

# Úvod do problematiky

Karel Richta a kol.

Přednášky byly připraveny s pomocí materiálů, které vyrobili Marko Berezovský, Petr Felkel, Josef Kolář, Michal Píše a Pavel Tvrdík

Katedra počítačů  
Fakulta elektrotechnická  
České vysoké učení technické v Praze

© Karel Richta a kol., 2017

Datové struktury a algoritmy, B6B36DSA  
02/2017, Lekce 1

<https://moodle.fel.cvut.cz/course/view.php?id=1238B6B36>

DSA



Evropský sociální fond  
Praha & EU: Investujeme do vaší budoucnosti

# Úvod do problematiky, důkazy, matematická indukce a rekurentní rovnice

- Základní pojmy
  - Algoritmus
  - Datová struktura
  - Správnost
    - Částečná správnost
    - Úplná správnost
  - Efektivita
    - Časová složitost algoritmu
    - Paměťová složitost algoritmu
  - Příklad
- Matematická indukce
- Rekurentní rovnice

# Výpočetní problém

- Specifikace výpočetního problému má dvě části:
  - definici vstupu (vstupních dat) a
  - definici výstupu (výstupních dat).
- Instance výpočetního problému → nějaká konkrétní přípustná vstupní data. Obecně může k jedné instanci problému existovat několik správných výstupů (obecně se jedná o výpočet, představující relaci).
- Příklad: problém řazení čísel (Sorting Problem for Numbers).
  - Vstup: Posloupnost  $n$  čísel  $Inp = \langle a_1, \dots, a_n \rangle$ .
  - Výstup: Taková permutace  $Out = \langle a'_1, \dots, a'_n \rangle$  stejných čísel z  $Inp$ , pro kterou platí, že  $a'_1 \leq \dots \leq a'_n$ .
- Instance problému řazení je např. zadání: seřadíte vzestupně posloupnost  $Inp = \langle 75, 11, 34, 176, 59, 6, 54 \rangle$ . Správným výstupem řazení je pak posloupnost  $Out = \langle 6, 11, 34, 54, 59, 75, 176 \rangle$ .
- Pozn.: Zde je výstup určen jednoznačně, neboť se žádné číslo neopakuje.

# Algoritmus

- Neformálně: algoritmus je jakýkoli dostatečně přesný popis postupu výpočtu – dostatečně přesný znamená:
  - v každém okamžiku postupu víme, který krok bude následovat (postup je deterministický),
  - pro libovolná vstupní data postup vždy skončí (je konečný) a
  - lze jej spustit pro všechny instance problému (je hromadný).
- Mezi algoritmy a výpočetními problémy nemusí být vztah jedna ku jedné – stejný problém lze zpravidla řešit různými algoritmy.
- Algoritmus řešící nějaký výpočetní problém je správný (korektní), pokud pro každou vstupní instanci skončí se správným výstupem. Správnost algoritmu se musí dokázat (proč?).
- Algoritmus není program.
  - Program může být realizací algoritmu v určitém výpočetním prostředí.
- Různé algoritmy pro stejný problém mohou mít různou složitost.

# Korektnost algoritmu

- Korektní algoritmus  $A$  pro problém  $V$ :
  - pro každou instanci problému  $V$ , algoritmus  $A$  skončí v konečném čase se správným výstupem.
- Pak říkáme, že algoritmus  $A$  řeší problém  $V$  (nebo je řešením pro  $V$ ).
- Čili: algoritmus  $A$  není korektní, pokud:
  - pro některou instanci problému neskončí (např. se “zacyklí”) nebo
  - pro některou instanci problému skončí s nesprávným výstupem.
- Můžeme pak nejvýše hovořit o jisté proceduře (postupu).
- V DSA uvažujeme téměř výhradně pouze korektní algoritmy – tj. algoritmy, které skutečně řeší odpovídající problém.
- Důkaz korektnosti nemusí být jednoduchý – instancí problému bývá zpravidla nekonečně mnoho – ověřit postup pro všechna data nelze. Je nutno použít sofistikovanější metody, např. matematickou indukci.

# Program

- Program  $P$  je zápis (implementace) algoritmu  $A$  v nějakém programovacím jazyce, spustitelný (proveditelný) na nějakém počítači s nějakým OS a SW prostředím.
- U návrhu a implementace programu nás zajímají SW inženýrské otázky, jako např.:
  - modularita,
  - ošetření výjimek,
  - datová abstrakce a ošetření vstupu a výstupu,
  - dokumentace.
- Jednomu algoritmu  $A$  mohou odpovídat různé programy  $P_1, P_2, \dots$  dokonce v různých programovacích jazycích.
- Složitosti provedení jednotlivých programů  $P_i$  téhož algoritmu se mohou lišit v závislosti na architektuře počítače — nikoli ale řádově.

# Jak měřit a určovat složitost algoritmu?

- Analýza složitosti algoritmu: výpočet/odhad/predikce požadavků na výpočetní prostředky, které provedení algoritmu bude vyžadovat v závislosti na velikosti vstupních dat.
- Velikost (složitost) vstupních dat závisí na specifikaci daného problému, může se jednat např. o:
  - počet bitů reprezentace vstupního čísla,
  - délka vstupní posloupnosti čísel,
  - rozměry vstupní matice,
  - počet znaků vstupního textu,
  - ...
- Pro jeden problém  $V$  mohou existovat různé algoritmy  $A_1, A_2, \dots$ , pro jeho řešení. Jejich složitosti se mohou výrazně (= řádově) lišit svými nároky na výpočetní prostředky.
- Zvláště se mohou lišit svojí rychlostí (operační složitostí).
- Nebo nároky na použitou paměť (paměťovou složitostí).

# Výpočetní (operační) složitost

- Varianty měření operační složitosti:
  - doba běhu algoritmu,
  - doba výpočtu,
  - počet provedených operací,
  - počet provedených instrukcí (aritmetických, logických, paměťových),
  - počet transakcí nad databází.
- Případová analýza složitosti:
  - Typický algoritmus obsahuje podmíněné příkazy nebo cykly  $\Rightarrow$  složitost algoritmu může obecně záviset nejen na velikosti vstupních dat, ale také na jejich hodnotách (říkáme pak, že algoritmus je citlivý na vstupní data).
- Proto je obecně potřebné vyjádřit složitost algoritmu:
  - v nejlepším případě,
  - v nejhorším případě,
  - v průměrném případě.



# Umění analýzy složitosti algoritmu

- Odhad složitosti v průměrném případě je nejobtížnější, protože není vždy zřejmé, co to jsou vstupní data v "průměrném" případě.
- Typicky náhodně vygenerovaná data, ale to nemusí být v praxi splněno.
- Platí pro časovou, paměťovou, komunikační, transakční, . . .
- Umění analyzovat složitost algoritmu vyžaduje řadu znalostí a schopností:
  - znalosti odhadu řádu rychlosti růstu funkcí,
  - schopnost abstrakce výpočetního modelu,
  - matematické znalosti z diskrétní matematiky, kombinatoriky,
  - znalosti sčítání řad a řešení rekurentních rovnic,
  - znalosti základu teorie pravděpodobnosti,
  - a další.

# RAM model

- Pro analýzu složitosti algoritmu potřebujeme model výpočetního systému, na kterém bude algoritmus hypoteticky implementován.
- Nejčastěji se používá matematická abstrakce stroje s přímým přístupem do paměti - jednoprosesorový model RAM (Random Access Machine):
  - data jsou uložena v adresovatelné paměti,
  - stroj umí aritmeticko-logické, řídicí, paměťové instrukce,
  - časová složitost instrukcí je jednotková nebo konstantní,
  - instrukce jsou prováděny postupně (sekvenčně).
- Neumí manipulace s větším množstvím dat naráz a práci s neomezeně velkými čísly (řetězci).
- Zpracování každé instrukce trvá přesně jeden krok.
- Nemá „keše“, disky a vstupně/výstupní zařízení (lze je ale simulovat pomocí přidružených datových struktur).
- Díky své obecnosti přežil tento model desetiletí.

# Turingův stroj a RAM počítač

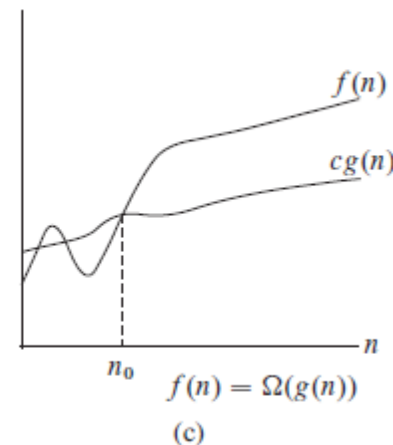
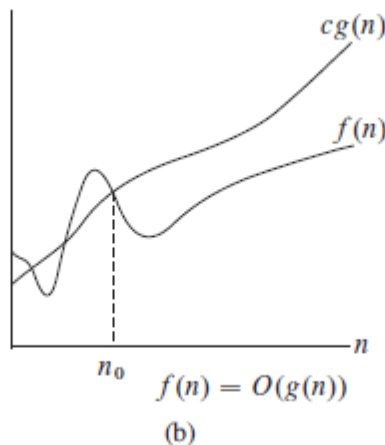
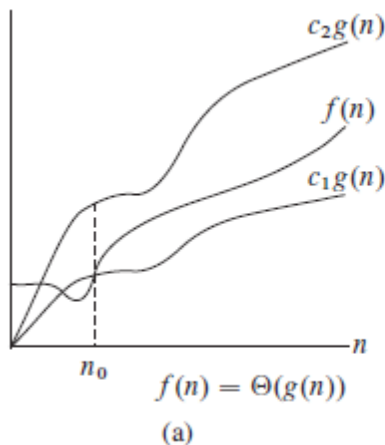
- RAM počítač je dostatečnou abstrakcí pokud neuvažujeme vstup ani výstup. Na druhé straně je paměť RAM počítače neomezená.
- Pokud bychom chtěli tento stroj přiblížit standardním modelům výpočtů, je možno rozšířit RAM počítač o vstupně/výstupní zařízení – např. Turingovu pásku.
- Ta je nekonečná na obě strany (vlevo i vpravo). Můžeme na ní zapisovat symboly (data) a poté je číst. Na pásku zapisujeme data pomocí čtecí/zápisové hlavy, která se může také pohybovat vlevo či vpravo.
- RAM počítač s Turingovou páskou tvoří tzv. Turingův stroj. Lze dokázat, že každá funkce realizovatelná Turingovým strojem je také realizovatelná RAM počítačem s nekonečnou pamětí.
- Existuje tzv. Churchova teze, která tvrdí, že všechny rekurzivně vyčíslitelné funkce jsou realizovatelné Turingovým strojem nebo RAM počítačem s nekonečnou pamětí. To ale dokázat nelze (proto teze), nikdy nebude existovat algoritmus, který by např. řešil pro libovolný program (resp. pro libovolný Turingův stroj) problém zastavení Turingova stroje.

# Asymptotická složitost

- Zajímá nás, jak složitost algoritmu závisí na velikosti vstupních dat v limitě, pokud velikost instance problému poroste nade všechny meze.
- Pro první porozumění chování algoritmu nás nemusejí zajímat ani multiplikativní konstanty - říkáme, že nás zajímá asymptotická složitost.
- Je to složitost vyjádřená pro instance problému dostatečně velké, aby se jasně projevil řád růstu funkce složitosti v závislosti na velikosti vstupních dat.
- Asymptoticky lepší algoritmus bude lepší pro všechny instance problému kromě případného konečného počtu menších instancí.
- Asymptotická notace nám umožňuje zjednodušovat výrazy zanedbáním nepodstatných částí.
- Co znamená zápis  $f(n) = 4n^3 + \Theta(n^2)$ ?
- Výraz  $\Theta(n^2)$  zastupuje anonymní funkci z množiny  $\Theta(n^2)$  (nějaká kvadratická funkce), jejíž konkrétní podobu prozatím zanedbáváme.

# Grafické znázornění pro vysvětlení

- Pokud uvažujeme asymptotickou složitost, zajímá nás zejména chování pro velká vstupní data, pro singulární malá data (menší než  $n_0$ ) se může chovat trochu jinak. Varianta (a) ukazuje tzv. průměrnou složitost –  $f(n) = \Theta(g(n))$  se drží mezi  $c_2g(n)$  a  $c_1g(n)$  (pro  $n \geq n_0$ ). Varianta (b) ukazuje tzv. asymptotickou horní mez -  $f(n) = O(g(n))$  se drží pod  $cg(n)$ . Naopak varianta (c) ukazuje tzv. asymptotickou dolní mez -  $f(n) = \Omega(g(n))$  se drží nad  $cg(n)$ .



# Příklad

- Uvažme problém řazení a dva vývojáře.
- Jeden má rychlý počítač  $C_1$  a navrhl řazení pomocí přímého zatřídování (INSERTIONSORT) – výstup tvoříme tak, že do prázdné posloupnosti postupně zatřídíme jednotlivé prvky vstupní posloupnosti.
- Druhý má pomalý počítač  $C_2$  (např. 1000x pomalejší než  $C_1$ ), ale navrhl řazení slučováním (MERGESORT) – vstup rozdělíme na dvě části které (rekurzivně) setřídíme a poté sloučíme do výsledku.
- Lze ukázat (to se naučíme později), že asymptotická složitost INSERTIONSORT bude  $\Theta(n^2)$ , zatímco složitost MERGESORT bude  $\Theta(n \cdot \log_2 n)$ .
- Pokud budeme třídit 10 milionů ( $10^7$ ) čísel, počítač  $C_1$  provede  $10^{10}$  instrukcí za vteřinu, počítač  $C_2$  provede  $10^7$  instrukcí za vteřinu (je 1000x pomalejší), pak:  
$$(10^7)^2 / (10^{10}) = 10^4 \text{ vteřin} \geq (10^7 \cdot \log_2 10^7) / (10^7) = 161 \text{ vteřin}$$
- Tj. rychlejší  $C_1$  počítá téměř 3 hodiny, pomalejší  $C_2$  ani ne 3 minuty.

# Základní funkce jedné proměnné

- dolní celá část  $\lfloor x \rfloor$ , horní celá část  $\lceil x \rceil$ ,
- polynomiální
  - exponent  $> 1$ , např.  $n^2$ ,
  - lineární, např.  $n$ ,
  - exponent  $< 1$ , např.  $\sqrt{n}$ ,
- exponenciální, např.  $2^n$ ,
- polylogaritmické, např.  $\log^3 n$ ,
- faktoriální  $n!$ ,
- logaritmická iterace  $\log^* n$ ,
- Fibonacciho čísla  $F(n)$ .
- . . . .

# Srovnání časových složitostí

- Předpokládejme, že 1 operace trvá čas  $1\mu s$  a že počet operací je dán funkcí v prvním sloupci. Pak doba výpočtu bude pro různé hodnoty  $n$  následující: (Připomeňme, že počet atomů ve vesmíru se odhaduje na  $10^{80}$  a stáří vesmíru na  $14 \times 10^9$  let.)

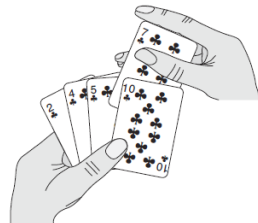
$n$	10	20	40	80	500	1000
$\log n$	$3,3 \mu s$	$4,3 \mu s$	$5 \mu s$	$5,8 \mu s$	$9 \mu s$	$10 \mu s$
$n$	$10 \mu s$	$20 \mu s$	$40 \mu s$	$60 \mu s$	$0,5 ms$	$1 ms$
$n \log n$	$33 \mu s$	$86 \mu s$	$0,2 ms$	$0,35 ms$	$4,5 ms$	$10 ms$
$n^2$	$0,1 ms$	$0,4 ms$	$1,6 ms$	$3,6 ms$	$0,25 s$	$1 s$
$n^3$	$1 ms$	$8 ms$	$64 ms$	$0,2 s$	$125 s$	$17 min$
$n^4$	$10 ms$	$160 ms$	$2,56 s$	$13 s$	$17 h$	$11,6 dní$
$2^n$	$1 ms$	$1 s$	$12,7 dní$	$3600 let$	$10^{137} let$	$10^{287} let$
$n!$	$3,6 s$	$77100 let$	$10^{34} let$	$10^{105} let$	$10^{1110} let$	$10^{2554} let$



# Příklad: Řazení přímým vkládáním (INSERTIONSORT)

Algoritmus: vstup – posloupnost s:

1. Pokud je posloupnost s kratší než 2, skonči, *Out = Inp*.
2. Jinak postupně vyber prvek, který je na j-tém místě (j nabývá hodnot od 2 do délky posloupnosti – aktuálně je v čele) a zařaď jej na správné místo v posloupnosti – před nejbližší větší prvek (pokud existuje) v levé části posloupnosti.

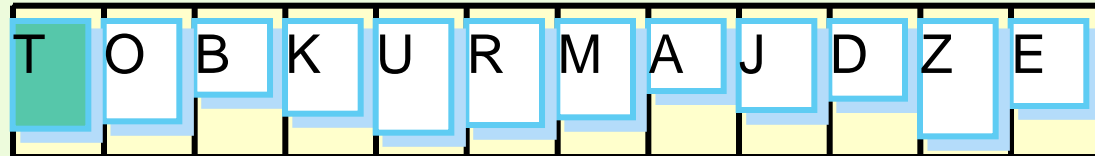


Program (pseudokód):

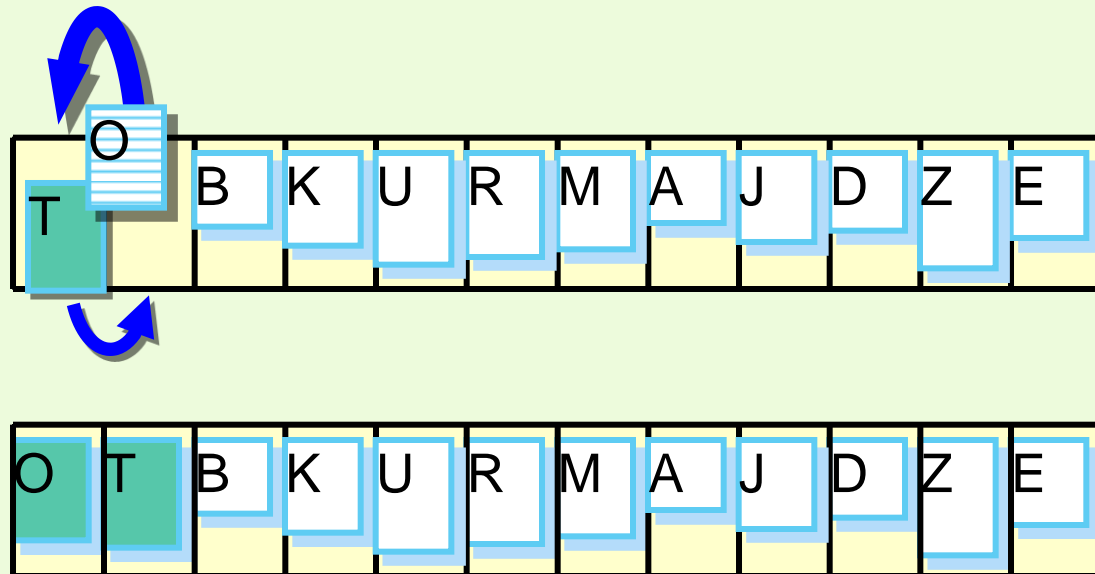
```
for (i = 1; i < n; i++) { // find & make
                          // place for s[i]
    insVal = s[i];
    j = i-1;
    while ((j >= 0) && (s[j] > insVal)) {
        s[j+1] = s[j];
        j--;
    }
    s[j+1] = insVal; // insert s[i]
}
```

# INSERTIONSORT

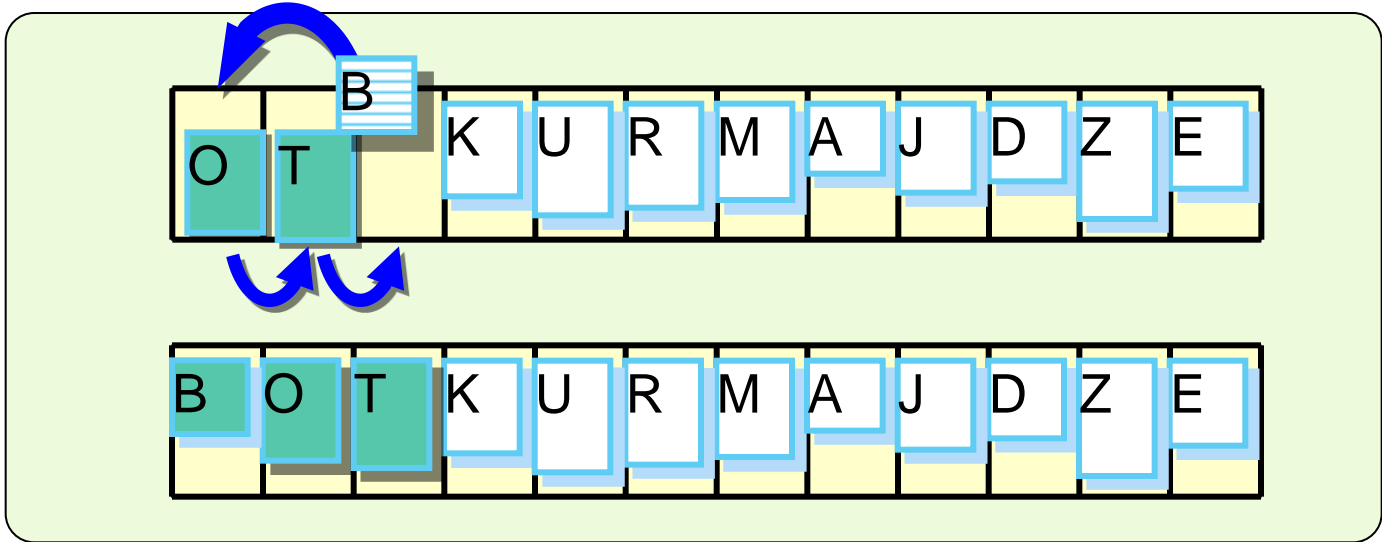
Start



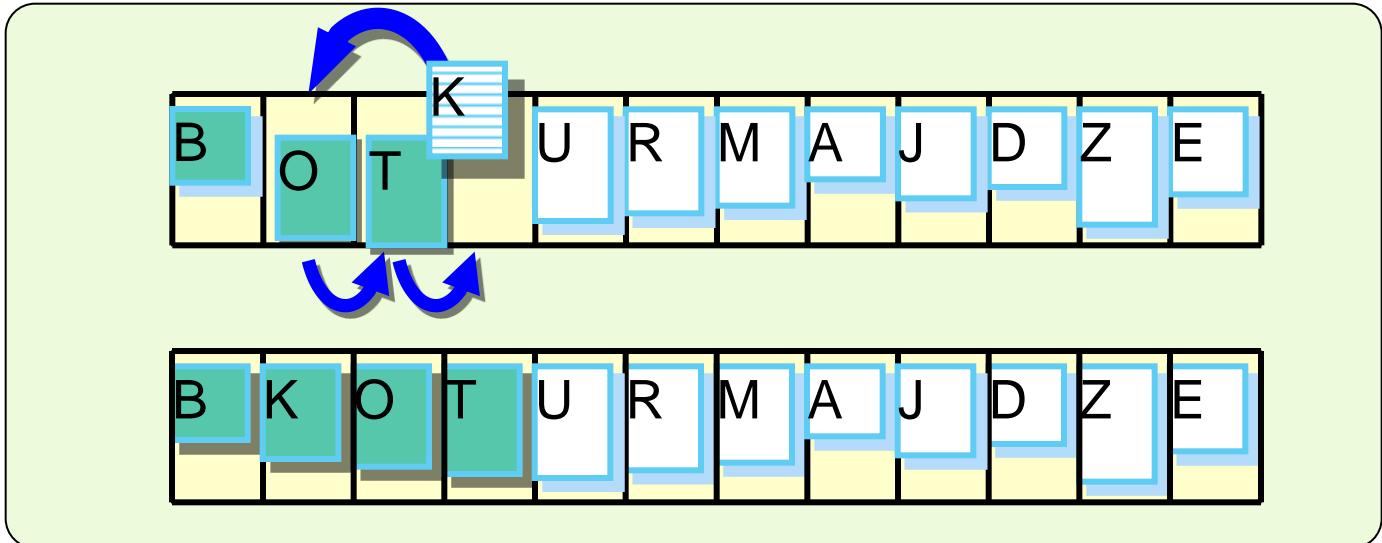
Krok 1



Krok 2



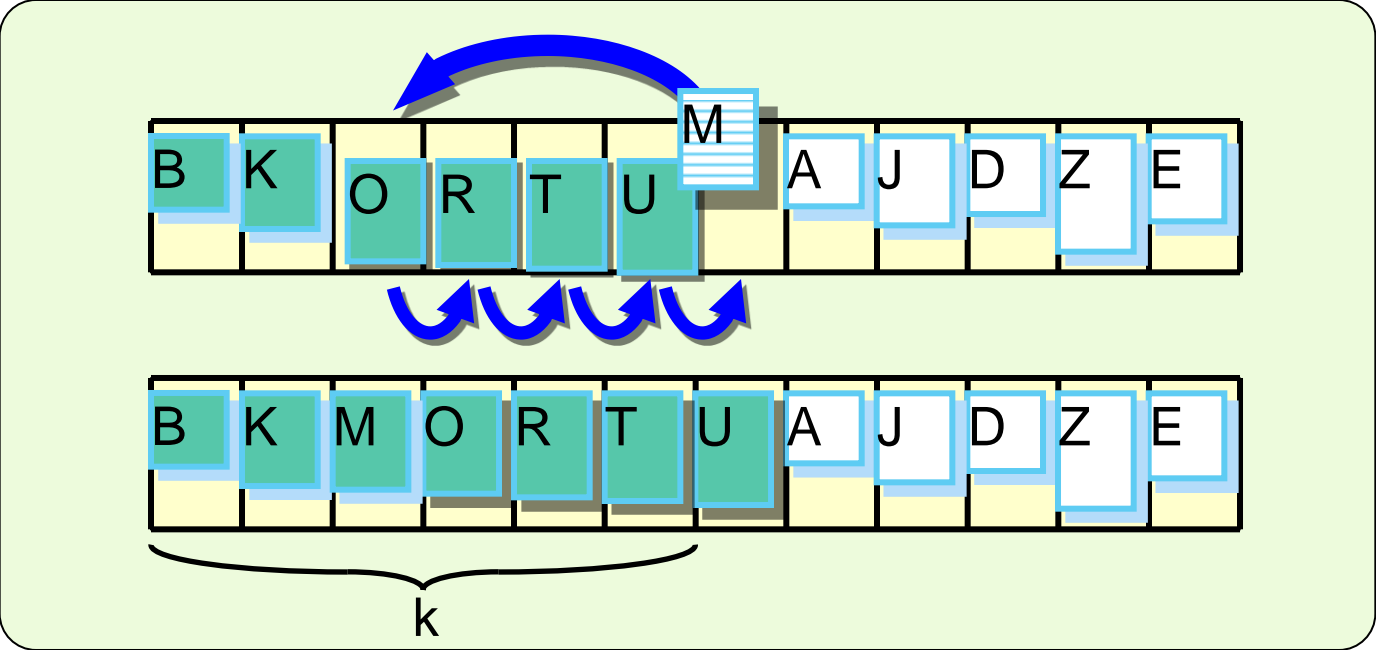
Krok 3



...

...

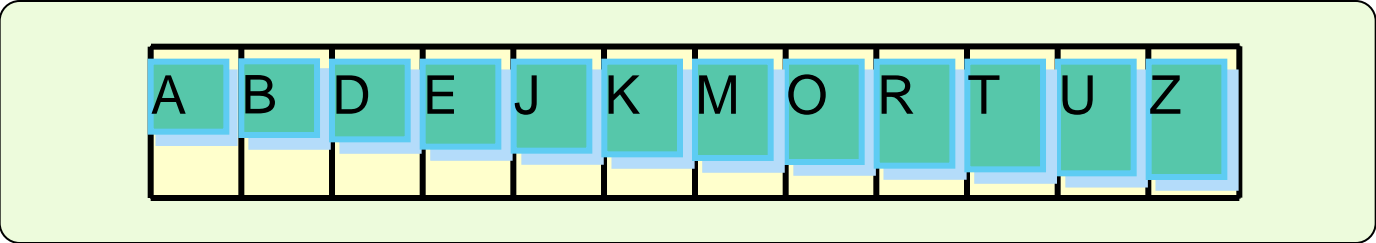
Krok k



...

...

seřazeno

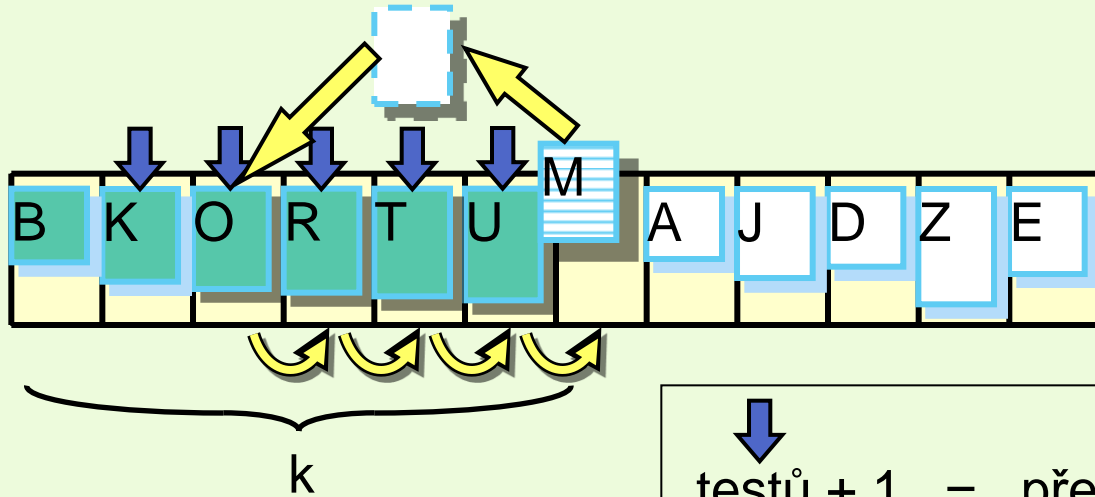


# Je tato implementace korektní?

- **Formálně:**  $\forall s$ : posloupnost platí: výstup INSERTIONSORT( $s$ ) je seřazená posloupnost a obsahuje permutaci prvků z  $s$ .
- Náznak důkazu:
- Ad a) konečnost – evidentně algoritmus po  $n$  krocích skončí.
- Ad b) správnost (indukcí podle délky posloupnosti  $s$ ):
  - Pokud je  $s$  prázdná posloupnost  $\varepsilon$ ,  $Out = INSERTIONSORT(Inp)$  – tj.  $\varepsilon = INSERTIONSORT(\varepsilon)$  a výstup je korektní.
  - Pokud je  $s$  posloupnost délky 1,  $Inp = \langle a \rangle$  – tj.  $Out = \langle a \rangle = INSERTIONSORT(\langle a \rangle)$  a výstup je korektní.
  - Předpokládejme, že INSERTIONSORT funguje správně pro posloupnost  $s$  délky  $n$ , musíme ověřit, že funguje správně i pro posloupnost  $s'$  délky  $n+1$ , tj.: INSERTIONSORT( $s'$ ) je seřazená, neboť INSERTIONSORT( $s$ ) je seřazená (indukční předpoklad) a zařazením nového prvku do posloupnosti INSERTIONSORT( $s$ ) vznikne seřazená posloupnost INSERTIONSORT( $s'$ ), protože jeden průběh cyklem zařadí nový prvek před nejbližší větší prvek v INSERTIONSORT( $s$ ).

# Složitost řazení vkládáním (INSERTIONSORT)

Krok k



testů .....	1	nejlepší případ
	k	nejhorší případ
	$(k+1)/2$	průměrný případ
přesunů .....	2	nejlepší případ
	k+1	nejhorší případ
	$(k+3)/2$	průměrný případ

# Shrnutí

Celkem  
testů

$n - 1$	$= \Theta(n)$	nejlepší případ
$(n^2 - n)/2$	$= \Theta(n^2)$	nejhorší případ
$(n^2 + n - 2)/4$	$= \Theta(n^2)$	průměrný případ

Celkem  
přesunů

$2n - 2$	$= \Theta(n)$	nejlepší případ
$(n^2 + n - 2)/2$	$= \Theta(n^2)$	nejhorší případ
$(n^2 + 5n - 6)/4$	$= \Theta(n^2)$	průměrný případ

Asymptotická složitost INSERTIONSORT je  $O(n^2)$  (!!)

# Základní diskrétní posloupnosti a řady

- **Aritmetická posloupnost:**

Základní:  $1 + 2 + \dots + n = \sum_{i=1}^n i = \frac{1}{2}n(n+1)$

Obecná:  $a_1 + \dots + a_n = \frac{1}{2}n(a_1 + a_n)$ .

- **Geometrická posloupnost:** Pro  $x \neq 1$ :

$$1 + x + x^2 + \dots + x^n = \sum_{i=0}^n x^i = \frac{x^{n+1} - 1}{x - 1}.$$

- **Obecná posloupnost:** Je-li  $f(n)$  **monotonně rostoucí** funkce, lze součet řady  $\sum_{k=m}^n f(k)$  aproximovat určitým integrálem:

$$\int_{m-1}^n f(x) dx \leq \sum_{k=m}^n f(k) \leq \int_m^{n+1} f(x) dx$$

Aplikace:

- ▶ **Příklad 1: Harmonická posloupnost:**

$$H_n = 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \frac{1}{4} + \dots + \frac{1}{n} = \sum_{k=1}^n \frac{1}{k} = \ln n + O(1).$$

- ▶ **Příklad 2: Součet kvadrátů:**

$$1 + 2^2 + 3^2 + \dots + n^2 = \sum_{k=1}^n k^2 \doteq \frac{n^3}{3} + \frac{n^2}{2}.$$



# Základní kombinatorika

- **Permutace:** (prvky se neopakují, záleží na pořadí)  
Počet  $k$ -permutací z  $n$  prvků je  $\frac{n!}{(n-k)!} = n(n-1)\dots(n-k+1)$ .  
Počet permutací z  $n$  prvků je  $n!$ .
- **Permutace s opakováním:** (prvky se opakují, záleží na pořadí)

$$\frac{n!}{k_1!k_2!\dots k_d!},$$

kde  $\sum_{i=1}^d k_i = n$ .

- **Kombinace:** (prvky se neopakují, nezáleží na pořadí).  
Počet  $k$ -kombinací z  $n$  prvků je  $\binom{n}{k} = \frac{n!}{(n-k)!k!}$ .  
= Počet  $k$ -podmnožin z  $n$ -prvkové množiny.  
= Počet  $n$ -bitových řetězců s  $k$  bity 1.  
= Permutace s opakováním pro  $d = 2$ .
- **Variace** (prvky se opakují libovolně, záleží na pořadí):  
Počet  $k$ -variací z  $n$ -prvkové množiny je  $n^k$ .

# Techniky matematických důkazů

- Důkaz je postup, kdy pro nějaké tvrzení dokazujeme, že je pravdivé.
- Jeden typ důkazu je tzv. **konstruktivní důkaz**, kdy zkonstruujeme řešení, které má požadované vlastnosti.
- Jiný typ důkazu je **důkaz sporem** – hledáme protipříklad, kde tvrzení neplatí. Často to lze obrátit tak, že uvažujeme negaci nějakého tvrzení a dokazujeme, že neplatí.
- Pro nekonečné (spočetné) případy musíme použít metody **důkazu matematickou indukcí**. Skládá se ze dvou kroků – nejprve dokazujeme nějaký triviální počáteční krok a poté předpokládáme, že tvrzení platí pro problém velikosti  $n$  a dokazujeme, že pak platí i pro  $n+1$ . Z toho pak indukcí usuzujeme, že platí pro všechna  $n$ . Věříme totiž, že když z platnosti pro  $n$  plyne platnost pro  $n+1$ , bude to platit pro libovolně velké  $n$  – to je ale jen naše víra v indukci, třeba to za obzorem může být jinak.

*(Pokud Darwin tvrdí, že předkem člověka je opice a platí, že opici se může narodit jen opice, pak je důsledek odvozený indukcí zřejmý.)*

# Konstruktivní důkaz

Zpravidla postupujeme tak, že hledáme řešení, pro které by tvrzení platilo.

Příklad tvrzení: Existuje prvočíslo větší než 8.

- Konstruktivní důkaz - konstruujeme řešení – probíráme čísla  $> 8$ :
- Přirozené číslo 9 je dělitelné 1, 3 a 9 - není tedy prvočíslo.
- Přirozené číslo 10 je dělitelné 1, 2, 5 a 10 - není tedy prvočíslo.
- Přirozené číslo 11 je dělitelné pouze 1 a samo sebou. Pak ale je 11 prvočíslo a protože  $11 > 8$ , tvrzení platí.

# Důkaz sporem

Zpravidla postupujeme tak, že předpokládáme opak dokazovaného tvrzení a hledáme protipříklad, který by to vyvrátil. Neplatí-li opak, musí platit dokazované tvrzení.

Příklad tvrzení: Neexistuje největší přirozené číslo.

- Důkaz sporem: Předpokládejme opak - že existuje největší přirozené číslo, např.  $X$ . Pak ale existuje i přirozené číslo  $X+1$  (podle definice přirozených čísel).  $X+1$  je ale větší než  $X$ , tj.  $X$  není největší a je zde spor.

Příklad tvrzení: Číslo 8 není prvočíslo.

- Důkaz sporem: Předpokládejme opak – 8 je prvočíslo. Pak musí být dělitelné pouze 1 a 8. Ale 8 je dělitelné 2, což je spor a 8 není prvočíslo.

# Důkaz indukcí

Při důkazu indukcí zpravidla postupujeme tak, že nejprve dokazujeme počáteční krok – tvrzení musí platit pro minimální případ (např. pro 0). Poté zavedeme předpoklad (indukční hypotézu), že tvrzení platí pro problém rozsahu  $n$  a dokazujeme, že pak platí i pro  $n+1$ .

Příklad tvrzení: Součet prvních  $n$  přirozených čísel je  $n(n+1)/2$ .

- Počáteční krok: Ukažme, že toto tvrzení platí pro  $n=1$ . Dosadíme-li za  $n$  do vztahu:  $n(n+1)/2 = 1 \cdot 2/2 = 1$  a tvrzení platí. (Lze uvažovat i 0.)
- Indukční krok: Předpokládejme, že toto tvrzení platí pro  $n$ , tj. že součet prvních  $n$  přirozených čísel je  $\sum_{i=1}^n i = n(n+1)/2$ . Dokažme, že pak tvrzení platí i pro  $n+1$ , tj. že součet prvních  $n+1$  přirozených čísel je  $(n+1)((n+1)+1)/2$ :

$$\begin{aligned} \sum_{i=1}^{n+1} i &= \sum_{i=1}^n i + n + 1 = n(n+1)/2 + n + 1 = (n(n+1) + 2n + 1)/2 = (n^2 + n + 2n + 1)/2 = \\ &= (n^2 + 3n + 1)/2 = (n^2 + n + 2n + 2)/2 = (n+1)(n+2)/2 = (n+1)((n+1)+1)/2. \quad \text{q.e.d.} \end{aligned}$$

# Důkaz indukcí (pokr.)

Příklad tvrzení: Libovolnou hodnotu známky v korunách větší než 3 lze vyjádřit pomocí známek s hodnotou 2 Kč a 5 Kč.

- Počáteční krok: Ukažme, že toto tvrzení platí pro  $n=4$  (pro  $n=1$  a  $n=3$  tvrzení neplatí). Zde  $4=2+2$ , tj. hodnotu vyjádřit lze.
- Indukční krok: Předpokládejme, že toto tvrzení platí pro hodnotu  $n$ , tj. že tuto hodnotu lze vyjádřit pomocí 2 a 5. Musíme ukázat, že pak tvrzení platí i pro  $n+1$ .
  - Pokud vyjádření  $n$  obsahuje známku s hodnotou 5, nahradíme ji 3-mi známkami s hodnotou 2 – výsledkem je hodnota  $n+1$ .
  - Pokud vyjádření  $n$  neobsahuje známku s hodnotou 5, musí obsahovat nejméně 2 známky s hodnotou 2 ( $n \geq 4$ ). Ty nahradíme známkou s hodnotou 5 – výsledkem je hodnota  $n+1$ .

q.e.d.

# Důkaz indukcí (pokr.)

Příklad tvrzení: Každé přirozené číslo  $n > 1$  je dělitelné nějakým prvočíslem.

- Počáteční krok: Pro  $n = 2$ , je zřejmě dělitelné 2 – což je prvočíslo.
- Indukční krok: Předpokládejme, že toto tvrzení platí pro hodnotu  $n$ , tj. že všechna  $x$ , taková že:  $2 \leq x \leq n$  jsou dělitelná nějakým prvočíslem. Musíme ukázat, že pak tvrzení platí i pro  $n+1$ .
  - Pokud je  $n+1$  prvočíslo, je dělitelné samo sebou a tvrzení platí.
  - Pokud  $n+1$  není prvočíslo, pak  $n+1 = x \times y$ , kde  $2 \leq x \leq n$  a  $2 \leq y \leq n$ . Podle indukčního předpokladu je  $x$  dělitelné nějakým prvočíslem  $q$ , tj.  $x = a \times q$  - tímto prvočíslem je pak dělitelné i  $n+1 = a \times q \times y$ .

q.e.d.
- Pozn. Zde se jedná o tzv. silnou indukci, neboť musíme v indukčním kroku předpokládat, že tvrzení platí pro všechna čísla  $x$ , kde:  $2 \leq x < n$ .

# The End