n \frac{2}{k+1} - \frac{1}{k} = \quad (153)$$

$$f_n = 4 \sum_{k=1}^n \frac{1}{k+1} + 2 \sum_{k=1}^n \frac{1}{k} = \quad (154)$$

$$f_n = 4(H_{n+1} - 1) + 2H_n \quad (155)$$

$$f_n = 4H_{n+1} + 2H_n - 1 \quad (156)$$

$$f_n = 2H_n - 4 + \frac{4}{n+1} \quad (157)$$

$$E(T_n) = t_n = (n+1)f_n = 2nH_n + 2H_n - 4(n+1) + 4 \quad (158)$$

$$H_n = \ln n + \gamma + \frac{1}{2n} + \Theta\left(\frac{1}{n^2}\right) \quad (159)$$

Widzimy, że wiodący czynnik $T_n = 2n \ln n + \Theta(n)$. Wiemy dlaczego QS jest dobry - średnio wykona $2n \ln n$ porównań asymptotycznie.

7 Lecture VII - Quicksort - further analysis

$$| \leq |p| < \dots < |q| < |$$

Możemy wyróżnić dwa pivoty, w obrębie których prowadzimy sortowanie. To wymaga stworzenia nowego algorytmu partition.

1. 1975 Sedgewick (liczba porównań w dual-pivot partition)

$$E(\# \text{ dual pivot partition}) \sim \frac{16}{9}n \implies E(\# \text{ QS}) \sim \frac{32}{15}n \log n$$

2. 2009 Yaroslavsky, Bentley, Block - Dual pivot quick sort

3. 2012 Sebastian Wild, Nebel

$$E(\# \text{ dual pivot partition}) \sim \frac{19}{12}n \implies E(\# \text{ QS}) \sim 1.9n \log n$$

4. 2015 Aumuller Dietzfelbinger - zaprezentowali strategię count oraz pokazali jej optymalność:

$$E(\# \text{ count partition}) \sim \frac{3}{2}n \implies E(\# \text{ QS}) \sim 1.8n \log n$$

7.1 Strategia Count

Zakładamy $p < q$ - rozpatrujemy wartość oczekiwaną, ponieważ jedynie pierwsze sprawdzenie z pivotem jest wymagane.

$$\begin{array}{ccccccc} 1 & & s_{i-1} & & & & l_{i-1} \\ | & | & \leq p & | < \dots < | & q & | < & | i | & ? & | \\ & a & & & & & & & b \end{array}$$

Rozpatrzmy i -ty element w podziale (pamiętając, że $p < q$):

- jeśli $s_{i-1} \geq l_{i-1}$ to porównujemy kolejny $A[i]$ najpierw z p , a potem ewentualnie z q (jeśli $A[i] < p$ to nie musimy porównywać z q)
- jeśli $s_{i-1} < l_{i-1}$ to $A[i]$ porównujemy najpierw z q , a potem ewentualnie z p

$$E(T_n) = E(P_n) = \frac{1}{\binom{n}{2}} \sum_{1 \leq p \leq q \leq n} E(T_{p-1}) + E(T_{q-p-1}) + E(T_q) \quad (160)$$

Tim Peters - Tim-sort - modyfikacja merge-sorta, wyznaczmy posortowane podciągi przed merge-m, mergeujemy podobnej wielkości tablice - specjalna polityka merge-owania.
... ograniczenie dolne, counting sort w czasie liniowym zbioru wielkości $O(n)$

7.2 Counting Sort

...

7.3 Radix Sort

... sortujemy po najmniej istotnej cyfrze

8 Lecture VIII

8.1 Poprawność Radix Sort

Indukcja po t -numer cyfry.

1. Jeśli liczby 1-cyfrowe to z poprawności Counting Sorta ok.
2. Założmy indukcyjnie Radix Sort jest poprawny do $t - 1$ cyfry.
3. Krok indukcyjny t -ta dwóch liczb jest taka sama. To z założenia indukcyjnego dalej oraz stable property Counting Sorta liczby do t -tej cyfry dalej pozostaną posortowane. t -ta cyfra różna: z poprawności counting sorta OK.

8.2 Złożoność obliczeniowa Radix Sort

| r -bitowy kawałek| r 'b... | r 'b... | ... | r 'b... |
b-bitów dzielimy na kawałki (cyfry w podstawie r)

Mamy n , b -bitowych liczb, które dzielimy na (r -bitowe cyfry $\frac{b}{r}$ takich cyfr).
Cyfry są z $|\{0, \dots, 2^r - 1\}| = 2^r$. Zatem pojedynczy counting sort n -liczb względem jednej cyfry to:

$$O(n + 2^r) \quad (161)$$

Zatem Radix Sort będzie miał złożoność obliczeniową

$$O\left(\frac{b}{r}(n + 2^r)\right) \quad (162)$$

W celu ustalenia najlepszego r - minimalnego f - wykorzystamy funkcję W -Lamberta

$$f(r) = \frac{b}{r}(n + 2^r) \quad (163)$$

Zaproponujmy funkcję $r = \log n$, wtedy:

$$O\left(\frac{b}{\log n}(n + 2^{\log n})\right) = O\left(\frac{b \cdot n}{\log n}\right) = \quad (164)$$

$$(165)$$

Założmy, że zbiór sortowanych elementów to:

$$\{0, \dots, n^d - 1\} - \text{do tego zbioru należą } b\text{-bitowe sortowane liczby} \quad (166)$$

Wtedy maksymalne $b = \log n^d = d \log n$:

$$(\dots) = O\left(\frac{dn \log n}{\log n}\right) = O(d \cdot n) \quad (167)$$

8.3 Statystyki pozycyjne

Definition. Statystyka pozycyjna. k -tą statystykę pozycyjną nazywamy k -tą najmniejszą wartość z zadanego zbioru.

- Co się dzieje, jeśli $k = 1 \rightarrow \Theta(n)$.
- Co się dzieje, jeśli $k = n \rightarrow \Theta(n)$.
- Co się dzieje, jeśli $k = \lfloor \frac{n-1}{2} \rfloor \vee \lfloor \frac{n+1}{2} \rfloor \rightarrow$ sortowanie

Wykonajmy

8.4 RandomSelect(A,p,q,i)

```
IF p == q return A[p]
r = Rand_Partition(A,p,q) # jako pivota przyjmieny losowy element
k = r - p + 1
IF i == k return A[r]
IF i < k return RandomSelect(A, p, r-1, i)
ELSE return RandomSelect(A, r+1, q, i-k)
```

Szukajmy 4-tej statystyki pozycyjnej

```
6, 10, 13, 5, 8, 3, 2, 11
* = pivot
```

```
6, 5, 8, 3, 2, 10, 13, 11 RandomSelect(A,1, 8,4) r=6, k=6-1+1=6
```

```
i1  2  3  4  5
2, 3, 6, 5, 8 RandomSelect(A,1,5,4) r=2, k=2-1+1=2
* = pivot
```

```
6, 5, 8 RandomSelect(A, 3, 5, 2), r=4, k=4-3+1=2
* = pivot
```

```
Return 6 (Sort check)
2, 3, 5, 6, 8, 10, 11, 13
4th element is 6.
```

Best Case

$$T(n) = 1T\left(\frac{n}{2}\right) + \Theta(n) \quad \text{n to partition} \quad (168)$$

$$a = 1, b = 2, d = 1, \log_2 1 = 0 < 1 \implies \quad (169)$$

$$T(n) = \Theta(n) \quad (170)$$

Worst Case

$$T(n) = 1T(n-1) + \Theta(n) \quad \text{partition is unfortunate} \quad (171)$$

$$T(n) = O(n^2) \quad (172)$$

Average Case

$$E(T_n) = (n-1) + \frac{2}{n} \sum_{k=\lceil \frac{n}{2} \rceil}^{n-1} E(T_k) \quad (173)$$

Można to rozwiązać indukcyjnie, aby wykazać, że $E(T_n) = \Theta(n)$.

$$T_n = \begin{cases} T_{n-1} + n - 1 : (0, n-1) \\ T_{n-2} + n - 1 : (1, n-2) \\ \vdots T_{\lceil \frac{n}{2} \rceil} + n - 1 : (\lfloor \frac{n}{2} \rfloor, \lceil \frac{n}{2} \rceil) \end{cases} \quad (174)$$

8.5 Select(A,p,q,i)

Algorytm ma duże podobieństwo z RandomSelect. Nie wybieramy losowego pivota - tylko inteligentnie. Niech $|A[p..q]| = n$.

1. Dzielimy $A[p..q]$ na $\lfloor \frac{n}{5} \rfloor$ pięcio elementowych części oraz ostatnią część rozmiaru ≤ 5 .
2. Sortujemy te grupy i wybieramy z każdej z nich medianę. $M = \{m_1, m_2, \dots, m_{\lfloor \frac{n}{5} \rfloor}\}$
3. Znajdujemy medianę M : $Select(M, 1, \lceil \frac{n}{5} \rceil, \lfloor \frac{\lceil \frac{n}{5} \rceil}{2} \rfloor) \implies x$. M wygląda jak osobna tablica - da się to zrobić in place.
4. Ustaw x (medianę median) jako pivot Partition(A, p, q) Dalej tak samo jak RandomSelect, oczywiście odpalając rekurencyjnie Select.

Dzielimy na 5 części

```
|.....|.....|.....|.....|.....|
sort 5-el części, wyzn medianę
```

max

```
| . | . | . | . | . |
| . | . | . | . | . |
| .m| .m| .m| .m| .m|
| . | . | . | . | . |
| . | . | . | . | . |
```

min

Zapuszczam selecta na M, |M|=5

Pierwsze dwa kroki algorytmu zajmą $O(n)$ - podzielenie tablicy i posortowanie piętek. Późniejsze kroki są dane jako rekurencja:

$$T(n) = T\left(\lceil \frac{n}{5} \rceil\right) + T(?) + O(n) \text{(? na następnym wykładzie)} \quad (175)$$