

Čas algoritmu A na vstupe x je čas, ktorý algoritmus A potrebuje na vyriešenie vstupu x (označme $T_A(x)$).

Časová zložitosť algoritmu A je funkcia veľkosti vstupu, pričom pre veľkosť vstupu n je to najhorší čas, ktorý algoritmus potrebuje na riešenie vstupu tejto veľkosti, t.j.

$$T_A(n) = \max\{T_A(x) \mid |x| = n\}$$

Časová zložitosť problému je časová zložitosť najlepšieho algoritmu, ktorý rieši daný problém.

Velikost vstupu: počet bitov? počet čísel / objektov na vstupe ?

Čas: počet **elementárných operácií.**

```
sort(A)
```

```
s := "Svet"
```

```
s := "Ahoj " + s
```

```
while len(s) < N
```

```
  s := " " + s
```

```
s := "Ahoj"
```

```
s := s + " Svet"
```

```
for i:=1 to N
```

```
  s := s + " "
```

Veľkosť vstupu: počet bitov? počet čísel / objektov na vstupe ?

Čas: počet **elementárnych operácií**.

```
sort(A)
```

```
s := "Svet"
```

```
s := "Ahoj " + s
```

```
while len(s) < N
```

```
  s := " " + s
```

```
s := "Ahoj"
```

```
s := s + " Svet"
```

```
for i:=1 to N
```

```
  s := s + " "
```

Elementárna operácia: doba trvania sa dá obmedziť konštantou závislou iba od implementácie, nie od vstupov.

Označenie	Definícia	
$f(n) \in O(g(n))$	Existuje $c > 0$ a $n_0 > 0$ také, že $(\forall n > n_0)(0 \leq f(n) \leq cg(n))$	\leq
$f(n) \in \Omega(g(n))$	Existuje $c > 0$ a $n_0 > 0$ také, že $(\forall n > n_0)(f(n) \geq cg(n) \geq 0)$	\geq
$f(n) \in \Theta(g(n))$	$f(n) \in O(g(n))$ a $f(n) \in \Omega(g(n))$	$=$
$f(n) \in o(g(n))$	Pre ľubovoľné $c > 0$ existuje $n_0 > 0$ také, že $(\forall n > n_0)(0 \leq f(n) < cg(n))$	$<$
$f(n) \in \omega(g(n))$	Pre ľubovoľné $c > 0$ existuje $n_0 > 0$ také, že $(\forall n > n_0)(f(n) > cg(n) \geq 0)$	$>$

Greedy algoritmus pre problém výberu aktivít

Sort all activities by their finishing time
(now $f[1] \leq f[2] \leq \dots \leq f[n]$)

```
last_activity_end := -infinity;
```

```
for i := 1 to n
```

```
    if (s[i] >= last_activity_end) then
```

```
        output activity (s[i], f[i]);
```

```
        last_activity_end := f[i];
```

Časová zložitosť: $\Theta(n \log n)$

“Vzor” dôkazu správnosti greedy algoritmu

Lema: Predpokladajme, že greedy algoritmus vráti riešenie G . Potom existuje optimálne riešenie, ktoré sa s riešením G zhoduje na prvých k voľbách.

Dôkaz: Matematickou indukciou podľa k .

Báza indukcie. Pre $k = 0$ – ľubovoľné optimálne riešenie.

Indukčný krok. (Predpokladajme, že sme neurobili chybu pri prvých k voľbách, potom aj $(k + 1)$ -vá voľba je OK.)

- Predpokladajme, že existuje optimálne riešenie OPT , ktoré sa zhoduje s G na prvých k voľbách.
- Vyrobíme riešenie OPT' :
 - OPT' má rovnakú hodnotu ako OPT
(a preto je tiež optimálne)
 - OPT' súhlasí s G na jednej ďalšej $(k + 1)$ -vej voľbe.