

# PB165 Grafy a sítě: Plánování na počítačové sítě II.

# Plánování na počítačové sítí II.

- 1 Popis problému
- 2 Plánování seznamem
- 3 Heuristiky mapování
- 4 Shlukovací heuristiky

# Plánování na počítačové síti

## Minulá přednáška:

**Plánování komunikace současně běžících úloh:** paralelní úlohy s komunikací

- plánování strojů pro úlohy
- plánování současně probíhající komunikace

## Plánování současně probíhajících přenosů

- plánování všech komunikací pro aktuální okamžik
- plánování strojů neuvažováno

## Dnešní přednáška:

**Plánování úloh s precedencemi i bez precedencí**

- plánování strojů pro úlohy
- plánování přenosu dat po ukončení úlohy jiné úloze (úlohám)

# Plánování úloh i datových přenosů v průběhu času

## Příklady aplikací

- **plánování výpočetních úloh na počítače**
  - plánování úloh vyžadujících procesory, disky, sw. licence, ...
  - precedenční závislosti mezi úlohami méně časté
- **plánování komunikujících úloh s precedencemi**
  - acyklický graf precedenčních závislostí mezi úlohami
  - přenos dat po skončení úlohy následující úlohám
- **plánování acyklických workflows**

## Algoritmy

- optimální (polynomiální složitost)
  - použitelné pouze pro velmi specializované problémy
  - obtížná rozšiřitelnost na obecné problémy
  - př. plánování na dvou procesorech, plánování stromů
- heuristické
  - **plánování seznamem (list scheduling)**
  - **heuristiky mapování (mapping heuristics)**
  - **shlukovací heuristiky (clustering heuristics)**

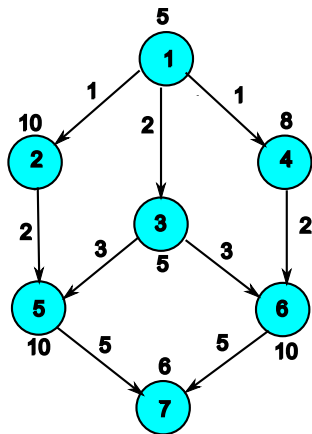
# Úlohy a komunikace

Referenční doba trvání  $p_j$  úlohy  $j$

Precedenční omezení  $j_1 \rightarrow j_2$

Komunikace:  $size_{j_1, j_2}$

- $size_{j_1, j_2}$ : velikost přenesených dat mezi úlohami  $j_1$  a  $j_2$
- pokud existuje  $j_1 \rightarrow j_2$ , pak  $size_{j_1, j_2} \geq 0$ , jinak  $size_{j_1, j_2} = 0$
- pokud jsou  $j_1$  a  $j_2$  zpracovány na stejném stroji, tak lze čas na komunikaci (a tedy i velikost přenášených dat) zanedbat

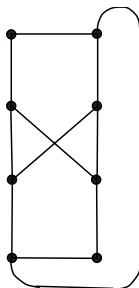
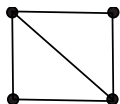


**Hranově a vrcholově ohodnocený acyklický orientovaný graf**

- vrcholy: úlohy
- orientované hrany: precedenční vztahy mezi úlohami
- ohodnocení hrany: velikost dat na komunikaci
- ohodnocení vrcholu: referenční doba trvání

# Síť a komunikační zpoždění

- Topologie sítě: příklady



každý uzel grafu reprezentuje dual-core procesor

- $transrate_{i1,i2}$ : přenosová rychlost mezi sousedními stroji  $i1, i2$
- $setupmesg_i$ : (inicializační) doba na poslání zprávy strojem  $i$
- **Komunikační zpoždění**  $c(j1, j2, i1, i2)$  pro poslání dat z úlohy  $j1$  úloze  $j2$  ze stroje  $i1$  na sousední stroj  $i2$

$$c(j1, j2, i1, i2) = \frac{size_{j1,j2}}{transrate_{i1,i2}} + setupmesg_{i1}$$

# Doba provádění, optimalizace

- $speed_i$ : rychlost zpracování strojem  $i$
- $setuptask_j$ : (inicializační) doba na nastartování úlohy na stroji  $i$
- **Doba provádění**  $p_{ij}$  úlohy  $j$  na stroji  $i$ :

$$p_{ij} = \frac{p_j}{speed_i} + setuptask_j$$

- **Objektivní funkce (performance measure)**
  - minimalizace makespan (čas dokončení poslední úlohy)
  - do makespan se započítává:  
doba provádění + komunikační zpoždění

# Plánování seznamem (list scheduling)

Plánování seznamem = jednoduchý efektivní algoritmus

- založeno na seřazení úloh v **prioritní frontě**
- složitost algoritmu závisí na výpočtu
  - priority určující pořadí spuštění úloh
  - metody výběru stroje (pro danou úlohu)

**Používán i při plánování úloh bez precedencí**, kde priorita dána

- pořadím přicházejících úloh
- úrovní paralelismu
- délkou trvání
- vlastníkem úlohy
- ...



# Základní algoritmus plánování seznamem

Algoritmus parametrizován funkcemi

- výpočet priority  $P$
- výběr stroje  $M$

Plánování seznamem( $P, M$ )

- 1 každé úloze  $j$  přiřazena priorita pomocí  $P(j)$   
prioritní fronta inicializována úlohami bez předchůdců  
úlohy ve frontě řazeny v klesajícím pořadí dle priority
- 2 pokud existuje volný stroj a fronta je neprázdná, prováděj:
  - 1 jakmile provedeni všichni přímí předchůdci nějaké úlohy, tak je úloha přidána dle priority do fronty
  - 2 odebrána první úloha z fronty
  - 3 volný procesor je vybrán pro spuštění úlohy  $j$  pomocí  $M(j)$

# Algoritmus plánování seznamem a aktuální čas $t$

Při plánování seznamem je nutné pracovat s aktuálním časem  $t$

- rozšíříme základní algoritmus tak, aby byla práce s časem zřejmá

## Plánování seznamem včetně času( $P, M$ )

- inicializace aktuálního času  $t = 0$
- každé úloze  $j$  přiřazena priorita pomocí  $P(j)$   
prioritní fronta inicializována úlohami bez předchůdců  
úlohy ve frontě řazeny v klesajícím pořadí dle priority
- pokud existuje volný stroj a fronta je neprázdná, prováděj:
  - $t =$  nejdřívejší čas, kdy je nějaký stroj volný
  - jakmile provedeni všichni přímí předchůdci  $j_1, \dots, j_k$  nějaké úlohy  $j_0$ , tj.  $\forall l = 1..k : C_l \leq t$   
tak je úloha  $j_0$  přidána dle priority  $P(j_0)$  do fronty
  - odebrána první úloha ( $j$ ) z fronty
  - volný procesor je vybrán pro spuštění úlohy  $j$  pomocí  $M(j)$   
startovní čas  $S_j$  úlohy  $j$  je  $t$

# Priority pro plánování seznamem

Délka cesty přes uzly  $j_1, j_2 \dots j_n$ :

$$w1 \sum_{j=1}^n p_j + w2 \sum_{j=1}^{n-1} size_{j,j+1}$$

$w1, w2$ : koeficienty určující poměr mezi dobou trvání a velikostí přenesených dat

**Počáteční uzly** *Begin*: uzly bez předchůdců

**Koncové uzly** *End*: uzly bez následníků

Možnosti pro výpočet priority  $P(j_0)$  uzlu  $j_0$

- **úroveň (level)** bude dále používána pro výpočet priority  
délka nejdelší cesty z uzlu  $j_0$  do koncového uzlu

$$P(j_0) = \max_{\forall \text{cesty } (j_0, j_1, \dots, j_k): j_k \in \text{End}} w1 \sum_{j=0}^k p_j + w2 \sum_{j=0}^{k-1} size_{j,j+1}$$

- **ko-úroveň (co-level)**  
délka nejdelší cesty z počátečního uzlu do uzlu  $j_0$

# Zanedbání komunikace, výběr stroje $M$

## Zanedbání doby na komunikaci:

- pokud máme  $j_1 \rightarrow j_2$  a úlohy  $j_1$  a  $j_2$  jsou prováděny na stejném stroji, tak dobu na komunikaci zanedbáme

Značení: **koncový čas  $C_{ij}$  úlohy  $j$  při zpracování na stroji  $i$**

## Výběr stroje $M(j)$ pro úlohu $j$ :

- pro provádění úlohy jsou vybírány pouze volné stroje
- pro provádění úlohy  $j$  je vybrán volný stroj  $i$ , na kterém bude úloha  $j$  dokončena nejdříve

$$C_j = \min_{\forall i : \text{volny}(i)} C_{ij}$$

- v případě více možností je vybrán stroj s nejmenším indexem
- pozor: při výpočtu koncového času úloh, je třeba brát v úvahu, zda na některém stroji nedojde k zanedbání komunikace

# Zjednodušení modelu plánování

Předpokládejme, že

- doba na poslání dat z úlohy  $j_1$  na úlohu  $j_2$  nezávisí na tom, mezi kterými stroji budeme data posílat a odpovídá přímo  $size_{j_1,j_2}$

$$c(j_1, j_2, i_1, i_2) = c(j_1, j_2) = size_{j_1, j_2}$$

- $w_1 = w_2 = 1$
- všechny stroje  $i$  mají stejnou jednotkovou rychlost

$$speed_i = 1$$

- doba na nastartování úlohy  $setuptask_i$  na stroji  $i$  je zanedbatelná

⇒ Doba provádění úlohy  $j$  není závislá na stroji, tj.

$$p_{ij} = \frac{p_j}{speed_i} + setuptask_i = p_j$$

budeme tedy pro značení doby trvání úlohy  $j$  používat pouze  $p_j$

⇒ Úlohy lze plánovat přímo podle dle zadané  $p_j$  a  $size_{j_1, j_2}$

# Koncový čas $C_{ij}$ úlohy $j$ při zpracování na volném stroji $i$

$C_{ij}$  spočítán na základě

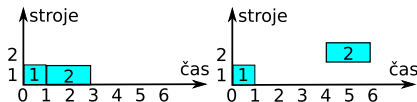
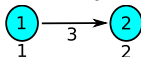
- aktuálního času  $t$  (čas, ve kterém úlohu  $j$  odebíráme z fronty)
- doby provádění  $p_j$
- komunikace s předchůdci  $j_1$  ( $j_1 \rightarrow j$ ), kteří nebyli prováděni na stroji  $i$

$$\text{pro volny}(i) : C_{ij} = t + p_j + \sum_{\substack{\forall j_1 : j_1 \rightarrow j, \\ j_1 \text{ prováděna na stroji } i_1, i_1 \neq i}} \text{size}_{j,j_1}$$

Tj. uvažujeme možné zanedbání komunikace

- úloha je ve frontě až v okamžiku, když jsou všichni předchůdci dopočítáni tj. známe jejich stroj a víme, zda dojde k zanedbání komunikace

Příklad:  $t = 1$



se zanedbáním komunikace

bez zanedbání komunikace

# Výběr stroje: algoritmus (shrnutí)

Výběr stroje  $M(j)$  pro úlohu  $j$  v čase  $t$

①  $C_j = \text{MaxNumber}$

② REPEAT

①  $i =$  nejmenší index dosud neprozkoumaného volného stroje

② spočítáme koncový čas  $C_{ij}$  úlohy  $j$  na stroji  $i$

$$C_{ij} = t + p_j + \sum_{j_1} \text{size}_{j,j_1}$$

$$\forall j_1 : j_1 \rightarrow j,$$

$j_1$  prováděna na stroji  $i_1, i_1 \neq i$

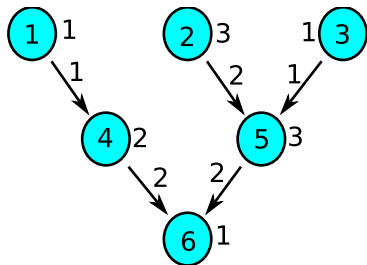
③ pokud je koncový čas na stroji  $i$  lepší,  
tak je  $i$  novým kandidátem na zpracování úlohy  $j$

IF  $C_{ij} < C_j$  THEN  $M(j) = i$

UNTIL jsme neprošli všechny volné stroje

# Plánování seznamem: příklad

Plánování 6 úloh zadaných grafem na 2 stroje se stejnou rychlostí



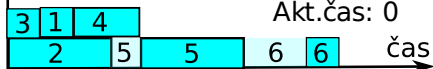
komunikace  
zanedbána:

1->4

2->5

5->6

stroje



Fronta:	<del>2</del>	<del>3</del>	<del>1</del>	<del>4</del>	<del>5</del>	<del>6</del>
Úroveň:	11	8	7	5	6	1
Akt.čas:	0	0	1	2	3	7

- tmavší obdélníky v rozvrhu znázorňují dobu, kdy úloha běží
- světlejší obdélníky odpovídají době na komunikaci pro danou úlohu
  - pro 5: komunikace 3 → 5, pro 6: komunikace 4 → 6



# Plánování seznamem: cvičení

Vyřešte následující problém plánování s komunikací a s precedencemi pomocí plánování seznamem:

- jsou dány 2 stroje se stejnou rychlostí
- je dáno 6 úloh s dobou trvání  
 $p_1 = 1, p_2 = 1, p_3 = 2, p_4 = 1, p_5 = 2, p_6 = 1$
- jsou dány precedence:  $1 \rightarrow 2, 2 \rightarrow 4, 4 \rightarrow 6, 1 \rightarrow 3, 3 \rightarrow 5, 5 \rightarrow 6$
- $size_{i_1, i_2}$  reprezentuje dobu na přenos dat a je zadán takto:  
 $size_{1,2} = 1, size_{2,4} = 3, size_{4,6} = 1,$   
 $size_{1,3} = 2, size_{3,5} = 4, size_{5,6} = 2$

# Plánování seznamem: diskuse

Výběr úlohy s nejvyšší úrovní = **výběr úlohy na kritické cestě**

## Problémy při použití heuristiky

- snadno může dojít ke **změně kritické cesty**: důsledkem toho, že
  - ⇐ komunikační zpoždění závisí na alokaci úlohy na stroj
  - ⇐ např. při alokaci na stejné stroje se zanedbatelným zpožděním nebo při nestejně vzdálenosti strojů (a počtu hopů)

## Řada heuristik založena na principu (několika) prioritních front

- rozsáhlé modifikace priorit a metod výběru stroje umožňují zachytit různé charakteristiky systému
- např. **produkční plánovací systémy** pro plánování úloh na počítačích PBSPro, SGE

# Heuristiky mapování (mapping heuristics)

- Rozšíření metod plánování seznamem
- Pro návrh heuristik uvažovány další reálné parametry:
  - topologie sítě, rychlost procesoru, přenosová rychlost, ...
- Doba provádění úlohy  $i$  na stroji  $j$

$$p_{ij} = \frac{p_i}{\text{speed}_j} + \text{setuptask}_j$$

- Komunikační zpoždění

$$c(j_1, j_2, i_1, i_2) = \left( \frac{\text{size}_{j_1, j_2}}{\text{transrate}} + \text{setupmesg} \right) \times \text{hops}_{i_1, i_2} + \text{contdelay}_{i_1, i_2}$$

- předpokládán konstantní přenosová rychlost  $\text{transrate}$  a inicializační doba na posláni zprávy  $\text{setupmesg}$
- $\text{hops}_{i_1, i_2}$ : počet hopů mezi stroji  $i_1$  a  $i_2$ , (délka nejkratší cesty mezi stroji při jednotkovém ohodnocení hran)
- $\text{contdelay}_{i_1, i_2}$ : zpoždění dané zatížením linky mezi  $i_1$  a  $i_2$  (*contention delay*)

# Heuristiky mapování (mapping heuristics)

- Konstruována a udržována **směrovací tabulka** obsahující
  - odhadované hodnoty  $p_{ij}$  a  $c(j_1, j_2, i_1, i_2)$
  - pro každý procesor
    - počet hopů, preferovaná linka pro daný cíl, zpoždění dané zatížením
- **Koncový čas úlohy na stroji** spočítán z
  - rychlost procesoru, přenosová rychlost, vybraná linka, počet hopů, zpoždění dané zatížením linky

Jedná se o plánování seznamem, tj.

- **Úlohy plánovány podle nejvyšší úrovně**, v případě nejednoznačnosti vybrána úloha s větším množstvím přímých následníků
- Jakmile jsou dokončeni všichni předchůdci úlohy, tak je **úloha naplánována na stroj, kde nejdříve skončí**

# Plánování se shlukovacími heuristikami (clustering heuristics)

- Plánování řeší
  - ① přiřazení úloh na stroje
  - ② seřazení úloh na stroji / umístění úloh v čase
- **Shlukovací heuristiky:** primárně řeší přiřazení (alokaci) úloh na stroje
- Následné naplánování úloh v čase na vybraný stroj je realizováno **jednoduchou aplikací plánování seznamem**
- **Shluk:** množina úloh, která bude prováděna na stejném stroji

# Princip plánování založeného na shlukování

- ① **Shlukování úloh** na nelimitovaný počet plně propojených procesorů
- ② Namapování shluků a jejich úloh na daný počet procesorů ( $m$ ) provedením následujících operací
  - ① **spojování shluků**: pokud je počet shluků vyšší než  $m$
  - ② **fyzické mapování shluků**: přiřazení shluků na procesory tak, aby byla minimalizována komunikace (na této úrovni uvažována reálná konektivita mezi stroji)
  - ③ **uspořádání úloh**: úlohy jsou na stroji prováděny tak, by byly splněny závislosti mezi úlohami, např. pomocí zjednodušeného plánování seznamem na jeden stroj

# Shlukování

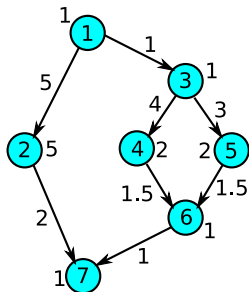
- Shlukování
  - bez backtrackingu (abychom se vyhnuli vysoké složitosti), tj. jakmile jsou jednou shluky spojeny nelze je zpětně rozpojit
- Iniciálně: jedna úloha = jeden shluk
- Typický krok heuristiky shlukování
  - spojení shluků + **vynulování hrany**, která je spojuje
  - vynulování hrany: úlohy prováděny na stejném procesoru, kde je čas na komunikaci zanedbatelný
- Kritérium pro výběr hrany na nulování redukce tzv. **paralelního času rozvrhu**

# Naplánovaný graf úloh

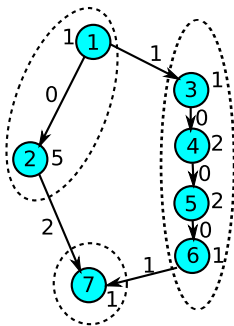
## Naplánovaný graf úloh

- graf úloh zahrnující aktuální **vynulování hran ve shluku**
- úlohy v jednom shluku jsou (jako na procesoru)  
**seřazeny dle nejvyšší úrovně**

původní graf úloh



naplánovaný graf úloh se 3 shluky





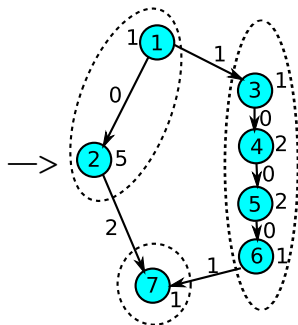
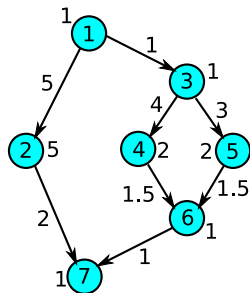
# Paralelní čas a dominantní posloupnost

- Připomenutí: délka cesty přes uzly  $j_1, j_2 \dots j_n$ :

$$w_1 \sum_{j=1}^n p_j + w_2 \sum_{j=1}^{n-1} size_{j,j+1}$$

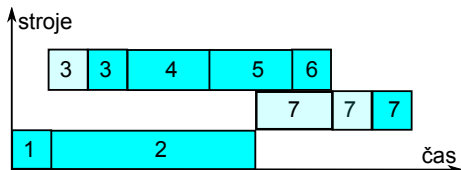
- **Dominantní posloupnost:**  
nejdelší cesta v naplánovaném grafu úloh
- **Paralelní čas rozvrhu:**  
doba nutná na provedení dominantní posloupnosti
- Pokud  $w_1 = w_2 = 1$  a  $size_{j_1,j_2}$  reprezentuje dobu na přenos mezi  $j_1, j_2$   
⇒ délka cesty odpovídá době na provedení úloh na cestě  
⇒ paralelní čas rozvrhu = délka cesty dominantní posloupnosti

# Dominantní posloupnost: příklad



Dominantní posloupnost 1,3,4,5,6,7 s délkou 10, tj. paralelní čas rozvrhu je 10

Odpovídající rozvrh na 3 strojích:



POZOR: Přenos dat z úlohy 2 na úlohu 7 může být zahájen hned, jakmile skončí úloha 2 (víme, na kterém stroji úloha 7 poběží)

# Algoritmus shlukování

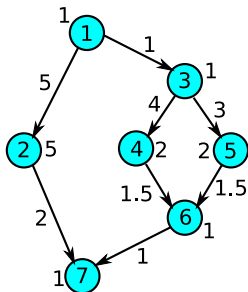
## Shlukování

- 1 Inicializace: všechny hrany označeny jako nevyzkoušené  
každá úloha tvoří jeden shluk
  - 2 Seřazení všech hran  $(j_1, j_2)$  v grafu úloh v klesajícím pořadí  
dle komunikační ceny ( $size_{j_1, j_2}$ )
  - 3 REPEAT
    - 1 vynulování největší nevyzkoušené hrany v seřazeném seznamu,  
**pokud nevzroste paralelní čas**
    - 2 hrana je označena jako vyzkoušená
    - 3 když jsou spojeny dva shluky, úlohy jsou uspořádány dle nejvyšší úrovně
- UNTIL všechny hrany jsou vyzkoušené

Komentář: *podobně jako existují různé metody plánování seznamem, tak existují různé varianty shlukování*

# Shlukování: příklad

Problém:

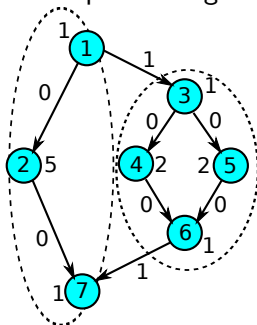


Postup:

seřazení hran, postupné zkoušení na vynulování a spojování shluků:

12 (vynulována, shluk 12), 34 (vynulována, shluk 34), 35 (vynulována, shluk 345), 27 (vynulována, shluk 127), 46 (vynulována, shluk 3456), 56 (vynulována), 13 (nevynulována, paralelní čas by z 10 pro dominantní cestu 1,3,4,5,6,7 vzrostl na 13 s dominantní cestou 1,2,3,4,5,6,7), 67 (nevynulována stejně jako 13)

Řešení pomocí algoritmu:



# Spojování shluků

Pokud je shluků méně než strojů

- každý shluk přiřadíme na jeden stroj (zbývající stroje zůstanou volné)

Pokud je shluků stejně jako strojů

- shluk = stroj

Pokud máme shluků více je nutné aplikovat **spojování shluků**

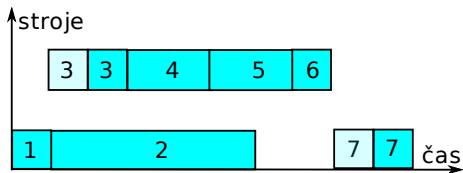
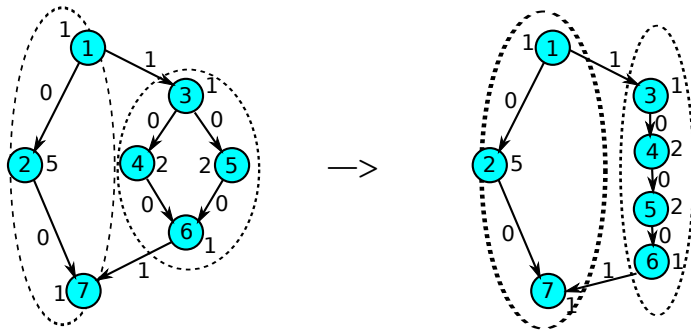
- lze využít **problému plnění košů (bin packing problem)** a heuristik pro jeho řešení
  - plnění předmětů do košů tak, aby byly všechny koše rovnoměrně naplněny
  - 1 stroj = 1 koš
  - 1 shluk = 1 předmět dané velikosti
  - velikost shluku  $S = \sum_{j \in S} p_j$
  - cíl: součet velikostí předmětů ve všech koších je přibližně stejný

# Shlukovací heuristiky: shrnutí

Plánování pomocí shlukovací heuristiky:

- ① **shlukování**
- ② **spojování shluků**, pokud je shluků více než strojů
- ③ **fyzické mapování** spojených shluků na stroje
  - obecně: přiřazení shluků na procesory tak, aby byla minimalizována komunikace
- ④ **uspořádání úloh na každém stroji**  
např. pomocí jednoduchého plánování seznamem
  - není nutno brát v úvahu  $M(j)$ , stroj už je předem vybrán
  - stačí uvažovat prioritu  $P(j)$ /úroveň a seřadit úlohy dle jejich úrovně
  - přenos dat k následníkům úlohy je zahájen hned po jejím dokončení (víme, na kterém stroji budou úlohy spuštěny)
  - úlohy pak mohou být spuštěny na stroji, jakmile jsou dokončeni všichni jejich předchůdci (a přenesena data)

# Uspořádání úloh na stroji: příklad



# Shlukování: cvičení

Vyřešte cvičení z kapitoly plánování seznamem pomocí algoritmu shlukování. Následně uspořádejte úlohy na stroji (použijte stejný počet strojů jako máte shluků) a zkonstruujte výsledný rozvrh.

Je v řešení nějaký rozdíl?

*(náповěda: ano, u shlukovacích heuristik víme, na kterém stroji bude úloha zpracovávána předem, a proto je možné zahájit některé komunikace dříve, a tedy rozvrh skončí dříve)*