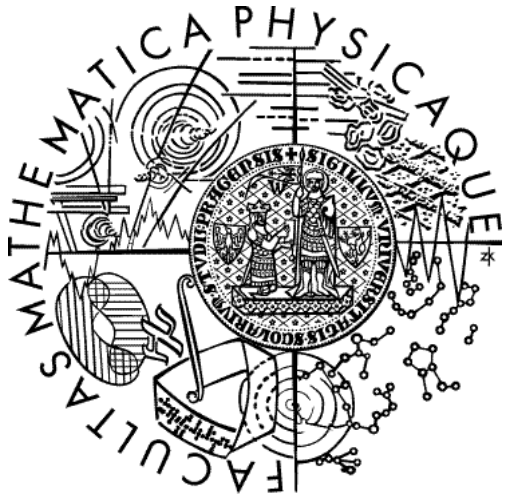
Učební texty k státní bakalářské zkoušce
Programování

12. června 2014



Vážený študent/čitateľ,

toto je zbierka vypracovaných otázok pre bakalárske skúšky Informatikov. Otázky boli vypracované študentmi MFF počas prípravy na tieto skúšky, a teda zatiaľ neboli overené kvalifikovanými osobami (profesormi/dokotorandmi mff atď.) - preto nie je žiadna záruka ich správnosti alebo úplnosti.

Väčšina textov je vypracovaná v čestine resp. slovenčine, prosíme dodržujte túto konvenciu (a obmedzujte teda používanie napr. anglických textov). Ak nájdete nejakú chybu, nepresnosť alebo neúplnú informáciu - neváhajte kontaktovať administrátora alebo niektorého z prispievateľov, ktorý má write-prístup k svn stromu, s opravou :-) Podobne - ak nájdete v „texte“ veci ako ??? a TODO, znamená to že danú informáciu je potrebné skontrolovať, resp. doplniť...

Texty je možné ďalej používať a šíriť pod licenciou **GNU GFDL** (čo pre všetkých prispievajúcich znamená, že musia súhlasiť so zverejnením svojich úprav podľa tejto licencie).

Veríme, že Vám tieto texty pomôžu k úspešnému zloženiu skúšok.

Hlavní writeři :-) :

- *ajs*
- *andree* – `http://andree.matfyz.cz/`
- *Hydrant*
- *joshis / Petr Dvořák*
- *kostej*
- *nohis*
- *tuetschek* – `http://tuetschek.wz.cz/`

Úvodné verzie niektorých textov vznikli prepisom otázok vypracovaných „písomne na papier“, alebo inak ne-TEX-ovsky. Autormi týchto pôvodných verzií sú najmä nasledujúce osoby: *gASK*, *Grafi*, *Kate* (mat-15), *Nytram*, *Oscar*, *Stando*, *xStyler*. Časť je prebratá aj z pôvodných súborkových textov... Všetkým patrí naša/vaša vďaka.

V roce 2011 některé otázky updatovali a rozšířili: *Karel Bílek* (`http://karelbilek.com`), *Petr Čečil* a *el enfant*.

Obsah

1 Základy teoretické informatiky

Požadavky

- Logika - jazyk, formule, sémantika, tautologie
- Rozhodnutelnost, splnitelnost, pravdivost, dokazatelnost
- Normální tvary výrokových formulí, prenexní tvary formulí predikátové logiky
- Automaty - Chomského hierarchie, třídy automatů a gramatik, determinismus a nedeterminismus.

1.1 Jazyk, formule, sémantika, tautologie

logika prvního řádu

V logice pracujeme s formulemi a termy, což jsou slova (řetězce znaků dané abecedy) formálního jazyka. Jazyk prvního řádu může zahrnovat:

- neomezeně mnoho symbolů pro proměnné $x_1, x_2, \ldots$
- symboly pro logické spojky $(\neg, \vee, \&, \rightarrow, \leftrightarrow)$
- symboly pro kvantifikátory ($\forall$ obecný, $\exists$ existenční)
- funkční symboly $f_1, f_2 \ldots$ s aritou $n \geq 0$ (např. $+, -, 1, *$)
- predikátové symboly $p_1, p_2 \ldots$ s aritou $n \geq 1$ (např. $\geq, =, \approx, \in, \subset$)
- může (ale nemusí) obsahovat binární predikát „=“, který pak se pak ale musí chovat jako rovnost, tj. splňovat určité axiomy.

Proměnné, logické spojky, kvantifikátory a „=“ jsou *logické symboly*, ostatní symboly se nazývají *speciální*, jelikož určují specifika jazyka a tím vymezují oblast, kterou jazyk popisuje. Výroková a predikátová logika se řadí mezi logiky prvního řádu. Ty pracují jen s jazyky prvního řádu, které mají pouze jeden typ proměnných (pro prvky zvané *individua*). Jazyky vyšších řádů mají kromě proměnných pro individua také další typy proměnných (pro přirozená čísla, funkce, relace, množiny a další typy objektů).

Každý *formální systém* logiky prvního řádu obsahuje:

- jazyk
- axiomy
- odvozovací pravidla (pomocí nichž tvoříme důkazy a odvozujeme věty).

Ze symbolů jazyka tvoříme dva druhy slov:

- *termy* popisují individua (objekty) vzniklé z uvedených operací
- *formule* vyjadřují tvrzení o objektech.

Definice *(jazyk výrokové logiky)*

Jazyk L_P výrokové logiky nad množinou P obsahuje prvky množiny P zvané *prvotní formule* nebo *výrokové proměnné* (typicky jde o slova nějakého formálního jazyka např. $x, y, ABC, nula$), symboly pro *logické spojky* $(\neg, \vee, \&, \rightarrow, \leftrightarrow)$ a pomocné symboly (závorky).

Definice *(jazyk predikátové logiky)*

Jazyk predikátové logiky obsahuje symboly pro proměnné, *predikátové* a *funkční* symboly, symboly pro *logické spojky*, symboly pro *kvantifikátory* a *pomocné* symboly (závorky).

Definice *(redukce jazyka)*

Pro zmenšení množiny axiomů je vhodné redukovat počet logických spojek, se kterými pracujeme, na několik základních a ostatní vnímat jako odvozené. Je možno zvolit negaci a implikaci jako spojky základní a v predikátové logice obecný kvantifikátor. Zkratky pak vypadají jako $(A\&B)$ za formuli $\neg(A \rightarrow \neg B)$, $(A \vee B)$ odpovídá $(\neg A \rightarrow B)$ a nakonec $(A \leftrightarrow B)$ redukujeme na $((A \rightarrow B)\&(B \rightarrow A))$.

Definice *(formule výrokové logiky)*

Pro jazyk výrokové logiky jsou následující výrazy formule:

1. každá výroková proměnná $p \in P$
2. pro formule A, B i výrazy $\neg A$, $(A \vee B)$, $(A\&B)$, $(A \rightarrow B)$, $A \leftrightarrow B$
3. každý výraz vzniknuvší konečným užitím pravidel 1. a 2.

Tedy všechny formule jsou konečná slova.

Definice *(term – v predikátové logice)*
V predikátové logice je *term*:

1. každá proměnná
2. výraz $f(t_1, \ldots, t_n)$ pro n-ární funkční symbol f a termy $t_1, \ldots, t_n$
3. každý výraz vzniknuvší konečným užitím pravidel 1. a 2.

Podslovo termu, které je samo o sobě term, se nazývá *podterm*.

Definice *(formule predikátové logiky)*
V predikátové logice je formule každý výraz tvaru $p(t_1, \ldots, t_n)$ pro p predikátový symbol a $t_1, \ldots, t_n$ termy. Stejně jako ve výrokové logice je formule i (konečné) spojení jednodušších formulí log. spojkami. Formule jsou navíc i výrazy $(\exists x)A$ a $(\forall x)A$ pro formuli A a samozřejmě cokoliv, co vznikne konečným užitím těchto pravidel. Podslovo formule, které je samo o sobě formule, se nazývá *podformule*.

Definice *(volné a vázané proměnné, otevřené, uzavřené formule, sentence)*
Výskyt proměnné x ve formuli je *vázaný*, je-li tato součástí nějaké podformule tvaru $(\exists x)A$ nebo $(\forall x)A$. V opačném případě je *volný*. Formule je *otevřená*, pokud neobsahuje vázanou proměnnou, je *uzavřená* (nebo také *sentence*), když neobsahuje volnou proměnnou. Proměnná může být v téže formuli volná i vázaná (např. $(x = z) \to (\exists x)(x = z)$).

Definice *(pravdivostní ohodnocení – ve výrokové logice)*
Sémantika zkoumá pravdivost formulí. Výrokové proměnné samotné neanalyzujeme – jejich hodnoty máme dány už z vnějšku, máme pro ně *množinu pravdivostních hodnot* ($\{0, 1\}$).

Pravdivostní ohodnocení $e : P \to \{0, 1\}$ je zobrazení, které každé výrokové proměnné přiřadí právě jednu hodnotu z množiny pravdivostních hodnot. Je-li známo ohodnocení proměnných, lze určit *pravdivostní hodnotu* $\overline{v}$ pro každou formuli (při daném ohodnocení) – indukcí podle její složitosti, podle tabulek pro logické spojky.

Definice *(realizace jazyka, termů a ohodnocení proměnných – v predikátové logice)*
Realizace jazyka nebo též *interpretace jazyka* je definována množinovou strukturou $\mathcal{M}$, která ke každému symbolu jazyka a množině proměnných přiřadí nějakou množinu individuí. Popisuje „hodnoty“ všech funkčních a predikátových symbolů. $\mathcal{M}$ obsahuje:

- neprázdnou množinu individuí M.
- zobrazení $f_M : M^n \to M$ pro každý n-ární funkční symbol f
- relaci $p_M \subset M^n$ pro každý n-ární predikát p

Realizace termů se uvažuje pro daný jazyk L a jeho realizaci $\mathcal{M}$. *Ohodnocení proměnných* je zobrazení $e : X \to M$ (kde X je množina proměnných). *Realizace termu* t při ohodnocení e (značíme $t[e]$) se definuje následovně:

- $t[e] = e(x)$ je-li t proměnná x
- $t[e] = f_M(t_1[e], \ldots, t_n[e])$ pro term t tvaru $f(t_1, \ldots, t_n)$.

Ohodnocení závisí na zvoleném $\mathcal{M}$, realizace termů při daném ohodnocení pak jen na konečně mnoha hodnotách z něj. Pokud jsou $x_1, \ldots, x_n$ všechny proměnné termu t a e, e' dvě ohodnocení tak, že $\forall i \in \{1, \ldots, n\}$ platí $e(x_i) = e'(x_i)$, pak $t[e] = t[e']$.

Definice *(pozměněné ohodnocení – v predikátové logice)*
Pozměněné ohodnocení $e(x/m)$ je ohodnocení, ve kterém jsme změnili hodnotu jedné proměnné. Formálně pro ohodnocení e, proměnnou x a individuum $m \in M$ je definováno:

$$e(x/m)(y) = \begin{cases} m & \text{(je-li } y \text{ proměnná } x,\ y \equiv x) \\ e(y) & \text{(jinak,)} \end{cases}$$

Definice *(tautologie $\models$ – ve výrokové logice)*
Formule je *tautologie*, jestliže je pravdivá při libovolném ohodnocení proměnných ($\models A$).

Definice *(teorie)*
Množině formulí říkáme *teorie*.

Definice *(pravdivá formule – ve výrokové logice)*
Formule výrokové logiky A je *pravdivá při ohodnocení* e, je-li $\bar{e}(A) = 1$ (kde $\bar{e}$ je definováno z ohodnocení prvotních formulí e induktivně podle tabulek pro logické spojky). V opačném případě je formule *nepravdivá*.

Definice *(model, tautologický důsledek $T \models$ – ve výrokové logice)*
Model nějaké teorie ve výrokové logice je takové ohodnocení proměnných, že každá formule z této teorie je pravdivá. Teorie U je *tautologický důsledek* teorie T, jestliže každý model T je také modelem U ($T \models U$).

1.2 Rozhodnutelnost, splnitelnost, pravdivost a dokazatelnost

Z těchto témat se rozhodnutelnosti budeme věnovat až jako poslední, protože k vyslovení některých vět budeme potřebovat pojmy definované v částech o splnitelnosti, pravdivosti a dokazatelnosti.

Definice *(formální systém výrokové logiky)*
Pracujeme s redukovaným jazykem (jen s log. spojkami $\neg, \to$). Formální systém výrokobé logiky obsahuje:

1. *jazyk* L_P výrokové logiky nad množinou prvotních formulí P,
2. *schémata axiomů výrokové logiky*, ze kterých pro libovolné formule A, B, C jazyka L_P vznikají axiomy tvaru
   (a) $A \to (B \to A)$ (A1 - „implikace sebe sama“),
   (b) $(A \to (B \to C)) \to [(A \to B) \to (A \to C)]$ (A2 - „roznásobení“),
   (c) $(\neg B \to \neg A) \to (A \to B)$ (A3 - „obrácená negace implikace“),
3. odvozovací pravidlo (*modus ponens*) – z formulí A a $A \to B$ odvoď formuli B.

Definice *(substituce, instance, substituovatelnost – v predikátové logice)*
Substituce termů za proměnné $(t_{x_1,\ldots,x_n}[t_1, \ldots, t_n])$ je současné nahrazení všech výskytů proměnných x_i termy t_i (pro $x_1, \ldots, x_n$ různé proměnné a $t, t_1, \ldots, t_n$ termy). Jedná se opět o term.
Instance formule je současné nahrazení všech volných výskytů nějakých proměnných za termy. Je to taky formule, vyjadřuje speciálnější tvrzení – ne vždy ale lze provést substituci bez změny významu formule. Term t je *substituovatelný* za proměnnou x do formule A, pokud žádný volný výskyt proměnné x ve formuli A neleží v oboru platnosti některého z kvantifikátorů ($\forall y$ nebo $\exists y$), kde y je proměnná obsažená v termu t. (Neboli pokud pro každou proměnnou y obsaženou v t žádná podformule formule A tvaru $(\exists y)B$ ani $(\forall y)B$ neobsahuje volný výskyt x.)

Poznámka
Proměnné v termu t se substitucí nesmí stát vázanými. Je-li A otevřená formule, pak je každý term substituovatelný za každou proměnnou vyskytující se v A. Stejně pokud žádná proměnná obsažená v termu t není v A vázaná. To jsou ale jen jednoduché příklady susbtituovatelnosti (např. pro proměnnou z je term tvaru z substituovatelný za proměnnou x do formule $x = 0 \to \neg\,(\exists z)\,(z \neq 0)$, i když pro něj ani jedna z těchto podmínek neplatí).

Definice *(formální systém predikátové logiky)*
Pracujeme s redukovaným jazykem (jen s log. spojkami $\neg, \to$ a jen s kvantifikátorem $\forall$). *Schémata axiomů predikátové logiky* vzniknou z těch ve výrokové logice prostým dosazením libovolných formulí predikátové logiky za výrokové proměnné. *Modus ponens* platí i v pred. logice. PL obsahuje navíc další dva axiomy a odvozovací pravidlo:

- *schéma specifikace*: $(\forall x)A \to A_x[t]$
- *schéma přeskoku*: $(\forall x)(A \to B) \to (A \to (\forall x)B)$, pokud proměnná x nemá volný výskyt v A.
- *pravidlo generalizace*: $\frac{A}{(\forall x)A}$

Toto je formální systém pred. logiky *bez rovnosti*. S rovností přibývá symbol $=$ a další tři axiomy.

Věta *(o kvantifikátorech)*

- (pravidlo zavedení $\forall$) Je-li $\vdash A \to B$ a proměnná x nemá v A volný výskyt, pak $\vdash A \to (\forall x)B$.
- (pravidlo zavedení $\exists$) Je-li $\vdash A \to B$ a proměnná x nemá v B volný výskyt, pak $\vdash (\exists x)A \to B$.
- (distribuce kvantifikátorů) Pokud $\vdash A \to B$, pak $\vdash (QxA) \to (QxB)$ pro Q obecný nebo existenční kvantifikátor.

Definice *(splnitelnost – ve výrokové logice)*
Formule A ve výrokové logice je *splnitelná*, jestliže existuje ohodnocení e takové, že A je pravdivá při e. Množina formulí T je splnitelná, pokud existuje ohodnocení e takové, že každá formule $A \in T$ je pravdivá při e. Potom e nazýváme *modelem teorie* T (značíme $e \models T$).

Definice *(důkaz $\vdash$ – ve výrokové logice)*
Důkaz A je konečná posloupnost formulí $A_1, \ldots A_n$, jestliže $A_n = A$ a pro každé $i = 1, ..n$ je A_i buď axiom, nebo je odvozená z předchozích pravidlem modus ponens (v predikátové logice navíc možnost použití pravidla generalizace). Existuje-li důkaz formule A, pak je tato *dokazatelná* ve výrokové logice (je větou výrokové logiky, značíme $\vdash A$).

Definice *(důkaz z předpokladů $T \vdash$)*
Důkaz formule A z předpokladů je posloupnost formulí $A_1, \ldots A_n$ taková, že $A_n = A$ a $\forall i \in \{1, ..n\}$ je A_i axiom, nebo prvek množiny předpokladů T, nebo je odvozena z přechozích pravidlem modus ponens. Existuje-li důkaz A z T, pak A *je dokazatelná* z T, značíme $T \vdash A$.

Věta *(o dedukci – ve výrokové logice)*
Pro T množinu formulí a formule A, B platí $T \vdash A \to B$ právě když $T, A \vdash B$.

Idea důkazu

$\to$ Máme důkaz formule $A \to B$, k němu můžeme z předpokladu připojit A a pomocí MP odvodit B.
$\leftarrow$ $A_1, \ldots, A_n = B$ je důkaz formule B z předpokladů T, A. Indukcí dokážeme, že $T \vdash A \to A_i$, tedy pro $i = n$ jsme hotovi.

Věta *(o dedukci – v predikátové logice)*
Nechť T je množina formulí pred. logiky, A je uzavřená formule a B lib. formule, potom $T \vdash A \to B$ právě když $T, A \vdash B$.

Idea důkazu
Podobně jako ve VL, pouze v indukčním kroku mohlo být použito pravidlo generalizace, proto požadujeme, aby A byla uzavřená.

Důsledek
Pro libovolnou množinu formulí T a formule A, B, C platí:

$$T \vdash A \to (B \to C) \text{ právě když } T, A, B \vdash C \text{ právě když } T \vdash B \to (A \to C)\,,$$

$$T \vdash (A \to (B \to C)) \to (B \to (A \to C))\,,$$

$$\vdash (A \to B) \to [(B \to C) \to (A \to C)]\,.$$

Poslednímu vztahu říkáme *věta o skládání implikací*, výše je ukázáno, že v implikaci nezáleží na pořadí předpokladů.

Věta *(o neutrální formuli – ve výrokové logice)*
Nechť T je množina výrokových formulí, nechť A, B jsou formule. Jestliže $T, A \vdash B$ a $T, \neg A \vdash B$, pak $T \vdash B$.

Definice *(uzávěr formule – v predikátové logice)*
Jsou-li $x_1, \ldots, x_n$ všechny proměnné s volným výskytem ve formuli A, potom $(\forall x_1) \ldots (\forall x_n) A$ je *uzávěr* formule A.

Věta *(věta o instancích – v predikátové logice)*
Je-li A' instance formule A, pak jestliže platí $\vdash A$, platí i $\vdash A'$.

Věta *(věta o uzávěru – v predikátové logice)*
Je-li A' uzávěr formule A, pak $\vdash A$ platí právě když $\vdash A'$.

Definice *(Tarského definice pravdy – v predikátové logice)*
Pro daný (redukovaný, tj. jen se „základními“ log. spojkami) jazyk predikátové logiky L, $\mathfrak{M}$ jeho interpretaci, ohodnocení e a formuli A tohoto jazyka platí:

1. A je *pravdivá v* $\mathfrak{M}$ *při ohodnocení* e nebo *platná v* $\mathfrak{M}$ *při ohodnocení* e (značíme $\mathfrak{M} \models A[e]$), když:
   - A je atomická tvaru $p(t_1, \ldots, t_n)$, kde p není rovnost a $(t_1[e], \ldots, t_n[e]) \in p_M$.
   - A je atomická tvaru $t_1 = t_2$ a $t_1[e] = t_2[e]$
   - A je tvaru $\neg B$ a $\mathfrak{M} \not\models B[e]$
   - A je tvaru $B \to C$ a $\mathfrak{M} \not\models B[e]$ nebo $\mathfrak{M} \models C[e]$
   - A je tvaru $(\forall x)B$ a $\mathfrak{M} \models B[e(x/m)]$ pro každé $m \in M$
   - A je tvaru $(\exists x)B$ a $\mathfrak{M} \models B[e(x/m)]$ pro nějaké $m \in M$
2. A je *pravdivá v interpretaci* $\mathfrak{M}$ nebo *platná v interpretaci* $\mathfrak{M}$ ($\mathfrak{M} \models A$), jestliže je A pravdivá v M při každém ohodnocení proměnných (pro uzavřené formule stačí jedno ohodnocení, splnění je vždy stejné)

Definice *(logicky pravdivá/platná formule – v predikátové logice)*
Formule A je *validní (logicky pravdivá/platná)* (značíme $\models A$), když je platná při každé interpretaci daného jazyka.

Definice *(spornost, bezespornost)*
Množina formulí T je *sporná*, pokud je z předpokladů T dokazatelná libovolná formule, jinak je T *bezesporná*. T je *maximální bezesporná* množina, pokud je T bezesporná a navíc jediná její bezesporná nadmnožina je T samo. Množina všech formulí dokazatelných z T se značí $Con(T)$.

Věta *(o bezespornosti a splnitelnosti – ve výrokové logice)*
Množina formulí výrokové logiky je bezesporná, právě když je splnitelná.

Definice *(teorie, model – obecně)*
Pro nějaký jazyk L prvního řádu je množina T formulí tohoto jazyka *teorie prvního řádu*. Formule z T jsou *speciální axiomy* teorie T. Pro interpretaci $\mathfrak{M}$ jazyka L je $\mathfrak{M}$ *model teorie* T (značíme $\mathfrak{M} \models T$), pokud jsou všechny speciální axiomy T pravdivé v $\mathfrak{M}$. Formule A je *sémantickým důsledkem* T (značíme $T \models A$), jestliže je pravdivá v každém modelu teorie T.

Rozhodnutelnost

Definice *(rekurzivní funkce a množina)*
Rekurzivní funkce jsou všechny funkce popsatelné jako $f : \mathbb{N}^k \to \mathbb{N}$, kde $k \geq 1$, tedy všechny „algoritmicky vyčíslitelné“ funkce. Množina přirozených čísel je *rekurzivní množina (rozhodnutelná množina)*, pokud je rekurzivní její charakteristická funkce (funkce určující, které prvky do množiny patří).

Definice *(spočetný jazyk, kód formule)*
Spočetný jazyk je jazyk, který má nejvýš spočetně mnoho speciálních symbolů. Pro spočetný jazyk, kde lze efektivně (rekurzivní funkcí) očíslovat jeho speciální symboly, lze každé jeho formuli A přiřadit její *kód formule* - přir. číslo $\#A$.

Definice *(množina kódů vět teorie)*
Pro T teorii s jazykem aritmetiky definujeme *množinu kódů vět teorie* T jako $Thm(T) = \{\#A | A$ je uzavřená formule a $T \vdash A\}$.

Definice *(rozhodnutelná teorie)*
Teorie T s jazykem aritmetiky je *rozhodnutelná*, pokud je množina $Thm(T)$ rekurzivní. V opačném případě je T *nerozhodnutelná.*

Věta *(Churchova o nerozhodnutelnosti predikátové logiky)*
Pokud spočetný jazyk L prvního řádu obsahuje alespoň jednu konstantu, alespoň jeden funkční symbol arity $k > 0$ a pro každé přirozené číslo spočetně mnoho predikátových symbolů, potom množina $\{\#A | A$ je uzavřená formule a $L \models A\}$ není rozhodnutelná.

Věta *(o nerozhodnosti predikátové logiky)*
Nechť L je jazyk prvního řádu bez rovnosti a obsahuje alespoň 2 binární predikáty. Potom je predikátová logika (jako teorie) s jazykem L nerozhodnutelná.

Definice *(Tři popisy aritmetiky)*
Je dán jazyk $L = \{0, S, +, \cdot \leq\}$.

- *Robinsonova aritmetika* - "Q"s jazykem L má 8 násl. axiomů:
  1. $S(x) \neq 0$
  2. $S(x) = S(y) \to x = y$
  3. $x \neq 0 \to (\exists y)(x = S(y))$
  4. $x + 0 = x$
  5. $x + S(y) = S(x + y)$
  6. $x \cdot 0 = 0$
  7. $x \cdot S(y) = (x \cdot y) + x$
  8. $x \leq y \leftrightarrow (\exists z)(z + x = y)$

  Poznámka: Někdy, pokud není potřeba definovat uspořádání, se poslední axiom spolu se symbolem „$\leq$“ vypouští.
- *Peanova aritmetika* - "P"má všechny axiomy Robinsonovy kromě třetího, navíc má *Schéma(axiomů) indukce* - pro formuli A a proměnnou x platí: $A_x[0] \to \{(\forall x)(A \to A_x[S(x)]) \to (\forall x)A\}$.
- *Úplná aritmetika* má za axiomy všechny uzavřené formule pravdivé v $\mathbb{N}$, je-li $\mathbb{N}$ standardní model aritmetiky - „pravdivá aritmetika“. *Teorie modelu* $\mathbb{N}$ je množina $Th(\mathbb{N}) = \{A | A$ je uzavřená formule a $\mathbb{N} \models A\}$.

Platí: $Q \subseteq P \subseteq Th(\mathbb{N})$. Q má konečně mnoho axiomů, je tedy rekurzivně axiomatizovatelná. P má spočetně mnoho axiomů, kódy axiomů schématu indukce tvoří rekurzivní množinu. $Th(\mathbb{N})$ není rekurzivně axiomatizovatelná.

Věta *(Churchova o nerozhodnutelnosti aritmetiky)*
Každé bezesporné rozšíření Robinsonovy aritmetiky Q je nerozhodnutelná teorie.

Věta *(Gödel-Rosserova o neúplnosti aritmetiky)*
Žádné bezesporné a rekurzivně axiomatizovatelné rozšíření Robinsonovy aritmetiky Q není úplná teorie.

Report *(Nečaský)*
Predikátová logika - popis jazyka, realizace, ohodnocení, splnitelnost, Tarského definice pravdivosti.

Report *(Bednárek)*
Tady se dá popsat hooodně papíru definicemi - například definice pravdivosti je v PL o něco komplikovanější. To jsem taky učinil a po projití 5 listů A4 (píšu velkým písmem) mi bylo satisfakci Bednárkovo: "no myslím, že to bylo celkem vyčerpávající"

Report *(Kofroň)*
Rozhodnutelnost, splnitelnost, pravdivost, dokazatelnost - to mě nepotěšilo, ale zplodil jsem co je výroková logika, ohodnocení, vysvětlil ty pojmy v otázce, ukázal CNF, DNF jak na ně upravit... zkoušející byl nedočkavý, tak jsem nakonec nenapsal nic o PL, s tím, že to kdyžtak dopíšu pak (což nechtěl). Ptal se docela dost, hlavně otázky které jsem nečekal, tak pro další generace tu máme výběr: Složitost zjišťování splnitelnosti pro CNF (3-SAT je NP, ale chtěl vědět co třeba 2-SAT - to je polynomiální, chtěl vědět jak by se to naprogramovalo), stejně ho zajímala složitost u zjištění tautologie... nakonec z toho byl docela příjemný pokec.

Report *(Skopal)*
Pro Skopala na tuhle otázku si připravte nějaký pěkný příklad nedokazatelné formule nebo nerozhodnutelného problému. Definiciu rozhodnutelnosti som vedel, ale nevedel som mu nic blizsie povedat a rekurzivne spocetnych mnozinach, vyzeral byt trosku nahnevany (lebo prave o tom chcel pocut a bol velmi prekvapeny ako je mozne, ze sme to nebrali) ale podarilo sa mi spravne argumentovat a vysvetlit, ze to je az Slozitost I a nie bc predmety, takze nakoniec v poho. (Ale mal som strach ako male decko.)

Report *(IOI 8.9.2011)*
- definujte pojmy tautologie, splnitelnost, dokazatelnost (vyrokova logika)
- jaky je vztah mezi tautologii a splnitelnou formuli?
- uvedte netrivialni priklady obou vyse zminenych

1.3 Normální tvary výrokových formulí, prenexní tvary formulí predikátové logiky

Poznámka *(vlastnosti log. spojek)*
Platí:

1. $A \wedge B \vdash A$; $A, B \vdash A \wedge B$
2. $A \leftrightarrow B \vdash A \to B$; $A \to B, B \to A \vdash A \leftrightarrow B$
3. $\wedge$ je idempotentní, komutativní a asociativní.
4. $\vdash (A_1 \to \dots (A_n \to B) \dots) \leftrightarrow ((A_1 \wedge \dots \wedge A_n) \to B)$
5. DeMorganovy zákony: $\vdash \neg(A \wedge B) \leftrightarrow (\neg A \vee \neg B)$; $\vdash \neg(A \vee B) \leftrightarrow (\neg A \wedge \neg B)$
6. $\vee$ je monotonní ($\vdash A \to A \vee B$), idempotentní, komutativní a asociativní.
7. $\vee$ a $\wedge$ jsou navzájem distributivní.

Věta *(o ekvivalenci ve výrokové logice)*
Jestliže jsou podformule $A_1 \dots A_n$ formule A ekvivalentní s $A'_1 \dots A'_n$ ($\vdash A'_i \leftrightarrow A_i$) a A' vytvořím nahrazením A'_i místo A_i, je i A ekvivalentní s A'. (Důkaz indukcí podle složitosti formule, rozborem případů A_i tvaru $\neg B$, $B \to C$)

Lemma *(o důkazu rozborem případů)*
Je-li T množina formulí a A, B, C formule, pak $T, (A \vee B) \vdash C$ platí právě když $T, A \vdash C$ a $T, B \vdash C$.

Definice *(normální tvary DNF, CNF)*
Výrokovou proměnnou nebo její negaci nazveme *literál*. *Klauzule* budiž disjunkce několika literálů. *Formule v normálním konjunktivním tvaru (CNF)* je konjunkce klauzulí. *Formule v disjunktivním tvaru (DNF)* je disjunkce konjunkcí literálů.

Poznámka *(hornovské klauzule)*
Prolog pracuje s *hornovskými klauzulemi*, což jsou klauzule, ve kterých se vyskytuje nejvýše jeden pozitivní (nenegovaný) literál.

Věta *(o normálních tvarech)*
Pro každou formuli A lze sestrojit formule A_k, A_d v konjunktivním, resp. disjunktivním tvaru tak, že $\vdash A \leftrightarrow A_d$, $\vdash A \leftrightarrow A_k$. (Důkaz z DeMorganových formulí a distributivity, indukcí podle složitosti formule)

Prenexní tvary formulí predikátové logiky

Věta *(o ekvivalenci v predikátové logice)*
Nechť formule A' vznikne z A nahrazením některých výskytů podformulí $B_1, \dots, B_n$ po řadě formulemi $B'_1, \dots, B'_n$. Je-li $\vdash B_1 \leftrightarrow B'_1, \dots, \vdash B_n \leftrightarrow B'_n$, potom platí i $\vdash A \leftrightarrow A'$.

Definice *(prenexní tvar)*
Formule predikátové logiky A je v *prenexním tvaru*, je-li

$$A \equiv (Q_1 x_1)(Q_2 x_2) \dots (Q_n x_n) B,$$

kde $n \geq 0$ a $\forall i \in \{1, \dots, n\}$ je $Q_i \equiv \forall$ nebo $\exists$, B je otevřená formule a kvantifikované proměnné jsou navzájem různé. B je *otevřené jádro* A, část s kvantifikátory je *prefix* A.

Definice *(varianta formule predikátové logiky)*
Formule A' je *varianta* A, jestliže vznikla z A postupným nahrazením podformulí $(Qx)B$ (kde Q je $\forall$ nebo $\exists$) formulemi $(Qy)B_x[y]$ a y není volná v B.

Věta *(věta o variantách – v predikátové logice)*
Je-li A' varianta formule A, pak jestliže platí $\vdash A$, platí i $\vdash A'$.

Lemma *(o prenexních operacích)*
Pro převod formulí do prenexního tvaru se používají tyto operace (výsledná formule je s původní ekvivalentní). Pro podformule B, C, kvantifikátor Q a proměnnou x:

1. podformuli lze nahradit nějakou její variantou
2. $\vdash \neg(Qx)B \leftrightarrow (\overline{Q}x)\neg B$
3. $\vdash (B \to (Qx)C) \leftrightarrow (Qx)(B \to C)$, pokud x není volná v B
4. $\vdash ((Qx)B \to C) \leftrightarrow (\overline{Q}x)(B \to C)$, pokud x není volná v C
5. $\vdash ((Qx)B \wedge C) \leftrightarrow (Qx)(B \wedge C)$, pokud x není volná v C
6. $\vdash ((Qx)B \vee C) \leftrightarrow (Qx)(B \vee C)$, pokud x není volná v C

Věta *(o prenexních tvarech)*
Ke každé formuli A predikátové logiky lze sestrojit ekvivalentní formuli A', která je v prenexním tvaru. (Důkaz: indukcí podle složitosti formule a z prenexních operací, někdy je nutné přejmenovat volné proměnné)

1.4 Automaty – Chomského hierarchie, třídy automatů a gramatik, determinismus a nedeterminismus.

- Popište jednotlivé třídy jazyků a jejich vztahy; definujte třídy pomocí odpovídajících gramatik. Napište priklady gramatik pro jednotlivé třídy.
- Popište automaty, ktere tyto tridy jazyku rozpoznávají i s ohledem na jejich (ne)deterministicnost.

Třídy automatů a gramatik

Definice *(Konečný automat)*
Konečný automat je pětice $A = (Q, X, \delta, q_0, F)$, kde Q je stavový prostor (množina všech možných stavů), X je *abeceda* (množina symbolů), δ je přechodová funkce $\delta : Q \times X \to Q$, $q_0 \in Q$ je poč. stav a $F \subseteq Q$ množina koncových stavů.

Definice
Slovo w je posloupnost symbolů v abecedě X. *Jazyk* L je množina slov, tedy $L \subseteq X^*$, kde X^* je množina všech posloupností symbolů abecedy X. λ je prázdná posloupnost symbolů. *Rozšířená přechodová funkce* je $\delta^* : Q \times X^* \to Q$ - tranzitivní uzávěr δ. Jazyk rozpoznávaný konečným automatem – *regularní jazyk* je $L(A) = \{w | w \in X^*, \delta^*(q_0, w) \in F\}$. *Pravá kongruence* je taková relace ekvivalence na X^*, že $\forall u, v, w \in X^* : u \sim v \Rightarrow uw \sim vw$.[1] Je *konečného indexu*, jestliže $X^*/\sim$ (rozklad na třídy ekvivalence) má konečný počet tříd.

Věta *(Nerodova)*
Jazyk L nad konečnou abecedou X je rozpoznatelný kon. automatem $\Leftrightarrow$ existuje pravá kongruence konečného indexu $\sim$ na X^* tak, že L je sjednocením jistých tříd rozkladu $X^*/\sim$.[2]

Věta *(Pumping (iterační) lemma)*
Pro jazyk rozpoznatelný kon. automatem (tzn. regulární) L existuje $n \in \mathbb{N}$ tak, že libovolné slovo $z \in L, |z| \geq n$ lze psát jako uvw, kde $|uv| \leq n$, $|v| \geq 1$ a $\forall i \geq 0 : uv^i w \in L$.[3]

Definice
Dva automaty jsou *ekvivalentní*, jestliže přijímají stejný jazyk. *Homomorfismus (isomorfismus)* automatů je zobrazení, zachovávající poč. stav, přech. funkci i konc. stavy (+ prosté a na). Pokud existuje homomorfismus automatů $A \to B$, pak jsou tyto dva ekvivalentní (jen 1 implikace!). *Dosažitelný stav* q - $\exists w \in X^* : \delta^*(q_0, w) = q$. Relace ekvivalence je *automatovou kongruencí*, pokud zachovává konc. stavy a přech. funkci. Ke každému automatu existuje *redukt* - ekvivaletní automat bez nedosažitelných a navzájem ekvivalentních stavů. Ten je určen jednoznačně pro daný jazyk (až na isomorfismus), proto lze zavést normovaný tvar.

[1] Pokud dvě různá slova u, v převedou automat do stejného stavu (=jsou navzájem ekvivalentní ($u \sim v$)), pak musí patřit do stejné třídy rozkladu. Pokud k těmto dvěma slovům přidáme stejné slovo zprava, pak tato zřetězená slova budou opět patřit do stejné třídy rozkladu (=musí být navzájem ekvivalentní ($uw \sim vw$)). A toto je právě ta vlastnost definující pravou kongruenci.

[2] Důležité tedy je, že pokud je jazyk regulární, pak pro něj musí existovat pravá kongruence, která (což je nejdůležitější) rozkládá všechna slova jazyka do konečně mnoha tříd.

[3] Platí i pro konečné jazyky: když je jazyk konečný, tak si za n stačí vzít délku nejdelšího slova a pak to pro všechny slova delší než n (tj. žádná) platí taky.

Poznámka *(Operace s jazyky)*
S jazyky lze provádět množinové operace ($\cup, \cap$), rozdíl ($\{w|w \in L_1 \& w \notin L_2\}$), doplněk ($\{w|w \notin L\}$), dále zřetězení ($L_1 \cdot L_2 = \{uv|u \in L_1, v \in L_2\}$), mocniny ($L^0 = \lambda, L^{i+1} = L^i \cdot L$), iterace ($L^* = L^0 \cup L^1 \cup L^2 \cup ...$), otočení ($L^R = \{u^R|u \in L\}$), levý ($L_2 \setminus L_1 = \{v|uv \in L_1, u \in L_2\}$) i pravý ($L_1/L_2 = \{u|uv \in L_1, v \in L_2\}$) kvocient L_1 podle L_2 a derivace (kvocienty podle jednoslovného jazyka). Třída jazyků rozpoznatelných konečnými automaty je na tyto operace uzavřená.

Definice *(Regulární jazyky)*
Třída reguláních jazyků nad abecedou X je nejmenší třída, která obsahuje $\emptyset$, $\forall x \in X$ obsahuje x a je uzavřená na sjednocení, iteraci a zřetězení.

Věta *(Kleenova)*
Jazyk je regulární $\Leftrightarrow$ je rozpoznatelný konečným automatem.[4]

Definice *(Regulární výrazy)*
Regulární výrazy nad abecedou $X = x_1, ..., x_n$ jsou nejmenší množina slov v abecedě $x_1, ..., x_n, \emptyset, \lambda, ^+, \cdot, ^*, (,)$, která obsahuje výrazy $\emptyset$ a λ a $\forall i$ obsahuje x_i a je uzavřená na sjednocení $(+)$, zřetězení $(\cdot)$ a iterace $(^*)$. *Hodnota reg. výrazu a* je reg. jazyk $[a]$, lze takto reprezentovat každý reg. jazyk.

Definice *(Dvoucestné konečné automaty)*
Dvoucestný konečný automat je pětice (Q, X, δ, q_0, F), kde oproti kon. automatu je $\delta : Q \times X \to Q \times \{-1, 0, 1\}$ (tj. pohyb čtecí hlavy). Přijímá slovo, pokud výpočet začal vlevo v poč. stavu a čtecí hlava opustila slovo w vpravo v konc. stavu (mimo slovo končí výpočet okamžitě).

Poznámka
Jazyky přijímané dvoucestnými automaty jsou regulární - každý dvoucestný automat lze převést na (nedeterministický) konečný automat.

Definice *(Zásobníkové automaty)*
Zásobníkový automat je sedmice $M = (Q, X, Y, \delta, q_0, Z_0, F)$, kde proti konečným automatům je Y abeceda pro symboly na zásobníku, Z_0 počáteční symbol na zásobníku a funkce instrukcí $\delta : Q \times (X \cup \{\lambda\}) \times Y \to \mathcal{P}(Q \times Y^*)$. Je z principu nedeterministický; vždy se nahrazuje vrchol zásobníku, nečte ale pokaždé vstupní symboly. Instrukci $(p, a, Z) \to (q, w)$ lze vykonat, pokud je automat ve stavu p, na zásobníku je Z a na vstupu a. Vykonání instrukce znamená změnu stavu, pokud $a \neq \lambda$, tak i posun čtecí hlavy a odebrání Z ze zásobníku, kam se vloží w (prvním písmenem nahoru). Výpočet končí buď přečtením slova, nebo v případě, že pro danou situaci není definována instrukce (*Situace* zás. automatu je trojice (p, u, v), kde $p \in Q$, u je nepřečtený zbytek slova a v celý zásobník).

Přijímat slovo je možné buď koncovým stavem (slovo je přečteno a automat v konc. stavu), nebo zásobníkem (slovo je přečteno a zásobník prázdný – konc. stavy jsou v takovém případě nezajímavé - $F = \emptyset$).

Poznámka
Pro zás. automat přijímající konc. stavem vždy existuje ekvivalentní automat ($L(A_1) = L(A_2)$) přijímající zásobníkem a naopak.

Definice *(Přepisovací systém)*
Přepisovací (produkční) systém je dvojice $R = (V, P)$, kde V je konečná abeceda a P množina přepisovacích pravidel (uspořádaných dvojic prvků z V^*). Slovo w se *přímo přepíše* na z ($w \Rightarrow z$), pokud $\exists u, v, x, y \in V^* : w = xuy, z = xvy, (u, v) \in P$. Derivace (*odvození*) je zřetězení několika přímých přepsání.

Definice *(Formální (generativní) gramatika)*
Formální gramatika je čtveřice $G = (V_N, V_T, S, P)$, kde V_N je množina neterminálních symbolů (ostatní znaky např. S), V_T množina terminálních symbolů ("znaky z abecedy"), S startovací symbol ($S \in V_N$) a P množina pravidel. *Jazyk generovaný gramatikou* je $L(G) = \{w|w \in V_T^*, S \Rightarrow^* w\}$.

Věta
Každý bezkontextový jazyk je rozpoznáván zásobníkovým automatem, přijímajícím prázdným zásobníkem. Stejně pro každý zásobníkový automat existuje bezkontextová gramatika, která generuje jazyk jím přijímaný.

Poznámka *(Vlastnosti bezkontextových gramatik)*
Bezkontextová gramatika je *redukovaná*, pokud $\forall X \in V_N$ existuje terminální slovo $w \in V_T^*$ tak, že $X \Rightarrow^* w$ a navíc $\forall X \in V_N, X \neq S$ existují slova u, v tak, že $S \Rightarrow^* uXv$. Ke každé bezkontextové gramatice lze sestrojit ekvivalentní redukovanou.

Pro každé terminální slovo v bezkontextové gramatice existují derivace, které se liší jen pořadím použití pravidel (a prohozením některých pravidel dostanu stejné terminální slovo), proto lze zavést *levé (pravé) derivace* - tj. *kanonické* derivace. Pokud $X \Rightarrow^* w$, pak existuje i levá (pravá) derivace. Znázornění průběhu derivací je možné určit *derivačním stromem* – určuje jednoznačně pravou/levou derivaci.

Bezkontextová gramatika je *víceznačná* (nejednoznačná), pokud v ní existuje slovo, které má dvě různé levé derivace; jinak je *jednoznačná*. Jazyk je jednoznačný, pokud k němu existuje generující jednoznačná gramatika. Pokud je každá gramatika nějakého jazyka nejednoznačná, je tento *podstatně nejednoznačný*.

[4] Důkaz se dá indukcí podle počtu hran v nedeterministickém automatu.

Definice *(Greibachové normální forma)*
Gramatika je v *Greibachové normální formě*, jsou-li všechna její pravidla ve tvaru $A \to au$, kde $a \in V_T$ a $u \in V_N^*$. Ke každému bezkontextovému jazyku existuje gramatika v G. normální formě tak, že $L(G) = L \setminus \{\lambda\}$. Každou bezkontextovou gramatiku lze převést do G. normální formy.

Poznámka *(Úpravy bezkontextových gramatik)*
Spojením více pravidel ($A \to uBv, B \to w_1, ...B \to w_k$ se převede na $A \to uw_1v|...|uw_kv$) dostanu ekvivalentní gramatiku. Stejně tak odstraněním levé rekurze (převod přes nový neterminál).

Definice *(Chomského normální forma)*
Pro gramatiku v *Chomského normální formě* jsou všechna pravidla tvaru $X \to YZ$ nebo $X \to a$, kde $X, Y, Z \in V_N$, $a \in V_T$. Ke každému bezkontextovému jazyku L existuje gramatika G v Chomského normální formě tak, že $L(G) = L \setminus \{\lambda\}$

Poznámka *(Vlastnosti třídy bezkontextových jazyků)*
Třída bezkontextových jazyků je uzavřená na sjednocení, zrcadlení, řetězení, iteraci a pozitivní iteraci, substituci a homomorfismus, inverzní homomorfismus a kvocient s regulárním jazykem. Není uzavřená na průnik a doplněk.

Definice *(Dyckův jazyk)*
Dyckův jazyk je definován nad abecedou $a_1, a_1', ...a_n, a_n'$ gramatikou

$$S \to \lambda|SS|a_1Sa_1'|...|a_nSa_n'$$

Je bezkontextový, popisuje správná uzávorkování a lze jím popisovat výpočty zásobníkových automatů, tedy i bezkontextové jazyky.

Definice *(Turingův stroj)*
Turingův stroj je pětice $T = (Q, X, \delta, q_0, F)$, kde X je abeceda, obsahující symbol ε pro prázdné políčko, přechodová funkce $\delta : (Q \setminus F) \times X \to Q \times X \times \{-1, 0, 1\}$ popisuje změnu stavu, zápis na pásku a posun hlavy. Výpočet končí, není-li definována žádná instrukce (spec. platí pro $q \in F$). *Konfigurace* Turingova stroje jsou údaje, popisující stav výpočtu – nejmenší souvislá část pásky, obsahující všechny neprázdné buňky a čtenou buňku, vnitřní stav a poloha hlavy. *Krok výpočtu* je $uqv \vdash wpz$ pro u část slova vlevo od akt. pozice na pásce, v od čteného písmena dál a q stav stroje. *Výpočet* je posloupnost kroků, slovo w je přijímáno, pokud $q_0w \vdash^* upv$, $p \in F$. Jazyky (množiny slov bez ε) přijímané Turingovými stroji jsou *rekurzivně spočetné*.

Věta
Každý jazyk typu 0 (s gramatikou s obecnými pravidly) je rekurzivně spočetný.

Chomského hierarchie

Definice *(Chomského hierarchie)*
Chomského hierarchie je rozdělení gramatik do 4 tříd podle omezení na pravidla:

Poznámka
S $\mathcal{L}1 \supset \mathcal{L}2$ nastává problém, protože bezkontextové gramatiky umožňují pravidla tvaru $X \to \lambda$. Řešením je převod na *nevypouštějící bezkontextové gramatiky* - takové bezkontextové gramatiky, které nemají pravidla typu $X \to \lambda$.

Věta *(o nevypouštějících bezkontextových gramatikách)*
Ke každé bezkontextové G existuje nevypouštějící bezkontextová G_0 tak, že

$$L(G_0) = L(G) \setminus \{\lambda\}$$

Je-li $\lambda \in L(G)$, pak $\exists G_1$, t.ž. $L(G_1) = L(G)$ a jediné pravidlo v G_1 s λ na pravé straně je $S \to \lambda$ a S není v G_1 na pravé straně žádného pravidla.

Poznámka *(Lineární gramatiky)*
Pro každou gramatiku typu G3 lze sestrojit konečný automat, který přijímá právě jazyk jí generovaný, stejně tak pro každý konečný automat lze sestrojit gramatiku G3. Levé lineární gramatiky také generují regulární jazyky, díky uzavřenosti na reverzi. *Lineární gramatiky*, s pravidly typu $X \to uYv, X \to w$, kde $X, Y \in V_N, u, v, w \in V_T^*$, generují *lineární jazyky* - silnější než regulární jazyky.

Definice *(Separovaná a nevypouštějící gramatika)*
Separovaná gramatika je gramatika (obecně libovolné třídy), obsahující pouze pravidla tvaru $\alpha \to \beta$, kde buď $\alpha, \beta \in V_N^+$, nebo $\alpha \in V_N$ a $\beta \in V_T \cup \{\lambda\}$. *Nevypouštějící (monotónní) gramatika* (také se neomezuje na konkrétní třídu) je taková, že pro každé pravidlo $u \to v$ platí $|u| \leq |v|$.

Poznámka *(Kontextové gramatiky)*
Ke každé kontextové gramatice lze sestrojit ekvivalentní separovanou. Ke každé monotónní gramatice lze nalézt ekvivalentní kontextovou.

Zařazení do Chomskeho hierarchie	Gramatiky	Jazyky	Automaty	Pravidla
Typu 0	Gramatiky typu 0	Rekurzivně spočetné jazyky	Turingův stroj	Pravidla v obecné formě (tj. $u \to v$, kde $u,v \in (V_N \cup V_T)^*$ a u obsahuje alespoň 1 neterminální symbol)
není	(není společný název)	Rekurzivní jazyky	Vždy zastavující Turingův stroj	
Typu 1	Kontextové gramatiky	Kontextové jazyky	Lineárně omezené automaty	Pouze pravidla ve tvaru $\alpha X \beta \to \alpha w \beta$, $X \in V_N$; $\alpha,\beta \in (V_N \cup V_T)^*$; $w \in (V_N \cup V_T)^+$ Jedinou výjimkou je pravidlo $S \to \lambda$, potom se ale S nevyskytuje na pravé straně žádného pravidla.
Typu 2	Bezkontextové gramatiky	Bezkontextové jazyky	(Nedeterministický) Zásobníkový automat	Pouze pravidla ve tvaru $X \to w$, $X \in V_N$; $w \in (V_N \cup V_T)^*$
není	Deterministické bezkontextové gramatiky	Deterministické bezkontextové jazyky	Deterministický zásobníkový automat	
Typu 3	Regulární gramatiky	Regulární (pravé lineární) jazyky	Konečný automat	Pouze pravidla ve tvaru $X \to wY$, $X \to w$; $X,Y \in V_N$; $w \in V_T^*$

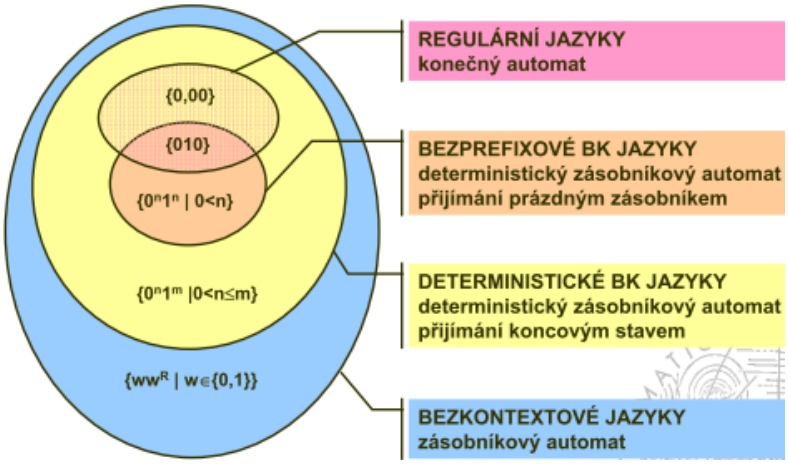
Každá kategorie jazyků nebo gramatik je podmnožinou jazyků nebo gramatik kategorie přímo nad ní, a jakýkoli automat v každé kategorii má ekvivaletní automat v kategorii přímo nad ním.

"není" znamená že nepatří do Chomskeho hierarchie.

Z originálu: http://en.wikipedia.org/wiki/Template:Formal_languages_and_grammars

Bezprefixový jazyk

L je bezprefixový pokud, neexistuje slovo $u \in L$ takové, že rovněž $uw \in L$, $w \in X^+$



Determinismus a nedeterminismus

Definice *(Nedeterministický konečný automat)*
Nedeterministický konečný automat je pětice (Q, X, δ, S, F), kde Q je mn. stavů, X abeceda, F mn. konc. stavů, S množina počátečních stavů a $\delta : Q \times X \to \mathcal{P}(Q)$ je přechodová funkce. Slovo w je takovým automatem přijímáno, pokud existuje posloupnost stavů $\{q_i\}_{i=1}^n$ tak, že $q_1 \in S$, $q_{i+1} \in \delta(q_i, x_i)$, $q_{n+1} \in F$.

Poznámka
Pro každý nedeterministický konečný automat A lze sestrojit deterministický kon. automat B tak, že jimi přijímané jazyky jsou ekvivalentní (může to znamenat exponenciální nárůst počtu stavů).

Definice *(Deterministický zásobníkový automat)*
Deterministický zásobníkový automat je $M = (Q, X, Y, \delta, q_0, Z_0, F)$ takové, že $\forall p \in Q, \forall a \in (X \cup \{\lambda\}), \forall Z \in Y$ platí $|\delta(p, a, Z)| \leq 1$[5] a navíc pokud pro nějaké p, Z je $\delta(p, \lambda, Z) \neq \emptyset$, pak $\forall a \in X$ je $\delta(p, a, Z) = \emptyset$[6].

Poznámka
Deterministický zásobníkový automat je „slabší“ než nedeterministický, rozpoznává *deterministické bezkontextové jazyky* koncovým stavem a *bezprefixové bezkontextové jazyky* prázdným zásobníkem (takové jazyky, kde $u \in L(M) \Rightarrow \forall w \in X^* : uw \notin L(M)$) - když se poprvé zásobník automatu vyprázdní, výpočet určitě končí.

Bezprefixové bezkontextové jazyky jsou vždy deterministické, opačně to neplatí. Deterministický bezkontextový jazyk lze na bezprefixový převést zřetězením s dalším symbolem, který není v původní abecedě.

Regulární jazyky a bezprefixové bezkontextové jazyky jsou neporovnatelné množiny.

[5] definuje ze v kazdem kroku si nemuzeme vybirat
[6] definuje ukončení vypoctu

Definice *(Nedeterministický Turingův stroj)*
Nedet. Turingův stroj je pětice $T = (Q, X, \delta, q_0, F)$, kde oproti deterministickým je $\delta : (Q \setminus F) \times X \to \mathcal{P}(Q \times X \times \{-1, 0, 1\})$. Přijímá slovo w, pokud existuje nějaký výpočet $q_0 w \vdash^* upv$ tak, že $p \in F$.

Poznámka
Nedeterministické Turingovy stroje přijímají právě rekurzivně spočetné jazyky, tj. nejsou silnější než deterministické. Výpočty nedet. stroje lze totiž díky nekonečnosti pásky simulovat deterministickým (např. prohledáváním do šířky).

Definice *(Lineárně omezený automat)*
Lineárně omezený automat je nedeterministický Turingův stroj s omezenou páskou (např. symboly l a r, které nelze přepsat ani se dostat mimo jejich rozmezí). Slovo je přijímáno, pokud $q_0 lwr \vdash^* upv$, kde $p \in F$. Prostor výpočtu je omezen délkou vstupního slova. Lineárně omezené automaty přijímají právě kontextové jazyky.

Poznámka *(Rozhodnutelnost)*
Turingův stroj může nepřijmout slovo buď skončením výpočtu v nekoncovém stavu, nebo pokud výpočet nikdy neskončí. Turingův stroj *rozhoduje jazyk* L, když přijímá právě slova tohoto jazyka a pro libovolné slovo je jeho výpočet konečný. Takové jazyky se nazývají *rekurzivní*.

Problém zastavení výpočtu Turingova stroje je algoritmicky nerozhodnutelný (kvůli možnosti jeho simulace jiným Turingovým strojem). Pro bezkontextové jazyky je algoritmicky rozhodnutelné, zda dané slovo patří do jazyka. Pro bezkontextovou gramatiku nelze algoritmicky rozhodnout, zda $L(G) = X^*$. Pro dvě kontextové gramatiky je nerozhodnutelné, zda jejich jazyky mají neprázdný průnik.

Report *(Hnetynka)*
napisal som hierachiu, pravidla gramatik, ake automaty rozpoznavaju jednotlive gramatiky, pre reg gram veticky o KA a reg jazykoch. Pytal sa ma ako jednotlive automaty pracuju, zadal par jednoduchych prikladov a chcel zdovodnenie do akych tried patri -nakreslit/opisat slovami KA, gramatiky, ZA + dokaz pomocou pumping lemma. Pytal sa, do akej triedy by som zaradil rozpoznavanie prg jazykov, napr Java. Povedal som kontextove, ale zdovodnit som to velmi nevedel. Potvrdil ze su to kontextove + ze prave kvoli dobrym znalostam sa pouzivaju bezkontextove v kombinacii s analyzou kontextu (kedze na poradi jednotlivych riadkov zalezi) (znamka 1-2, ze zalezi na druhej inf otazke)

Report *(Bulej)*
napisal som gramatiky, odpovedajuce automaty, vysvetlil inkluzie a to bohato stacilo

Report *(Bednarek)*
Měl jsem definice hierarchie a srovnání s příslušnými automaty, nástin (opravdu lehce) inkluzí mezi třídami jazyků, Greibachové a Chomského n.f. plus nějaké příklady jazyků, které dokazují ostrou inkluzi, ale bez přesnějších důkazů (kouzelná věta: "to se ukáže přes pumping lemma";-)) Ptal se mě na srovnání deterministických a nedeterministických verzí jednotlivých druhů automatů, což jsem věděl. Informatika za jedna.

Report *(Kucera)*
Toto se obeslo bez problemu, stacilo to definovat, a rict ktere automaty prijimaij ktere jazyky, umet je definovat. Vety kolem moc zajem nevzbudily (Nerudovka, pump. lemma):-)

Report *(Fiala)*
Napsal sem třídy automatů, gramatik, determinismus/nedeterminismus a pak ještě rozhodnutelnost. Při procházení sem dostával doplňující otázky typu : "Jak nějak líp omezit odhad o nárustu počtu stavu při převodu NKA do KA"(záleží na počtu počátečních stavů a na počtu "stejnejch"přechodů z jednotlivých stavů.), U rozhodnutelnosti náznak důkazu halting problem a další.

Report *(Bednárek)*
Tak jsem napsal automat a gramatiku ke každé třídě jazyků, determ./nedeterm. verze a jak je to kde s jejich silou. Drobné chyby v definicích nevadily, když byly po upozornění opraveny. U RJ se zeptal ještě na reg. výrazy a pak taky proč že se rekurzivně spočetné jazyky jmenují jak se jmenují (kde je ta rekurze), což jsem nevěděl a byl poučen.

Report *(IOI 10.2.2011)*
a) Popište jednotlivé třídy jazyků a jejich vztahy definujte třídy pomocí odpovidajicich gramatik. Napište příklady gramatik pro jednotlivé třídy.
b) Popište automaty, ktere tyto třídy jazyků rozpoznávají i s ohledem na jejich (ne)determinstičnost.

Report *(IOI 21. 6. 2011)*
4.1 Popište Chomského hierarchii tříd jazyků, jak se nazývají jazyky v každé třídě, jaký typ gramatiky je generuje a jaký typ automatu je přijímá.
4.2 Uveďte příklad neregulárního jazyka a ukažte, že není regulární.
***4.3 Existuje uzávěrová vlastnost, na kterou nejsou uzavřené jazyky typu 0?** TODO*

Report *(IP 21. 6. 2011)*
Ukažte, že následující gramatika G je víceznačná $S \to if\ then\ S\ else\ S\ |if\ then\ S\ |\lambda$
Vytvořte gramatiku G', která nebude víceznačná, a bude platit $L(G) = L(G')$.
Existuje obecně k libovolné bezkontextové gramatice G jednoznačná gramatika G' taková, že $L(G) = L(G')$?

2 Algoritmy a datové struktury

Požadavky

- Časová složitost algoritmů, složitost v nejhorším a průměrném případě
- Třídy složitosti P a NP, převoditelnost, NP-úplnost
- Binární vyhledávací stromy, vyvažování, haldy
- Hašování
- Sekvenční třídění, porovnávací algoritmy, přihrádkové třídění, třídící sítě
- Grafové algoritmy - prohledávání do hloubky a do šířky, souvislost, topologické třídění, nejkratší cesta, kostra grafu
- Tranzitivní uzávěr
- Algoritmy vyhledávání v textu
- Algebraické algoritmy - DFT, Euklidův algoritmus
- Základy kryptografie, RSA, DES

2.1 Časová složitost algoritmů, složitost v nejhorším a průměrném případě

Definice *(časová složitost)*
Časovou složitostí algoritmu rozumíme závislost jeho časových nároků na velikosti konkrétních vstupních dat. Analogicky se definuje i **paměťová složitost**. Dobu zpracování úlohy o velikosti n značíme $T(n)$
Časovou složitost často zkoumáme z několik hledisek:

- **v nejhorším případě** – maximální počet operací pro nějaká data,
- **v nejlepším případě** – minimální počet operací pro nějaká data,
- **v průměrném (očekávaném) případě** – průměr pro všechna možná vstupní data (někdy též střední hodnota náhodné veličiny $T(n)$).

Poznámka
Jako jednu „operaci“, nebo-li *krok algoritmu* rozumíme jednu elementární operaci nějakého abstraktního stroje (např. Turingova stroje), proveditelnou v konstantním čase. Intuitivně je možné chápat to jako několik operací počítače, které dohromady netrvají více, než nějakou pevně danou dobu.

Poznámka
Časová složitost problému je rovna složitosti nejlepšího algoritmu řešícího daný problém.

Asymptotická složitost

Definice
Řekneme, že funkce $f(n)$ je **asymptoticky menší nebo rovna** než $g(n)$, značíme $f(n)$ je $O(g(n))$, právě tehdy, když

$$\exists c > 0\ \exists n_0\ \forall n > n_0 : 0 \leq f(n) \leq c \cdot g(n)$$

Funkce $f(n)$ je **asymptoticky větší nebo rovna** než $g(n)$, značíme $f(n)$ je $\Omega(g(n))$, právě tehdy, když

$$\exists c > 0\ \exists n_0\ \forall n > n_0 : 0 \leq c \cdot g(n) \leq f(n)$$

Funkce $f(n)$ je **asymptoticky stejná** jako $g(n)$, značíme $f(n)$ je $\Theta(g(n))$, právě tehdy, když

$$\exists c_1, c_2 > 0\ \exists n_0\ \forall n > n_0 : 0 \leq c_1 \cdot g(n) \leq f(n) \leq c_2 \cdot g(n)$$

Poznámka
Asymptotická složitost zkoumá chování algoritmů na „velkých“ datech a dle jejich složitosti je zařazuje do skupin (polynomiální, exponenciální…). Při zkoumání se zanedbávají aditivní a multiplikativní konstanty.

Amortizovaná složitost

Definice *(Amortizovaná složitost)*
Amortizovaná časová složitost počítá průměrný čas na jednu operaci při provedení posloupnosti operací. Používá se typicky pro počítání časové složitosti operací nad datovými strukturami. Dává realističtější horní odhad složitosti posloupnosti operací, než počítání s nejhorším případem u každé operace.

Agregační metoda
Spočítáme (nejhorší možný) čas $T(n)$ pro posloupnost operací. Amortizovaná cena jedné operace je potom $\frac{T(n)}{n}$.

Účetní metoda
Od každé operace „vybereme“ určitý „obnos“, ze kterého „zaplatíme“ za danou operaci a pokud něco zbude, dáme to na účet. Pokud je operace dražší než kolik je její obnos, tak potřebný rozdíl vybereme z účtu. Zůstatek na účtu musí být stále nezáporný. Pokud uspějeme, tak „obnos“ = amortizovaná cena jedné operace.

Poznámka
Jde o to, že některá operace může trvat krátce, ale „rozháže“ datovou strukturu, takže následující operace potřebují víc času. Nebo naopak trvá dlouho a datovou strukturu „uspořádá“, takže ostatní operace jsou kratší.

Report *(Skopal)*
Casova zlozitost

2.2 Třídy složitosti P a NP, převoditelnost, NP-úplnost

Převoditelnost

Definice

- **Úloha** – Pro dané zadání (vstup, *instanci úlohy*) najít výstup s danými vlastnostmi.
- **Optimalizační úloha** – Pro dané zadání najít optimální (většinou nejmenší nebo největší) výstup s danými vlastnostmi.
- **Rozhodovací problém** – Pro dané zadání odpovědět ANO/NE.

Definice *(převody mezi rozhodovacími problémy)*
Nechť A, B jsou dva rozhodovací problémy. Říkáme, že A je **polynomiálně redukovatelný (převoditelný)** na B, pokud existuje zobrazení f z množiny zadání problému A do množiny zadání problému B s následujícími vlastnostmi:

- Nechť X je zadání problému A a Y zadání problému B, takové, že $f(X) = Y$. Potom je X kladné zadání problému A právě tehdy, když Y je kladné zadání problému B.
- Nechť X je zadání problému A. Potom je zadání $f(X)$ problému B (deterministicky sekvenčně) zkonstruovatelné v polynomiálním čase vzhledem k velikosti X.

Jiná definice: Mějme rozhodovací problém A, výsledek problém chápejme jako funkce $A(x)$ na vstupu x, pak problém A je redukovatelný na B ($A \to B$) když $\forall A : B(f(x)) = A(x)$ pro polynomiální f. Obě definice říkají, že B je „aspoň tak těžký“, jako A (může ale být těžší!). Název je trochu zavádějící – neredukujeme na *lehčí*, ale na *těžší* problém. Platí ale, že pokud B je polynomiálně složitý, je i A.

Definice *(3-SAT)*
3-SAT (z anglického „satisfiability“) je rozhodovací problém, který jako vstup dostane logickou formuli určitého typu a rozhodne, zda je, nebo není splnitelná, tj. jestli existuje nějaké její ohodnocení, které je pravdivé. Logická formule musí být typu CNF, tj.:

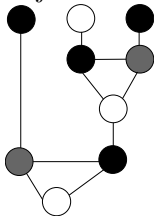
$$(a_1 \vee b_1 \vee c_1) \wedge (a_2 \vee b_2 \vee c_2) .... \wedge (a_n \vee b_n \vee c_n),$$

kde a_n, b_n, c_n jsou buď x_i nebo $\neg x_i$ pro nějaká $i = (1...k)$.

Definice *(3-COL)*
3-COL, nebo také trojbarevnost grafu, je následující problém: dostanu graf a musím určit, jestli jej lze obarvit třemi barvami.

Definice *(Problém nezávislé množiny v grafu)*
Problém nezávislé množiny v grafu: Existuje v daném grafu velikosti N nezávislá množina velikosti K?

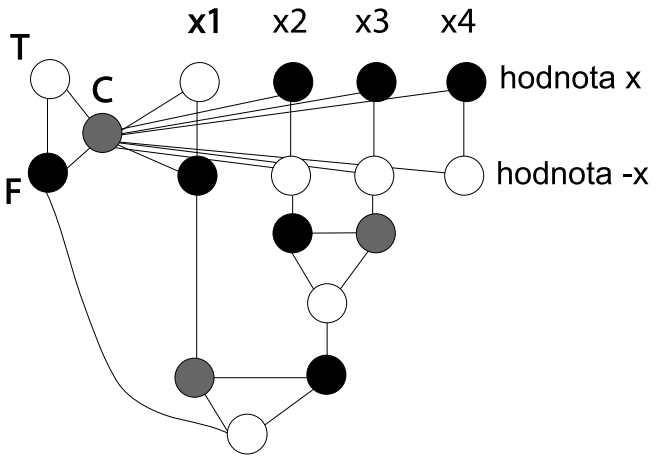
Věta
3-SAT $\to$ 3-COL
Důkaz
Pro 3-SAT si uděláme grafík, který bude obarvitelný $\Leftrightarrow$ 3-SAT má řešení.
Pravdu si budu v grafu reprezentovat jako bílou, nepravdu jako černou, třetí barva je pomocná.
Nejdříve si udělám „konstrukt“, co mi pro každou kombinaci tří barev „vrátí“ logický or.



Když do výše uvedeného konstruktu jakoby „vložím“ do horní řádky barvy, odpovídající tří pravdivostním hodnotám, nemůžu spodní vrchol obarvit jinak, než jako logický or tří barev. Tyto konstrukty mi budou sloužit pro reprezentaci $(a \vee b \vee c)$. Udělám si teď jeden střední bod (C jako centrum – viz obrázek 1), k němu přidám nejdřív dva body T a F a potom pro každou proměnnou přidám dva body, reprezentující x a $\neg x$ a spojím je dohromady a s C. Než začnu přidávat „konstrukty“ na vyhodnocování trojic, podívám se na vlastnosti. Musí platit:

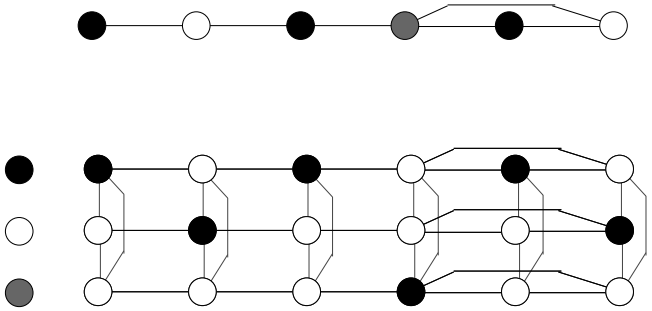
- C, T a F musí mít každá jinou barvu
- pro všechny body musí x nebo $\neg x$ T barva a ta druhá F barva

BÚNO můžu říct, že C je šedivá, T bílá a F černá, černá mi vyjadřuje nepravdu, bílá pravdu. Potom za ně „navěsím“ ty konstrukty – buď na x, nebo na $\neg x$, podle toho, která z nich ve trojici zrovna je – a jejich spodní vrchol připojím F vrchol (to „vynucuje“, aby vrchol byl T). Na obrázku je formule $(\neg x_1 \vee \neg x_2 \vee \neg x_3)$. Tento graf je obarvitelný právě tehdy, když je formule splnitelná, a je sestavitelný v polynomiálním čase.



Obrázek 1: Celý graf

Věta
3-COL → existence nezávislé množiny v grafu
Důkaz
Graf zkopírujeme třikrát pod sebe, každá kopie bude reprezentovat jednu barvu. Budeme chtít přesně stejně velkou množinu, jako je bodů v původně obarvovaném grafu. Mám-li množinu, mám pak nutně i obarvení.
Víc to snad ujasní obrázek 2.


Obrázek 2: Redukce

Věta
existence nezávislé množiny v grafu → 3-SAT
Důkaz
Udělám si formuli, která bude odpovídat grafu, následovně:

- každý vrchol $v \Rightarrow$ proměnná x_v
- každá hrana $v - w \Rightarrow$ klauzule $(\neg x_v \vee \neg x_w)$
- přidám klauzuli takovou, že bude splněná právě, když K proměnných je rovno 1. Budeme Kučerovi věřit, že se dá vytvořit v polynomiálním čase.

Dokázali jsme, že 3-SAT, 3-COL a nezávislá množina jsou ve stejné třídě ekvivalence, jsou na sebe navzájem převoditelné. Přeskočím dopředu a řeknu, že jde o třídu NP a že ve stejné třídě je spousta dalších problémů.

P, NP, NP-úplnost, NP-těžkost

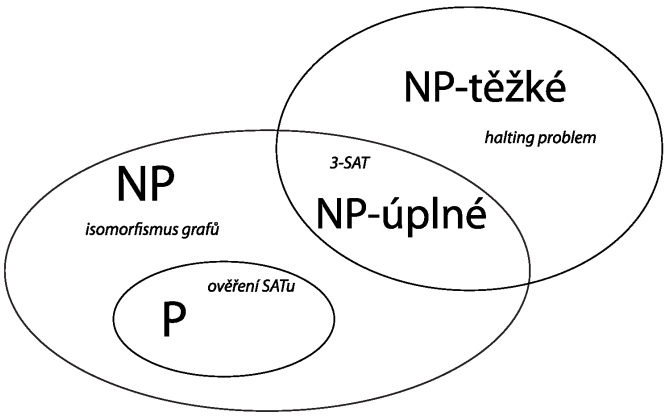
Definice *(třída P)*
Třídu složitosti P (někdy též PTIME) tvoří problémy řešitelné sekvenčními deterministickými algoritmy v polynomiálním čase, tj. jejich časová složitost je $O(n^k)$. O algoritmech ve třídě P také říkáme, že jsou **efektivně řešitelné.**

Definice *(třída NP)*
Třída NP (NPTIME) je třída problémů řešitelných v polynomiálním čase sekvenčními nedeterministickými algoritmy. *(nedeterministické algoritmy samozřejmě na nekvantových počítačích nespustíme, a netuším, jak je to vlastně s těmi kvantovými)*
Jiná, ekvivalentní definice říká, že jde o problémy, které s polynomiálně velkou nápovědou ověříme v polynomiálním čase.

Příklad
Jednoduchý příklad - SAT je NP problém, museli bychom vyzkoušet všechny možnosti, což zvládneme v polynomiálním čase nedeterministicky (v každém kroku máme všechny možnosti pro jednotlivé proměnné). Pokud už ale máme dané, co je v jednotlivých proměnných, ověříme to v polynomiálním čase deterministicky.
Trochu poetičtější a naprosto neexaktní a filosofický příklad – nikdo nevidíme do budoucnosti všechny možnosti, co se nám naskýtají, takže nemůžeme říct, jestli se něco povede, nebo ne, protože možností je příliš mnoho. Pokud hledíme do minulosti, je možné svoje činy zhodnotit v polynomiálním čase, ale do budoucnosti ne. Pokud bychom ovšem neměli přesnou informaci o tom, co se stane; v tom případě by bylo ověření taky polynomiální. :-)

Poznámka
$P \subseteq NP$ – deterministický automat je vlastně taky nedeterministický.
Neví se však, zda $P \neq NP$. Předpokládá se to, ale ještě to nikdo nedokázal. (Jde o tzv. Millenium Prize Problem)
Bylo by ovšem *velmi* podivné, kdyby platil opak.

Definice *(NP-těžký problém)*
Problém B je **NP-těžký**, pokud pro libovolný problém A ze třídy NP platí, že A je polynomiálně redukovatelný na B.
Poznámka
NP-těžký problém nemůže být P (resp. pokud by byl, potom by P=NP). Může a nemusí být NP (např. halting problem není NP, ale každý NP na něj lze redukovat).



Obrázek 3: Vztah NP množin

Definice *(NP-úplný problém)*
Problém je **NP-úplný**, pokud patří do třídy NP a je NP-těžký.
Poznámka
NP-úplné problémy jsou nejtěžší problémy v NP.

Důsledky

- Pokud je A NP-těžký a navíc je A polynomiálně redukovatelný na B, tak je B taky NP-těžký.
- Pokud existuje polynomiální algoritmus pro nějaký NP-těžký problém, pak existují polynomiální algoritmy pro všechny problémy ve třídě NP. (tedy P=NP)

Věta *(Cook-Levin 1971)*
Existuje NP-úplný problém. (Dokázáno pro SAT)

Příklady problémů ze třídy NP

- **KLIKA**(úplný podgraf) – Je dán neorientovaný graf G a číslo k. Existuje v G úplný podgraf velikosti aspoň k? – je zároveň NP-úplný
- **HK**(Hamiltonovská kružnice) – Je dán neorientovaný graf G. Existuje v G Hamiltonovská kružnice? (tj. kružnice, ve které je každý bod grafu právě jednou) – je zároveň NP-úplný
- **BATOH**(Součet podmnožiny) – Jsou dána přirozená čísla $a_1, \ldots, a_n, b$. Existuje podmnožina čísel $a_1, \ldots, a_n$, jejíž součet je přesně b? – je zároveň NP-úplný
- **Obchodní cestující** (rozhodovací verze) – Existuje v daném úplném ohodnoceném grafu hamiltonovská kružnice kratší než x? – NP-úplný
- testování normálních forem v databázi, obarvení grafu, 3-SAT, celočíselné lineární programování... – NP úplný
- testování isomorfismu grafů (jsou 2 grafy izomorfní?) – **není** NP-úplný, ale není P.
- testování isomorfismu subgrafů (existuje v grafu B subgraf isomorfní s A?) – už je NP-úplný

Report *(Skopal)*
Skopal sa ma opytal na NP uplnost. Pocas pripravy som sa spytal Skopala, ci chce pocut aj o prevodoch problemov. Povedal ze ano, a pri tom pri skusani sa na to ani nespytal ani nic... takze som tam bol zbytocne dlhsie :) Skopalovi stacili definicie tried P a NP (tie co su vo vypiskoch, nie tie od Maresa), co je NP tazky a NP uplny problem. Spytal sa ma ci viem dokazat, ze SAT je NP uplny. To som fakt nevedel. za 2

Report *(z fora)*
1. IF NP, potom je NP-těžký? -Neplati
2. IF NP, potom, je NP-úplný? -Neplati
3. IF NP-těžký, potom je NP? -Neplati
4. IF NP-těžký, potom je NP-úplný? -Neplati
5. IF NP-úplný, potom je NP -Plati
6. IF NP-úplný, potom je NP-těžkými pravidy -Plati

Report *(Yaghob)*
Poslední otázkou byla NP úplnost od pana Yaghoba. Popsal jsem jednu A4 větami, co jsou ve zpracovaných materiálech, plus takové tvrzení, jak že se ukáže, že je problém NP úplný (převodem). V podstatě k tomu nebylo, co dalšího napsat, jenom jsem byl při zadávání požádán o příklad převodu. Sice se mi nedařilo žádný sofistikovaný vymyslet, ale i tak jsem se přihlásil o pozornost. V tuto chvíli už jsem tam byl 4 a půl hodiny (první dvě zabrala první otázka) a ze šesti lidí už byli 3 vyhození a před dvěma minutami konečně kdosi dostal tuším trojku a radostně odešel. Takže v této chvíli si pan Yaghob prostě pročetl ten papír (podotýkám, že velice pozorně) a zeptal se mě na nějaký příklad převodu. Popsal jsem mu převod mezi problémem největší kliky v grafu a problémem největší nezávislé množiny (invertuju hrany a mám, že). Čekal jsem, že se zasměje triviálnosti tohoto převodu a bude po mně chtít ještě nějaký, ale možná právě vzhledem k výše popsané situaci mu to stačilo a s úsměvem mi dal jedničku (!). Nutno dodat, že na začátku vybíral otázku s ohledem na to, že už jsem dostal stránkování (prý "tak zkusíme něco teoretičtějšího") - to mě zachránilo od překladačů a podobných věcí.

Report *(Skopal)*
Třídy složitosti P, NP, NP-complete dr. Skopal mne několikrát musel nakopnout správním směrem :) Také jsem musel přiznat, že nevím, jakým způsobem se původně dokázalo, že problém 3-SAT je NP-úplný (tj. že všechny problémy z třídy NP jsou na něj polynomiálně převoditelné) - odpověď měla znít nějak ve smyslu, že to bylo dokázáno pomocí univerzálního Turingova stroje (ovšem ne-úplně jsem to pochopil :)).

Report *(Hnetynka)*
P, NP, NP-uplnost, jak se dokazuje NP-uplnost (juhuu :)) To jsem mel celkem dobre, ale byl jsem posledni a uz nade mnou stal i matousek a vrtali mi do toho :) Po chvilce toho nechali.

Report *(Kopecký)*
P, NP, stačila Čepkova definice + převod HK na TSP a zpět (zpět jsem nevěděl)

Report *(IP 9.9.2011)*
Definujte třídy složitosti P a NP.
Definujte NP-těžký problém a NP-úplnost.
Jaké metody se v praxi používají k řešení NP-těžkých prolémů?
Uveďte tři příklady NP-úplných problémů.

2.3 Binární vyhledávací stromy, vyvažování, haldy

pozn. – jako skoro u všech algoritmů, doporučuju si pustit Kučerovo Algovision – `http://www.algovision.org/Algovision/Algovision.html` – vysvětlivky k němu jsou tady – `http://kam.mff.cuni.cz/~ludek/AlgovisionTexts.html`.

Binární strom

Definice
Dynamická množina je množina prvků (datová struktura), měnící se v čase. Každý její prvek je přístupný přes ukazatel a obsahuje:

- *klíč* (jednu položku, typicky hodnotu z lin. uspořádané množiny),
- *ukazatel(e)* na další prvky,
- případně *další data*.

Na takové množině jsou definovány tyto operace:

- *find* - nalezení prvku podle klíče
- *insert* - přidání dalšího prvku
- *delete* - odstranění prvku
- *min*, *max* - nalezení největšího / nejmenšího prvku
- *succ*, *pred* - nalezení následujícího / předcházejícího prvku k nějakému předem danému

Definice
Binární strom je dynamická množina, kde každý prvek (uzel, node) má kromě klíče a příp. dalších dat (tři) ukazatele na *levého* a *pravého* syna (a rodiče). Speciální uzel je *kořen*, který má NULLový ukazatel na rodiče. Ten je v binárním stromě jeden. Uzly, které mají NULLové ukazatele na pravého i levého syna, se nazývají *listy*.

Podstrom je část stromu (vybrané prvky), která je sama stromem - např. pokud se jako kořen určí jeden z prvků. *Levý(pravý)* podstrom nějakého prvku je strom, ve kterém je kořenem levý(pravý) syn tohoto prvku. *Výška stromu* je délka nejdelší cesty od kořenu k listu.

Binární strom je *dokonale vyvážený*, jestliže pro každý jeho vrchol platí, že počet prvků v jeho levém a pravém podstromu se liší nejvýše o 1.
Výška dokonale vyváženého stromu roste logaritmicky vzhledem k počtu uzlů. Výška nevyváženého stromu může růst až lineárně vzhledem k počtu prvků (i „spojový seznam“ je platný bin. strom).

Binární vyhledávací strom

Definice

Binární vyhledávací strom je takový binární strom, ve kterém je jeho struktura určená podle klíču jeho uzlů: pro každý uzel s klíčem hodnoty k platí, že jeho levý podstrom obsahuje jen uzly s menší hodnotou klíče než k a jeho pravý podstrom jen uzly s hodnotou klíče větší nebo rovnou k.

Algoritmus *(Vyhledávání v bin. stromě)*

```
Find( x - kořen, k - hledaná hodnota klíče ){
  while( x != NULL && k != x->klíč ){
    if ( k < x->klíč )
      x = x->levý_syn;
    else
      x = x->pravý_syn;
  }
  return x;
}
```

Složitost je $O(h)$ v nejhorším případě, kde h je výška stromu (tj. pro nevyvážené stromy až $O(n)$ kde n je počet prvků). Asymptotická časová složitost ostatních operací je stejná.

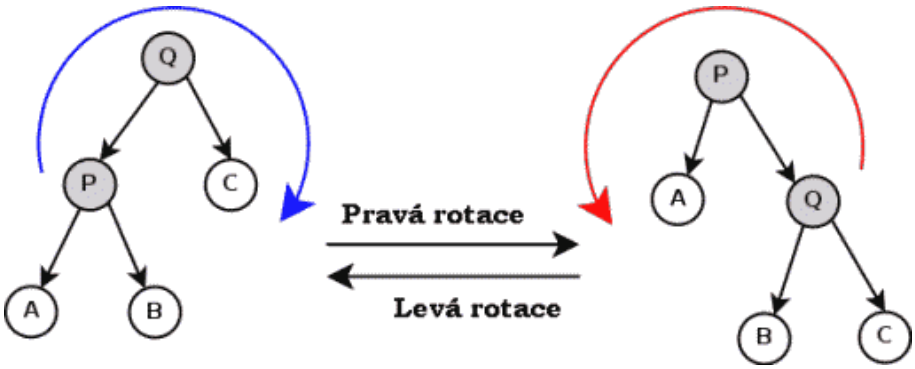
Vložení a vymazání prvku se provádí prostým nalezením místa, kam by se prvek měl vložit (nebo kde už je), a přepojením pointerů.

Vyvažované vyhledávací stromy

Kvůli zajištění větší rychlosti (menší asymptotické časové složitosti) operací byly vytvořeny speciální druhy binárních vyhledávacích stromů, které jsou průběžně vyvažovány, aby měly max. výšku menší než $c \cdot \log n$, kde n je počet uzlů a c nějaká konstanta.

Definice *(Pomocné operace na stromech)*

Pro vyvažování stromů při vkládání a odebírání uzlů se definují pomocné operace: *pravá* a *levá rotace*. Zachovávají vlastnosti bin. vyhledávacích stromů a jsou proveditelné v konstatním čase - jde jen o přepojení uzlů násl. způsobem (pro pravou rotaci na uzlu Q a levou na P):



(Zdroj obrázku: Wikipedia)

Definice *(Červeno-černé stromy)*

Červeno-černé stromy jsou binární vyhledávací stromy s garantovanou max. výškou $O(\log n)$, kde n je počet uzlů, tj. operace na nich mohou mít asymptotickou časovou složitost $O(\log n)$. Pro jejich popis je nutné definovat *interní uzly* - všechny uzly stromu a *externí uzly* - na (interních) listech (a uzlech s jedním potomkem) uměle přidané NULLové ukazatele (de facto „listy“ červeno-černého stromu). Externí uzly slouží jenom jako abstrakce pro popis stromů, při implementaci se s nimi neoperuje.

Při operacích (insert, delete) neděláme nikdy víc než 2 rotace, a používají se často při implementaci asociativního pole.

Červeno-černý strom má tyto čtyři povinné vlastnosti:

1. Každý uzel (externí i interní) má definovanou barvu, a to černou nebo červenou.
2. Každý externí uzel a kořen je černý.
3. Každý červený vrchol musí mít oba syny černé a otce taky.
4. Každá cesta od libovolného vrcholu k listům v jeho podstromě musí obsahovat stejný počet černých uzlů.

Pro červeno-černé stromy se definuje *výška uzlu* x ($\mathbf{h}(x)$) jako počet uzlů na nejdelší možné cestě k listu v jeho podstromě. *Černá výška uzlu* ($\mathbf{bh}(x)$) je počet černých uzlů na takové cestě.

Věta *(Vlastnosti červeno-černých stromů)*
Podstrom libovolného uzlu x obsahuje alespoň $2^{\mathbf{bh}(x)} - 1$ interních uzlů. Díky tomu má červeno-černý strom výšku vždy nejvýše $2\log(n+1)$ (kde n je počet uzlů). (Důkaz prvního tvrzení indukcí podle $\mathbf{h}(x)$, druhého z prvního a třetí vlastnosti červeno-černých stromů)

Důsledek
Operace hledání (minima, maxima, následníka, ...), které jsou stejné jako u obecných binárních vyhledávacích stromů, mají garantovanou časovou složitost $O(\log n)$.

Algoritmus *(Vkládání a odebírání uzlů v červeno černých stromech)*
Obě operace mají podle garantované max. výšky garantovanou čas. složitost $O(\log n)$ pro n počet uzlů. Protože bez porušení vlastností červeno-černých stromů lze kořen vždy přebarvit načerno, můžeme pro ně předpokládat, že *kořen stromu* je *vždy černý.*

Vkládání vypadá následovně:

- Nalezení místa pro vložení a přidání nového prvku jako v obecných bin. vyhl. stromech, nový prvek se přebarví načerveno.
- Pokud je jeho otec černý, můžeme skončit – vlastnosti stromů jsou splněné. Pokud je červený, musíme strom upravovat (tady předpokládám, že otec přidávaného uzlu je levým synem, opačný připad je symetrický):
- Je-li i strýc červený, přebarvit otce a strýce načerno a přenést chybu o patro výš (je-li děd černý, končím, jinak můžu pokračovat až do kořene, který už lze přebarvovat beztrestně).
- Je-li strýc černý a přidaný uzel je levým synem, udělat pravou rotaci na dědovi a přebarvit uzly tak, aby odpovídaly vlastnostem stromů.
- Je-li strýc černý a přidaný uzel je pravým synem, udělat levou rotaci na otci a převést tak na předchozí případ.

Odebírání se provádí takto:

- Odstraním uzel stejně jako v předchozím případě. Opravdu odstraněný uzel (z přepojování) má max. jednoho syna. Pokud odstraňovaný uzel byl červený, neporuším vlastnosti stromů, stejně tak pokud jeho syn byl červený – to řeším jeho přebarvením načerno.
- V opačném případě (tj. syn odebíraného – x – je černý) musím udělat násl. úpravy (přep. že x je levým synem svého nového otce, v op. případě postupuji symetricky):
- x prohlásím za „dvojitě černý“ a této vlastnosti se pokouším zbavit.
- Pokud je bratr x (buď w) červený, pak má 2 černé syny – provedu levou rotaci na rodiči x, prohodím barvy rodiče x a uzlu w a převedu tak situaci na jeden z násl. případů:
- Je-li w černý a má-li 2 černé syny, prohlásím x za černý a přebarvím w načerveno, rodiče přebarvím buď na černo (a končím) nebo na „dvojitě černou“ a propaguji chybu (mohu dojít až do kořene, který lze přebarovat beztrestně).
- Je-li w černý, jeho levý syn červený a pravý černý, vyměním barvy w s jeho levým synem a na w použiji pravou rotaci, čímž dostanu poslední případ:
- Je-li w černý a jeho pravý syn červený, přebarvím pravého syna načerno, odstraním dvojitě černou z x, provedu levou rotaci na w a pokud měl původně w (a x) červeného otce, přebarvím w načerveno a tohoto (teď už levého syna w) přebarvím načerno.

Definice *(AVL stromy (Adelson-Velsky & Landis))*
AVL stromy jsou, podobně jako červeno-černé stromy, bin. vyhledávací stromy, které zaručují max. logaritmický nárůst výšky vzhledem k počtu prvků. Pro každý uzel x se v AVL stromu definuje *faktor vyvážení* jako rozdíl výšky jeho levého a pravého podstromu: $\mathbf{bf}(x) = h(\texttt{x->levý}) - h(\texttt{x->pravý})$. Pro všechny uzly v AVL stromu platí, že $|\mathbf{bf}(x)| \leq 1$.

Věta *(Zaručení výšky AVL stromů)*
Výška AVL stromu s n vrcholy je $O(\log n)$. (Důkaz: buď T_n AVL strom výšky n s minimálním počtem uzlů. Ten má podstromy T_{n-1} a T_{n-2} atd., tj. velikost minimálního AVL stromu roste jako Fibonacciho posloupnost, tedy $|T_n| \geq (\frac{1+\sqrt{5}}{2})^{n-1}$. Důkaz tohoto indukcí.)

Algoritmus *(Operace na AVL stromech)*
Vyhledávací operace se provádí stejně jako na obecných bin. vyhledávacích stromech, vkládání a odebírání prvků taky, ale pokud tyto operace poruší zákl. vlastnost AVL stromů ($|\mathbf{bf}(x) = 2|$), je nutné provést vyvažování – pomocí rotací (které mohou být propagovány až ke kořeni). Při vkládání a odebírání je navíc nutné průběžně (nejhůře až ke kořeni) upravovat indikaci faktoru vyvážení jednotlivých uzlů.

TODO: Splay stromy + Optimálni BVS!

Halda

Definice

Halda(heap) je dynamická množina se stromovou strukturou (binární halda je binární strom), pro kterou platí tzv. „vlastnost haldy“:

Je-li x potomek y, pak x`->klíč` $\geq y$`->klíč`

Haldy s touto nerovností jsou tzv. *min-heapy*, pokud je nerovnost opačná, jde o *max-heap*.

(Binární) haldy

Binární haldy jsou nejčastějším typem haldy. Zajišťují nalezení minimálního prvku v konstantním čase a odebrání a přidání minima v čase $O(\log n)$. V každé hladině od první až do předposlední je max. možný počet uzlů, v poslední jsou uzly co nejvíce „vlevo“ – tedy max. výška haldy s n prvky je $(\log n) + 1$. Proto je pro binární haldy jednoduše proveditelná jejich datová reprezentace polem (bez pointerů), kde při indexování od 0 má uzel na indexu k:

- Levého a pravého syna na indexu $2k + 1$, resp. $2k + 2$ (pokud to není víc než celk. počet prvků, potom syny nemá).
- Rodiče na indexu $\lceil \frac{k}{2} \rceil - 1$.

Přidání uzlu do haldy znamená přidání prvku na konec haldy a dokud má jeho rodič větší klíč, jeho prohazování s rodičem (tedy posouvání o vrstvu výš). Při *odebírání uzlu* z haldy tento nahradím posledním prvkem v haldě a potom dokud neplatí vlastnost haldy (nejméně jeden z potomků má menší klíč), prohazuji ho s potomkem s menším klíčem (a posouvám o vrstvu níž).

Vytvoření haldy je možné v čase $O(n)$, kde n je počet prvků v haldě – přidání 1 prvku do haldy trvá $O(h)$, kde h je aktuální výška (a h roste od 0 až k $\lceil \log n \rceil$, počet prvků ve výšce k je $\frac{n}{2^{k+1}}$, bereme-li výšku listů rovnou nule) - v součtu za všechny prvky jde o $O(n \cdot \sum_{h=0}^{\lceil \log n \rceil} \frac{h}{2^h})$.

Binární halda se používá např. k *třídění haldou* (heapsortu), kdy se z dat, která je potřeba utřídit, nejdříve postaví halda, a potom se opakuje operace odebrání kořene (tj. minimálního prvku).

TODO: Binomiální haldy!

Fibonacciho haldy

Fibonacciho haldy mají nízkou časovou složitost běžných operací – amortizovaně $O(1)$ pro vložení, hledání minima apod.; odebrání prvku a odebrání minima má složitost $O(\log n)$ pro n prvků v haldě. Tvoří ji skupina stromů, vyhovujících „vlastnosti haldy“. Každý uzel haldy s n prvky má max. $\log n$ potomků a ve svém podstromě minimálně F_{k+2} uzlů, kde F_k je k-té Fibonacciho číslo. To je zajištěno pravidlem, že při odebírání prvků lze z nekořenového uzlu oddělit max. 1 syna, jinak je nutné oddělit i tento uzel a ten se pak stane kořenem dalšího stromu. Počet stromů se snižuje při odebírání minima, kdy jsou spojovány dohromady.

Fibonacciho haldy se používají pro efektivní implementaci složitějších operací, jako např. Jarníkova nebo Dijkstrova algoritmu.

Report *(Žemlička)*

Napsal jsem tam toho myslim dost, popis a slozitost operaci, prumerna vyska pr. stromu, u AVL rotace, kolik max rotaci pri jake operaci, max hloubku AVL stromu, i tu haldu, vcetne pekne reprezentace v poli (tam jsem nenapsal, ze syny najdu na pozici a2i a a2i+1, na coz se pak doplnkove ptal). Pro doplneni chtel CC stromy a splay-stromy (tam jsem zvoral, ze se vyhledavany zaznam "strci"do korene, pote, co zvedl oboci, jsem se rychle opravil "Ja jsem blbej, zarotuje az do korene"). Halda se mu nezdala, ac jsem tam napsal to vyuziti pri trideni na vnejsi pameti (predtrideni dvojitou haldou) - doufal jsem, ze ho to potesi, kdyz jsme to brali na OZD. ;) ... "Hmmm, a co jiny haldy?"Tak jsem priznal, ze nevim, ze jsem akorat slysel o Fibonaciho haldach. Chtel neco s vice-arnimi haldami a haldami, jejichz nazev jsem slysel snad poprve v zivote.

Report *(Žemlička)*

Zemla byl....no, jako na OZD, co k tomu rict;). Otazky vybiral podle xichtu a me osobne moc nerypal (ostatni ze skupiny toto zrejme ale nepotvrdi) - zakladem je ho zahltit papiry a prikyvovat;). Prekladace byly dost zamotane a navic byl dost nespokojen, ze znam jen klasicke haldy a zadne fibbonacciho,leftist,... Na konci me ohromil vetou "Tak to mate vymalovano".

Report *(Kopecký)*

BVS a vyvažování: (AVL + RedBlack). Dotaz na optimální vyhledávací stromy: popsal jsem splay (aniž jsem tušil, že se tak jmenují), ale že na statické o.v.s. se hodí dynamické programování, jsem si "vzpomnil"až po nápovidi.

Report *(Kopecký)*

Tohle jsem mel vse, az na malou chybicku u AVL, ze pri pridani staci provest max. jednu rotaci a take jsem nevededel vyhledavaci stromy, kde krom klice je ulozena i potencionalni cetnost hledani.

Report *(Skopal)*

B-stromy a analogie s RB stromy - nechtil víc než definici a odhady složitosti FIND v nejhorším a nejlepším poípadi

Report *(Kopecký)*

BVS a vyvazovani - tady chtel Kopecky slyset rozdily mezi AVL a RB, algoritmus pro optimalni binarni vyhledavaci strom, splay stromy

Report *(Obdržálek)*

Tady to bylo celkem v pohode, az na to, ze se jim trochu nelibilo, ze jsem nedal dohromady definici optimalniho BVS, haldy jim stacily pouze binarni, zadne Fibonacciho ani slyset nechteli

2.4 Hašování

Definice *(slovníkový problém)*
Dáno univerzum U, máme reprezentovat $S \subseteq U$ a navrhnout algoritmy pro operace

- MEMBER(x) - zjistí zda $x \in S$ a pokud ano nalezne kde,
- INSERT(x) - pokud $x \notin S$, vloží x do struktury reprezentující S,
- DELETE(x) - když $x \in S$, smaže x ze struktury reprezentující S.

Například pomocí pole můžeme tyto operace implementovat rychle, ale nevýhodou je prostorová náročnost. Pro velké množiny je to někdy dokonce nemožné. *Hašování* se snaží zachovat rychlost operací a odstranit prostorovou náročnost.

Podívejme se nyní na *základní ideu* hašování. Mějme univerzum U a množinu $S \subseteq U$ takovou, že $|S| << |U|$. Dále mějme funkci $h : U \to \{0, 1, \ldots, m-1\}$. Množinu S potom reprezentujeme tabulkou (polem) o velikosti m tak, že prvek $x \in S$ je uložen na řádku $h(x)$.

Definice *(Hašovací funkce, kolize)*
Funkci $h : U \to \{0, 1, \ldots, m-1\}$ potom nazýváme **hašovací funkcí**. Situaci $h(s) = h(t)$, pro $s \neq t; s, t \in S$ nazveme **kolize**.

Jelikož mohutnost univerza U je větší než velikost hašovací tabulky, nelze se kolizím úplně vyhnout. Existuje spousta různých metod, jak kolize řešit. Podívejme se tedy na některé podrobněji.

Definice
Ještě si zavedeme některé značení. Velikost S (hašované množiny) označme **n**, velikost tabulky (pole) označme **m**, a faktor naplnění $\alpha = \frac{n}{m}$.

Hašování se separovanými řetězci

Použijeme pole velikosti m, jehož i-tá položka bude spojový seznam S_i takový, že $s \in S_i \Leftrightarrow h(s) = i$, pro $s \in S$. Čili každý řádek pole obsahuje spojový seznam všech (kolidujících) prvků, které jsou hašovány na tento řádek. Seznamy nemusí být uspořádané, vznikají tak, jak jsou vkládány jednotlivé prvky do struktury.

Algoritmus *(Hašování se separovanými řetězci)*

- **MEMBER** – Spočteme hodnotu hašovací funkce $h(x)$, prohledáme řetězec začínající na pozici $h(x)$ a zjistíme zda se prvek nachází, či nenachází ve struktuře. Pokud se prvek v databázi nachází, tak musí nutně ležet v tomto řetězci.
- **INSERT** – Zjistíme zda x je v řetězci $h(x)$, pokud ne, přidáme ho nakonec, v opačném případě neděláme nic.
- **DELETE** – Vyhledá x v řetězci $h(x)$ a smaže ho. Pokud se tam x nenachází, neudělá nic.

Očekávaný počet testů v neúspěšném případě je přibližně $e^{-\alpha} + \alpha$ a při úspěšném vyhledávání přibližně $1 + \frac{\alpha}{2}$.

Hašování s uspořádanými řetězci

Jak již je zřejmé z názvu je tato metoda téměř stejná jako předchozí. Jediný rozdíl je, že jednotlivé seznamy jsou uspořádány vzestupně dle velikosti prvků.

Algoritmus *(Hašování s uspořádanými řetězci)*
Rozdíly jsou pouze pro operaci **MEMBER**, kde skončíme prohledávání, když dojdeme na konec, nebo když nalezneme prvek, který je větší než hledaný a operaci **INSERT**, které vkládá prvek na místo kde jsme ukončili vyhledávání (před prvek, který ho ukončil).

Očekávaný počet testů v neúspěšném případě je přibližně roven $e^{-\alpha} + 1 + \frac{\alpha}{2} - \frac{1}{\alpha}(1 - e^{-\alpha})$ a v úspěšném případě je přibližně $1 + \frac{\alpha}{2}$.

Nevýhodou předchozích dvou metod je nerovnoměrné využití paměti. Zatímco některé seznamy mohou být dlouhé, v některých není prvek žádný. Řešením je najít způsob, jak kolidující prvky ukládat na jiné (prázdné) řádky tabulky. Potom je ale nutné každý prvek tabulky rozšířit a položky pro práci s tabulkou.

Čím použijeme sofistikovanější metodu ukládání dat do tabulky, tím více budeme potřebovat položek pro práci s tabulkou a tedy vzroste paměťová náročnost. Naším cílem je tedy najít rozumný kompromis mezi sofistikovaností (rychlostí) strategie a její paměťovou náročností. Podívejme se na další algoritmy, které se o to pokoušejí.

Hašování s přemísťováním

Seznamy jsou tentokrát ukládány do tabulky a implementovány jako dvousměrné. Potřebujeme tedy dvě položky pro práci s tabulkou: *next* – číslo řádku obsahující další prvek seznamu a *previous* – číslo řádku obsahující předchozí prvek seznamu. Když dojde ke kolizi, tj. chceme vložit prvek a jeho místo je obsazené prvkem z jiného řetězce, pak tento prvek z jiného řetězce přemístíme na jiný prázdný řádek v tabulce (proto hašování s přemísťováním).

Algoritmus *(Hašování s přemísťováním)*
Algoritmus **MEMBER** funguje stejně jako u hašování se separovanými řetězci, jen místo ukazatele na další prvek použije hodnotu *next* z tabulky. Při operaci **INSERT** vložíme prvek kam patří pokud je tam místo, pokud již je místo obsazeno prvkem který tam patří, čili zde začíná seznam kolidujících prvků (*previous* = prázdné), pak postupujeme po položkách *next* až na konec seznamu, vložíme prvek na některý volný řádek tabulky a vyplníme správně hodnoty *next* a *previous*. Pokud je místo obsazeno prvkem z jiného seznamu (*previous* $\neq$ prázdné), tak tento prvek přemístíme na některý volný řádek, správně přepíšeme položky *next* a *previous* v měněném seznamu a vkládaný prvek uložíme na jeho místo. Operace **DELETE** je vcelku přímočará, jenom je třeba, pokud mažeme první prvek seznamu na jeho místo přesunout ten druhý v pořadí (pokud existuje).

Očekávaný počet testů je v neúspěšném případě roven přibližně $(1-\frac{1}{m})^n + \frac{n}{m} \approx e^{-\alpha} + \alpha$ a v úspěšném je stejný jako pro hašování se separovanými řetězci a tedy $\frac{n-1}{2m} + 1 \approx 1 + \frac{1}{\alpha}$.

Hašování se dvěma ukazateli

Hašování s přemísťováním má tu nevýhodu, že díky přemisťování prvků jsou operace INSERT a DELETE časově náročné. Tato metoda tedy implementuje řetězce jako jednosměrné seznamy, ale takové které nemusejí začínat na svém místě, tj. řetězec S_j obsahující prvky $s \in S$ takové, že $h(s) = j$, nemusí začínat na j-tém řádku. Místo ukazatele na předchozí prvek tak do položek pro práci s tabulkou přidáme ukazatel na místo, kde začíná řetězec příslušný danému řádku. Položky pro práci s tabulkou tedy budou: *next* – číslo řádku tabulky kde je další prvek seznamu, *begin* – číslo řádku tabulky obsahující první prvek seznamu příslušného tomuto místu.
Algoritmus *(Hašování se dvěma ukazateli)*
Položka *begin* v j-tém řádku je vyplněna právě tehdy, když reprezentovaná množina S obsahuje prvek $s \in S$ takový, že $h(s) = j$. Algoritmy jsou potom podobné těm u hašování s přemísťováním, ale přemísťování prvků je nahrazeno odpovídajícími změnami v položce *begin* daných řádků.

Díky práci s položkami jsou operace INSERT a DELETE rychlejší než při hašování s přemísťováním, ale začátek řetězce v jiném řádku tabulky přidá navíc jeden test, což změní složitost operace MEMBER.

Očekávaný počet testů v neúspěšném případě je přibližně $1 + \frac{\alpha^2}{2} + \alpha + e^{-\alpha}(2+\alpha) - 2$ a při úspěšném vyhledávání je roven $1 + \frac{(n-1)(n-2)}{6m^2} + \frac{n-1}{2m} \approx 1 + \frac{\alpha^2}{6} + \frac{\alpha}{2}$

Srůstající hašování

Nyní se podíváme na několik verzí metody, která se nazývá srůstající hašování. Budeme potřebovat jedinou položku pro práci s tabulkou a to ukazatel jednosměrného spojového seznamu. Na rozdíl od předchozích metod zde nejsou řetězce separované, v jednom řetězci mohou být prvky s různou hodnotou hašovací funkce. Když máme přidat prvek s, tak ho zařadíme do řetězce, který se nachází na $h(s)$-tém řádku tabulky. Řetězce tedy v této metodě *srůstají*. Různé verze této metody se liší tím, kam přidáváme nový prvek a podle práce s pamětí. Dělí se na *standardní srůstající hašování* bez pomocné paměti a na hašování používající pomocnou paměť, kterému se říká jen *srůstající hašování*.

Nejdříve se budeme věnovat metodám standardního srůstajícího hašování (bez pomocné paměti):

- **LISCH** – late-insertion standard coalesced hashing – vkládá se za poslední prvek řetězce,
- **EISCH** – early-insertion standard coalesced hashing – vkládá se za první prvek řetězce.

Přirozená efektivní operace DELETE pro standardní srůstající hašování není známa. Na druhou stranu i primitivní algoritmy mají rozumnou očekávanou časovou složitost.

Další otázka zní, proč používat metodu EISCH, když programy pro metodu LISCH jsou jednodušší. Odpověď je na první pohled dost překvapující. Při úspěšném vyhledávání je metoda EISCH rychlejší než metoda LISCH. Je to proto, že je o něco pravděpodobnější, že se bude pracovat s novým prvkem. V neúspěšném případě jsou samozřejmě obě metody stejné, neboť řetězce jsou u obou stejně dlouhé.

Metody srůstajícího hašování (s pomocnou pamětí) mají použitou paměť rozdělenou na dvě části. Na tu přímo adresovatelnou hašovací funkcí a na pomocnou část. Adresovací část má m řádků, pokud hašovací funkce má hodnoty z oboru $\{0, 1, \ldots, m-1\}$, v pomocné části jsou řádky ke kterým nemáme přístup přes hašovací funkci. Když při přidávání nového prvku vznikne kolize, tak se nejprve vybere volný řádek z pomocné části a teprve když je pomocné část zaplněna použijí se k ukládání kolidujících prvků řádky z adresovatelné části tabulky. Tato strategie oddaluje srůstání řetězců. Srůstající hašování se tedy, aspoň dokud není zaplněna pomocná část tabulky, podobá hašování se separovanými řetězci. Existují základní tři varianty:

- **LICH** – late-insertion coalesced hashing – vkládá prvek na konec řetězce,
- **VICH** – early-insertion coalesced hashing – vkládá prvek na řádek $h(x)$ pokud je prázdný a nebo hned za prvek na řádku $h(x)$,
- **EICH** – varied-insertion coalesced hashing – vkládá se za poslední prvek řetězce, který je ještě v pomocné části. Pokud v pomocné části žádný není, vkládá se hned za prvek na pozici $h(x)$.

Tyto metody nepodporují přirozené efektivní algoritmy pro operaci DELETE.

Hašování s lineárním přidáváním

Následující metoda nepoužívá žádné položky pro práci s tabulkou to znamená, že způsob nalezení dalšího řádku řetězce je zabudován přímo do metody. Metoda funguje tak, že pokud chceme vložit prvek do tabulky a nastane kolize, najdeme první následující volný řádek a tam prvek vložíme. Předpokládáme, že řádky jsou číslovány modulo m, čili vytvářejí cyklus délky m.

Tato metoda sice využívá minimální velikost paměti, ale v tabulce vznikají shluky obsazených řádků a proto je při velkém zaplnění pomalá. Navíc metoda nepodporuje efektivní operaci DELETE.

Shrnutí

Zde uvedeme pořadí metod hašování podle očekávaného počtu testů.
Neúspěšné vyhledávání:

1. Hašování s uspořádanými separovanými řetězci,
2. Hašování se separovanými řetězci = Hašování s přemísťováním,
3. Hašování se dvěma ukazateli,
4. VICH = LICH
5. EICH,
6. LISCH = EISCH,
7. Hašování s lineárním přidáváním.

Úspěšné vyhledávání

1. H. s uspořádanými řetězci = H. se separovanými řetězci = H. s přemísťováním,
2. Hašování se dvěma ukazateli,
3. VICH,
4. LICH,
5. EICH,
6. EISCH,
7. LISCH,
8. Hašování s lineárním přidáváním.

Poznámka

Metody se separovanými řetězci a srůstající hašování používají více paměti. Metoda s přemísťováním vyžaduje více času – na přemístění prvku. Otázka která z metod je nejlepší není proto jednoznačně rozhodnutelná a je nutné pečlivě zvážit všechny okolnosti nasazení metody a všechny naše požadavky na ní, než se rozhodneme, kterou použijeme.

Univerzální hašování

Pro dobré fungování hašování potřebujeme mimo jiné, aby vstupní data byla rovnoměrně rozdělena a toho někdy není možné dosáhnout. Odstranit tento nedostatek se pokouší metoda *univerzální hašování*. Základní idea této metody je taková, že máme množinu H hašovacích funkcí z univerza do tabulky velikosti m takových, že pro $S \subseteq U$, $|S| \leq m$ se většina funkcí chová dobře v tom smyslu, že má malý počet kolizí. Hašovací funkci potom zvolíme z množiny H (takovou s rovnoměrným rozdělením). Jelikož funkci volíme my, můžeme požadavek rovnoměrného rozdělení zajistit.

Jeden z takových systémů funkcí je například $h_{a,b}(x) = ((ax + b) \mod |U|) \mod m$, kde a, b jsou náhodně voleny.

Perfektní hašování

Jiná možnost jak vyřešit kolize, je najít takzvanou *perfektní hašovací funkci*, tj. takovou které nepřipouští kolize. Nevýhoda této metody je, že nelze dost dobře implementovat operaci INSERT, proto se dá prakticky použít pouze tam, kde předpokládáme hodně operací MEMBER a jen velmi málo operací INSERT. Kolize se potom dají řešit třeba malou pomocnou tabulkou, kam se ukládají kolidující data.

Pro rozumné fungování metody je nutné, aby hašovací funkce byla rychle spočitatelná a aby její zadání nevyžadovat mnoho paměti, nejvýhodnější je analytické zadání.

Naopak jedna z výhod je, že nalezení perfektní hašovací funkce, může trvat dlouho, neboť ho provádíme pouze jednou na začátku algoritmu.

Externí hašování

Externí hašování řeší trochu jiný problém, než výše popsané metody. Chceme uložit data na externí médium a protože přístup k externím médiím je o několik řádů pomalejší, než práce v interní paměti, bude naším cílem minimalizovat počet přístupů do ní. Externí paměť bývá rozdělena na stránky a ty většinou načítáme do interní paměti celé. Tato operace je však velice pomalá. Problémem externího hašování je tedy nalézt datovou strukturu pro uložení dat na vnější paměti a algoritmy pro operace INSERT, DELETE a MEMBER, tak abychom použili co nejmenší počet komunikací mezi vnější a vnitřní pamětí.

Metod externího hašování je opět mnoho. Některé používají pomocnou datovou strukturu v interní paměti, kterou často nazýváme adresář. Pokud metody nemají žádnou takovou pomocnou strukturu neobejdou se obvykle bez oblasti přetečení. Některé známější metody vnějšího hašování jsou například: „Litwinovo lineární hašování“, „Faginovo rozšiřitelné hašování“, „Cormackovo perfektní hašování“ nebo „Perfektní hašování Larsona a Kajli“.

Report *(Skopal)*
Hashovani: Popsal jsem princip hashovani, nejaky zpusoby reseni kolizi. Pak se zeptal jak ma vypadat dobra hashovaci funkce. Rek jsem neco jako ze musi univerzum klicu rozlozit rovnomerne po tabulce, ale to mu nestacilo. Chtel neco konkretnejsiho a nakonec se spokojil s odpovedi, ze by to melo byt neco jako generator pseudonahodnych cisel. To, ze jsem nedokazal odpovedet na to jak takovy generator vypada, mu asi ani moc nevadilo. Pak se zeptal na externi hashovani, ale kdyz uvidel mou vystrasenou tvar, tak rek, ze nic, ze se to uci az na magistru. Pak jsem rek neco o perfektnim hashovani a lehce popsal Cormacka. Padlo jeste par otazek obecne o perfektnim hashovani, coz jsem zodpovedel a to mu stacilo.

Report *(Skopal)*
dostal mě na otázkách ohledně hashovací fce - jaké jsou na ní kladené požadavky (nejsem si vědom, že bychom to probírali tak podrobně), hned se pak přesunul k Univerzálnímu a Perfektnímu hashování - když jsem mu neřekl perfektní, tak se zvedl a řekl to stačí... a nezašli jsme ani ke kolizím, které jsem měl vypracované (dostal jsem od něj dílčí známku za 3).

Report *(IOI 8.9.2011)*
definujte co je to hasovanie, perfektne hasovanie, univerzalne hasovanie a (tramtadaa) Litwinovo hasovanie

2.5 Sekvenční třídění, porovnávací algoritmy, přihrádkové třídění, třídící sítě

TODO: trochu víc formalismu by tu neškodilo, taky je potřeba sjednotit óčkovou notaci (zřejmě prosté nahrazení symbolu O symbolem Θ by stačilo, ale chce to ověřit).

Sekvenční třídění a porovnávací algoritmy

Pojmy „sekvenční třídění“ a „porovnávací algoritmy“ mohou znamenat vlastně cokoliv, takže uvedu pár nejběžnějších třídících algoritmů a budu doufat, že to bude ke zkoušce stačit `:-(`. Zdrojem mi budiž Wikipedie a kniha Algoritmy a programovací techniky Doc. P. Töpfera.

Algoritmus *(Selection sort, třídění výběrem)*
Selection sort je jeden z nejjednodušších třídích algoritmů. Jde o vnitřní třídění – tedy celá posloupnost prvků by měla být v paměti. Má časovou složitost $\Theta(n^2)$ a obecně bývá pomalejší než insertion sort. Pracuje následovně:

Udržuje si množinu setříděných prvků na začátku posloupnosti (pole), která je na začátku prázdná a na konci představuje celé pole. Zbytek pole za setříděnou množinou je neuspořádaný. V jednom kroku vždy vybere jeden prvek a vloží ho do utříděné části (kterou tím zvětší o 1 a zároveň zmenší nesetříděnou). Jeden krok algoritmu (kterých je n pro n prvků v každém případě) vypadá takto:

1. Najdi nejmenší prvek z nesetříděného úseku.
2. Vlož ho přesně za konec setříděného úseku (a prvek co tam byl původně si s ním vymění místo)

Heapsort, který popíšu později, může být považovaný za variantu selection sortu, protože také vybírá minimum a začleňuje do setříděné části.

Algoritmus *(Insertion sort, třídění vkládáním)*
Insertion sort je také relativně jednoduchý a na velké datové soubory neefektivní, ale jednoduchý na implementaci a rychlejší než nejprimitivnější algoritmy bubble sort a selection sort. Navíc je efektivní pro data, která jsou už částečně předtříděná – v nejhorším případě sice běží v čase $O(n^2)$, ale v nejlepším případě (úplné setřídění dat) je lineární – obecně běží v čase $O(n + d)$, kde d je počet inverzí ve tříděné posloupnosti. Navíc je stabilní (zachovává pořadí prvků se stejným klíčem) a „in-place“, tedy nepotřebuje žádné pomocné datové struktury. Proti selection sortu ale většinou potřebuje více přepisování (a to může u velkých datových struktur vadit).

V jednom kroku vždy vezme nějaký prvek (berou se po řadě od začátku pole), zapamatuje si jeho hodnotu, a dokud před ním jsou prvky s větším klíčem, posouvá je na pozici o 1 větší (čímž vždy přepíše následující, takže původní prvek se ztratí) a pokud narazí na prvek s menším klíčem, do za něj napíše onen zapamatovaný prvek (a místo tam je, protože celou cestu k němu posouval prvky). Algoritmus vypadá takto:

```
insert sort( array a ){
  for( i = 1; i < a.length - 1; ++i ){
    value = a[i];
    j = i-1;
    while( j >= 0 && a[j] > value ){
      a[j + 1] = a[j];
      j = j-1;
    }
```

```
    a[j+1] = value;
  }
}
```

Jednou z variant insertion sortu je *Shell sort*, který porovnává prvky ne vedle sebe, ale vzdálené o nějaký počet polí, který se postupně zmenšuje. Může dosahovat složitost $O(n^{3/2})$ až $O(n^{4/3})$. S jistými úpravami se u něj dá dosáhnout až $O(n \log^2 n)$. Jiné vylepšení je *library sort*, který si při vkládání nechává mezery pro další prvky (podobně jako v knihovně nejsou poličky úplně plné) – ten může s velkou pravděpodobností běžet v čase $O(n \log n)$, ale zase potřebuje větší paměťový prostor.

Algoritmus *(Bubble sort, bublinkové třídění)*
Bubble sort je velmi jednoduchý třídící algoritmus (asi nejjednodušší na implementaci), s časovou složitostí $O(n^2)$. V nejlepším případě (pro úplně setříděná data) mu ale stačí jen jeden průchod, takže $O(n)$. Většinou ale bývá pomalejší i než insertion sort, takže se na velké množiny dat nehodí.

Algoritmus prochází v jednom kroku celé pole a hledá pozice, kde se prvek s menším klíčem nachází bezprostředně za prvkem s větším klíčem. Takovéto dva prvky pak vymění. Kroky opakuje, dokud neprojde celé pole bez jediného prohození prvků (nebo v „tupější“ variantě n-krát pro n prvků, protože pak je zaručeno, že posloupnost bude pro libovolné pořadí prvků setříděná – ta má ale pak složitost $O(n^2)$ v každém případě!).

Vylepšení algoritmu lze dosáhnout jednoduchou úvahou: největší prvek je už při prvním průchodu polem odsunutý až na konec. To se samozřejmě opakuje pro každý průchod (ve druhém je předposlední na druhém místě od konce atp.), takže lze průchody postupně zkracovat a konec pole už netestovat – dosáhneme tím v průměru dvojnásobné rychlosti.

Variantou bubble sortu je *shake sort* neboli *cocktail sort*, který střídavě prochází posloupnost prvků nejdřív od začátku a pak od konce (a přitom provádí to samé jako bubble sort). Tím může v některých případech o trochu třídění zrychlit – příkladem budiž posloupnost prvků $(2, 3, 4, 5, 1)$, která potřebuje jen 1 průchod cocktail-sortem tam a jeden zpět, ale pro bubble-sort by potřebovala 4.

Dalším vylepšením bubble sortu je *Comb sort*, který o něco zvyšuje rychlost. Je založen na stejné myšlence jako shell sort – tedy nejsou porovnávány prvky bezprostředně za sebou, ale prvky posunuté o nějaký ofset – ten je na začátku roven délce posloupnosti, a postupně se dělí „zkracovacím faktorem“ (běžná hodnota 1.3) až dosáhne jedné. Složitost se pohybuje mezi $O(n^2)$ v nejhorším případě a $O(n \log n)$ v nejlepším. V průměrném případě jde stále o $O(n^2)$, ale s menší konstantou než u bubble-sortu (TODO: tohle je potřeba set-sakra ověřit ... opsané z německé wiki a „talk:Comb sort“ na anglické, takže fakt „důvěryhodné“).

Algoritmus *(Heap sort, třídění haldou)*
Heapsort je také třídící algoritmus založený na porovnávání a myšlenkově vychází ze selection sortu, ke kterému přidává práci s haldou. Většinou bývá pro typická vstupní data pomalejší než quicksort, ale zaručuje časovou složitost $O(n \log n)$ i v nejhorším případě. Jde o „in-place“ algoritmus (halda se může nacházet přímo v nesetříděné části pole), ale není „stabilní“.

Algoritmus sám, máme-li vyřešené operace na haldě, je velice jednoduchý – nejdříve pro každý prvek opakuje jeho vložení do haldy (takže postupně vytvoří n-prvkovou haldu, která se s každým krokem zvětšuje o 1), pro implementaci haldy na začátku pole je vhodný „max-heap“, a potom opakuje odebrání maxima a jeho přesun na volné místo hned za konci zmenšivší se haldy – takže od konce pole postupně roste směrem k začátku setříděná posloupnost.

Upravený heapsort s použitím ternární haldy dosahuje o multiplikativní konstantu lepší výsledky, existuje i (prý :-)) složitá varianta *smoothsort*, která se blíží časové složitosti $O(n)$, pokud jsou data částečně předtříděná – heapsort totiž pracuje pro libovolnou posloupnost v čase $O(n \log n)$.

Algoritmus *(Merge sort, třídění slévánim)*
Dalším třídícím algoritmem založeným na porovnávání prvků je mergesort. Je stabilní, takže zachovává pořadí dat se stejným klíčem. Jde o příklad algoritmu typu „rozděl a panuj“, stejně jako u níže popsaného quicksortu. Byl vynalezen Johnem Von Neumannem. Je založen na rozdělení posloupnosti na dvě zhruba stejné poloviny, rekurzivním setřídění a potom „slévání“ dvou již setříděných posloupností. Jeho časová složitost je $O(n \log n)$ i v nejhorším případě, provádí většinou méně porovnání než quicksort, má větší nároky na paměť v případě rekurzivního volání (existuje ale i nerekurzivní verze), ale většinou nepracuje na místě a potřebuje alokovat paměť pro výstup setříděných posloupností (i toto se dá odstranit, ale je to zbytečně složité a přílišné zrychlení oproti použití jiného algoritmu nepřinese). Jeho přístup ho ale činí ideálním k použití na médiích se sekvenčním přístupem k datům (např. pásky). Jde tedy použít i ke třídění na vnější paměti – detaily viz sekce o databázích.

Postup práce je následující:

1. Rozděl nesetříděnou posloupnost na dvě (zhruba) poloviční části
2. Pokud mají více než jeden prvek, setřiď je rekurzivním zavoláním mergesortu (tj. pro každou z nich pokračuj od kroku 1 do konce algoritmu), jinak pokračuj následujícím krokem.
3. Slij dvě setříděné posloupnosti do jedné – vyber z obou posloupností první prvek, a pak opakovaně prvky porovnávej, zapisuj do setříděné posloupnosti menší z nich a doplňuj dvojici z té poloviční posloupnosti, odkud pocházel zapsaný prvek.

Algoritmus *(Quicksort)*
Quicksort je jedním z nejrychlejších algoritmů pro třídění na vnitřní paměti, přestože v nejhorším případě může jeho časová složitost dosáhnout až $\Theta(n^2)$. Pro ideální i průměrná data dosahuje $\Theta(n \log n)$. Je také založen na principu „rozděl a panuj“, i když poněkud jiným způsobem než předchozí zmiňovaný, od něhož se liší i tím, že není stabilní.

Algoritmus nejdřív vybere nějaký prvek, tzv. *pivot*, a prvky s klíčem větší než pivot přesune do jiné části pole než ty s klíčem menším. Pak rekurzivně třídí obě části pole – když se dostane k polím délky 1, problém je vyřešen. Postup vypadá takto:

1. Vyber pivot (jeden prvek ze seznamu). Tady jde o největší magii, protože k dosažení nejlepší rychlosti by se měl pokaždé vybírat medián. Nejjednodušší je vybrat první, ale tento výběr ovlivňuje výslednou rychlost práce, takže se vyplatí např vzít tři prvky, porovnat je a vzít si z nich ten prostřední.
2. Postupuj od začátku pole a hledej první prvek větší nebo rovný než pivot. Až ho najdeš, postupuj od konce a najdi první prvek menší než pivot.
3. Prvky prohoď a opakuj krok 2 a 3, dokud se hledání od začátku a od konce nepotká na nějaké pozici – tu pojmenujeme třeba k.
4. Rekurzivním voláním setřiď prvky $(0, \ldots, k)$ a $(k+1, \ldots, n-1)$ (má-li tříděné pole délku n) – to znamená pro obě části pole pokračuj od kroku 1. Pokud je $k = 0$ nebo $k = n-2$, není třeba už rekurzivního volání, protože posloupnosti délky 1 jsou setříděné.

Pro algoritmus existuje i nerekurzivní verze (stačí rekurzi nahradit zásobníkem úseků čekajících na zpracování). Je vidět, že na volbě pivotu závisí všechno – pokud pokaždé jako pivot volím 1. nebo $n-1$. hodnotu v poli v pořadí podle velikosti, dělím pak vždy na části o délce 1 a $n-1$, takže tento rekurzivní krok provedu až n-krát a dostanu se k času $\Theta(n^2)$. Samozřejmě, díky existenci algoritmu pro nalezení mediánu v čase $\Theta(n)$ je možné i tady dosáhnout zaručené složitosti $\Theta(n \log n)$, ale v praxi je to kvůli vysoké multiplikativní konstantě nepoužitelné – k výběru pivotu se většinou s úspěchem užívá nějaká jednoduchá heuristika, jak je nastíněno v popisu algoritmu samotného.

Heapsort bývá pomalejší než quicksort, ale zaručuje nízkou časovou složitost i pro nejhorší případ a navíc potřebuje méně paměti – nároky quicksortu navíc (kromě tříděné posloupnosti) jsou $O(\log n)$ minimálně, kvůli nutnosti použití rekurzivního volání nebo zásobníku. Oproti mergesortu ho nelze použít na data se sekvenčním přístupem, tyto nevýhody ale vyvažuje relativní jednoduchostí implementace a rychlostí v průměrném případě.

Variantou quicksortu je *introsort*, který ho kombinuje s heapsortem, pokud hloubka rekurze dosáhne nějakých nepřijatelných hodnot – tak je zaručena časová složitost $\Theta(n \log n)$ i v nejhorším případě (samozřejmě je to ale v nejhorším případě pořád pomalejší než použití jen heapsortu). Jedna z variant tohoto algoritmu se dá použít k hledání k-tého nejmenšího prvku (tedy i mediánu), kdy dosahuje složitosti $O(n)$ průměrně až $O(n^2)$ nejhůře.

Přihrádkové třídění

Algoritmus *(Bucket sort, Radix sort, přihrádkové třídění)*

Radix sort je zvláštní třídící algoritmus – jeho složitost je totiž lineární. Dosahuje to tím, že neporovnává všechny tříděné prvky (složitost problému třídění pomocí porovnávání je $\Theta(n \log n)$, takže by to jinak nebylo možné), je ho ale možné použít jen pro třídění dat podle klíče z nějaké ne příliš velké množiny – max. rozsah tříděných hodnot závisí na tom, jak velké pole si můžeme dovolit vymezit v paměti pro tento účel.

Nejjednodušší varianta (tzv. *pigeonhole sort*, nebo-li *counting sort*) opravdu počítá s klíči ze zadaného rozmezí $[l, h]$. Pro něj si připraví cílové pole velikosti $h - l + 1$, tj. „přihrádky“. Do nich pak přímo podle klíče přehazuje čtené prvky (jestliže přihrádky realizujeme jako seznamy, bude třídění dokonce stabilní). Nakonec projde přihrádky od začátku do konce a co v nich najde, to vypíše (a výstup bude setříděný). Variantou counting sortu je *bucket sort*, kdy se do jedné přihrádky nedávají jen prvky se stejným klíčem, ale prvky s klíčem v nějakém malém rozmezí – ty pak lze setřídit rychle, protože jich zřejmě nebude mnoho, a navíc se ušetří paměť.

Protože ale klíče velikosti max. tisíců hodnot jsou většinou trochu málo, v praxi se běžně používají složitější varianty – ty zahrnují několik průchodů nahoře popsaného algoritmu, při nichž se třídí jenom podle části klíče. Ty se dělí na ty, které začínají od nejméně významné části klíče (*least significant digit radix sort*) a ty, které jdou od nejvýznamnější části (*most significant digit*). První z nich mají tu výhodu, že lze zachovat stabilitu třídění, druhá zase může třídit i podle klíčů různé délky a zastavovat se po nalezení unikátních prefixů, takže se hodí např. pro lexikografické třídění podle řetězcových klíčů.

Třídění typu least significant digit vypadá následovně:

1. Vezmi nejméně významnou část klíče (určitý počet bitů).
2. Rozděl podle této části klíče data do přihrádek, ale v nich zachovej jejich pořadí (to je nutné kvůli následnému průchodu, zároveň to dělá z tohoto algoritmu stabilní třídění).
3. Opakuj toto pro další (významnější) část klíče.

Most significant digit varianta (rekurzivní verze, je založená na bucket sortu) běhá takto:

1. Vezmi nejvýznamnější část klíče (první písmeno, například).
2. Rozděl prvky podle této části do přihrádek (takže v jedné se jich octne docela hodně)
3. Rekurzivně setřiď každou z přihrádek (začni podle další části klíče), pokud je v ní více než jeden prvek (tohle zaručí zastavení za rozlišujícím prefixem).
4. Slep přihrádky do jedné (setříděné) posloupnosti.

Popisované algoritmy většinou potřebují $O(n + (h - l))$ času k třídění, je-li $h - l$ (zhruba) počet přihrádek – to znamená, že sice jde o složitost lineární, ale lineární i v počtu přihrádek, což se nemusí vždy oproti konvenčnímu třídění vyplatit. Navíc jsou problémem vysoké nároky na paměť (nelze třídění provést „na místě“ v jediném poli). Pro malou množinu hodnot klíčů (nebo u most significant digit varianty krátké odlišující prefixy) jsou ale časově efektivnější.

Třídící sítě

Zdrojem této sekce jsou zápisky z přednášek Prof. L. Kučery Algoritmy a datové struktury II.

Definice *(Bitonická posloupnost)*
Řekneme, že posloupnost prvků je *bitonická*, pokud po spojení do cyklu (tedy nultý prvek za n-tý) obsahuje dva monotónní úseky. Nebo-li obsahuje až na fázový posuv dva monotónní úseky.

Definice *(Komparátor)*
Komparátor je speciální typ hradla (představme si pod tím nedělitelnou elektronickou součástku, případně jen virtuální), která má dva výstupy a dva vstupy. Pokud na vstupy přivedeme dva prvky (klíče, čísla), z levého výstupu vydá menší z nich a z pravého výstupu větší (takže vlastně porovná dva prvky a na výstup je vyplivne ve správném pořadí). Pracuje v konstantním čase.

Definice *(Třídící síť)*
Třídící síť je správně sestavená množina komparátorů dohromady spojená vstupy a výstupy tak, že při přivedení posloupnosti délky n na vstup ji vydá setříděnou na výstupu. Komparátory v ní jsou rozčleněné do hladin, jejichž počet pak udává celkovou dobu výpočtu – předpokládá se tam, že komparátory v jednotlivých vrstvách pracují paralelně, takže třídící sítě mohou dosahovat časové složitosti pouhých $O(\log n)$. Algoritmus s takovou časovou složitostí sice existuje, ale má velmi vysokou multiplikativní konstantu, takže se v praxi nepoužívá. Příkladem třídící sítě je i bitonické třídění.

Algoritmus *(Bitonické třídění)*
Bitonická třídící síť je založena na použití bitonických posloupností a rekurze. Obvod (pro třídění dat délky n) se dělí na dvě části:

- První část setřídí (rekurzivně) 1/2 vstupu vzestupně, druhou polovinu sestupně a tím vytvoří bitonickou posloupnost. Obsahuje tedy dvě třídící sítě pro třídění posloupností délky $\frac{n}{2}$.
- Druhá část třídí jen bitonické posloupnosti – první její vrstva rozdělí bitonickou posloupnost na vstupu na dvě bitonické posloupnosti (z větších a menších čísel). Další vrstvy už jsou opět implementovány rekurzivně – tedy druhá vrstva dostane dvě posloupnosti a vyrobí z nich čtyři atd., až nakonec dojde k „bitonickým posloupnostem“ délky 1.

K rozdělení jedné bitonické posloupnosti délky k na dvě stačí jen $\frac{k}{2}$ komparátorů, které porovnávají vždy i-tý a $k+i$-tý prvek. Dojde sice k nějakému fázovému posuvu, ale to ničemu nevadí. Dobře je to vidět při znázornění na kružnici, doporučuji prohlédnout si postup v programu Algovision Prof. Kučery (`http://kam.mff.cuni.cz/~ludek/AlgovisionPage.html`).

Je vidět, že počet vrstev potřebných k dělení bitonických posloupností délky N je $log_2 N$ ($B(N) = \log N$). Pro celkový počet vrstev, a tedy dobu zpracování – $T(n)$ nám vychází následující vzorec

$$T(N) = T(\frac{n}{2}) + B(N) = \log N + \log(N/2) + \cdots + 1$$

z čehož díky vzorci pro součet aritmetické posloupnosti $1 + 2 + \cdots + k = \frac{k(k+1)}{2}$ vyjde

$$T(N) = O(\frac{1}{2}\log^2 N)$$

Report *(Skopal)*
Třídící algoritmy (díky díky! takhle dobrou otázku jsem si ani snad nepředstavoval)

Report *(Skopal)*
Tak to jsem si myslel, že si ze mě dělá srandu, takovou jednodcuhou věc, kde bude háček...nebyl asi skoro nikde. Akorát na mě celá komise koukala, tak jsem necítil uplně košer, když je kolem mě asi 6 lidí a kouká na mě, co říká. (známku nevím)

Report *(Hnětynka)*
třídící algoritmy, takže levou zadní za 1

Report *(Hippies)*
a já to chápu takto:
porovnávací alg. - heap, quick, bubble, insert, ...
přihrádkové třídění - bucket, counting, redix sort (`http://hippies.matfyz.info/poznamky/predmet_ads1/gallery.php?ID=2`)
třídící sítě - např. to bitonické (`http://hippies.matfyz.info/poznamky/predmet_ads2/gallery.php?ID=23`)
sekvenční třídění - tudíž předpokládám je něco jiného, dle mého názoru to znamená, že třídí data sekvenčně, tj. jak mu přijdou do ruky, tedy např. merge sort

Report *(IOI 8.9.2011)*
- popiste algoritmus insersort, proc je vhodne pouzivat ho na predtridene pole?
- popiste algoritmus quicksort, jak zavisi jeho slozitost na vyberu pivota?

Tak insertsort jsem se pokousel vycucat z prstu coz mi vubec neslo, takze jsem po 20 ztracenych minutach rezignoval a cesky ho okecal ze se tam vkladaji prvky do pole a ty vetsi se posouvaji doprava (doted nevim jak to je), ale komise byla moc hodna a presla to jako ze to mam spravne. Na ustni se zajmali i o pametovou slozitost, kterou jsem na papire vubec neresil, ale to jsem uhadl ze oba algoritmy se daji resit v jednom poli, takze n.

2.6 Grafové algoritmy

TODO: nejake vyuziti tech algoritmu (staci priklad plusminus ke kazdemu druhu ulohy)

Graf

Definice
Graf G je dvojice (V, E), kde V je množina bodů (*vrcholů*) a E množina jejich dvojic (*hran*). Je-li E množinou neuspořadaných dvojic, jde o *neorientovaný* graf. Jsou-li dvojice uspořádané, jedná se o *orientovaný* graf. Velikost množiny V se značí n, velikost E je m - $|V| = n$, $|E| = m$.

Graf je možné strojově reprezentovat např. pomocí *matice sousednosti* – matice, kde je na souřadnicích (u, v) hodnota 1, pokud z u do v je hrana a 0 jinak. Pro neorientované grafy je souměrná podle hlavní osy. Matice zabírá $\Theta(n^2)$ místa v paměti. Další možností jsou *seznamy sousedů* – dvě pole, jedno příslušné vrcholům, druhé hranám. V prvním jsou uložené indexy do druhého pole, určující kde začínají seznamy hran vedoucích z vrcholu (příslušejícímu k indexu v prvním poli). Paměťová náročnost je $\Theta(m + n)$.

Prohledávání do hloubky a do šířky

Algoritmy, které postupně projdou všechny vrcholy daného souvislého neorientovaného grafu.
Algoritmus *(Prohledávání do šířky/Breadth-First Search)*
Prochází všechny vrcholy grafu postupně po vrstvách vzdáleností od iniciálního vrcholu. K implementaci se používá fronta (FIFO).

```
BFS( V - vrcholy, E - hrany, s - startovací vrchol ){
  obarvi vrcholy bíle, nastav jim nekonečnou vzdálenost od s a předchůdce NULL;
  dej do fronty vrchol s;

  while( neprázdná fronta ){
    vyber z fronty vrchol v;
    foreach( všechny bíle obarvené sousedy v = u ){
       obarvi u šedě a nastav mu vzdálenost d(v) + 1 a předchůdce v;
       dej vrchol u do fronty;
    }
    v přebarvi na černo a vyhoď z fronty.
  }
}
```

Běží v čase $\Theta(m + n)$, protože každý vrchol testuje 2x pro každou hranu, do fronty ho dává 1x a obarvení mu mění 2x. Tento algoritmus je základem několika dalších, např. pro testování souvislosti grafu, hledání minimální kostry nebo nejkratší cesty.

Algoritmus *(Prohledávání do hloubky/Depth-First Search)*
Prochází postupně všechny vrcholy - do hloubky (pro každý vrchol nejdřív navštíví první jeho nenavštívený sousední vrchol, pak první sousední tohoto vrcholu atp. až dojde k vrcholu bez nenavštívených sousedů, pak se vrací a prochází další ještě nenavštívené sousedy). Pro implementaci se používá buď zásobník, nebo rekurze. Zásobníková verze vypadá stejně jako prohledávání do šířky (místo fronty je zásobník).

Rekurzivní verze - při zavolání na startovní vrchol projde celý graf:

```
DFS(v - vrchol){

  označ v jako navštívený;
  foreach( všechny nenavštívené sousedy v = u )
     DFS( u );
}
```

Časová složitost je $\Theta(m + n)$, stejně jako u prohledávání do šířky.

Souvislost

Definice
Cesta v grafu $G = (V, E)$ z vrcholu a do vrcholu b je posloupnost $v_0, v_1, \ldots, v_n$ taková, že $v_0 = a$, $v_n = b$ a pro všechna v_i, $i \in \{1, \ldots, n\}$ je $(v_{i-1}, v_i) \in E$. Graf $G = (V, E)$ je *souvislý*, pokud pro každé dva vrcholy $u, v \in V$ existuje v G cesta z u do v. Toto platí pro orientované i neorientované grafy.

Algoritmus *(Testování souvislosti grafu/počítání komponent souvislosti)*
Algoritmus využívá prohledávání do šířky (nebo do hloubky) - v 1 kroku vždy najde dosud nenavštívený vrchol, začne z něj procházet graf a takto projde(oddělí) jednu komponentu souvislosti. Pokud skončí po prvním kroku, graf je souvislý. Počet kroků, potřebných k navštívení všech vrcholů grafu, je zároveň počtem komponent souvislosti.

Časová složitost je $\Theta(m+n)$, protože o algoritmu platí to samé co o prohledávání do šířky – žádný vrchol nebude přidán do fronty více než jednou a testován více než 2x pro každou hranu.

Topologické třídění

Definice
Topologické uspořádání vrcholů orientovaného grafu $G = (V, \overrightarrow{E})$ je funkce $t : V \to \{1, \ldots, n\}$ taková, že pro každou hranu $(i, j) \in E$ je $t(i) < t(j)$. Lze provést pouze pro acyklické orientované grafy.

Algoritmus *(Primitivní algoritmus)*
V každém kroku najde vrchol, z něhož nevedou žádné hrany. Přiřadí mu nejvyšší volné číslo (začíná od n) a odstraní ho ze seznamu vrcholů. Uspořádání takto vytvořené je topologické, složitost algoritmu je $\Theta(n(m+n))$.

Algoritmus *(Rychlý algoritmus)*
K topologickému uspořádání se dá použít modifikace prohledávání do hloubky. Není třeba ani graf předem testovat na přítomnost cyklů, algoritmus toto objeví. Pro každý navštívený vrchol si poznamená čas jeho opuštění, uspořádání podle klesajících časů opuštění je topologické.

```
topologické_třídění( v - vrchol ) {

  global t; // čas opuštění, iniciální hodnota 0

  označ v jako navštívený;
  foreach ( u in sousední vrcholy v ) {
    if ( u je navštívený, ale ne opuštěný ) {
      chyba - cyklus;
      return;
    }
    else if ( u není navštívený )
      topologické_třídění( u );
  }
  označ v jako opuštěný v čase t;
  t = t + 1;
}
```

Časová složitost zůstává stejná jako u prohledávání do šířky, tedy $\Theta(m+n)$, protože všechny kroky prováděné v rámci navštívení 1 vrcholu vyžadují jen konstatní počet operací.

Poznámka
Topologické třídění se používá např. k zjištění nejvhodnějšího pořadí provedení navzájem závislých činností.

Hledání nejkratší cesty v grafu

Definice
Ohodnocení hran - váhová funkce je funkce, která každé (orientované) hraně přiřazuje její „délku“ nebo „cenu“ jejího projití. Definuje se jako $w : E \to \mathbb{R}$. *Délka* (orientované) *cesty* $p = v_0, v_1 \ldots, v_n$ v ohodnoceném grafu (grafu s váhovou funkcí) je potom $w(p) = \sum_{i=1}^{n} w(v_{i-1}, v_i)$.

Vzdálenost dvou vrcholů u, v (*váha nejkr. cesty* z u do v) je $\delta(u, v) = \min\{w(p) | p$ je cesta z u do $v\}$, pokud nějaká cesta z u do v existuje, jinak $\delta(u, v) = \infty$. *Nejkratší cesta* p z u do v je taková, pro kterou $w(p) = \delta(u, v)$.

Poznámka
Pro hledání nejkratší cesty v obecném grafu bez ohodnocení hran (tj. délka cesty je počet hran na ní) stačí prohledávání do šířky.

Algoritmus *(Algoritmus kritické cesty (pro DAG))*
Pro hledání nejkratší cesty do všech bodů z jednoho zdroje v orientovaném acyklickém grafu (DAG) používá topologické třídění, které je pro takovýto graf proveditelné; spolu se zpřesňováním horních odhadů vzdáleností vrcholů.

Mám daný startovací vrchol s. Definuji $d(s, v)$ jako horní odhad vzdálenosti s a v, tj. vždy $d(s, v) \geq \delta(s, v)$ pro lib. vrchol v. Hodnoty $d(s, v)$ před započetím výpočtu inicializuji na $+\infty$.

V algoritmu se provádí operace „Relax“, znamenající zpřesnění odhadu $d(s, v)$ za použití cesty vedoucí z s do v, končící hranou (u, v) – pokud má taková cesta nižší váhu než byl předchozí odhad $d(s, v)$, položím $d(s, v) = d(s, u) + w(u, v)$. Tato operace zachovává invariant $d(s, v) \geq \delta(s, v)$.

```
Relax (u, v) { //u = source, v = destination
  if (v.distance > u.distance + uv.weight) {
    v.distance := u.distance + uv.weight
    v.predecessor := u
  }
}

kritická cesta( V - vrcholy, E - hrany, s - startovací vrchol ){

  topologicky setřid' V;
  inicializace - nastav d(s,v) = nekonečno pro všechny vrcholy;
  foreach( vrchol v, v pořadí podle top. třídění ){
    proved' operaci Relax za použití cest
        vedoucích do v přes všechna možná u;
  }
}
```

Výsledek dává nejkratší cesty díky topologickému setřídění grafu – pro nejkr. cestu p z s do v platí $t(v_i) < t(v_{i+1})$ a pokud mám $d(s,u) = \delta(s,u)$ a provedu Relax na v podle (u,v), pak dostanu $d(s,v) = \delta(s,v)$, z čehož se korektnost dá dokázat indukcí podle počtu hran na cestě.

Složitost algoritmu je $\Theta(n+m)$, protože taková je složitost topologického třídění a zbytek algoritmu každou hranu i každý vrchol testuje právě 1x.

Algoritmus *(Dijkstrův algoritmus)*
Pracuje na libovolném orientovaném grafu s nezáporným ohodnocením hran.

```
Dijkstra( V - vrcholy, E - hrany, s - startovací vrchol ){

   inicializace - nastav d(s,v) = nekonečno pro všechny vrcholy;
   S = prázdný; // množina "vyřízených" vrcholů
   Q = V; // množina "nevyřízených" vrcholů

   while( Q není prázdná ){
      vyber u, vrchol s nejmenším d z množiny Q;
      vlož vrchol u do S;
      foreach( v, z u do v vede hrana )
        proved' operaci Relax pro v přes u;
   }
}
```

Časová složitost při implementaci množin S a Q pomocí haldy je: $\Theta(n \cdot \log n)$ pro inicializaci (n vložení do haldy), $\Theta(n \cdot \log n)$ celkem pro vybírání prvků s nejmenším d, jedno provedení Relax při změně d trvá $\Theta(\log n)$ (úprava haldy) a provede se max. m-krát; tedy celkem $\Theta((m+n) \cdot \log n)$.

Algoritmus *(Bellman-Ford)*
Bellman-Fordův algoritmus lze použít nejobecněji, ale je nejpomalejší. Funguje na libovolném grafu (pokud najde cyklus, jehož celková váha je záporná, a tedy nejkratší cesty nemají smysl, vrací chybu).

```
Bellman-Ford( V - vrcholy, E - hrany, s - startovací vrchol ){

  inicializace - nastav d(s,v) = nekonečno pro všechny vrcholy;
  d(s,s) = 0;

  // n-1 iterací, každá projde všechny hrany
  for( i = 1; i < |V|; ++i ) {
    foreach( hrana (u,v) z E )
      proved' operaci Relax pro v přes u;
  }

  // hledání záporného cyklu
  foreach( hrana (u,v) z E ){
    if ( d(v) > d(u) + w(u,v) ){
      chyba - záporný cyklus;
      return;
    }
  }
}
```

Složitost algoritmu je $\Theta(m \cdot n)$. Vždy najde nejkratší cestu, protože v grafu bez záporných cyklů může mít cesta max. $n-1$ vrcholů. Důkaz nalezení záporného cyklu sporem, se sumou vah všech hran na něm (položím < 0)).

Poznámka *(Nejkratší cesty pro všechny dvojice vrcholů)*
Pro hledání nejkratších cest pro všechny dvojice vrcholů lze buď použít n-krát běh některého z předchozích algoritmů, nebo *Algoritmus „násobení matic"* či *Floyd-Warshallův algoritmus*. Ty oba používají matice sousednosti W_G a počítají matici vzdáleností D_G.

První z nich postupuje indukcí podle počtu hran na nejkr. cestě, vyrábí matice $D_G(x)$ pro x hran na nejkratší cestě. $D_G(1)$ je W_G, pro výpočet kroku i vždy $D_G(i-1)$ „vynásobí" $D_G(1)$ použitím zvláštního „násobení", kde násobení hodnot je nahrazeno sčítáním a sčítání výběrem minima. Složitost je s využitím asociativity takto definovaného „násobení" $\Theta(n^3 \log n)$.

Floyd-Warshallův algoritmus jde indukcí podle velikosti množiny vrcholů, povolených jako vnitřní vrcholy na cestách. Používá $d_{u,v}(k)$ jako min. váhu cesty z u do v s vnitř. vrcholy z množiny $\{1, \ldots, k\}$. V iniciálním kroku je taky $D_G(1) = W(G)$. Pro i-tý krok je $d_{u,v}(i) = \min\{d_{u,v}(i-1), d_{u,i}(i-1) + d_{i,v}(i-1)\}$. Složitost je $\Theta(n^3)$, navíc jeden krok je velice rychlý – celkově je algoritmus většinou rychlejší než Bellman-Fordův a pro záporné cykly se časem na diagonále objeví záp. číslo, proto je není třeba testovat předem.

Minimální kostra grafu

Úkolem v této úloze je najít kostru T (acyklický souvislý podgraf) grafu (V, E) s celkovou minimální vahou hran. Vždy platí $|T| = |V| - 1$. Bez újmy na obecnosti lze předpokládat, že ohodnocení hran jsou nezáporná (lze ke všem přičíst konstantu a výsledek se nezmění).
Algoritmus *(Borůvkův / Kruskalův algoritmus)*

```
Borůvka( V - vrcholy, E - hrany ){

  S = setříděné hrany podle jejich váhy;
  přiřaď vrcholům čísla komponent souvislosti;
  F = {}; // tj. (V,F) je "les", kde každý vrchol je
              // jedna komponenta souvislosti

  while( S není prázdná ){
    vyber z S další hranu (x,y);
    if ( číslo komponenty x != číslo komponenty y ){
      F += (x,y);
      slij komponenty příslušné k x a y;
    }
  }
  return ( (V,F) jako minimální kostru (v,E) );
}
```

Celková složitost je $\Theta(m \log m)$ při použití spojových seznamů: Setřídění hran podle váhy $\Theta(m \log m)$, nalezení čísla komponenty konstantní čas, max. počet přečíslování komponent při slévání (přečíslovávám-li vždy menší ze slévaných komponent) pro 1 vrchol je $\Theta(\log n)$, tj. celkem $\Theta(n \log n)$.

Algoritmus je korektní - vždy nalezne kostru, protože přidá právě $|V| - 1$ hran a nevytvoří nikdy cyklus. Minimalita kostry se dokáže sporem – mám-li F vrácenou algoritmem a H nějakou min. kostru, tak pokud je $w(F) > w(H)$, najdu hranu $e \in F \setminus H$, vezmu kostru $H_1 = H \cup e \setminus f$ (a $w(e) \leq w(f)$). Pokud mám $\forall e$ nalezené f takové, že $w(e) = w(f)$, jsou F i H minimální, jinak H taky nebylo minimální, protože H_1 je menší.

Algoritmus *(Jarníkův / Primův algoritmus)*

```
Jarník( V - vrcholy, E - hrany, r - startovní vrchol ){

  Q = V; // množina používaných vrcholů, dosud nepřipojených
         // ke kostře
  F = {}; // vznikající kostra, v každém okamžiku
         // je strom

  inicializace - nastav klíč(v) na nekonečno
      pro všechny vrcholy;
  klíč(r) = 0;
  soused(r) = NULL;

  while( Q je neprázdná ){
    vyber u, prvek s nejmenším klíčem z Q;
    F += ( soused(u),u );
    foreach( vrchol v, z u do v vede hrana ){
```

```
      if ( v je v Q a klíč(v) > w(u,v) ){
         klíč(v) = w(u,v);
         soused(v) = u;
      }
    }
  }
  return ( (V,F) jako min. kostru (V,E) );
}
```

Složitost algoritmu je $\Theta(m \log n)$, pokud je Q reprezentováno jako bin. halda - nejvýše m-krát upravuji klíč nějakého vrcholu, což má v haldě složitost $\Theta(\log n)$, výběr minima max. n-krát $\Theta(\log n)$ a inicializace jen $\Theta(n)$.

Vytvořený graf je kostra, protože nikdy nevzniká cyklus (připojuji právě vrcholy z Q, která je na konci prázdná). Důkaz minimality podle konstrukce – najdu první hranu e v min. kostře H, která není ve výsledku alg. F, pak najdu $f \in H$, t.ž. $F \setminus e \cup f$ je kostra, z algoritmu je $w(f) \geq w(e)$. Vezmu $H_1 = H \setminus f \cup e$, vím, že $w(H_1) \leq w(H)$ a tedy H_1 je min. kostra, iterací tohoto postupně dostanu, že $H_k = F$ je min. kostra.

Toky v sítích

není požadováno v IP a ISPS

Definice *(Síť, tok)*

Síť je čtveřice (G, z, s, c), kde G je (orientovaný) graf, z zdrojový a s cílový vrchol (stok, spotřebič) a $c : E \to \mathbb{R}^+$ funkce kapacity hran. *Tok* sítí je taková funkce $t : E \to \mathbb{R}^+$, že pro každou hranu (u, v) je 0Kč $(0) \leq t((u, v)) \leq c((u, v))$ a navíc pro každý vrchol v kromě z a s (*uzel sítě*) platí $\sum_{e=(u,v)} t(e) = \sum_{e=(v,w)} t(e)$ (tj. *přebytek toku* - rozdíl toho co do vrcholu vteče a co z něj odteče $\delta(t, v)$ je pro uzly sítě nulový). *Velikost toku* se definuje jako $|t| = \delta(t, s)$.

Algoritmus *(Ford-Fulkersonův algoritmus)*

Algoritmus používá myšlenku zlepšitelné cesty - tj. pokud existuje v grafu neorientovaná cesta ze z do s taková, že pro hrany ve směru od zdroje je $t < c$ a pro hrany ve směru ke zdroji $t > 0$), pak mohu tok zlepšit (o minimum rezerv). Algoritmus opakuje takovýto krok, dokud je možné ho provést. Neřeší výběr cesty, proto je dost pomalý a pokud nejsou hodnoty t racionální čísla, může se i zacyklit.

Ve chvíli zastavení algoritmu získám max. tok, neboť množina $A = \{v|$ ze z do v vede zlepšitelná cesta $\}$ je v tom okamžiku *řez* (množina $A \subset V$ taková, že $z \in V$, $s \notin V$) a jeho *velikost* $(\sum_{e \in E} c(e), e = (u, v), u \in A, v \notin A)$ je stejná jako velikost získaného toku.

Algoritmus *(Dinitzův algoritmus)*

Řeší výběr zlepšitelné cesty – vybírá vždy nejkratší cestu (což obecně popisuje *Edmunds-Karpův algoritmus*). Dinitzova varianta používá *síť rezerv*, což je graf (V, R), kde hrana $e = (v, w) \in R$, pokud má tok hranou kladnou *rezervu*, tj. $r = c(v, w) - t(v, w) + t(w, v) > 0$). Zlepšující cesta odpovídá normální orientované cestě v síti rezerv. Převod na pův. graf ze sítě rezerv je jednoduchý, mohu předpokládat, že jedním ze směrů mezi dvěma vrcholy neteče nic.

Průběh algoritmu: na začátku nastaví všem hranám rezervu $r(v, w) = c(v, w)$. Potom postupuje po *fázích* - v 1 fázi:

- Vyhodí ze sítě rezerv všechny hrany, které nejsou na nejkratší cestě $z \to s$ (2x prohledávání do šířky).
- Vezme jednu z nejkr. cest v síti rezerv a zlepší podle ní tok.
- Vyhodí vzniklé slepé cesty v síti rezerv (testuji jen hrany, co vyhazuji, a jejich konc. vrcholy)
- Toto opakuje, dokud jsou v síti rezerv cesty $z \to s$ dané nejkratší délky.

Další fází algoritmus pokračuje, dokud existuje vůbec nějaká cesta $z \to s$ v síti rezerv. Fází je tím pádem max. n (max. délka cesty ze z do s), v 1 fázi se prochází max. m cest (klesá počet použitelných hran), nalezení 1 cesty je $O(n)$ (jdu přímo) a vyhazování slepých cest max $O(m)$ celkem za fázi (každou hranu vyhodím jen jednou). Celková složitost je tedy $O(n^2 m)$.

Algoritmus *(Goldbergův algoritmus (preflow-push, algoritmus vlny))*

Nehledá v grafu zlepšující cesty, v průběhu výpočtu v grafu není tok, ale vlna (ze zdroje teče vždy více nebo rovno než max. tok). *Preflow* – „vlna“ – je funkce $t : E \to \mathbb{R}^+$ taková, že $\forall e \in E : 0 \leq t(e) \leq c(e)$, tedy přebytky toku ve vrcholech (δ) jsou povolené. Ve chvíli, kdy žádný vrchol nemá přebytek toku (δ), dostávám (maximální) tok. Pro každý vrchol v si algoritmus pamatuje „výšku“ $h(v)$. Také pracuje se sítí rezerv.

- *Inicializace*: $h(z) = n$, $h(v, v \neq z) = 0$, $t(e) = 0$ $\forall e$, $\delta(v) = 0$ $\forall v$.
- *Úvodní preflow*: převede ze zdroje maximum možného ($t(e) = c(e)$ po směru) do sousedních vrcholů.
- *Hlavní cyklus*: opakuje se, dokud existuje vnitřní vrchol v s kladným δ. pro vrchol v:
  - pokud existuje hrana (v, w) nebo (w, v), t.ž. $r(e) > 0$) (v daném směru) a $h(v) \geq h(w)$, potom se převede $\min(\delta(v), r(e))$ z v do w.
  - jinak se zvýší $h(v)$ o 1.

Po celou dobu běhu algoritmu platí invariant $e = (v, w), r(e) > 0 \Rightarrow h(v) \leq 1 + h(w)$. To zaručuje, že nalezený tok po zastavení je maximální (zdroj je ve výšce n, stok 0, tedy každá cesta překonává někde rozdíl -2). Vrcholy nejde zvedat donekonečna, takže se algoritmus zastaví: pro každý vnitřní vrchol v platí, že je-li $\delta(v) > 0$, pak existuje v síti rezerv cesta $v \to z$. To zaručuje, že $h(v) \leq 2n - 1$ - pokud mám vrchol v tak, že $h(v) = 2n - 1$ a $\delta(v) > 0$, potom existuje cesta $v \to z$ s kladnými rezervami a podle invariantu jde každá hrana na ní max. o 1 nahoru (tedy max. o $n - 1$ celkem).

Složitost Goldbergova algoritmu je $O(n^2 \cdot m)$.

Report *(Kopecký)*
Grafove algoritmy - testovani souvislosti, topologicke trideni a pak hledani nejkratsi cesty (Dijkstra, Bellman-Ford a Floyd-Warshall)

Report *(?)*
Grafove algoritmy - prehladavanie do sirky, hlbky, kostra, cesta

Report *(Mlýnková)*
Grafové algoritmy: obecně základy, pak speciálně souvislost, nejkratší cesta (Mlýnková): Obecné věci a výčet algoritmů mi zabrali na papíře dost místa, tak jsem ukázal, co mám. Kupodivu byl zájem o přesné definice (tah, sled, cesta, souvislost v or./neor. grafu, nejkratší cesta, záp. cyklus, k-souvislost). Algoritmus na k-souvislost jsem nevěděl (víte někdo?), zřejmě nevadilo. Mohl jsem si vybrat, který z algoritmů na cesty popíšu podrobněji. Vybral jsem si "násobení"matic, vysvětlil jsem, proč funguje správně, co se stane pro záp. cyklus, časovou složitost (pro chytré násobení díky asociativitě).

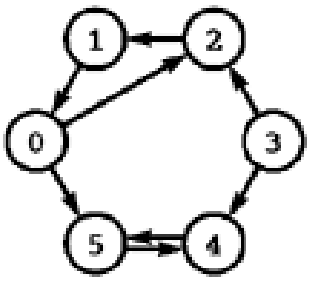
Report *(Kofron)*
grafové algoritmy - kostra, tok, hĺbka, šírka, topologické triedenie, definícia problému, čo je riešením, kedy existuje, algoritmy, ktoré to riešia s popisom implementácie vrátane časovej zložitosti, porovnanie hĺbky a šírky...

Report *(Čepek)*
Grafové algoritmy - tok v síti, topologické třídění, vzdálenosti, kostry

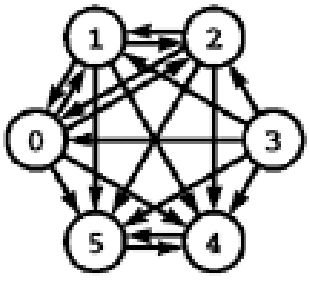
Report *(Yaghob)*
grafove algoritmy (akorat jsem nevedel k cemu ze to slouzi minimalni kostry, hlavne ze vim jakou maj slozitost :oops:)

2.7 Tranzitivní uzávěr

Definice
Tranzitivní uzávěr orientovaného grafu je orientovaný graf s původními vrcholy a platí, že existuje hrana z uzlu u do uzlu v právě tehdy, když v původním orientovaném grafu existuje libovolná orientovaná cesta z uzlu u do uzlu v.



	0	1	2	3	4	5
0	1	0	1	0	0	1
1	1	1	0	0	0	0
2	0	1	1	0	0	0
3	0	0	1	1	1	0
4	0	0	0	0	1	1
5	0	0	0	0	1	1



	0	1	2	3	4	5
0	1	1	1	0	1	1
1	1	1	1	0	1	1
2	1	1	1	0	1	1
3	1	1	1	1	1	1
4	0	0	0	0	1	1
5	0	0	0	0	1	1

Obrázek 4: Tranzitivní uzávěr grafu (zdroj: http://zorro.fme.vutbr.cz/graphs/foil36.html)

Poznámka
Platí, že matice dosažitelnosti v grafu G = matice sousednosti tranzitivního uzávěru grafu G.

Algoritmus

Z každého vrcholu vypustit DFS (Depth-first search – prohledávání do hloubky), do společné matice zaznamenávat dosažené vrcholy (řádek odpovídá vrcholu, sloupce vrcholům, které jsou z něho dosažitelné) – složitost $O(n(n+m))$.

Warshallův algoritmus

Iterativní konstrukce matice dosažitelnosti, postupně počítá matice W_k, kde $w_{i,j}^{[k]} = 1$, pokud mezi vrcholy i a j existuje cesta, jejíž všechny vnitřní vrcholy jsou mezi vrcholy $1 \dots k$.

Z matice W_k lze spočítat matici $W^{[k+1]}$: $W_{i,j}^{[k+1]} = W_{i,j}^{[k]} || (W_{i,k+1}^{[k]} \&\& W_{k+1,j}^{[k]})$ – buď vede mezi vrcholy i, j cesta, která nepoužije vrchol $k+1$, nebo taková, která ho použije – v tom případě ale musí vést cesty mezi vrcholy $i, k+1$ a $k+1, j$, které používají pouze vrcholy $1 \dots k$, jejich spojením je cesta mezi vrcholy i, j

Matice W^1 je matice incidence původního grafu.

Pseudokód (vstup: I – matice incidence, $[0,1]^{n \times n}$):

```
Procedure Warshall(I)
W:= I;
for k:=1 to n
begin
  for i:=1 to n
  begin
    for j:=1 to n
```

$w_{i,j} = w_{i,j} || (w_{i,k} \&\& w_{k,j})$

```
  end
end
return W;
```

Složitost algoritmu je jasně $O(n^3)$ (potřebuje $2n^3$ bitových operací), což může být lepší pro grafy s hodně hranami (počet hran se blíží n^2), než složitost $n * DFS$ ($n * (n+m) \approx n * (n+n^2) = n^2 + n^3$)

TODO: ještě něco?

2.8 Algoritmy vyhledávání v textu

Toto sú len veľmi stručné výťahy z wikipedie. Aktuálne sú tu len preto, aby si človek rýchlo vybavil, o čom tie algoritmy sú :-)

Rabin-Karp

Umožňuje vyhľadávanie viacerých reťazcov v texte naraz - užitočné napr. na hľadanie plagiátov. Základnou myšlienkou je vyhľadávanie v texte pomocou hashov (rolling hashes - idea je `s[i+1..i+m] = s[i..i+m-1] - s[i] + s[i+m]`)...

Algoritmus pre vyhľadávanie jedného reťazca:

```
 1 function RabinKarp(string s[1..n], string sub[1..m])
 2     hsub := hash(sub[1..m])
 3     hs := hash(s[1..m])
 4     for i from 1 to n-m+1
 5         if hs = hsub
 6             if s[i..i+m-1] = sub
 7                 return i
 8         hs := hash(s[i+1..i+m])
 9     return not found
```

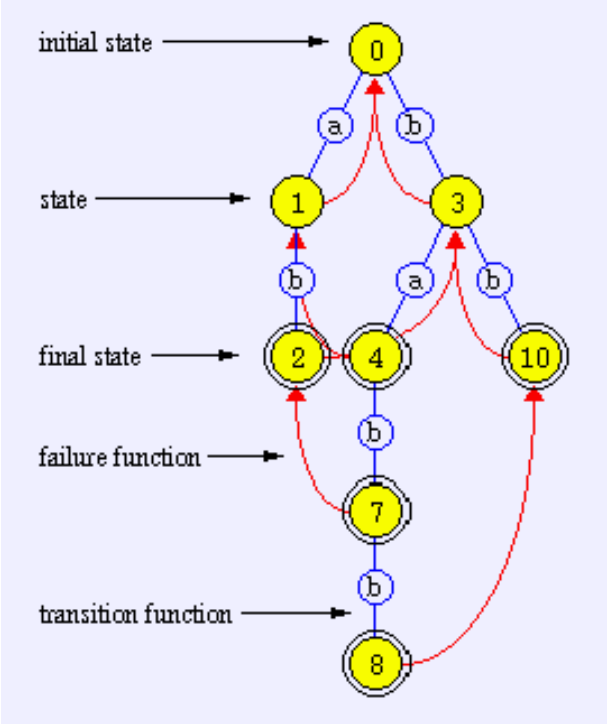
Najhoršia zložitosť je $\Omega(mn)$. Pri vyhľadávaní viacerých reťazcov len spočítame hashe všekých hľadaných stringov a pri nájdení niektorého z hashov príslušný reťazec porovnáme s textom... Ostatné algoritmy spotrebujú čas $O(n)$ na nájdenie 1 reťazca a teda $O(nk)$ na vyhľadanie k reťazcov. Naproti tomu tento algoritmus má očakávanú zložitosť $O(n+k)$ - pretože vyhľadávanie v hashovacej tabuľke, či je hash podreťazca textu rovný hashu niektorého z hľadaného reťazcov, trvá $O(1)$.

Aho-Corasick

Dokáže vyhľadávať viacero reťazcov naraz - používa na to trie-like štruktúru (konečný automat), ktorý obsahuje nasledujúce „prvky“:

1. konečná množina Q - stavy
2. konečná abeceda A
3. transition funkcia g: $Q \times A \to Q + \{fail\}$
4. failure funkcia h: $Q \to Q + \{fail\}$. $h(q) = q'$ práve vtedy keď spomedzi všetkých stavov Q dáva q' najdlhší suffix z $path(q)$.
5. konečná množina F - koncové stavy

Príklad „hotového“ automatu pre slová P={ab, ba, babb, bb}:



Zložitosť vyhľadávania je lineárna vzhľadom k dĺžke textu a počtu nájdených „slov“ (pozn.: ten môže byť až kvadradický - slovník a, aa, aaa, aaaa; reťazec aaaa). Trie štruktúru je možné vyrobiť raz a potom používať počas vyhľadávania - uchovávame si najdlší match a používame suffix odkazy (aby sme udržali linearitu výpočtu).

Výstavba stromu se provede prostým zařazováním slov do trie-stromu podle prefixů. Na této struktuře je potom možné v lineárním čase (vzhledem k počtu znaků hledaných slov) předpočítat hodnoty failure funkce: automat vždy pustíme na sufix aktuálně zkoušeného slova, bez prvního znaku. Díky tomu, že průběžně ukládáme hodnoty nalezených slov, pro každé písmeno provede max. 2 kroky (postup vpřed a uložení hodnoty, kam bych spadnul).

Knuth-Morris-Pratt

Obdoba Aho-Corasick, ale hľadá len jedno slovo. Samozrejme nie je potrebná dopredná funkcia (vždy iba nasledujúci znak), používa sa „partial match“ tabuľka (failure funkcia).

```
algorithm kmp_search:
    input:
        S (the text to be searched)
        W (the word sought)

    m = 0 (the beginning of the current match in S)
    i = 0 (the position of the current character in W)
    an array of integers, T (the table, computed elsewhere)

    while m + i is less than the length of S, do:
        if W[i] = S[m + i],
            i = i + 1
            if i equals the length of W,
                return m
        otherwise,
            m = m + i - T[i],
            if i is greater than 0,
                i = T[i]

    (if we reach here, we have searched all of S unsuccessfully)
    return the length of S
```

Zložitosť algoritmu je je $O(k)$ (k je dĺžka S) - cyklus je vykonaný najviac $2k$ krát.

Algoritmus na výrobu tabuľky:

```
algorithm kmp_table:
    input:
        W (the word to be analyzed)
        T (the table to be filled)
```

```
i = 2 (the current position we are computing in T)
j = 0 (the zero-based index in W of the next
       character of the current candidate substring)

(the first few values are fixed but different
      from what the algorithm might suggest)
let T[0] = -1
T[1] = 0

while i is less than the length of W, do:
    (first case: the substring continues)
    if W[i - 1] = W[j],
        T[i] = j + 1
        i = i + 1
        j = j + 1

    (second case: it doesn't, but we can fall back)
    otherwise, if j > 0,
        j = T[j]

    (third case: we have run out of candidates. Note j = 0)
    otherwise,
        T[i] = 0
        i = i + 1
```

Zložitosť tohoto algoritmu je $O(n)$ (n je dĺžka W) - cyklus skončí najviac po $2n$ iteráciách.

Report *(Bednárek)*
Algoritmy vyhledávání v textu U těch algoritmů se mě ještě dodatečně zeptal jak bych řešil vyhledávání regulárního výrazu, naštestí už předtím se ptal na determinismus automatu u aho-corrasica tak bylo lehké si odvodit, že to bude nedeterministický automat, ještě se ptal jak bude dlouhý u regulárního výrazu délky p, tak to jsem odvodil, že stačí p stavů, ještě ho zajímalo jeho determinizace $->$ stavy jsou množiny stavů původního automatu, stavů max 2 na p-tou. I celkově úplně v pohodě.

2.9 Algebraické algoritmy

Diskrétní Fourierova Transformace (DFT)

Diskrétní Fourierova transformace se používá, chceme-li zachytit hodnotu (přepokládejme, že 2π-periodické) funkce na intervalu $[-\pi, \pi]$ v nějakých n bodech. To je dobré např. pro vzorkování elektrického nebo zvukového signálu a jiné operace. Pro nějakou funkci nám tak stačí znát vektor dimenze n (a n je počet vzorků na 2π).

Je to založeno na Fourierových řadách – dá se ukázat, že funkce 1, $\cos kx$ a $\sin kx$ pro $k \geq 1$ tvoří ortogonální bázi prostoru spojitých funkcí na intervalu $[-\pi, \pi]$. Protože potřebujeme znát jenom konečný počet vzorků, stačí nám jen konečný podprostor s konečnou bází. Máme-li rozklad nějaké 2π-periodické funkce do Fourierovy řady $f(x) = c + \sum_{k=1}^{\infty} a_k \sin kx + \sum_{k=1}^{\infty} b_k \cos kx$, dá se jednoduše ukázat, že pro hodnoty v bodech $-\pi, -\pi + \frac{\pi}{n}, -\pi + 2\frac{\pi}{n}, \ldots, -\pi + (n-1)\frac{\pi}{n}$ stačí sumy do $\frac{n}{2} - 1$ pro sinusové řady a $\frac{n}{2}$ pro kosinové – vyšší koeficienty v takových bodech jsou nulové. Takže n hodnot funkce f na intervalu $[-\pi, \pi]$ lze reprezentovat vektorem n čísel v bázi $1, \cos x, \ldots, \cos \frac{n}{2}x, \sin x, \ldots, \sin(\frac{n}{2} - 1)x$.

Jednodušeji to lze ukázat v komplexních číslech – je známo, že

$$e^{ix} = \cos x + i \cdot \sin x$$

takže vektor hodnot funkce lze ekvivalentně reprezentovat v bázi $e^{i \cdot 2\pi \frac{k}{n}},\ k \in \{0, \ldots, n\}$, neboť všechny vektory původní báze lze zapsat jako lineární kombinace vektorů nové báze. Definujeme hodnotu

$$\omega := e^{i \cdot 2\pi \frac{1}{n}} \text{ (a to je vlastně „něco jako“ } \sqrt[n]{1})$$

vidíme, že ω^k je n-periodická funkce, takže nezáleží na hranicích sumace ($-\frac{n}{2} + 1, \ldots, \frac{n}{2}$ je ekvivalentní $0, \ldots, n-1$). Potom se posloupnost n komplexních čísel $\alpha_0, \ldots, \alpha_{n-1}$ (např. hodnot naší funkce v bodech $-\pi + \frac{2\pi k}{n},\ k \in \{0, \ldots, n-1\}$) transformuje na posloupnost n komplexních čísel $A_0, \ldots, A_{n-1}$ (do báze $\omega^i,\ i \in \{0, \ldots, n-1\}$) použitím vzorečku:

$$A_j = \sum_{k=0}^{n-1} \alpha_k \omega^{kj} \qquad j = 0, \ldots, n-1$$

Tento převod označujeme jako *diskrétní Fourierovu transformaci.*

Inverzní diskrétní Fourierova transformace je opačný problém – z n Fourierových koeficientů A_k chceme zpětně vypočítat hodnoty funkce α_k v bodech $-\pi + \frac{2\pi k}{n},\ k \in \{0, \ldots, n-1$. Platí:

$$\alpha_j = \frac{1}{n}\sum_{k=0}^{n-1} A_k \omega^{-kj} \qquad j = 0, \ldots, n-1$$

Důkaz

Definujeme matici $W : W_{p,q} = \omega^{pq}$, potom $A = W\alpha$ (vektorově), takže $a = W^{-1}A$. Definujeme $W' : W'_{p,q} = \omega^{-pq}$ a dokážeme, že $W \cdot W' = n \cdot I_n$. Máme

$$(W \cdot W')_{p,q} = \sum_{s=0}^{n-1} W_{p,s} \cdot W'_{s,q} = \sum_{s=0}^{n-1} \omega^{(p-q)\cdot s}$$

a potom pro

- $p = q$ platí $\sum_{s=0}^{n-1} \omega^{(p-q)\cdot s} = \sum_{s=0}^{n-1} \omega^0 = \sum_{s=0}^{n-1} 1 = n$
- $p \neq q$ definujeme

$$Q := \omega^{p-q}$$

a dostaneme geometrickou posloupnost $Q^0 + Q^1 + \cdots + Q^{n-1}$, pro jejíž součet prvních n členů platí vzorec

$$\sum_{s=0}^{n-1} Q^s = Q^0 \frac{Q^{n-1+1} - 1}{Q - 1} = 1\frac{1-1}{Q-1} = 0$$

Algoritmus *(Fast Fourier transform (FFT))*

Fast Fourier transform je algoritmus pro počítání diskrétní Fourierovy transformace vektorů rozměru $n = 2^k$ v čase $\Theta(n \log n)$. Mám-li matici Fourierových koeficientů $W, W_{p,q} = \alpha_q \omega^{pq}$, mohu ji rozdělit na liché a sudé sloupce, u sudých vyjádřit ω^q a pro spodní polovinu řádek (se sumami jdoucími po dvou) mohu snížit exponent u ω o $n/2$ (díky periodicitě) a vyjdou stejná čísla:

$$A_j = \sum_{k=0}^{n-1} \alpha_k \omega^{kj} \qquad j \in \{0, \ldots, n-1\}$$

$$A_j = \sum_{k=0}^{\frac{n}{2}-1} \alpha_{2k} \omega^{2kj} + \omega^j \sum_{k=0}^{\frac{n}{2}-1} \alpha_{2k+1} \omega^{2kj} \qquad j \in \{0, \ldots, \frac{n}{2} - 1\}$$

$$A_{j+\frac{n}{2}} = \sum_{k=0}^{\frac{n}{2}-1} \alpha_{2k} \omega^{2k(j+\frac{n}{2})} + \omega^{(j+\frac{n}{2})} \sum_{k=0}^{\frac{n}{2}-1} \alpha_{2k+1} \omega^{2k(j+\frac{n}{2})} \qquad j \in \{0, \ldots, \frac{n}{2} - 1\}$$

Poznámka: pro rychlé a jednoduché pochopení těch blektů co jsem tu napsal doporučuji Kučerův program Algovision `http://kam.mff.cuni.cz/~ludek/AlgovisionPage.html`
DFT je tam názorně a přehledně ukázaná.

TODO: Související obecné „věci“ o Fourierově transofrmaci, použití při spektrální analýze (Nyquist-Shannon sampling theorem), datové kompresi (Diskrétní kosinová transformace), násobení polynomů (+násobení velkých integerů).

Euklidův algoritmus

Euklidův algoritmus je postup (algoritmus), kterým lze určit největšího společného dělitele dvou přirozených čísel, tzn. nejvyšší číslo takové, že beze zbytku dělí obě čísla.

Algoritmus (pomocí rekurze):

```
function gcd(a, b)
    if b = 0 return a
    else return gcd(b, a mod b)
```

Algoritmus (pomocí iterace):

```
function gcd(a, b)
    while b <> 0
        t := b
        b := a mod b
        a := t
    return a
```

Algoritmus (jednoduchý ale neefektivní):

```
function gcd(a, b)
    while b <> 0
        if a > b
            a := a - b
        else
            b := b - a
    return a
```

Doba provádění programu je závislá na počtu průchodů hlavní smyčkou. Ten je maximální tehdy, jsou-li počáteční hodnoty u a v rovné dvěma po sobě jdoucím členům Fibonacciho posloupnosti. Maximální počet provedených opakování je tedy $\log_\phi(3-\phi)v \approx 4{,}785 \log v + 0{,}6273 = O(\log v)$. Průměrný počet kroků pak je o něco nižší, přibližně $\frac{12 \ln 2}{\pi^2} \log v \approx 1{,}9405 \log v = O(\log v)$.

Report *(Skopal)*
DFT

2.10 Základy kryptografie, RSA, ~~DES~~

(nejsou zde uvedeny příklady symetrických šifer, pro zájemce veselý komiks o AES – `http://www.moserware.com/2009/09/stick-figure-guide-to-advanced.html` :))

Základy kryptografie[7]

Definice *(Kryptografický systém)*
Prostor otevřených zpráv M, šifrovaných zpráv C, šifrovacích a dešifrovacích klíčů K a K'. Efektivní generování klíčů $G : N \to K \times K'$, šifrování $E : M \times K \to C$, dešifrování $D : C \times K' \to M$.

- **Symetrické** (sdílený klíč $k_e = k_d$) rychlé, krátké klíče, potreba menit klice a bezpecne si je vymenit
- **Asymetrické** (veřejný klíč $k_e \neq k_d$) delsi klice a pomalejsi nez symetrické, neni potřeba tajná výměna, neni potřeba tak často měnit klíče

Definice *(Nahodné generátory)*
Používají se pro generování klíčů pro šifry (např RSA) a v proudových šifrách.

- **HW** zařízení často založená na jevech generujících statisticky náhodné "šumové"signály, například z tepelného šumu polovodiče.
- **SW** jsou založeny na pozorování jevů v počítači z hlediska programu náhodných, často z uživatelského vstupu (např. PuTTYgen používá pro generování RSA klíče přejízdění myší).
- **Pseudonáhodné** jsou deterministické programy generující posloupnost čísel pokud možno nerozlišitelnou od náhodné.
  - př. kongruenční generátor: $X_{n+1} = (aX_n + c) \mod m$
  - používají se v proudových šifrách

Definice *(Hashovaci funkce)*
Funkci $h : U \to \{0, 1, \ldots, m-1\}$ nazýváme **hašovací funkcí**.[8]

Požadavky:

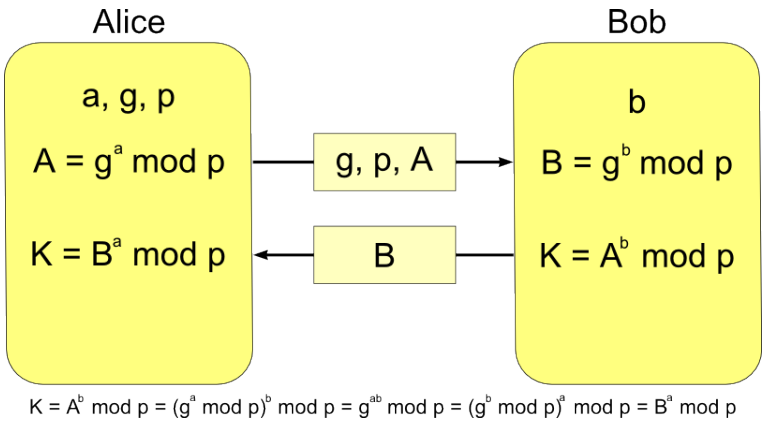
- Rovnoměrné a náhodné rozložení hodnot
- Odolnost na kolize (výpočetně složité najít pro $x \neq x$ $h(x) = h(y)$)
- Jednosměrná funkce (výpočetně složité najít y k x pro $h(x) = y$)
- Efektivní algoritmus

Využití: CRC (kontrolní součet), ukládání hesel (MD5,SHA) ...

Definice *(Model utocnika podle Doleva a Yao)*

- Může získat libovolnou zprávu putující po síti
- Je právoplatným uživatelem sítě a tudíž může zahájit komunikaci s jiným uživatelem
- Může se stát příjemcem zpráv kohokoliv
- Může zasílat zprávy komukoliv zosobněním se za jiného uživatele
- Neumi rozume resit NP-uplne problemy (ani slozitejsi)[9]
- Bez správného klíče nemůže nalézt zprávu k šifrované zprávě a nemůže vytvořit platnou šifrovanou zprávu z dané zprávy, vše vzhledem k nějakému šifrovacímu algoritmu

[7] sestaveno podle vrazedneho zkouseni Jaghobem
[8] viz otázku Hašování
[9] tzn. i slabší: Nemůže odhadnout náhodné číslo z dostatečně velkého prostoru



Obrázek 5: D-H protokol

Definice *(Cile utoku)*

důvěrnost dat uživatel může určit kdo má data vidět, a systém skutečně dovolí pracovat s daty pouze povoleným uživatelům

celistvost dat možnost podstrčení falešných dat

dostupnost systému *DoS (Denial of Service)*

Příklad
Ukazku pouziti nejakeho sifrovaciho protokolu (zvolil jsem kombinace symetricka sifra sifrovani, asymetricka predani klicu k symetricke).

TODO

Definice *(protokol Diffie-Hellman)*

- Diffie-Hellman výmena klícu je kryptografický protokol, který umožnuje navázat bezpecné spojení. Pro bezpecné spojení je potreba si vymenit klíc k symetrické šifre pres ješte nezabezpecený kanál. Práve tento protokol to umožnuje aniž by byl klíc jednoduše poslán v otevrené forme.
- Alice si vymyslí velké prvocíslo p, generátor g konecné grupy $G = (Z_p^*, \cdot)$ a $a \in [1, p-1)$ vypocte A pošle Bobovi [g,p,A], Bob vypocte B a pošle ho Alici oba si vypocítají K $\Rightarrow$ muzou zacit symetricky sifrovanou komunikaci

- Puvodne nezabezpecoval autentifikaci ucastniku = nachylny k utoku man-in-the-middle. Man-in-the-middle muze vytvorit komunikaci s dvema ruznymi Diffie-Hellman klici, jeden s Alici a druhej s Bobem, a pak se tvarit jako Alice k Bobovi a obracene, treba pomoci dekodovani a rekodovani zprav mezi nimi. Nejaka metoda autentifikace mezi temito osobami je nutna.
- Problému nalezení císla a ze znalosti ga mod p se ríká problém diskrétního logaritmu. Tento problém je stále považován za velmi obtížný.

RSA (Rivest-Shamir-Adleman)

Asymetrická šifra (různé klíče pro šifrování a dešifrování), použitelná jako šifra s veřejným klíčem. Kryptoschéma je založeno na Eulerove formuli.

Alice a Bob se verejne dohodnou na hranici N a chtejí si vymenovat tajné zprávy $0 \leq m < N$. **Inicializace:**

1. vybrat dvě dostatečně velká prvočísla p, q tak aby $n = p \cdot q < N$
2. Alice spočítá $\varphi(n) = (p-1) \cdot (q-1)$
   (Eulerova funkce $\varphi(n)$ je počet čísel menších než n, která jsou s n nesoudělná)
3. vybrat e takové, že $1 < e < \varphi(n)$ a e je nesoudělné s $\varphi(n)$
   – dvojice (n, e) bude *veřejný klíč (public key)*
4. vybrat d tak, aby
$$d \cdot e \equiv 1 \mod \varphi(n)$$
   takové d lze najít rozšířeným euklidovým algoritmem
   – dvojice (n, d) bude *dešifrovací klíč (private key)*

Šifrování:

1. Alice posílá public key Bobovi (čísla n a e), nechává si private key
2. Bob chce Alici poslat zprávu m tak spočítá :
$$c = m^e \mod n$$
3. Bob odešle c Alici

Dešifrování:

1. Alice přijala c
2. Spočítá:
$$m = c^d \mod n$$

Šifra (to, že to vůbec funguje, tedy, že $m = (m^e)^d$) se opírá o několik netriviálních vět algebry...

- Pro reálné použití čísla přibližne 100 až 200 bitu. Klíc e volíme jako prvocíslo vetší než $(p-1)$ a $(q–1)$. Hranice bezpecnosti pro modul n je $N = 1024$ bitu, rozumné 1500 bitu, lépe 2048
- Není známa metoda vedoucí k rozbití tohoto algoritmu
- Slabostí je hypotetická možnost vytvorit elektronický podpis zprávy bez znalosti dešifrovacího klíce na základe zachycení vhodných predchozích zašifrovaných zpráv.
- například SSH protokol používá RSA klíče

Report *(Skopal)*
RSA, DES (tady chtěl Skopal konkrétní vzorečky, jak funguje symetrická šifra nebo šifrování s věřejným klíčem ho nezájímalo)

Report *(Yaghob)*
Vedom si nebezpecnosti situace nabidl jsem p. Yaghobovi "sestaveni nakupniho kosiku". Povedel jsem, ze by se k tematu dala povedet hromada veci, tak jestli bychom se mohli domluvit na podmnozine ktera jej zajima, at zbytecne neplnim papir. Souhlasil nacez jsem mu nabidl hromadu vice ci mene souvisejicich veci, pridal par hodne vlastnich.

Nechtel: S-Box, RSA,DES ani zadnou konkretni sifru, konkretni metody utoku, obranu proti utokum, pravidla pro volbu dobreho hesla, steganografii, proudove sifry,historii...

Chtel:
Formalne popsat kryptograficky system - bacha! tady bylo videt, ze jde o klicovy pojem, kdyz ho clovek neformuluje - tak (nejspis) konci.
Nahodne generatory + vlastnosti, ktere od nich chceme + zhruba algoritmicky princip (an = (an-1*b+c) mod d)) + kde se pouziji (generovani klicu)
Hashovaci funkce + vlastnosti, ktere od nich chceme, kde se pouziji (crc, neukladat hesla v plaintextu, ...)
Model utocnika podle Doleva a Yao (pozor! v materialech napsano: neumi uhodnout nah.cislo z dost velke mnoziny, spravne je obecnejsi: Neumi rozume resit NP-uplne problemy (ani slozitejsi (:)).
Cile utoku
Ukazku pouziti nejakeho sifrovaciho protokolu (zvolil jsem kombinace symetricka sifra sifrovani, asymetricka predani klicu k symetricke).
Vymenu klicu a-la Diffie Hellman
Pokud jsem neco nevedel, dostal jsem cas na premysleni, pripadne jemne natuknuti. Veci chtel hodne formalne.
Nemit Ochranu informace I a II + vlastni zajem o oblast, tak certain doom!

3 Databáze

Požadavky

- Podstata a architektury DB systémů
- Konceptuální, logická a fyzická úroveň pohledů na data
- Algoritmy návrhu schémat relací, normální formy, referenční integrita
- Transakční zpracování, vlastnosti transakcí, uzamykací protokoly, zablokování
- ER-diagramy, metody návrhů IS
- SQL
- Indexy, triggery, uložené procedury, uživatelé, uživatelská práva
- Vícevrstevné architektury
- Vazba databází na internetové technologie
- Organizace dat na vnější paměti, B-stromy a jejich varianty.

3.1 Podstata a architektury DB systemů

Zdroje: Wikipedie, slidy Dr. T. Skopala k Databázovým systémům

Definice *(Databáze)*
Databáze je logicky uspořádaná (integrovaná) kolekce navzájem souvisejících dat. Je sebevysvětlující, protože data jsou uchovávána společně s popisy, známými jako metadata (také schéma databáze). Data jsou ukládána tak, aby na nich bylo možné provádět strojové dotazy – získat pro nějaké parametry vyhovující podmnožinu záznamů.

Někdy se slovem „databáze“ myslí obecně celý databázový systém.

Definice *(Systém řízení báze dat)*
Systém řízení báze dat (SŘBD, anglicky database management system, DBMS) je obecný softwarový systém, který řídí sdílený přístup k databázi, a poskytuje mechanismy, pomáhající zajistit bezpečnost a integritu uložených dat. Spravuje databázi a zajišťuje provádění dotazů.

Definice *(Databázový systém)*
Databázovým systémem rozumíme trojici, sestávající z:

- databáze
- systému řízení báze dat
- chudáka admina

Smysl databází
Hlavním smyslem databáze je schraňovat datové záznamy a informace za účelem:

- sdílení dat více uživateli,
- zajištění unifikovaného rozhraní a jazyků definice dat a manipulace s daty,
- znovuvyužitelnosti dat,
- bezespornosti dat a
- snížení objemu dat (odstranění redundance).

Databázové modely

Definice *(schéma, model)*
Typicky pro každou databázi existuje strukturální popis druhů dat v ní udržovaných, ten nazýváme *schéma*. Schéma popisuje objekty reprezentované v databázi a vztahy mezi nimi. Je několik možných způsobů organizace schémat (modelování databázové struktury), známých jako *modely*. V modelu jde nejen o způsob strukturování dat, definuje se také sada operací nad daty proveditelná. Relační model například definuje operace jako „select“ nebo „join“. I když tyto operace se nemusejí přímo vyskytovat v dotazovacím jazyce, tvoří základ, na kterém je jazyk postaven. Nejdůležitější modely v této sekci popíšeme.

Poznámka
Většina databázových systémů je založena na jednom konkrétním modelu, ale čím dál častější je podpora více přístupů. Pro každý logický model existuje více fyzických přístupů implementace a většina systémů dovolí uživateli nějakou úroveň jejich kontroly a úprav, protože toto má velký vliv na výkon systému. Příkladem nechť jsou indexy, provozované nad relačním modelem.

„Plochý“ model
Toto sice nevyhovuje úplně definici modelu, přesto se jako triviální případ uvádí. Představuje jedinou dvoudimensionální tabulku, kde data v jednom sloupci jsou považována za popis stejné vlastnosti (takže mají podobné hodnoty) a data v jednom řádku se uvažují jako popis jediného objektu.

Relační model
Relační model je založen na predikátové logice a teorii množin. Většina fyzicky implementovaných databázových systémů ve skutečnosti používá jen aproximaci matematicky definovaného relačního modelu. Jeho základem jsou *relace* (dvoudimensionální tabulky), *atributy* (jejich pojmenované sloupce) a *domény* (množiny hodnot, které se ve sloupcích můžou objevit). Hlavní datovou strukturou je tabulka, kde se nachází informace o nějaké konkrétní třídě entit. Každá entita té třídy je potom reprezentována řádkem v tabulce – n-ticí atributů.

Všechny relace (tj. tabulky) musí splňovat základní pravidla – pořadí sloupců nesmí hrát roli, v tabulce se nesmí vyskytovat identické řádky a každý řádek musí obsahovat jen jednu hodnotu pro každý svůj atribut. Relační databáze obsahuje více tabulek, mezi kterými lze popisovat vztahy (všech různých kardinalit, tj. $1:1$, $1:n$ apod.). Vztahy vznikají i implicitně např. uložením stejné hodnoty jednoho atributu do dvou řádků v tabulce. K tabulkám lze přidat informaci o tom, která podmnožina atributů funguje jako *klíč*, tj. unikátně identifikuje každý řádek, některý z klíčů může být označen jako primární. Některé klíče můžou mít nějaký vztah k vnějšímu světu, jiné jsou jen pro vnitřní potřeby schématu databáze (generovaná ID).

Hierarchický model

V hierarchickém modelu jsou data organizována do stromové struktury – každý uzel má odkaz na nadřízený (k popisu hierarchie) a setříděné pole záznamů na stejné úrovni. Tyto struktury byly používány ve starých mainframeových databázích, nyní je můžeme vidět např ve struktuře XML dokumentů. Dovolují vztahy $1 : N$ mezi dvěma druhy dat, což je velice efektivní k popisu různých reálných vztahů (obsahy, řazení odstavců textu, tříděné informace). Nevýhodou je ale nutnost znát celou cestu k záznamu ve struktuře a neschopnost systému reprezentovat redundance v datech (strom nemá cykly).

Síťový model

Síťový model organizuje data pomocí dvou hlavních prvků, *záznamů* a *množin*. Záznamy obsahují pole dat, množiny definují vztahy $1 : N$ mezi záznamy (jeden *vlastník*, mnoho *prvků*). Záznam může být vlastníkem i prvkem v několika různých množinách. Jde vlastně o variantu hierarchického modelu, protože síťový model je také založen na konceptu více struktur nižší úrovně závislých na strukturách úrovně vyšší. Už ale umožňuje reprezentovat i redundantní data. Operace nad tímto modelem probíhají „navigačním“ stylem: program si uchovává svoji současnou pozici mezi záznamy a postupuje podle závislostí, ve kterých se daný záznam náchází. Záznamy mohou být i vyhledávány podle klíče.

Fyzicky jsou většinou množiny – vztahy – reprezentovány přímo ukazateli na umístění dat na disku, což zajišťuje vysoký výkon při vyhledávání, ale zvyšuje náklady na reorganizace. Smysl síťové navigace mezi objekty se používá i v objektových modelech.

Objektový model

Objektový model je aplikací přístupů známých z objektově-orientovaného programování. Je založen na sbližování programové aplikace a databáze, hlavně ve smyslu použití datových typů (objektů) definovaných na jednom místě; ty zpřístupňuje k použití v nějakém běžném programovacím jazyce. Odstraní se tak nutnost zbytečných konverzí dat. Přináší do databází také věci jako zapouzdření nebo polymorfismus. Problémem objektových modelů je neexistence standardů (nebo spíš produktů, které by je implementovaly).

Kombinací objektového a relačního přístupu vznikají *objektově-relační* databáze – relační databáze, dovolující uživateli definovat vlastní datové typy a operace na nich. Obsahují pak hybrid mezi procedurálním a dotazovacím programovacím jazykem.

Architektury databázových systémů

Zdroj: Wiki ČVUT (státnice na FELu ;-))

Architektury databázových systémů se obecně dělí na

- *centralizované* (kde se databáze předpokládá fyzicky na jednom počítači) a
- *distribuované*,

případně na

- *jednouživatelské* a
- *víceuživatelské*.

Distribuované databázové systémy

Distribuovaný systém řízení báze dat je vlastně speciálním případem obecného distribuovaného výpočetního systému. Jeho implementace zahrnuje fyzické rozložení dat (včetně možných replikací databáze) na více počítačů – *uzlů*, přičemž jejich popis je integrován v globálním databázovém schématu. Data v uzlech mohou být zpracovávána lokálními SŘBD, komunikace je organizována v síťovém provozu pomocí speciálního softwaru, který umí zacházet s distribuovanými daty. Fyzicky se řeší rozložení do uzlů, svázaných komunikačními kanály, a jeho transparence (neviditelnost – navenek se má tvářit jako jednolitý systém). Každý uzel v síti je sám o sobě databázový systém a z každého uzlu lze zpřístupnit data kdekoliv v síti.

Dále se dělí na dva typy:

- Federativní databáze – neexistuje globální schéma ani centrální řídící autorita, řízení je také distribuované.
- Heterogenní databázové systémy – jednotlivé autonomní SŘBD existují (vznikly nezávisle na sobě) a jsou integrovány, aby spolu mohly komunikovat.

Výhodou oproti centralizovaným systémům je vyšší efektivita (data mohou být uložena blízko místa nejčastějšího používání), zvýšená dostupnost, výkonnost a rozšiřitelnost; nevýhodou zůstává problém složitosti implementace, distribuce řízení a nižší bezpečnost takových řešení.

Víceuživatelské databázové systémy

Víceuživatelské jsou takové systémy, které umožňují vícenásobný uživatelský přístup k datům ve stejném okamžiku. V důsledku možného současného přístupu více uživatelů je nutné systém zabezpečit tak, aby i nadále zajišťoval integritu a konzistenci uložených dat. Existují obecně dva možné přístupy:

- Uzamykání – Dříve často používaná metoda založená na uzamykání aktualizovaných záznamů, v případě masivního využití aktualizačních příkazů u ní ale může docházet k značným prodlevám.
- Multiversion Concurency Control – Modernější vynález. Jeho princip spočívá v tom, že při požadavku o aktualizaci záznamu v tabulce je vytvořena kopie záznamu, která není pro ostatní uživatele až do provedeného commitu viditelná.

3.2 Konceptualní, logická a fyzická úroveň pohledu na data

TODO: sjednotit terminologii, snad to popisuje to co tu má být, ale zdroje jsou pochybné (Wikipedie tady neodvádí zrovna ideální práci a ČVUT Wiki se moc nerozepisuje).

Definice *(Datové modelování)*

Datové modelování je proces vytvoření konkrétního datového modelu (schématu) databáze pomocí aplikace nějakého abstraktního databázového modelu. Datové modelování zahrnuje kromě definice struktury a organizace dat ještě další implictiní nebo explicitní omezení na data do struktury ukládaná.

Vrstvy modelování

Druhy datových modelů mohou být tří typů, podle tří různých pohledů na databáze (tři „vrstvy“, které se navzájem doplňují):

- konceptuální schéma (datový model) – nejabstraktnější, popisuje význam organizace databáze – třídy entit a jejich vztahy.
- logické schéma – popisuje význam konceptuálního schématu z hlediska databázové implementace – popisy tabulek, programových tříd nebo XML tagů (podle zvoleného databázového modelu)
- fyzické schéma – nejkonkrétnější, popisuje fyzické uložení dat a stroje na kterých systém poběží.

Na tomto rozdělení je důležitá nezávislost jednotlivých vrstev – takže se implementace jedné z nich může změnit, aniž by bylo nutné výrazně upravovat ostatní (samozřejmě musí zůstat konzistetní vzhledem k ostatním vrstvám). Během implementace nějaké databázové aplikace se začíná vytvořením konceptuálního schématu, pokračuje jeho upřesnění logickým schématem a naknec jeho fyzickou implementací podle fyzického schématu (modelu).

Poznámka

V tomto pohledu (který je podle standardu ANSI z r. 1975) jsou databázové modely, popsané v předchozí sekci, příklady abstraktních logických datových modelů. Někde je však tato úroveň označována jako „fyzická“ a „jiná logická“ se vtěsní ještě mezi ni a konceptuální.

Konceptuální schéma

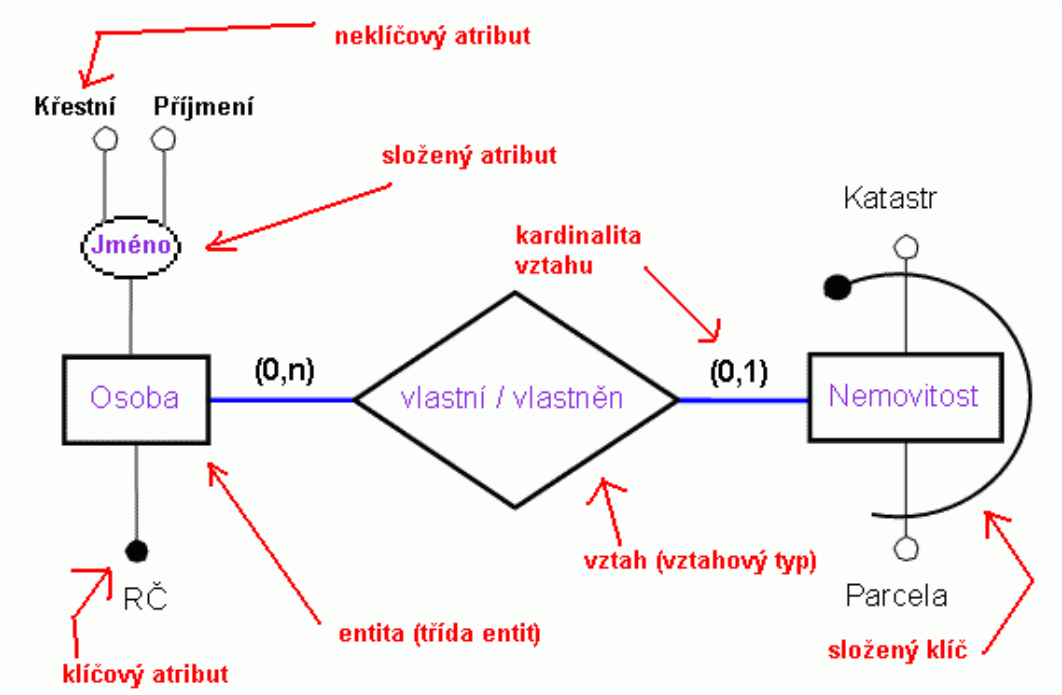
Konceptuální schéma (datový model) popisuje podstatné objekty (*třídy entit*, „koncepty“), jejich charakteristiky (*atributy*) a vztahy mezi nimi (asociace mezi dvojicemi tříd entit). Nepopisuje přímo implementaci v databázi, jen význam nějakého celku, který bude databází představován. Jde o modelování „datové reality“, z pohledu uživatele (analytika, konstruktéra databáze).

Příklady

Pár příkladů vztahů mezi třídami entit (z Wikipedie):

- Each PERSON may be the vendor in one or more ORDERS.
- Each ORDER must be from one and only one PERSON.
- PERSON is a sub-type of PARTY. (Meaning that every instance of PERSON is also an instance of PARTY.)

De-facto standardem pro konceptuální datové modelování jsou *ER-diagramy* (entity-relationship diagramy). Hodí se hlavně pro „plochá“ formátovaná data (takže třeba pro objektové nebo relační databáze, ale ne pro XML apod.). Používají dva typy „objektů“ – *entity* (třídy entit) a *vztahy*. Jde o obdobu UML z objektového programování. Příklad ER-diagramu se vztahem dvou entit je na následujícím obrázku (popisuje i další vlastnosti – atributy entit a kardinality vztahů):



(Obrázek je upravený, rozšířený a popsaný příklad ze slidů Dr. T. Skopala k Databázovým systémům)

Logické schéma

Logické schéma je datový model organizace nějakého specifického celku pomocí jednoho z databázových modelů – podle databázových modelů popsaných v předchozí sekci, tj. např. pomocí relačních tabulek, objektových tříd nebo XML. Svojí úrovní abstrakce se nachází mezi konceptuálním a fyzickým schématem.

Fyzické schéma

Fyzické datové modely jsou modely, ktere používají databazové stroje směrem k nižším vrstvám (operačního) systému. V zásadě jde o různé způsoby fyzického uložení dat (tedy schémata organizace souborů) – sekvenční soubory, B-stromy apod.

3.3 Algoritmy návrhu schémat relací

Normální formy

Normalizace, anomálie

Normalizace databází je technika návrhu relačních databázových tabulek, pri které se minimalizují duplicity informací - a zamezuje se tak nekonzistentnosti dat. Stupně normalizace se „popisují“ pomocí *normálních forem* - čím vyšší forma, tým vyšší striktnost...

Problémy řešené normalizací:

- *update anomaly* – pokud se změní jedna kopie redundantních dat, je třeba změnit i ostatní kopie, jinak se databáze stane nekonzistentní, př.: tabulka (člověk, adresa, skill); kdyby se nevykonal update správně, může tabulka zůstat v nekonzistentním stavu (např. by se mohly změnit jen některé adresy jednoho člověka)
- *insertion anomaly* – při vložení dat příslušejících jedné entitě je potřeba zároveň vložit data i o jiné entitě, např. v tabulce (fakulta, datum založení, kurz) můžeme zaznamenat jen data pro fakulty, které mají kurzy...
- *deletion anomaly* – Při vymazání dat příslušejících jedné entitě je potřeba vymazat data patřící jiné entitě. V předchozí tabulce bude fakulta vymazána úplně, když se všemi kurzy.

Ideálně by relační databáze měla být navržena tak, aby vylučovala možnost takových anomalií. Normalizace obvykle zahrňuje dekomponování nenormalizované tabulky na dvě nebo více tabulek takových, že po jejich spojení (join) dostaneme všechny původní informace.

Abychom mohli definovat normální formy, potřebujeme znát funkční závislosti jednotlivých atributů entit relační databáze a vědět, které atributy jsou klíčové a které ne.

Definice *(Funkční závislosti)*

Řekneme, že atribut B je **funkčně závislý** na atributu A (značíme $A \to B$), jestliže pro každou hodnotu atributu A existuje právě jedna hodnota atributu B. Rozšířené funkční závislosti se definují pro množinu atributů (pro každou n-tici atributů z nějaké množiny existuje právě jedna hodnota závislého(závislých) atributu(atributů)).

Funkční závislosti splňují tzv. *Armstrongova pravidla*, což zahrnuje pro množiny atributů X, Y, Z:

1. triviální závislost: $X \supseteq Y \;\Rightarrow\; X \to Y$
2. transitivitu: $X \to Y \wedge Y \to Z \;\Rightarrow\; X \to Z$
3. kompozici: $X \to Y \wedge X \to Z \;\Rightarrow X \to YZ$
4. dekompozici: $X \to YZ \;\Rightarrow\; X \to Y \wedge X \to Z$

Definice *(Klíč)*

Nadklíčem, někdy též **superklíčem**, schématu A rozumíme každou podmnožinu množiny A, na níž A funkčně závisí. Jinak řečeno nadklíč je množina atributů, která jednoznačně určuje řádek tabulky.

Klíč, nebo také **potenciální klíč**(candidate key), schématu A je takový nadklíč schématu A, jehož žádná vlastní podmnožina není nadklíčem A. Čili minimální nadklíč.

Každý atribut, který je obsažen alespoň v jednom potenciálním klíči se nazývá **klíčový**, ostatní atributy jsou **neklíčové**.

Definice *(Normální formy)*

- *První normální forma*
  – Tabulka je v první normální formě, jestliže lze do každého pole dosadit pouze jednoduchý datový typ (jsou dále nedělitelné). To zahrnuje i neexistenci více sloupců tabulky se stejným druhem obsahu:

$$\left.\begin{array}{r}\text{(manager, podřízený1, podřízený2, podřízený3)}\\ \text{(manager, podřízení-vice\_hodnot\_v\_jednom\_sloupci)}\end{array}\right\} \to \text{(manager, podřízený)}$$

- *Druhá normální forma*
  – Existuje klíč a všechna neklíčová pole jsou funkcí celého klíče (a tedy ne jen jeho částí).

$$\text{(custID, name, address, city, state, zip)} \to \begin{array}{l}\text{(custID, name, address, zip)}\\ +\,\text{(zip, city, state)}\end{array}$$

- *Třetí normální forma*
  – Tabulka je ve třetí normální formě, jestliže každý neklíčový atribut není transitivně závislý na žádném klíči schématu (resp. každý neklíčový atribut je přímo závislý na klíči schématu) neboli je-li ve druhé normální formě a zároveň neexistuje jediná závislost neklíčových sloupců tabulky.

  (deptID, deptName, managerID, hireDate) → (deptID, deptName, managerID)

  Atribut „hireDate“ je sice funkčně závislý na klíči deptID, ale jen proto, že hireDate závisí na managerID, které závisí na deptID.
- *Boyce-Coddova normální forma*
  – Pro každou netriviální závislost $X \to Y$ platí, že X obsahuje klíč schématu R (X je nadklíč).

Algoritmy návrhu schémat relací

Schémata relací by měla být navrhována tak, aby odpovídala předem připravenému konceptuálnímu modelu (např. pomocí ER diagramů) a zároveň pokud možno splňovala co nejpřísnější požadavky na normální formy. Pro modelování relační databáze existují dva přístupy:

1. Získání množiny relačních schémat (ručně nebo převodem z např. ER diagramu) a provádění normalizace pro každou tabulku zvlášť
2. Návrh tzv. univerzálního schématu databáze – jedna velká tabulka pro celou databázi (vč. platných funkčních závislostí) a normalizace prováděná globálně

První možnost je relativně intuitivní (s ER diagramy) a jednoduchá, ale hrozí riziko přílišného rozdrobení databáze na velký počet malých tabulek (a nadbytečný i vzhledem k požadované normální formě). V druhém způsobu jsou entity jednotlivých relací „vypozorovány“ jako efekt funkčních závislostí, což není příliš průhledné a jednoduše proveditelné, ale minimalizuje to šanci na rozdrobení databáze. Oba přístupy lze také zkombinovat – převést ER model databáze do schémat a některá (nebo až všechna) potom před normalizací sloučit.

Normalizace

Jediným způsobem, jak u nějakého obecného relačního schématu dosáhnout normální formy (obecně se požaduje většinou 3NF nebo BCNF), je rozdělení na několik podschémat. Dá se to provést ručně nebo algoritmicky a existuje více přístupů podle požadavku na normální formu, *bezztrátovost* (dekompozice relace $R(A, F)$ do $R_1(A_1, F_1)$ a $R_2(A_2, F_2)$ je bezeztrátová, když $A1 \cap A2 \to A1$ nebo $A1 \cap A2 \to A2$, tedy opětovným spojením do původní relace nevzniknou další řádky) nebo *pokrytí závislostí* (dekompozice $R(A, F)$ do $R_1(A_1, F_1)$ zachovává pokrytí závislostí, když $F^+ = F_1^+ \cup F_2^+$ – nesmí se ztratit závislost ani v rámci dílčího schématu, ani jdoucí napříč schémata).

Algoritmus *(Dekompozice)*

Dekompozice je algoritmus, který relační schéma převede do Boyce-Coddovy normální formy. Zaručuje zachování bezeztrátovosti, ale už ne pokrytí závislostí (bez ohledu na algoritmus toto u BCNF někdy není možné). Jeho běh vypadá následovně:

1. Vyber nějaké schéma, které není v BCNF.
2. Vezmi pro něj neklíčovou závislost $X \to Y$ (tak že X není klíč) a dekomponuj podle ní – vyhoď ze schématu Y a dej XY do zvláštní tabulky.
3. Opakuj od kroku 1, dokud existuje schéma, které není v BCNF.

Algoritmus *(Syntéza)*

Algoritmus syntézy obecně dosahuje třetí normální formy a zachovává pokrytí závislostí (ale ne bezeztrátovost). Pro relační schéma R s množinou funkčních závislostí F vypadá následovně:

1. Udělej minimální pokrytí F (vzhledem k tranzitivitě), nazvi ho G.
2. Sluč funkční závislosti z G se stejnou levou stranou a z každé vytvoř jedno schéma.
3. Zahoď schémata, která jsou podmnožiny jiných.

Nakonec je možné sloučit schémata s funkčně ekviv. klíči ($K1 \leftrightarrow K2$), ale může to porušit normální formu, které bylo dosaženo! Pro zachování bezeztrátovosti lze do přidat nějaké schéma, obsahující univerzální klíč celého původního (neděleného) schématu.

Poznámka

Pro nalezení minimálního pokrytí atributů se používá pomocný algoritmus, který se chová takto:

1. Dekomponuj všechny funkční závislosti na elementární (na pravé straně je jen jeden sloupec)
2. Odstraň z nich redundantní atributy (takové z levé strany, které funkčně závisí na jiných z levé strany)
3. Odstraň redundantní funkční závislosti (tj. takové, které jsou tranzitivním důsledkem jiných – pravá strana funkčně závisí na levé, i když z množiny funkčních závislostí onu redundantní odstraním)

Pro druhý i třetí krok je potřeba získat *atributový uzávěr* (množina všech atributů i tranzitivně závislých na levé straně) – to se opakovaně zkouší, jestli díky funkčním závislostem nedostanu z atributů původní množiny nějaké další atributy (dokud nacházím další, přidávám je do množiny a opakuji).

Referenční integrita

- pomáhá udržovat vztahy v relačně propojených databázových tabulkách, zabraňuje vzniku nekonzistentních dat
- kontrola přípustných hodnot
- kontrola existence položky s daným klíčem v druhé tabulce (podle cizího klíče)

Chování při porušení integrity:

- ON UPDATE, ON DELETE - podmínka spuštění akce
- ON ... RESTRICT - defaultní řešení (hlášení chyby)
- CASCADE - kaskádová aktualizace/smazání (smaže příslušné řádky v odkazované tabulke)
- SET NULL - nastavení odkazovaných řádků závislé tabulky na NULL
- SET DEFAULT - nastavení pevně určené hodnoty
- NO ACTION

3.4 Transakční zpracování, vlastnosti transakcí, uzamykací protokoly, zablokování

Definice *(Transakce)*
Transakce je jistá posloupnost nebo specifikace posloupnosti akcí práce s databází, jako jsou čtení, zápis nebo výpočet, se kterou se zachází jako s jedním celkem.

Hlavním smyslem používání transakcí, tj. *transakčního zpracování*, je udržení databáze v konzistentním stavu. Jestliže na sobě některé operace závisí, sdružíme je do jedné transakce a tím zabezpečíme, že budou vykonány buď všechny, nebo žádná. Databáze tak před i po vykonání transakce bude v konzistentním stavu. Aby se uživateli transakce jevila jako jedna atomická operace, je nutné zavést příkazy COMMIT a ROLLBACK. První z nich signalizuje databázi úspěšnost provedení transakce, tj. veškeré změny v databázi se stanou trvalými a jsou zviditelněny pro ostatní transakce, druhý příkaz signalizuje opak, tj. databáze musí být uvedena do původního stavu.

Tyto příkazy většinou není nutné volat explicitně, např. příkaz COMMIT je vyvolán po normálním ukončení programu realizujícího transakci. Příkaz ROLLBACK pro svou funkci vyžaduje použití tzv. *žurnálu* (logu) na nějakém stabilním paměťovém médiu. Žurnál obsahuje historii všech změn databáze v jisté časové periodě.

Jednoduchá transakce vypadá většinou takto:

1. Začátek transakce,
2. provedení několika dotazů – čtení a zápisů (žádné změny v databázi nejsou zatím vidět pro okolní svět),
3. Potvrzení (příkaz COMMIT) transakce (pokud se transakce povedla, změny v databázi se stanou viditelné).

Pokud nějaký z provedených dotazů selže, systém by měl celou transakci zrušit a vrátit databázi do stavu v jakém byla před zahájením transakce (operace ROLLBACK).

Transakční zpracování je také ochrana databáze před hardwarovými nebo softwarovými chybami, které mohou zanechat databázi po částečném zpracování transakce v nekonzistentním stavu. Pokud počítač selže uprostřed provádění některé transakce, transakční zpracování zaručí, že všechny operace z nepotvrzených („uncommitted“) transakcí budou zrušeny.

Vlastnosti transakcí

Podívejme se nyní na vlastnosti požadované po transakcích. Obvykle se používá zkratka prvních písmen anglických názvů vlastností **ACID** – atomicity, consistency, isolation (independence), durability.

atomicita – transakce se tváří jako jeden celek, musí buď proběhnout celá, nebo vůbec ne.

konzistence – transakce transformuje databázi z jednoho konzistentního stavu do jiného konzistentního stavu.

nezávislost – transakce jsou nezávislé, tj. dílčí efekty transakce nejsou viditelné jiným transakcím.

trvanlivost – efekty úspěšně ukončené (potvrzené,„commited“) transakce jsou nevratně uloženy do databáze a nemohou být zrušeny.

Transakce mohou být v uživatelských programech prováděny paralelně (spíše zdánlivě paralelně, stejně jako je paralelismus multitaskingu na jednoprocesorových strojích jen zdánlivý, zajistí to ale možnost paralelizace „nedatabázových“ akcí a pomalé transakce nebrzdí rychlé). Je zřejmé, že posloupnost transakcí může být zpracována paralelně různým způsobem. Každá transakce se skládá z několika akcí. Stanovené pořadí provádění akcí více transakcí v čase nazveme **rozvrhem**.

Rozvrh, který splňuje následující podmínky, budeme nazývat **legální**:

- Objekt je nutné mít uzamknutý, pokud k němu chce transakce přistupovat.
- Transakce se nebude pokoušet uzamknout objekt již uzamknutý jinou transakcí (nebo musí počkat, než bude objekt odemknut).

Důležitými pojmy pro paralelní zpracování jsou sériovost či uspořádatelnost. **Sériové rozvrhy** zachovávají operace každé transakce pohromadě (a provádí se jen jedna transakce najednou). Pro n transakcí tedy existuje $n!$ různých sériových rozvrhů. Pro získání korektního výsledku však můžeme použít i rozvrhu, kde jsou operace různých transakcí navzájem prokládány. Přirozeným požadavkem na korektnost je, aby efekt paralelního zpracování transakcí byl týž, jako kdyby transakce byly provedeny v nějakém sériovém rozvrhu. Předpokládáme-li totiž, že každá transakce je korektní program, měl by vést výsledek sériového zpracování ke konzistentnímu stavu. O systému zpracování transakcí, který zaručuje dosažení konzistentního stavu nebo stejného stavu jako sériové rozvrhy, se říká, že zaručuje **uspořádatelnost**.

Mohou se vyskytnout problémy, které uspořádatelnosti zamezují. Ty nazýváme *konflikty*. Plynou z pořadí dvojic akcí různých transakcí na stejném objektu. Existují tři typy konfliktních situací:

1. WRITE-WRITE – přepsání nepotvrzených dat
2. READ-WRITE – neopakovatelné čtení
3. WRITE-READ – čtení nepotvrzených („uncommitted“) dat

Řekneme, že rozvrh je *konfliktově uspořádatelný*, je-li konfliktově ekvivalentní nějakému sériovému rozvrhu (tedy jsou v něm stejné, tj. žádné konflikty). Test na konfliktovou uspořádatelnost se dá provést jako test acykličnosti grafu, ve kterém konfliktní situace představují hrany a transakce vrcholy. Konfliktová uspořádatelnost je slabší podmínka než uspořádatelnost – nezohledňuje ROLLBACK (*zotavitelnost* – zachování konzistence, i když kterákoliv transakce selže) a dynamickou povahu databáze (vkládání a mazání objektů). Zotavitelnosti se dá dosáhnout tak, že každá transakce T je potvrzena až poté, co jsou potvrzeny všechny ostatní transakce, které změnily data čtená v T. Pokud v zotavitelném rozvrhu dochází ke čtení změn pouze potvrzených transakcí, nemůže dojít ani k jejich *kaskádovému rušení*.

Při zpracování (i uspořádatelného) rozvrhu může dojít k situaci *uváznutí – deadlocku*. To nastane tehdy, pokud jedna transakce T_1 čeká na zámek na objekt, který má přidělený T_2 a naopak. Situaci lze zobecnit i na více transakcí. Uváznutí lze buď přímo zamezit charakterem rozvrhu, nebo detekovat (hledáním cyklu v grafu čekajících transakcí, tzv. „waits-for“ grafu) a jednu z transakcí „zabít“ a spustit znova.

K zajištění uspořádatelnosti a zotavitelnosti a zabezpečení proti kaskádovým rollbackům a deadlocku se používají různá schémata (požadavky na rozvrhy). Jedním z nich jsou uzamykací protokoly.

Uzamykací protokoly

Vytváření rozvrhů a testování jejich uspořádatelnosti není pro praxi zřejmě ten nejvhodnější způsob. Pokud ale budeme transakce konstruovat podle určitých pravidel, tak za určitých předpokladů bude každý jejich rozvrh uspořádatelný. Soustavě takových pravidel se říká **protokol**.

Nejznámější protokoly jsou založeny na dynamickém zamykání a odemykání objektů v databázi. Zamykání (operace LOCK) je akce, kterou vyvolá transakce na objektu, aby ho chránila před přístupem ostatních transakcí.

Definice *(Dobře formovaná transakce)*
Transakci nazveme **dobře formovanou** pokud podporuje přirozené požadavky na transakce:

1. transakce zamyká objekt, chce-li k němu přistupovat,
2. transakce nezamyká objekt, který již je touto transakcí uzamčený,
3. transakce neodmyká objekt, který není touto transakcí zamčený,
4. po ukončení transakce jsou všechny objekty uzamčené touto transakcí odemčeny.

Dvoufázový protokol (2PL) – Dvoufázová transakce v první fázi zamyká vše co je potřeba a od prvního odemknutí (druhá fáze) již jen odemyká co měla zamčeno (již žádná operace LOCK). Tedy transakce musí mít všechny objekty uzamčeny předtím, než nějaký objekt odemkne. Dá se dokázat, že pokud jsou všechny transakce v dané množině transakcí dobře formované a dvoufázové, pak každý jejich legální rozvrh je uspořádatelný.

Dvoufázový protokol zajišťuje uspořádatelnost, ale ne zotavitelnost ani bezpečnost proti kaskádovému rušení transakcí nebo uváznutí.

Striktní dvoufázový protokol (S2PL) – Problémy 2PL jsou nezotavitelnost a kaskádové rušení transakcí. Tyto nedostatky lze odstranit pomocí striktních dvoufázových protokolů, které uvolňují zámky až po skončení transakce (COMMIT). Zřejmá nevýhoda je omezení paralelismu. 2PL navíc stále nevylučuje možnost deadlocku.

Konzervativní dvoufázový protokol (C2PL) – Rozdíl oproti 2PL je ten, že transakce žádá o všechny své zámky, ještě než se začne vykonávat. To sice vede občas k zbytečnému zamykání (nevíme co přesně budeme potřebovat, tak radši zamkneme víc), ale stačí to již k prevenci uváznutí (deadlocku).

„Vylepšení“ zamykacích protokolů

Sdílené a výlučné zámky – Nevýhodou 2PL je, že objekt může mít uzamčený pouze jedna transakce. Abychom uzamykání provedli precizněji, je dobré vzít na vědomí rozdíl mezi operacemi READ a WRITE. *Výlučný zámek* (W_LOCK) může být aplikován na objekty jak pro operaci READ tak pro WRITE, *sdílený zámek* (R_LOCK) uzamyká objekt, který chceme pouze číst. Jeden objekt potom může být uzamčen sdíleným zámkem více transakcí a zvyšuje se tak možnost paralelního zpracování. Budeme-li s těmito zámky zacházet stejně jako u 2PL, opět máme zaručenou uspořádatelnost rozvrhu, ovšem nikoliv absenci uváznutí.

Strukturované uzamykání (multiple granularity) – Objekty jsou v tomto případě chápány hierarchicky dle relace *obsahuje*. Například databáze obsahuje soubory, které obsahují stránky a ty zase obsahují jednotlivé záznamy. Na tuto hierarchii se můžeme dívat jako na strom, ve kterém každý vrchol obsahuje své potomky. Když transakce zamyká objekt (vrchol) zamyká také všechny jeho potomky. Protokol se tak snaží minimalizovat počet zámků, tím snížit režii a zvýšit možnosti paralelního zpracování.

Alternativní protokoly

Časová razítka – Další z protokolů zaručující uspořádatelnost je využití časových razítek. Na začátku dostane transakce T *časové razítko* – $TS(T)$ (časová razítka jsou unikátní a v čase rostou), abychom věděli pořadí, ve kterém by měli být transakce vykonány. Každý objekt v databázi má *čtecí razítko* – $RTS(O)$ (read timestamp), které je aktualizováno, když je objekt čten, a *zapisovací razítko* – $WTS(O)$ (write timestamp), které je aktualizováno, když nějaká transakce objekt mění.

Pokud chce transakce T číst objekt O mohou nastat dva případy:

- $TS(T) < WTS(O)$, tzn. někdo změnil objekt O potom co byla spuštěna transakce T. V tomto případě musí být transakce zrušena a spouštěna znovu (a tedy s jiným časovým razítkem).
- $TS(T) > WTS(O)$, tzn. je bezpečné objekt číst. V tomto případě T přečte O a $RTS(O)$ je nastaveno na $\max\{TS(T),\ RTS(O)\}$.

Pokud chce transakce T zapisovat do objektu O rozlišujeme případy tři:

- $TS(T) < RTS(O)$, tzn. někdo četl O poté co byla spuštěna T a předpokládáme, že si pořídil lokální kopii. Nemůžeme tedy O změnit, protože by lokální kopie přestala být platná a tedy je nutné T zrušit a spustit znova.
- $TS(T) < WTS(O)$, tzn. někdo změnil O po startu T. V tomto případě přeskočíme write operaci a pokračujeme dále normálně. T nemusí být restartována.
- V ostatních případech T změní O a $WTS(O)$ je nastaveno na $TS(T)$.

Optimistické protokoly – V situaci kdy se většina transakcí neovlivňuje, je režie výše uvedených protokolů zbytečně velká a můžeme použít takzvaný optimistický protokol. V protokolu můžeme rozlišit tři fáze.

1. **Fáze čtení:** Čtou se objekty z databáze do lokální paměti a jsou na nich prováděny potřebné změny.
2. **Fáze kontroly:** Po dokončení všech změn v lokální paměti je vyvolán pokus o zapsání výsledků do databáze. Algoritmus zkontroluje, zda nehrozí potenciální kolize s již potvrzenými transakcemi, nebo s některými právě probíhajícími. Pokud konflikt existuje, je třeba spustit algoritmus pro řešení kolizí, který se je snaží vyřešit. Pokud se mu to nepodaří, je využita poslední možnost a tou je zrušení a restartování transakce.
3. **Fáze zápisu:** Pokud nehrozí žádné konflikty, jsou data z lokální paměti zapsány do databáze a transakce potvrzena.

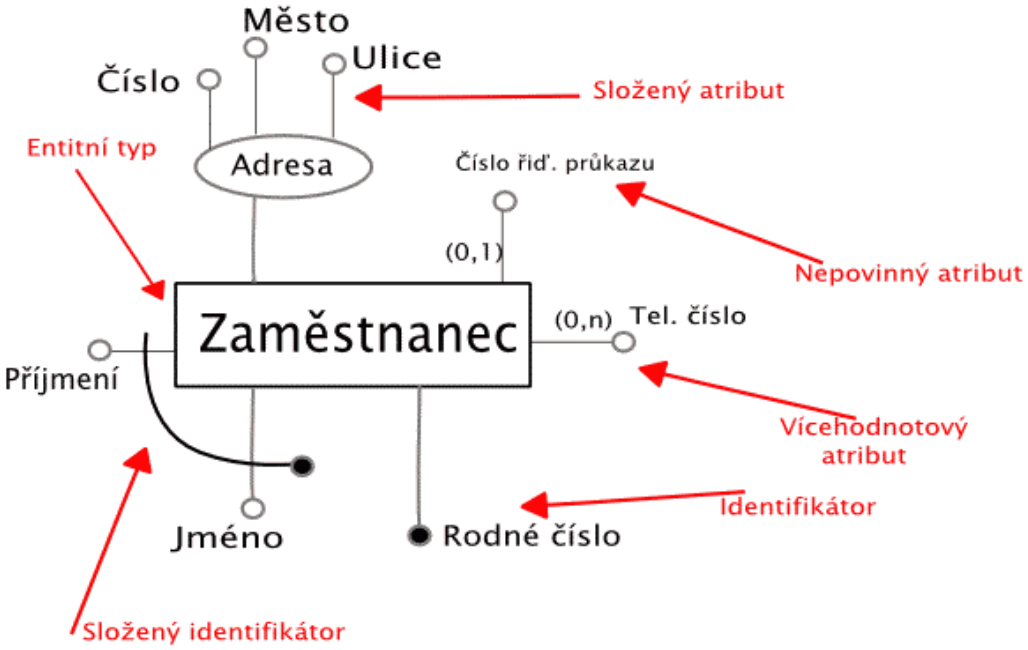
3.5 ER-diagramy, metody návrhu IS

ER-diagramy jsou de-facto standard pro konceptuální datové modelování. Jsou vhodné hlavně pro „plochá“ neformátovaná data, tj. hlavně pro relační, objektově-relační nebo objektové databáze. Nejsou vhodné pro multimediální nebo hierarchická data (jako např. XML). E-R v názvu znamená *entity-relationship* modelování, tedy modelování s pomocí (tříd) entit a jejich vztahů. ER model databáze definuje její konceptuální schéma. Jde vlastně o obdobu UML schémat v objektovém programování.

Entitní typ

Entitní typ (v diagramu se značí hranatým rámečkem) reprezentuje nějakou třídu entit (např. „Zaměstnanec“). Každý entitní typ má nějaké *atributy* (např. „jméno“), z nichž některé mohou být *identifikátory*, tj. takové, které jednoznačně určují instanci entity. Pokud nemá žádné identifikátory explicitně označené, jsou jimi všechny atributy dohromaty (tzv. složený identifikátor). Identifikátory mohou být i víceatributové.

Atributy entitních typů mohou být *jednoduché* nebo *složené*, *povinné* či *nepovinné*, případně *jednohodnotové* a *vícehodnotové*. Jejich zobrazení ukazuje následující obrázek:

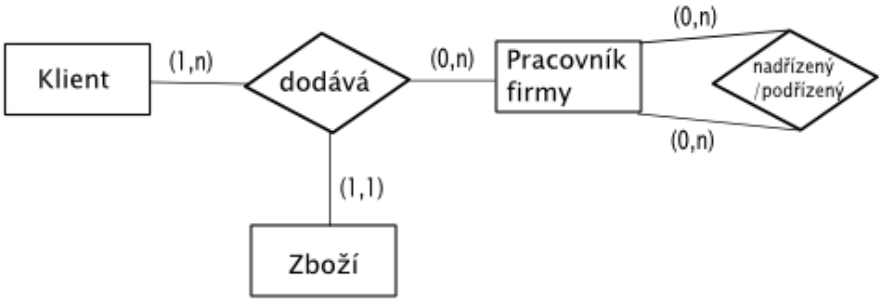


(Entitní typ se všemožnými druhy atributů)

Vztahový typ

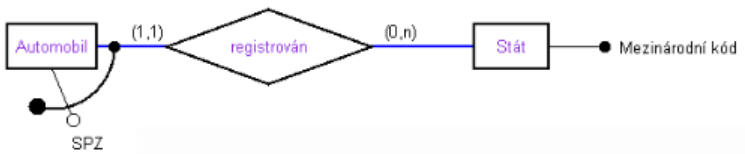
Vztahový typ (v diagramu značený kosočtvercem) popisuje vztahy mezi jednotlivými entitami – s těmi entitami, se kterými je v nějakém vztahu, je spojen čarou. Vztah může mít danou i *kardinalitu* (kolik entit z každé strany do vztahu vstupuje), která může být typu $1:1$, $1:n$, $m:n$ a je značená vedle čáry spojující vztahový typ s entitou. Entity ve vztahu mohou mít navíc *povinné či nepovinné členství* (vstupovat do něj vždy nebo jen někdy).

Vztahy mohou být buď binární nebo obecně n-ární, ale více než ternární vztahy se většinou neobjevují. Vztahy mohou být i rekurzivní, tj. do vztahů vstupují entity stejného typu. Instance vztahového typu je jednoznačně určena identifikátory instancí entit ve vztahu. Některé entitní typy mohou být spoluidentifikovány (nebo přímo identifikovány) vztahem – pak se nazývají *slabé entitní typy*.



(Vztahové typy)

Obrázek ukazuje ternární vztah s různými kardinalitami – klientovi někdo dodává zboží jednou až n-krát, pracovník dodává nula až n-krát zboží (tj. jde o nepovinné členství ve vztahu, můžou existovat pracovníci, kteří nic nedodávají) a zboží je vždy někomu dodáváno právě jednou. Na zaměstnancích je zároveň ukázán rekurzivní binární vztah.

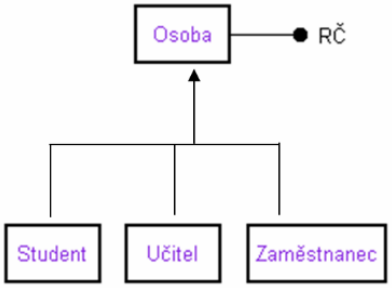


(Slabý entitní typ. Zdroj: slidy Dr. T. Skopala k Databázovým systémům)

Tento obrázek ukazuje, jak vypadá slabý entitní typ – automobil je identifikován svojí SPZ a zároveň státem, ve kterém je registrován.

ISA hierarchie

ISA hierarchie je rozšíření ER diagramů o „dědičnost“ entit – tj. rozdělení entitních typů na subtypy (a přidání dalších vztahů nebo atributů pro subtypy). V ISA hierarchii se povoluje pouze jednonásobná dědičnost, navíc potomci nějakého entitního typu musí být jednoznačně identifikováni předkem (tj. všechny entity v hierarchii sdílí identifikátor).



(ISA hierarchie. Zdroj: slidy Dr. T. Skopala k Databázovým systémům)

Úpravy ER diagramů

V ER diagramu je možné provádět víceméně „ekvivalentní“ úpravy (výsledný diagram reprezentuje stejný koncept databáze), např. pro odstranění vztahů s kardinalitou $m : n$ (převod na dva vztahy kardinalitami $1 : n$ a *průnikový entitní typ*, který je vztahy určený, takže je slabý). Dalším důvodem úprav může být zbavení se ISA hierarchie. To se dá provést více způsoby, přičemž žádný z nich nefunguje úplně obecně:

- agregace atributů a vztahů potomka do předka a úprava kardinalit (převod na nepovinné atributy a nepovinné členství ve vztahu)
- odstranění předka a duplikace všech jeho atributů a vztahů v potomcích
- nahrazení ISA vztahu klasickým vztahem (z potomků vzniknou slabé entitní typy)

Jiná úprava je odstranění vícehodnotového atributu – převede se na vztah s kardinalitou $1 : n$ a slabý entitní typ.

Korektní ER schéma

V *korektním* ER schématu všechny entity a vztahy splňují:

- Žádný entitní typ nemá více než jednoho ISA předka.
- ISA vztahy netvoří orientovaný cyklus.
- Identifikační vztahy netvoří orientovaný cyklus.
- Potomek v ISA hierarchii není identifikačně závislý na žádném entitním typu (je již identifikován předkem).
- Jména entitních a vztahových typů jsou jednoznačná.

TODO: Co je ksakru „ metody návrhů IS“?

3.6 SQL

Zdroje: slidy z přednášek Databázové systémy a Databázové aplikace Dr. T. Skopala a Dr. M. Kopeckého.

Standardy SQL

SQL (*Structured query language*) je standardní jazyk pro přístup k relačním databázím (a dotazování nad nimi). Je zároveň jazykem pro definici dat (definition data language), vytváření a modifikace schémat (tabulek), manipulaci s daty (data manipulation language), vkládání, aktualizace, mazání dat, řízení transakcí, definici integritních omezení aj. Jeho syntaxe odráží snahu o co nejpřirozenější formulace požadavků – je podobná anglickým „větám“.

SQL je standard podle norem ANSI/ISO a existuje v několika (zpětně kompatibilních) verzích (označovaných podle roku uvedení):

SQL 86 – první „nástřel“, průnik implementací SQL firmy IBM

SQL 89 -– malá revize motivovaná komerční sférou, mnoho detailů ponecháno implementaci

SQL 92 — mnohem silnější a obsáhlejší jazyk. Zahrnuje už

- modifikace schémat, tabulky s metadaty,
- vnější spojení, množinové operace
- kaskádové mazání/aktualizace podle cizích klíčů, transakce
- kurzory, výjimky

Standard existuje ve čtyřech verzích: Entry, Transitional, Intermediate a Full.

SQL 1999 -– přináší mnoho nových vlastností, např.

- objektově-relační rozšíření
- nové datové typy – reference, pole, full-text
- podpora pro externí datové soubory, multimédia
- triggery, role, programovací jazyk, regulární výrazy, rekurzivní dotazy ...

SQL 2003 -– další rozšíření, např. XML management

Komerční systémy implementují SQL podle různých norem, někdy jenom SQL-92 Entry, dnes nejčastěji SQL-99, ale nikdy úplně striktně. Některé věci chybí a naopak mají všechny spoustu nepřenositelných rozšíření – např. specifická rozšíření pro procedurální, transakční a další funkcionalitu (T-SQL (Microsoft SQL Server), PL-SQL (Oracle)). S novými verzemi se kompatibilita zlepšuje, často je možné používat obojí syntax. Přenos aplikace za běhu na jinou platformu je ale stále velice náročný – a to tím náročnější, čím víc věcí mimo SQL-92 Entry obsahuje. Pro otestování, zda je špatně syntax SQL, nebo zda jen daná databázová platforma nepodporuje některý prvek, slouží SQL validátory (které testují SQL podle norem).

Dotazy v SQL

Hlavním nástrojem dotazů v SQL je příkaz `SELECT`. Sdílí prvky relačního kalkulu i relační algebry – obsahuje práci se sloupci, kvantifikátory a agregační funkce z relačního kalkulu a další operace – projekce, selekce, spojení, množinové operace – z relační algebry. Na rozdíl od striktní formulace relačního modelu databáze povoluje duplikátní řádky a NULLové hodnoty atributů.

Netříděný dotaz v SQL sestává z:

- příkazu(ů) `SELECT` (hlavní logika dotazování), to obsahuje vždy
- může obsahovat i množinové operace nad výsledky příkazů `SELECT` – `UNION`, `INTERSECTION` ...

Výsledky nemají definované uspořádání (resp. jejich pořadí je určeno implementací vyhodnocení dotazu).

Příkaz `SELECT` vypadá následovně (tato verze už zahrnuje i třídění výsledků):

```
SELECT [DISTINCT]
 výraz1 [[AS] c_alias1] [, ...]
FROM
 zdroj1 [[AS] t_alias1] [, ...]
[WHERE podmínka_ř]
[GROUP BY výraz_g1 [, ...]
[HAVING podmínka_s]]
[ORDER BY výraz_o1 [, ...] ASC/DESC]
```

Kde

- výrazy mohou být sloupce, sloupce s agregačními funkcemi, výsledky dalších funkcí ...
  `výraz = <název sloupce>, <konstanta>,`
  `(DISTINCT) COUNT( <název sloupce> ),`
  `[DISTINCT] [ SUM | AVG ]( <výraz> ),`
  `[ MIN | MAX ]( <výraz> )`
  a navíc lze použít operátory $+, -, *, /$.
- zdroje jsou tabulky nebo vnořené selecty
- výrazy i zdroje být přejmenovány pomocí `AS`, např. pro odkazování uvnitř dotazu nebo jména na výstupu (od SQL-92)
- podmínka je logická podmínka (spojovaná logickými spojkami `AND, OR`) na hodnoty dat ve zdrojích:
  `podmínka = <výraz> BETWEEN <x> AND <y>, <výraz> LIKE "%_ ... ",`
  `<výraz> IS [NOT] NULL,`
  `<výraz> > = <> <= < > [<výraz>/ ALL / ANY <dotaz>],`
  `<výraz> NOT IN [<seznam hodnot> / <dotaz>], EXIST ( <dotaz> )`
- `GROUP BY` znamená agregaci podle unikátních hodnot jmenovaných sloupců (v ostatních sloupcích vznikají množiny hodnot, které se spolu s oněmi unikátními vyskytují na stejných řádkách
- `HAVING` označuje podmínku na agregaci
- `ORDER BY` definuje, podle hodnot ve kterých sloupcích nebo podle kterých jiných výrazů nad nimi provedených se má výsledek setřídit (`ASC` požaduje vzestupné setřídění, `DESC` sestupné).

SQL nemá příkaz na omezení rozsahu na některé řádky (jako např. „potřebuji jen 50.-100. řádek výpisu“), a to lze řešit buď složitě standardně (počítání kolik hodnot je menších než vybraná, navíc náročné na hardware) nebo pomocí některého nepřenositelného rozšíření.

Pořadí vyhodnocování jednoho příkazu `SELECT` (nebereme v úvahu optimalizace):

1. Nejprve se zkombinují data ze všech zdrojů (tabulek, pohledů, poddotazů). Pokud jsou odděleny čárkami, provede se kartézský součin (to samé co `CROSS JOIN`), v SQL-92 a vyšším i složitější spojení – `JOIN ON` (vnitřní spojení podle podmínky), `NATURAL JOIN` („přirozené“ spojení podle stejných hodnot stejně pojmenovaných sloupců), `OUTER JOIN` („vnější“ spojení, do kterého jsou zahrnuty i záznamy, pro které v jednom ze zdrojů není nalezeno nic, co by odpovídalo podmínce, doplněnné NULLovými hodnotami) atd.

2. Vyřadí se vzniklé řádky, které nevyhovují podmínce (`WHERE`)
3. Zbylé řádky se seskupí do skupin se stejnými hodnotami uvedených výrazů (`GROUP BY`), každá skupina obsahuje atomické sloupce s hodnotami uvedených výrazů a množinové sloupce se skupinami ostatních hodnot sloupců.
4. Vyřadí se skupiny, nevyhovující podmínce (`HAVING`)
5. Výsledky se setřídí podle požadavků
6. Vygeneruje se výstup s požadovanými hodnotami
7. V případě `DISTINCT` se vyřadí duplicitní řádky

Poznámka

- Klauzule `GROUP BY` setřídí před vytvořením skupin všechny řádky dle výrazů v klauzuli. Proto by se měl seskupovat co nejmenší možný počet řádek. Pokud je možné řádky odfiltrovat pomocí WHERE, je výsledek efektivnější, než následné odstraňování celých skupin.
- Klauzule `DISTINCT` třídí výsledné záznamy (před operací ORDER BY), aby našla duplicitní záznamy. Pokud to jde, je vhodné se bez ní obejít.
- Klauzule `ORDER BY` by měla být použita jen v nutných případech. Není příliš vhodné ji používat v definicích pohledů, nad kterými se dále dělají další dotazy.

Definice a manipulace s daty, ostatní příkazy

Standard SQL podporuje několik druhů datových typů:

- textové v národní a globální (UTF) znakové sadě (několika druhů – proměnné a pevné délky): `CHARACTER(n)`, `NCHAR(n)`, `CHAR VARYING(n)`
- číselné typy – `NUMERIC(p[,s])`, `INTEGER`, `INT`, `SMALLINT`, `FLOAT(presnost)`, `REAL`, `DOUBLE PRECISION`
- datumové typy – `DATE`, `TIME`, `TIMESTAMP`, `TIMESTAMP(presnost_sekund) WITH TIMEZONE`

Databázové servery ne vždy podporují všechny uvedené typy. Nemusí je podporovat nativně, někdy si pouze „přeloží“ název typu na podobný nativně podporovaný typ.

Příkaz `CREATE TABLE`

Tento příkaz slouží k vytvoření nové tabulky. Je nutné definovat její název, atributy a jejich domény (datové typy); dále je možné definovat integritní omezení (klíče, cizí klíče, odkazy, podmínky). Příkaz vypadá následovně:

```
CREATE TABLE <název> <def. sloupce/i.o. tabulky, ...>
```

A uvnitř potom

```
def. sloupce = <název> <dat.typ>
    [DEFAULT NULL|<hodnota>] [<i.o.sloupce>]
dat.typ = [VARCHAR(n) | BIT(n) | INTEGER | FLOAT | DECIMAL ...]
i.o.sloupce = [CONSTRAINT <jméno>] [NOT NULL / UNIQUE / PRIMARY KEY],
    REFERERENCES <tabulka>(<sloupec>) <akce>, CHECK <podmínka>
akce = [ON UPDATE / ON DELETE]
    [CASCADE / SET NULL / SET DEFAULT / NO ACTION(hlášení chyby) ]
i.o.tabulky = UNIQUE, PRIMARY KEY <sloupec, ... >,
    FOREIGN KEY <sloupec, ... >,
    REFERENCES <tabulka>(<sloupec, ... >),
    CHECK( <podmínka> )
```

Příkazy pro manipulaci se schématem

- Úprava tabulky:

  ```
  ALTER TABLE <název> ADD {COLUMN} <def.sloupce>, ADD <i.o.tabulky>,
      ALTER COLUMN <sloupec> [ SET / DROP ], DROP COLUMN <sloupec>,
      DROP CONSTRAINT <jméno i.o.>
  ```

- Smazání tabulky (není to samé jako vymazání všech dat z tabulky!):

  ```
  DROP TABLE <tabulka>
  ```

- Vytvoření „pohledu“ – navenek se chová jako tabulka, ale vnitřně se při každém dotazu provede vnořený dotaz (který definicí pohledu zapisuji):

  ```
  CREATE VIEW <název "tabulky"> ( <sloupec, ... > )
      AS <dotaz> {WITH [ LOCAL / CASCADED ] CHECK OPTION }
  ```

  Některé databázové platformy umožňují do takto vytvořených pohledů i zapisovat.

Příkazy pro manipulaci s daty

- Vložení nových dat do tabulky

```
INSERT INTO <tabulka> ( <sloupec, ... > )
    [VALUES ( <výraz, ... > ) / (<dotaz>) ]
```

- Úprava dat (na řádcích které vyhovují podmínce se nastaví zadané hodnoty vybraným sloupcům):

```
UPDATE <tabulka> SET
    ( <sloupec> = [ NULL / <výraz> / <dotaz> ] , ... )
    WHERE (<podmínka>)
```

- Smazání řádků vyhovujících podmínce z tabulky:

```
DELETE FROM <tabulka> ( WHERE <podmínka> )
```

TODO: doplnit ?

3.7 Indexy, triggery, uložené procedury, uživatelé

TODO: pořádná definice indexu

Index

Index je obvykle definován výběrem tabulky a jejího konkrétního sloupce (nebo sloupců), nad kterými si designér databáze přeje dotazování urychlit; dále pak technickým určením typu. Chování a způsoby uložení indexů se mohou významně lišit podle použité databázové technologie. Výjimku mohou tvořit například full-textové indexy, které jsou v některých případech (nerelační databáze typu Lotus Notes) definovány nad celou databází, nikoliv nad konkrétní tabulkou.

Použití indexu

Na první pohled by se mohlo zdát, že čím víc indexů, tím lepší chování databáze a že po vytvoření indexů pro všechny sloupce všech tabulkách dosáhneme maximálního zrychlení. Tento přístup naráží bohužel na dva zásadní problémy:

1. Každý index zabírá v paměti vyhrazené pro databázi nezanedbatelné množství místa (vzhledem k paměti vyhrazené pro tabulku). Při existenci mnoha indexů se může stát, že paměť zabraná pro jejich chod je skoro stejně velká, jako paměť zabraná jejími daty - zvláště u rozsáhlých tabulek (typu faktových tabulek v datovém skladu) může něco takového být nepřijatelné.
2. Každý index zpomaluje operace, které mění obsah indexovaných sloupců (například SQL příkazy UPDATE, INSERT). To je dáno tím, že databáze se v případě takové operace nad indexovaným sloupcem musí postarat nejen o změny v datech tabulky, ale i o změny v datech indexu.

Typy indexů

Indexy mohou mít svůj typ, který blíže určuje, jakým způsobem má být přistupování k datům tabulky optimalizováno. Označení se různí, ale nejčastěji je to:

- PRIMARY - Tento typ se v každé tabulce může vyskytovat nejvýše jednou. Definuje sloupec tabulky, který svou hodnotou jednoznačně identifikuje záznam. Ve většině případů se dodržuje konvence takový sloupec nazvat ID a jeho datový typ stanovit jako celé číslo (není-li potřeba jinak). Databázový server by měl být schopen nedopustit, aby byla do sloupce, k němuž se tento typ indexu vztahuje, byla vložena hodnota, která již v tabulce existuje (většinou takový pokus končí chybovou hláškou).
- UNIQUE - Tento typ je podobný PRIMARY co do jednoznačnosti záznamu v tabulce (jak naznačuje i jeho název) a dopadu, který to na práci s databází má; ale může se vyskytovat u více sloupců tabulky. Podle účelu, ke kterému má tabulka sloužit, se občas definují indexy složené z více sloupců - potom opět nelze vložit záznam, který by již v této kombinaci někde v tabulce existoval.
- INDEX - Definicí indexu tohoto typu je v tabulce zajištěna optimalizace vyhledávání podle sloupce, ke kterému se daný index váže. Většinou si databázový server vytvoří a nadále udržuje vnitřní seznam odkazů na řádky tabulky, seřazený podle hodnot sloupce, k němuž se váže. Udržování takto seřazené posloupnosti urychluje vyhledávání (je možno použít některé interpolační numerické metody), řazení i jiné zásahy do tabulky, které jsou omezeny podmínkou na dotyčné záznamy.
- FULL-TEXT - Vytvořením tohoto indexu se databázový server bude snažit optimalizovat full-textové vyhledávání v daném sloupci u dané tabulky.

Triggery

Databázový trigger je programový kód, který je automaticky vykonán jako reakce na nějakou událost v určité databázové tabulce. Triggery mohou omezit přístup k určitým datům, provádět logování, nebo kontrolovat změny dat.

Rozlišujeme dvě hlavní třídy triggerů a to *řádkový trigger* a *dotazový (statement) trigger*. Řádkový trigger můžeme definovat pro každý řádek tabulky, zatímco dotazový trigger se vykoná pouze jednou pro konkrétní databázový dotaz. Každá třída triggerů může být několika typů. Jsou *before triggers* a *after triggers*, což značí kdy má být trigger vykonán. Také se můžeme setkat s *instead of triggers*, který je potom vykonán *místo* dotazu kterým byl spuštěn.

Jaké události mohou trigger spustit se pochopitelně liší databázový systém od systému, ale existují tři typické události, které to mohou být:

1. INSERT – nový záznam je vložen do databáze,
2. UPDATE – záznam je měněn,
3. DELETE – záznam je mazán.

Kromě těchto typických událostí může databázový systém umožňovat nastavovat triggery také na mazání, či vytváření celých tabulek, či dokonce přihlášení nebo odhlášení uživatele.

Hlavní vlastnosti a efekty databázových triggerů jsou:

- nepřijímají žádné parametry nebo argumenty,
- nemohou volat operace pro řízení transakcí COMMIT a ROLLBACK,
- mají přístup k datům, které budou měněny, je tedy možné vykonávat akce na základě nich,
- nemohou vracet záznamy,
- obtížně se ladí,
- mnoho triggerů nebo složité triggery mohou práci s databází velice zpomalit a navíc znepřehlednit.

K čemu triggery používat?

Triggery se v databázích používají z několika důvodů, které mohou souviset s konzistencí dat, jejich údržbou, nebo mohou být způsob, kterým databáze komunikuje s okolím. Podívejme se na některá typická schémata:

- **Konzistence dat** – Trigger může provést výpočet a na základě toho povolit nebo nepovolit změnu dat v databázi. Například trigger může zakázat smazání zákazníka z databáze v případě, kdy má u nás nějaký dluh a podobně.
- **Logování** – Trigger může evidovat kdo, kdy a jak měnil data. Lze tak dohledat pracovníka, který zadal špatné údaje nebo zjistit, v kolik hodin došlo k včerejší uzávěrce.
- **Verzování dat** – Díky triggerům lze snadno naprogramovat aplikaci tak, aby jedna tabulka udržovala historii změn tabulky jiné. To lze s úspěchem použít třeba jako bezpečnostní mechanismus.
- **Zasílání zpráv** – Trigger může spustit nějaký externí program nebo proces. Například může trigger autorovi poslat e-mail, pokud byl k jeho článku přidán příspěvek.

Uložené procedury

Uložená procedura (anglicky stored procedure) je databázový objekt, který neobsahuje data, ale část programu, který se nad daty v databázi má vykonávat.

Uložená procedura je především procedura. Jedná se o část programu, který je (nebo by aspoň měl být) jasně funkčně oddělený od svého okolí, má interface (seznam parametrů) pro komunikaci s jinými moduly programu. Může mít vlastní lokální proměnné neviditelné pro ostatní části programu.

Uložená procedura je uložená (rozuměj: uložená v databázi). To znamená, že se k ní lze chovat stejně jako ke každému jinému objektu databáze (indexu, pohledu, triggeru apod.). Lze jí založit, upravovat a smazat pomocí příkazů dotazovacího jazyka databáze (v případě relační databáze obvykle pomocí příkazů DDL SQL).

Pro psaní uložených procedur je obvykle používán specifický jazyk konkrétní databáze, který je rozšířením jejího dotazovacího jazyka (hezkým příkladem je databáze Oracle s procedurálním jazykem PL/SQL, který je rozšířením klasického dotazovacího jazyka SQL).

Proč ukládat procedury?

- **Jednotné rozhraní** – Použití uložených procedur vychází z faktu, že většina operací nad daty v databázi probíhá stejně bez ohledu na to, kdo operaci provádí. Příklad: Pokud je třeba uložit do tabulky zákazníků nového zákazníka, tak se to z pohledu databáze děje stejně pro zákazníka internetového obchodu, pro zákazníka, kterého zadává pracovnice telefonického centra přes formulář programu napsaného například v C++ , nebo pro zákazníky, kteří jsou vkládáni automaticky na základě textového reportu, který přijde každý den z „kamenných“ prodejních míst a je zpracováván pomocí programu napsaného v PowerBuilderu. Je tedy celkem dobrý důvod, aby existovala uložená procedura „Zapiš nového zákazníka“, kterou by mohly volat všechny tři výše uvedené aplikace - alternativou bez uložené procedury by bylo, že bych podobnou proceduru musel napsat ve třech verzích - jednou v C++, jednou v Power Builderu a jednou v rámci programu pro internetový obchod (třeba ASP nebo PHP).
- **Skrytí datových operací** – Druhou výhodou použití uložených procedur je, že se nemusím (v programu na „klientské“ straně) zabývat tím, jak jsou data uložena v konkrétních tabulkách. V našem případě je mi jedno, jak si databáze uvnitř pamatuje zákazníky - prostě zadám jako parametr procedury jméno, příjmení, číslo kreditky a co si zákazník koupil - a databáze (resp. její uložená procedura) si to nějak přebere. Uložené procedury se v případě databázových aplikací staly základním kamenem pro realizaci architektury klient/server, kdy je na jedné straně (klientská část) realizována v běžném procedurálním programovacím jazyku komunikace s uživatelem (formuláře nebo třeba webové stránky) a na druhé straně (serverová část) je pomocí uložených procedur realizována správa dat v relační databázi. Obě části (klientská a serverová) mezi sebou komunikují přes co nejjednodušší rozhraní - voláním uložených procedur.

TODO: uživatelé

3.8 Vícevrstevné architektury

TODO: předělat, tohle je jen copy & paste z Wiki a slajdů VUT Brno

Multitier architecture

Multi-tier architecture (often referred to as n-tier architecture) is a client-server architecture, originally designed by Jonathon Bolster of Hematites Corp, in which an application is executed by more than one distinct software agent. For example, an application that uses middleware to service data requests between a user and a database employs multi-tier architecture. The most widespread use of "multi-tier architecture"refers to three-tier architecture

Základ kooperativního zpracování

Faktory ovlivňující architekturu:

- požadavky na interoperabilitu zdrojů
- růst velikosti zdrojů
- růst počtu klientů

Typy služeb v databázové technologii:

- prezentační služby: příjem vstupu, zobrazování výsledků
- prezentační logika: řízení interakce (hierarchie menu, obrazovek)
- logika aplikace: operace realizující algoritmus aplikace
- logika dat: podpora operací s daty (integritní omezení, ...)
- datové služby: akce s databází (definice a manipulace, transakční zpracování, ...)
- služby ovládání souborů: vlastní V/V operace

Varianty architektury klient-server

- **Klient-server se vzdálenými daty**
  Na serveru jsou jen datové služby a ovládání souborů, zbytek zajišťují klienti. Problémem jsou velké nároky na přenosovu kapacitu od klienta k serveru a HW zatížení klientských stanic
- **Klient-server se vzdálenou prezentací**
  Na klientské stanici jsou jen prezentační služby a prezentační logika, zbytek je na serveru. Nevýhodou je právě zátěž na HW serveru.
- **Klient-server s rozdělenou logikou**
  Část logiky aplikací i logiky dat je na serveru a část zpracovává klient. Jde o vyvážené řešení, které má ale horší rozšířitelnost.
- **Třívrstvá architektura**
  Zahrnuje dva servery – aplikační a databázový, spojené rychlou linkou. Z hlediska zátěže a rozšířitelnosti nejvýhodnější.

Přínos architektury klient/server a třívrstvé architektury

- pružnější rozdělení práce
- lze použít horizontální(více serverů) i vertikální(výkonnější server) škálování
- aplikace mohou běžet na levnějších zařízeních
- na klientských stanicích lze používat oblíbený prezentační software
- standardizovaný přístup umožňuje zpřístupnit další zdroje
- centralizace dat podporuje účinnější ochranu
- u třívrstvé architektury centralizace údržby aplikace, možnost využití sdílených objektů (business objects) několika aplikacemi

Podpora pro rozdělení zátěže v architektuře klient/server

- deklarativní integritní omezení
- databázové triggery
- uložené podprogramy

Three-tier architecture

'Three-tier' is a client-server architecture in which the user interface, functional process logic ("business rules"), data storage and data access are developed and maintained as independent modules, most often on separate platforms. The term "three-tier"or "three-layer", as well as the concept of multitier architectures, seems to have originated within Rational Software.

The three-tier model is considered to be a software architecture and a software design pattern.

Apart from the usual advantages of modular software with well defined interfaces, the three-tier architecture is intended to allow any of the three tiers to be upgraded or replaced independently as requirements or technology change. For example, a change of operating system from Microsoft Windows to Unix would only affect the user interface code.

Typically, the user interface runs on a desktop PC or workstation and uses a standard graphical user interface, functional process logic may consist of one or more separate modules running on a workstation or application server, and an RDBMS on a database server or mainframe contains the data storage logic. The middle tier may be multi-tiered itself (in which case the overall architecture is called an "n-tier architecture").

The 3-Tier architecture has the following 3-tiers:

- Presentation Tier
- Application Tier/Logic Tier/Business Logic Tier
- Data Tier

Web Development usage

In the Web development field, three-tier is often used to refer to Websites, commonly Electronic commerce websites, which are built using three tiers:

- A front end Web server serving static content
- A middle dynamic content processing and generation level Application server, for example Java EE platform.
- A back end Database, comprising both data sets and the Database management system or RDBMS software that manages and provides access to the data.

Other Considerations

To further confuse issues, the particular data transfer method between the 3 tiers must also be considered. The data exchange may be file-based, client-server, event-based, etc. Protocols involved may include one or more of SNMP, CORBA, Java RMI, Sockets, UDP, or other proprietary combinations/permutations of the above types and others. Typically a single "middle-ware"implementation of a single protocol is chosen as the "standard"within a given system, such as J2EE (which is Java specific) or CORBA (which is language/OS neutral.) The importance of the decision of which protocol is chosen affects such issues as the ability to include legacy applications/libraries, performance, maintainability, etc. When choosing a "middle-ware protocol"(not to be confused with the "middle-of-the-three-tiers") engineers should not be swayed by "public opinion"about a protocol's modern-ness, but should consider the technical benefits and suitability to solve a problem. (for example CGI is very old and "out of date"but is still quite useful and powerful, so is shell scripting, and UDP for that matter)

Ideally the high-level system abstract design is based on business rules and not on the front-end/back-end technologies. The tiers should be populated with functionality in such a way as to minimize dependencies, and isolate functionalities in a coherent manner - knowing that everything is likely to change, and changes should be made in the fewest number of places, and be testable.

3.9 Vazba databází na internetové technologie

TODO: všechno

3.10 Organizace dat na vnější paměti, B-stromy a jejich varianty

Vnější paměť

Definice *(Vnější paměť)*

Vnější paměť je úložiště dat (paměťové médium), u kterého je rychlost načítání dat zpravidla nízká a přístup k nim ne úplně přímý (záleží na uspořádání dat na médiu), ne-li pouze sekvenční (oproti vnitřní paměti s rychlým náhodným přístupem a menší kapacitou). Příkladem vnější paměti je pevný disk nebo magnetická páska.

Magnetické pásky poskytují vysokou kapacitu, ale nízkou rychlost a pouze sekvenční přístup. Pro jejich kapacitu je důležitá hustota záznamu, potřebují meziblokové mezery pro vyrovnání nepřesnosti přetáčení pásky.

Pevné disky umožňují přímý přístup, ale jeho rychlost není vždy stejná. Ovlivňuje ji fyzická vzdálenost dat – pevný disk má několik *válců*, na nichž jsou uloženy jednotlivé datové *stopy*. K válcům přísluší *čtecí hlavy* (je jich stejně jako válců, ale pohybují se všechny současně, takže může v 1 okamžiku číst jen jedna). Disky jsou většinou rozděleny na *sektory* – nejmenší jednotku dat, kterou je možné načíst nebo uložit (zpravidla jednotky KB). Pro rychlost přístupu k datům jsou důležité tyto veličiny (výrobcem disků jsou zpravidla udávány průměrné hodnoty):

- *seek* (s) – přesun na jinou stopu, dnes zpravidla kolem 4-8 ms
- *(average) rotational delay* (r) – otočení válců – 1 půlotáčka, pro nejčastější 7200rpm disk je to cca 4 ms
- *block transfer time* (btt) – doba přenesení 1 bloku po sběrnici, na ATA/100 disku se 4 KB bloky teoreticky 0.04 ms

Pokud jsou data umístěna na disku za sebou sekvenčně, rychlost jejich načtení je mnohem vyšší než při náhodném rozmístění, protože není třeba provádět přesuny mezi stopami a otáčení válců navíc.

Příklad

Jak vypadá načtení 1 MB dat z pevného disku? Předpokládejme, že na 1 stopu se vejde 512 KB a 1 blok má 4 KB. Jsou-li data umístěna na disku sekvenčně, potřebuji pro načtení 1 MB dat najít první blok a potom číst dvě celé stopy (2 otáčky), tj. celkem $s + r + (2 \cdot 2r)$ (a přenos po sběrnici lze zanedbat, protože probíhá zároveň se čtením). Pokud jsou data na disku náhodně rozprostřena, potřebuji celkem 256-krát najít blok a načíst ho: $256 \cdot (s + r + btt)$, takže operace trvá až 100-krát déle.

Soubor

Definice *(Záznam, klíč)*
(Logický) záznam je jednotka dat (např. v databázi), má *atributy* (z nichž každý má jméno a doménu – povolenou množinu hodnot). Logickému záznamu v reprezentaci na disku odpovídá *fyzický záznam* (nějaké délky R – pevné nebo proměnné), který navíc může obsahovat ještě další data – oddělovače, ukazatele, hlavičky.

Klíč je množina atributů, která jednoznačně identifikuje záznam; proti tomu *vyhledávací klíč* je množina atributů, pro kterou lze nalézt množinu odpovídajících záznamů. Vyhledávací klíče jsou tří druhů: hodnotový („obyčejné“ hodnoty některých atributů), hašovaný a relativní (přímo pozice v souboru).

Definice *(Soubor)*
(Homogenní) *soubor* je multimnožina záznamů. Fyzicky na vnější paměti je organizován do *bloků (stránek)* (velikosti B, typicky několika KB) – hl. jednotkou přenosu dat mezi vnitřní a vnější pamětí. Poměr velikosti záznamu k velikosti bloku (B/R) se nazývá *blokovací faktor* ($\lfloor b \rfloor$). Záznamy mohou být rozprostřeny i přes několik stránek, nebo může být pouze jeden záznam na 1 stránku; ideální (ale ne vždy dosažitelné) je, pokud beze zbytku zaplňují stránky. Na souboru jsou definovány operace se záznamy: *insert, delete, update* a *fetch*.

Definice *(Dotaz)*
Dotaz je každá funkce, která každému svému argumentu přiřadí odpovídající množinu záznamů ze souboru („totální vyčíslitelná funkce definovaná na souboru“). Dotazy mohou být těchto typů:

- Načtení všech záznamů (`SELECT * FROM tabulka`)
- Na úplnou shodu (`SELECT * FROM tabulka WHERE sloupec1 = 'hodnota' AND sloupec2 = 'hodnota'` pro tabulku se 2 sloupci – dány jsou všechny atributy)
- Na částečnou shodu
  (`SELECT * FROM tabulka WHERE sloupec1 = 'hodnota'` pro tabulku se 2 sloupci – zadaná je jen část atributů)
- Na intervalovou shodu (částečnou nebo úplnou) (`SELECT * FROM tabulka WHERE sloupec1 > 'hodnota'`)

U souborů se sleduje rychlost provedení těchto operací.

Statické metody organizace souboru

Definice *(Schéma organizace souboru)*
Schéma organizace souboru je popis logické paměťové struktury, do níž lze zobrazit logický soubor, spolu s algoritmy operací nad touto strukturou. Ta je obvykle tvořena z logických stránek (bloků pevné délky) a může popisovat více provázaných log. souborů, z nichž *primární soubor* je ten, který obsahuje uživatelská data. Operace definované nad schématem org. souboru jsou kromě operací nad soubory ještě *build, reorganization, open* a *close*.

Proti němu stojí *fyzické schéma souboru* – struktura nad fyzickými soubory, nejblíže hardwaru je *implementační schéma souboru*.

Zajištění *Vyváženosti struktury* znamená zajištění omezení cesty při vyhledávání nějakým výrazem (zaručení asymptotické složitosti), navíc zaručení rovnoměrnosti zaplnění struktury – *faktor naplnění stránek*. Schémata, která splňují obě podmínky, se nazývají *dynamická*, ostatní jsou označována jako *statická*.

Poznámka *(Časové odhady)*
Pro schémata organizace souborů se počítají časové odhady provedení jednotlivých operací – jednodušších, jako je přístup k záznamu (T_F), *rewrite* – přepis během 1 otáčky disku (T_{RW}), příp. sekvenční čtení; dále i složitějších jako vyhledání záznamu, přidání, smazání a úprava záznamu, reorganizace struktury nebo načtení celého souboru.

Hromada (neuspořádaný sekvenční soubor)
Hromada(heap) je naprosto nejjednodušší schéma organizace souboru, kdy jsou záznamy v souboru jen náhodně seřazeny za sebou. Časová složitost vyhledávání je $O(n)$, pokud n je počet záznamů. Jde o *nehomogenní soubor*, kde záznamy obvykle nemají pevnou délku.

Uspořádaný sekvenční soubor
V *uspořádaném sekvenčním souboru* jsou záznamy řazeny podle klíče. Aktualizované záznamy se umístí do zvláštního souboru a až při další operaci „reorganization“ jsou přidány do primárního. Složitost nalezení záznamu je také $O(n)$, ale pokud se hledá podle klíče, podle kterého jsou záznamy seřazeny, a navíc je soubor na médiu s přímým přístupem, sníží se na $O(\log n)$.

Index-sekvenční soubor
Toto schéma uvažuje primární soubor jako sekvenční, uspořádaný podle primárního klíče. Nad ním je pak vytvořen (třeba i víceúrovňový) *index*. Ten sestává ze seznamu čísel stránek a minimálních hodnot klíče jim odpovídajících záznamů. Pokud má index víc úrovní, provádí se pro vyšší úrovně to samé na blocích indexů úrovně o 1 nižší. Nejvyšší úroveň indexu se obvykle vejde do 1 bloku, tzv. *master*.

Počet potřebných úrovní pro n záznamů se dá spočítat jako $\lceil \log_p \frac{n}{\lfloor b \rfloor} \rceil$, kde $p = \lfloor \frac{B}{V+P} \rfloor$ při velikosti klíče V a pointeru na stránku P. Problémem je přidávání nových záznamů, kdy se tyto řetězí za sebe v tzv. *oblasti přetečení* (každý z nich má pointer na další záznam v oblasti přetečení). Pro oddálení nutnosti vkládání do oblasti přetečení lze iniciálně bloky plnit na méně než 100%.

Indexovaný soubor

Indexovaný soubor znamená primární soubor plus indexy pro různé vyhledávací klíče. Neindexují se už stránky, ale přímo záznamy, a proto primární soubor nemusí být nutně setříděný. Index může být podobný jako u index-sekvenčního souboru, pro záznamy se stejným klíčem je ale vhodné, aby byly na všech úrovních indexu kromě poslední sloučené. Při aktualizaci se nepoužívá oblast přetečení, mění se pouze index.

Existuje i několik dalších variant indexů. Pro zmenšení náročnosti dotazů na kombinovanou částečnou shodu se používá *kombinovaný index* pro více atributů, u něhož je ale nutné předem zjistit na které kombinace atributů budou často pokládány dotazy, a pro takové kombinace tento index teprve vytvořit. *Clusterovaný index* zaručuje, že záznamy s podobnou hodnotou indexovaného atributu jsou blízko sebe v primárním souboru – např. pokud je primární soubor podle tohoto atributu setříděny. Tento index lze použít jen pro 1 atribut.

Bitové mapy se dají použít jako index pro atributy s malou doménou (množinou možných hodnot) – pro každou hodnotu této domény se vyrobí vektor bitů stejné délky, jako je počet záznamu v primárním souboru, kde jednička na i-té pozici indikuje, že i-tý záznam má právě tuto hodnotu atributu. To umožňuje jednoduché provádění booleovských dotazů na tento atribut. Vektory bitů navíc lze komprimovat, takže nezabírají tolik místa.

Soubor s přímým přístupem

V tomto schématu jsou záznamy v primárním souboru („adresovém prostoru" velikosti M) rozptýleny pomocí *hashovací funkce*. Často se používá funkce $h = k \mod M'$, kde M' je nejbližší prvočíslo menší než velikost adresového prostoru. Hashovací funkcí se určuje buď jenom číslo stránky, nebo i relativní pozice v ní. Při hashování vznikají kolize, které se dají řešit *otevřeným adresováním* (řetězením kolizních záznamů za sebe), *rehashováním* (další funkcí) nebo použitím *oblasti přetečení*. Snaha je většinou umístit kolizní záznamy do stejné stránky.

Pokud je hashovací funkce prostá, jedná se o *perfektní hashování*. Toho ale v praxi vlastně nelze dosáhnout, takže se tento výraz používá i pro označení stavu, kdy je pro nalezení záznamu potřeba nejvýš $O(1)$ přístupů k médiu. Očekávaná délka řetězce kolizí při počtu N záznamů v prostoru velikosti M je $1/(1 - \frac{N}{M})$.

Třídění na vnější paměti

Algoritmus *(Třídění slévání (Mergesort))*

Tento algoritmus se používá pro třídění dat, která se nevejdou do vnitřní paměti. Dá se použít i při sekvenčním přístupu k datovým souborům. Nejjednodušší verze bez bufferů vypadá takto:

- inicializace: na začátku každého kroku data rozdělí do 2 souborů
- načte 2 záznamy, každý z jednoho souboru a porovná je
- ve správném pořadí je zapíše do výstupního souboru, ze vstupního souboru si načte další dva
- v prvním kroku získám uspořádané posloupnosti délky 2; v dalších krocích vždy porovnám načtené prvky, zapíšu menší z nich a ze souboru odkud tento pocházel si načtu další, takže získám vždy uspořádané posloupnosti dvojnásobné délky než v předchozím kroku
- po $\lceil \log n \rceil$ krocích je soubor s n záznamy setříděný.

Vylepšení se dosáhne např. přímo střídavým zapisováním výstupu do 2 souborů, kdy se zbavím nutnosti na začátku každého kroku data dělit, nebo použitím více souborů najednou. Je taky možné využít rostoucích posloupností prvků, které se v souboru nacházejí již před započetím třídění.

Algoritmus *(Třídění haldou)*

Pro třídění ve vnitřní paměti se používá algoritmus *třídění haldou (heapsort)*, který se dá zakomponovat do vylepšení třídění sléváním (viz níže). Jeho základem je datová struktura *halda* (konkrétně maximální halda, max-heap), reprezentovaná jako pole záznamů, na kterém je binární stromová struktura: záznam k má vždy vyšší klíč než jeho dva synové, nacházející se na pozicích $2k + 1$ a $2k + 2$ při číslování od 0 (pokud tato pozice není větší než velikost haldy, v opačném případě záznam nemá syny). Na pozici 0 se tak nachází záznam s nejvyšším klíčem. Postup třídění je následovný:

- největší prvek (z pozice 0) se prohodí s tím prvkem, jehož číslo pozice odpovídá aktuální velikosti haldy
- velikost haldy se zmenší o 1
- dokud neplatí podmínka, že klíč prvku získaného z konce haldy je větší než oba klíče jeho synů, prohazuje se tento se synem s větším klíčem (a tak posouvá v haldě dál)
- toto se opakuje, dokud je velikost haldy větší než 1, odzadu tak v poli vzniká setříděná posloupnost

Časová složitost algoritmu je $O(n \cdot \log n)$ pro pole záznamů velikosti n.

Algoritmus *(n-cestné třídění)*

Pokud mám k dispozici ve vnitřní paměti $n + 1$ stránek, mohu postupovat následovně:

- v 1. kroku načíst do paměti n stránek
- ty setřídit pomocí heapsortu (nebo i quicksortu apod.) a získat tak delší setříděné úseky (*běhy*)
- slévat vždy n nejkratších běhů (pomocí mergesortu) a vytvářet tak jeden běh
- toto opakovat, dokud existuje více než 1 běh.

Čas. složitost pro M stránek v souboru je $O(2M\lceil \log_n M/n \rceil)$.

Algoritmus *(Dvojitá halda)*
Delší běhy při slévání se dají vytvářet pomocí dvojité haldy – v paměti mám dvě haldy z celkem n prvků, opakovaně z první haldy odebírám a zapisuji minimální prvek do výstupního běhu a načítám další prvek, pokud ten je větší než minimum haldy, vložím ho do prvé haldy, pokud je menší, vložím ho do druhé haldy, která vzniká od konce mého pole. Až se první halda vyčerpá, použiji druhou a začnu nový běh. Toto v nejhorším případě dává stejnou velikost běhů jako obyčejná halda, průměrně je 2x lepší.

B-stromy

Definice *(B-strom)*
B-strom řádu m je výškově vyvážený strom, který má násl. vlastnosti:

1. Kořen má minimálně 2 syny, pokud není sám listem.
2. Každý jiný uzel kromě listů má nejméně $\lceil \frac{m}{2} \rceil$ a nejvíce m synů a vždy o 1 méně dat. záznamů (listy mají jen datové záznamy).
3. Klíče všech záznamů v i-tém podstromu uzlu A jsou větší než klíč i-tého záznamu uzlu A a menší nebo rovny klíči $i+1$-tého záznamu.
4. všechny *větve* (cesty od kořene k listu) jsou stejně dlouhé.

Variantou jsou *redundantní B-stromy*, kdy všechna data jsou umístěna v listech, vnitřní uzly obsahují pouze vyhledávací klíče. Jiná možnost je použití pouze klíče a odkazu na celý záznam, místo vkládání kompletních záznamů do stromu.

Algoritmus *(Operace na B-stromě)*
Vyhledávání v B-stromech podle klíče se provádí jednoduchým průchodem do hloubky.

Vkládání probíhá tak, že se najde místo, kam záznam vložit, pokud není uzel plný, prostě se záznam vloží, jinak se uzel rozštěpí, půlka prvků se dá vlevo, půlka vpravo a prostřední se vloží („mezi ně“) do otce. Pokud v otci není místo, pokračuje se stejným způsobem až do kořene, kde se případně vytvoří nový uzel a udělá se z něj kořen.

Odebírání prvků je opačný postup, v případě podtečení uzlu (zůstane v něm méně než $\lceil \frac{m}{2} \rceil$ synů) musím přebírat data od sousedních uzlů nebo slévat. V redundantních B-stromech není nutné při mazání odstraňovat vyhledávací klíč z vnitřních uzlů – prvek s touto hodnotou se ve stromě už nebude nacházet, ale vyhledávat podle jeho klíče je dál možné.

Lepší naplněnosti uzlů za cenu snížení rychlosti se dá dosáhnout pomocí *vyvažování stránek* – při přetečení stránky nejdřív kontroluji, jestli nejsou volné sousední; pokud ano, přerozdělím data a upravím klíče. Podobně je možné postupovat při mazání (i pokud není třeba slévat).

Dalším vylepšením je odložení štěpení – ke každému listu nebo skupině listů přísluší stránka přetečení, kam se vkládají záznamy, které se už do daného místa nevejdou. Nové vkládání a štěpení je provedeno až tehdy, jestliže se stránka přetečení i všechny příslušné uzly naplní. Takto upravený strom s více než 1 úrovní má vždy všechny listy zaplněné (za předpokladu nepoužití mazání). Přísluší-li stránky přetečení skupinám listů, musím je při mazání a přidávání listů taktéž štěpit a slévat.

Definice *(B+ stromy)*
B+ stromy jsou mírným vylepšením B-stromů pro zrychlení intervalových dotazů: všechny uzly ve stejné úrovni (a nebo jenom listy) jsou spojeny do spojového seznamu (možná je jednosměrná i obousměrná varianta).

Definice *(B* stromy)*
B stromy* (řádu m) jsou úpravou B-stromů na základě vyvažování stránek. Druhá podmínka B-stromů se upraví tak, že každý uzel kromě kořene a listů má minimálně $\lceil (2m-1)/3 \rceil$ a max. m synů a odpovídající počet dat. záznamů. Listy mají opět jen stejné rozmezí pro počet dat. záznamů. Při vkládání prvků se stěpení odkládá opět do té doby, dokud nejsou plní i sourozenci daného listu; potom se štěpí buď 2 listy do 3, nebo 3 do 4 (buď s pomocí jednoho nebo dvou sousedních sourozenců). Odebírání podobně zahrnuje slévání 3 uzlů do 2 (nebo 4 do 3). Při obém lze ve složitější variantě zapojit ještě více uzlů.

Definice *(Prefixové stromy (Trie))*
Tento druh stromů slouží k uložení dat, klíčovaných řetězci. Jde o redundantní stromy, data jsou uložena až v listech; vyhledávací klíče jsou vždy co nejkratší možné prefixy řetězců, nutné k odlišení uzlů. Celé hodnoty klíčů (a další data) se nacházejí až v listech. Při vkládání a štěpení stránek se nějakou heuristikou hledá nejkratší prefix, který by vzniklé stránky oddělil. Vylepšená varianta neukládá u synů předponu klíče, kterou má rodič – je to paměťově efektivnější, ale zvyšuje výpočetní nároky.

Definice *(Stromy s proměnnou délkou záznamu)*
Jde o modifikaci B-stromu, která umožňuje do něj uložit záznamy proměnné délky. Listy se neštěpí podle počtu záznamů, ale zhruba na poloviny podle velikosti dat. Druhá podmínka B-stromů se upraví následovně: celková délka záznamů v jednom uzlu je minimálně $\lceil B/2 \rceil$ a maximálně B (kde B je nějaká zvolená hodnota, větš. velikost stránky na disku). Existuje i varianta s podmínkou „2/3“, jako mají B*-stromy.

Problémem této struktury je tendence delších záznamů ke stoupání ke kořeni, čímž se snižuje arita záznamů. To se řeší hledáním dělícího záznamu s min. délkou tak, aby vzniklé uzly splňovaly podmínky stromu (a je to docela náročné). Navíc štěpení je složitější – 1 stránka se může štěpit na 3 (vložím-li hodně dlouhý záznam), může dojít ke zmenšení stromu při vložení apod., běžně se používá obecný algoritmus nahrazování, jehož speciální případy jsou insert a delete.

Definice *(Vícerozměrné B-stromy)*
Používají se, je-li potřeba efektivně hledat záznamy podle více atributů. Jde o propojenou množinu stromů. K jednotlivým atributům příslušejí prvky pole odkazů na seznamy stromů, ve kterých se podle daných atributů dá hledat. Pro první atribut je potřeba jen 1 strom, v něm je pro každý klíč odkaz na celý strom 2. atributu (pro další je to podobné). Stromy stejného atributu jsou ve spojovém seznamu. Mohu hledat všechny záznamy, pro které znám hodnoty všech atributů, nebo jenom jejich podmnožinu – vyžaduje to projít více stromů, ale není třeba množinových operací.

4 Programovací jazyky a překladače

Požadavky

- Principy a základy implementace objektově orientovaných jazyků a jazyků s blokovou strukturou, běhová podpora vyšších programovacích jazyků
- Oddělený překlad, sestavení, řízení překladu
- Neprocedurální programování
- Struktura překladače, lexikální, syntaktická analýza
- Interpretované jazyky, virtuální stroje
- Pojmy a principy objektového návrhu
- Generické programování a knihovny
- Návrhové vzory

4.1 Principy a základy implementace objektově orientovaných jazyků a jazyků s blokovou strukturou, běhová podpora vyšších programovacích jazyků

Základní vědomosti: Třída, Dědičnost, Polymorfismus, Obalení, Virtuální funkce. Běhová podpora vyšších programovacích jazyků: Statická podpora a dynamická podpora, Rozdělení paměti, Stav paměti před spuštěním, Konstruktory, destruktory globálních proměnných, Volací konvence.

TODO: jde hlavně o copy & paste z Wikipedie, takže by to chtělo omezit zbytečné kecy a přeložit to, co je anglicky. Otázkou je taky, jestli sem úvodní článek vůbec patří. Ja myslím že jo, ale jistý si nejsem.

Strukturované programování

Počítačový program je nějakým způsobem zaznamenaný postup počítačových operací, který speciálním způsobem popisuje praktickou realizaci zadané úlohy (tedy algoritmus výpočtu). Program z *procedurálního* úhlu pohledu je vlastně přesná specifikace všech kroků, které musí počítač vykonat, aby došel k cíli, a jejich pořadí. Pro určování pořadí kroků se používají základní operace *řízení toku* – skoky, podmínky, cykly apod.

Jedním z důležitých konceptů procedurálního programování je *strukturované programování* – jeho idea je založena na rodělení programu na *procedury* (rutiny, podrutiny, metody, funkce), které samy obsahují výčet výpočetních kroků k vykonání, mohou být ale spouštěny opakovaně a z libovolného místa v programu. Jejich výhodou je mnohem názornější pohled na strukturu programu a snazší udržování kódu, než v případě použití jen nejjednoduššího řízení toku (tedy hlavně skoků, které by se ve strukturovaném programování správně používat neměly).

Historically, several different structuring techniques or methodologies have been developed for writing structured programs. The most common are:

- *Dijkstra's structured programming*, where the logic of a program is a structure composed of similar sub-structures in a limited number of ways. This reduces understanding a program to understanding each structure on its own, and in relation to that containing it, a useful separation of concerns.
- *A view derived from Dijkstra's* which also advocates splitting programs into sub-sections with a single point of entry, but is strongly opposed to the concept of a single point of exit.
- *Data Structured Programming*, which is based on aligning data structures with program structures. This approach applied the fundamental structures proposed by Dijkstra, but as constructs that used the high-level structure of a program to be modeled on the underlying data structures being processed.

The two latter meanings for the term "structured programming"are more common. Years after Dijkstra (1969), object-oriented programming (OOP) was developed to handle very large or complex programs.

Definice *(Programovací jazyk s blokovou strukturou)*
A language is described as "block-structured"when it has a syntax for enclosing structures between bracketed keywords, such as an if-statement bracketed by `if..fi`, or a code section bracketed by `BEGIN..END`.

However, a language is described as "comb-structured"when it has a syntax for enclosing structures within an ordered series of keywords. A "comb-structured"language has multiple structure keywords to define separate sections within a block, analogous to the multiple teeth or prongs in a comb separating sections of the comb. For example, in Ada, a block is a 4-pronged comb with keywords DECLARE, BEGIN, EXCEPTION, END, and the if-statement in Ada is a 4-pronged comb with keywords IF, THEN, ELSE, END IF. Jako jazyk s „hřebenovou“ strukturou by se dalo tedy brát třeba i PL/SQL.

Poznámka

It is possible to do structured programming in any programming language, though it is preferable to use something like a procedural programming language. Since about 1970 when structured programming began to gain popularity as a technique, most new procedural programming languages have included features to encourage structured programming (and sometimes have left out features that would make unstructured programming easy). Some of the better known structured programming languages are Pascal, C, PL/I, and Ada.

Věta o strukturovaném programu???

The structured program theorem is a result in programming language theory. It states that every computable function can be implemented in a programming language that combines subprograms in only three specific ways. These three control structures are

- Executing one subprogram, and then another subprogram (*sequence*)
- Executing one of two subprograms according to the value of a boolean variable (*selection*)
- Executing a subprogram until a boolean variable is true (*iteration*)

This observation did not originate with the structured programming movement; these structures are sufficient to describe the instruction cycle of a central processing unit, as well as the operation of a Turing machine. Therefore a processor is always executing a "structured program"in this sense, even if the instructions it reads from memory are not part of a structured program.

Datové a řídící struktury vyšších programovacích jazyků a jejich implementace

Řízení toku

In computer science control flow (or alternatively, flow of control) refers to the order in which the individual statements, instructions or function calls of an imperative or functional program are executed or evaluated. Within an imperative programming language, a control flow statement is an instruction that when executed can cause a change in the subsequent control flow to differ from the natural sequential order in which the instructions are listed. For non-strict functional languages, functions and language constructs exist to achieve the same ends, but they are not necessarily called control flow statements.

The kinds of control flow statements available differ by language, but can be roughly categorized by their effect:

- continuation at a different statement (jump),
- executing a set of statements only if some condition is met (choice – if-then-else)
- executing a set of statements zero or more times, until some condition is met (loop), s podmínkou na začátku, na konci, uprostřed, nekonečné, s daným počtem opakování
- executing a set of distant statements, after which the flow of control may possibly return (subroutines, coroutines, and continuations),
- stopping the program, preventing any further execution (halt).

Interrupts and signals are low-level mechanisms that can alter the flow of control in a way similar to a subroutine, but are usually in response to some external stimulus or event rather than a control flow statement in the language.

Výjimky

Výjimky jsou speciálním příkazem řízení toku, vyskytujícím se v některých vyšších programovacích jazycích. Základní myšlenkou je, že program může na nějakém místě vyhodit výjimku (příkaz `throw`), což způsobí, že provádění programu se zastaví a buď pokračuje tam, kde je výjimka „ošetřena“ (tzv. `catch` blok), nebo pokud takové místo není nalezeno, program skončí s chybou. Během hledání místa ošetření je datová hodnota výjimky uložena stranou a pak může být použita.

Při hledání místa ošetření výjimky (`try`-bloku, následovaného catch-blokem se správným datovým typem výjimky) se postupuje zpět po zásobníku volání funkcí, tato technika se nazývá „stack unwinding“ (odvíjení zásobníku). V některých jazycích (Java) lze definovat i akci, která se provede v každém případě, i pokud nastane výjimka, ještě před odvíjením zásobníku – `finally` blok.

Volací konvence

Při volání procedur a funkcí je nejdůležitější zásobník. Ukládá se na něj

- kam se vrátit po volání
- argumenty funkce (v překladem definovaném pořadí – nutné mít ve všech modulech stejné; většinou se liší v závislosti na programovacím jazyku)
- návratová hodnota funkce
- ukazatel na sémanticky nadřazenou funkci (Pascal)

Dohromady všem těmto datům se někdy říká „aktivační záznam“ procedury. Po skončení funkce je nutné zásobník opět uklidit (vymazat zbytečná uložená data, většinou jen zůstává návratová hodnota) a která část programu to dělá (volaná nebo volající procedura), závisí opět na překladači a konvenci jazyka.

Volací konvence dvou nejtypičtějších jazyků:

- *Pascal*
  uklízí volaná funkce, argumenty se ukládají na zásobník zleva doprava (nejlevejší nejdřív, tj. nejhlouběji)
- *C*
  uklízí funkce volající, argumenty se ukládají zprava doleva (tj. nejlevější je na vrcholu zásobníku. Je to kvůli funkcím s proměnným počtem parametrů. Volaná funkce musí podle prvního argumentu poznat, jaký je skutečný počet argumentů. Kdyby byl první argument někde hluboko v zásobníku, tak ví prd.)

Organizace paměti

Paměť procesu (spuštěného programu) lze rozdělit do několika částí:

- *kód programu (kódový segment)*
  vytvořen při překladu, součást spustitelného souboru, neměnný a má pevnou délku; obvykle bývá chráněn proti zápisu
- *statická data (datový segment)*
  data programu, jejichž velikost je známa již při překladu a jejichž pozice se během programu nemění (je připraven kompilátorem a jeho formát je taktéž zadrátovaný ve spustitelném souboru, u inicializovaných statických dat je tam celý uložený); v jazyce C jde o globální proměnné a lokální data deklarovaná jako `static`, konstanty
- *halda (heap segment)*
  vytvářen startovacím modulem (C Runtime library), ukládají se sem dynamicky vznikající objekty (`malloc, new`) – neinicializovaná data, i seznam volného místa
- *volná paměť*
  postupně jí zaplňuje z jedné strany zásobník a z druhé halda
- *zásobník (stack segment)*
  informace o volání procedur („aktivační záznamy“) — návratové adresy, parametry a návratové hodnoty (nejsou-li předávány v registrech), některé jazyky (Pascal, C) používají i pro úschovu lokálních dat. Typicky roste zásobník proti haldě (od „konce“ paměti k nižším adresám).

Poznámka *(Vnořené funkce)*
V Pascalu mohou být funkce definované uvnitř jiné funkce. Ta vnitřní potřebuje přistupovat k proměnným té vnější. Proměnné jsou sice na zásobníku, ale pouhý odkaz na volající funkci nestačí, protože se vnořená funkce může volat rekurzivně. Proto je na zásobníku ukazatel na funkci sémanticky nadřazenou.

Alokace místa pro různé typy proměnných

- Dynamicky alokované proměnné (přes pointer) se alokují na haldě. Opakovanou alokací a dealokací paměťových bloků různé velikosti vznikají v haldě „díry“ (střídavé úseky volného a naalokovaného místa). Existuje několik strategií pro vyhledání volného bloku požadované velikosti (first-fit, next-fit, buddy systém) a udržení informací o volném místě, které jsou většinou implementovány v knihovních funkcích jazyka (C, Pascal).
- Lokální proměnné se ukládají na zásobník, po skončení funkce, které přísluší, jsou zase odstraněny.
- Globální a statické se ukládají do segmentu pro statická data. Tady se díry tvořit nebudou, protože tyhle proměnné vznikají na začátku a zanikají na konci programu (takže se formát segmentu nemění).

Objektově-orientované programování

Účel objektového porgramování

In the 1960s, language design was often based on textbook examples of programs, which were generally small (due to the size of a textbook); however, when programs become very large, the focus changes. In small programs, the most common statement is generally the assignment statement; however, in large programs (over 10,000 lines), the most common statement is typically the procedure-call to a subprogram. Ensuring parameters are correctly passed to the correct subprogram becomes a major issue.

Many small programs can be handled by coding a hierarchy of structures; however, in large programs, the organization is more a network of structures, and insistence on hierarchical structuring for data and procedures can produce cumbersome code with large amounts of "tramp data"to handle various options across the entire program.

Although structuring a program into a hierarchy might help to clarify some times of software, even for some special types of large programs, a small change, such as requesting a user-chosen new option (text font-color) could cause a massive ripple-effect with changing multiple subprograms to propagate the new data into the program's hierarchy. The object-oriented approach is allegedly more flexible, by separating a program into a network of subsystems, with each controlling their own data, algorithms, or devices across the entire program, but only accessible by first specifying named access to the subsystem object-class, not just by accidentally coding a similar global variable name. Rather than relying on a structured-programming hierarchy chart, object-oriented programming needs a call-reference index to trace which subsystems or classes are accessed from other locations.

Definice *(Objektově orientované programování)*
Na objektově-orientované programování se dá nahlédnout jako na kolekci spolupracujících objektů – v protikladu k tradičnímu pohledu, kdy se za program považuje sled instrukcí pro počítač. V OOP je každý objekt schopný přijímat zprávy, zpracovávat data a posílat zprávy jiným objektům. Na každý objekt se tak dá nahlížet jako na nezávislý „malý stroj“ s vlastní rolí a zodpovědností. Zjednodušeně řečeno jde o dotažení konceptu *data + algoritmy = program.* Data tvoří s kódem, který je spravuje, jeden celek.

Hlavní koncepty (a formálnější definice)
Objektově orientované programování (zkracováno na OOP, z anglického Object-oriented programming) je metodika vývoje softwaru, založená na následujících myšlenkách, koncepci:

- *Objekty*: jednotlivé prvky modelované reality (jak data, tak související funkčnost) jsou v programu seskupeny do entit, nazývaných objekty. Objekty si pamatují svůj stav a navenek poskytují operace (přístupné jako metody pro volání).
- *Abstrakce*: programátor, potažmo program, který vytváří, může abstrahovat od některých detailů práce jednotlivých objektů. Každý objekt pracuje jako černá skříňka, která dokáže provádět určené činnosti a komunikovat s okolím, aniž by vyžadovala znalost způsobu, kterým vnitřně pracuje.
- *Zapouzdření*: zaručuje, že objekt nemůže přímo přistupovat k „vnitřnostem“ jiných objektů, což by mohlo vést k nekonzistenci. Každý objekt navenek zpřístupňuje rozhraní, pomocí kterého (a nijak jinak) se s objektem pracuje.
- *Skládání*: Objekt může využívat služeb jiných objektů tak, že je požádá o provedení operace.
- *Dědičnost*: objekty jsou organizovány stromovým způsobem, kdy objekty nějakého druhu mohou dědit z jiného druhu objektů, čímž přebírají jejich schopnosti, ke kterým pouze přidávají svoje vlastní rozšíření. Tato myšlenka se obvykle implementuje pomocí rozdělení objektů do tříd, přičemž každý objekt je instancí nějaké třídy. Každá třída pak může dědit od jiné třídy (v některých programovacích jazycích i z několika jiných tříd). Umožňuje zacházet s množinou tříd, jako by byly všechny reprezentovány tím samým objektem. Například známá hierarchie: grafický objekt, bod, kružnice. Navíc je to prostředek pro úsporu práce při kódování.
- *Polymorfismus*: odkazovaný objekt se chová podle toho, jaký je jeho skutečný typ. Pokud několik objektů poskytuje stejné rozhraní, pracuje se s nimi stejným způsobem, ale jejich konkrétní chování se liší. V praxi se tato vlastnost projevuje např. tak, že na místo, kde je očekávána instance nějaké třídy, můžeme dosadit i instanci libovolné její podtřídy (třídy, která přímo či nepřímo z této třídy dědí), která se může chovat jinak, než by se chovala instance rodičovské třídy, ovšem v rámci „mantinelů“, daných popisem rozhraní.

Třída
Třída definuje abstraktní vlastnosti nějakého objektu, vřátaně obsáhnutých dat (atributy, pole (fields) a vlastnosti (properties)) a věcí, které může dělat (správaní, metody a schopnosti (features)). Například třída *Dog* by obsahovala věci spoločné pro všechny psy - např. atribúty rasa, barba srsti a schopnosti břechat.

Třídy poskytují v objektovo-orientovaném programu modularitu a strukturu. Třída by typicky měla být rozpoznatelná i ne-programátorovi, který se ale v dané doméně problémů orientuje – tzn. že charakteristiky třídy by měli „dávat v kontextu smysl“. Podobně i kód třídy by měl být relativně „self-contained“. Vlastnosti a metódy tříd se spolu nazývají i *members.*

Implementace objektů
Z hlediska jazyka není velký rozdíl mezi složenými datovými typy a třídami. Deklarace třídy obsahuje, stejně jako u složeného dat. typu, datové položky. Navíc ale obsahuje i deklarace funkcí (metod), které s nimi pracují. Některé funkce mohou mít speciální vlastnosti – statické, virtuální, konstruktory, destruktory. Navíc většina jazyků přidává možnost označení kterýchkoliv položek jako veřejné nebo privátní. Třídy mohou někdy (C++, Java) obsahovat i vnořené datové typy (výčty, ...) a dokonce vnořené třídy.

Za běhu je jedna instance třídy – objekt reprezentována v paměti pomocí:

- datových položek (stejně jako složený datový typ),
- skrytých pomocné položky umožňujících funkci virtuálních metod, výjimek, RTTI a dědičnosti (identifikace typu / jeho velikosti apod.)

Implementace dědičnosti v C++: Je-li třída B (přímým či nepřímým) potomkem třídy A, pak paměťová reprezentace objektu typu B obsahuje část, která má stejný tvar jako paměťová reprezentace samostatného objektu typu A. Z každého ukazatele na typ B je možno odvodit ukazatel na část typu A – tato konverze je implicitní, tj. není třeba ji explicitně uvádět ve zdrojovém kódu. Tato konverze může (obvykle pouze při násobné dědičnosti) vyžadovat jednoduchý výpočet (přičtení posunutí).

Z ukazatele na typ A je možno odvodit ukazatel na typ B, jen pokud konkrétní objekt, do kterého ukazuje ukazatel na typ A, je typu B (nebo jeho potomka). Zodpovědnost za ověření skutečného typu objektu má programátor a tuto konverzi je třeba explicitně vynutit přetypováním. Může to znamenat odečtení posunutí v paměti.

Virtuální funkce
In object-oriented programming (OOP), a virtual function or virtual method is a function whose behavior, by virtue of being declared "virtual,"is determined by the definition of a function with the same signature furthest in the inheritance lineage of the instantiated object on which it is called. This concept is a very important part of the polymorphism portion of object-oriented programming (OOP).

The concept of the virtual function solves the following problem:

In OOP when a derived class inherits from a base class, an object of the derived class may be referred to (or cast) as either being the base class type or the derived class type. If there are base class functions overridden by the derived class, a problem then arises when a derived object has been cast as the base class type. When a derived object is referred to as being of the base's type, the desired function call behavior is ambiguous.

The distinction between virtual and not virtual is provided to solve this issue. If the function in question is designated "virtual"then the derived class's function would be called (if it exists). If it is not virtual, the base class's function would be called.

Pozdní vazba (late binding; virtual call): Je-li metoda nějaké třídy virtuální či čistě virtuální, pak všechny metody se stejným jménem, počtem a typy parametrů deklarované v potomcích třídy jsou považovány za různé implementace téže funkce. Která implementace se vybere, tedy které tělo bude zavoláno, se rozhoduje až za běhu programu podle skutečného typu celého objektu. Použije se tělo z posledního potomka, který definuje tuto funkci a je součástí celého objektu. Pozdní vazba má smysl pouze u vyvolání na objektu určeném odkazem.

Pozdní vazba je implementačně umožněná skrytým pointerem na *tabulku virtuálních funkcí* uvnitř každého objektu. Existuje pro každou třídu jedna. Při dědičnosti zůstává v celém objektu odkaz jeden, ale (i pro „nejvnitřnější“ bázovou třídu) odkazuje na tabulku odvozené třídy. V tabulce musí být proto pointery na funkce, deklarované už u bázové třídy, umístěny na začátku (aby bylo možné volat funkce bázové třídy mezi sebou bez změny kódu).

4.2 Oddělený překlad, sestavení, řízení překladu

Struktura programu

Program se skládá z *modulů*:

- Překládány samostatně kompilátorem
- Spojovány linkerem

Modul z pohledu programátora

- Soubor s příponou .cpp (.c)

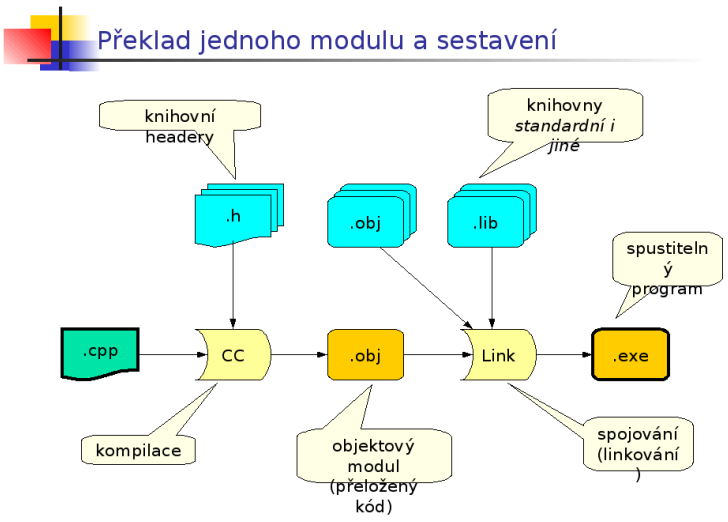
Hlavičkové soubory

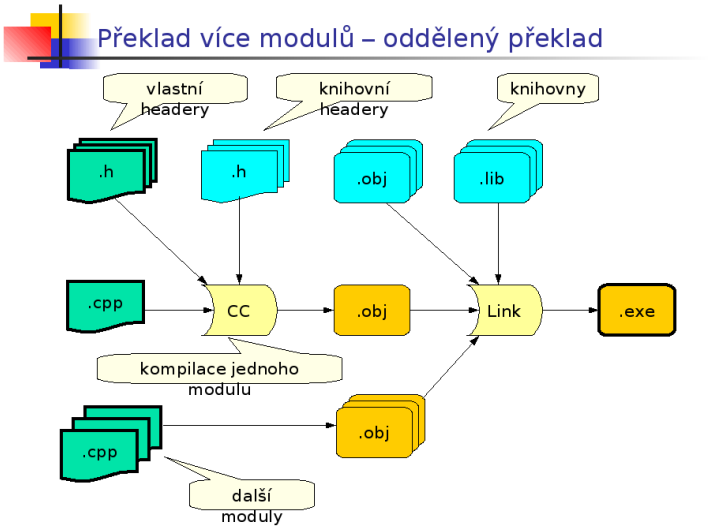
- Soubory s příponou .h
- Deklarují (a někdy i definují) identifikátory používané ve více modulech
- Vkládány do modulů direktivou include
  - Direktivu zpracovává preprocesor čistě textově
  - Preprocesor je integrován v kompilátoru jako první fáze překladu

Modul z pohledu kompilátoru

- Samostatná jednotka překladu
- Výsledek práce preprocesoru

Oddělený překlad

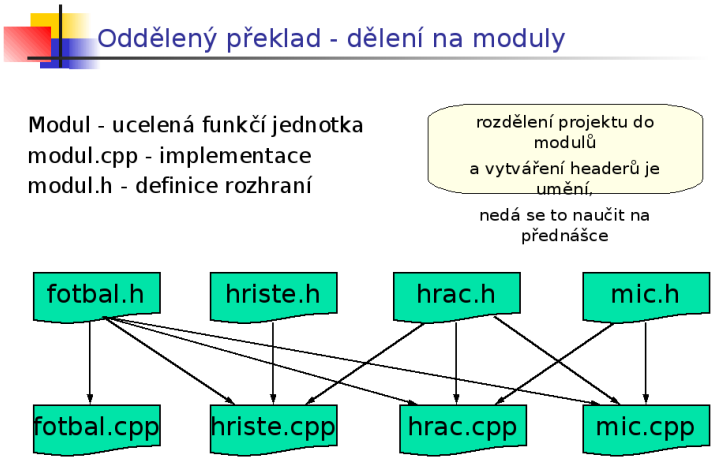




Smysl odděleného překladu modulů je urychlení celkového překladu – nepřekládat to, co se od minula nezměnilo. Oddělený překlad dnes díky automatizaci makefily (viz níže) a integrovanými prostředími není téměř pro programátora vidět.

...pri tomto slide je vhodné ujasniť si, ako funguje statické a dynamické linkovanie (ako, kde a kedy sa opravujú adresy objektov atď.):

- *Statické linkování*
  Po odděleném překladu jednotlivé object moduly ještě neobsahují přímo adresy všech funkcí a externích identifikátorů, jen odkazy na ně. Linker se postará o jejich spojení dohromady. Je nutné, aby jména byla unikátní, takže u přetížených a virtuálních funkcí, jako je v C++, musí bý jména zpotvořena tak, aby ukazovala i třídu, namespace, parametry a jejich typy. To má na starosti compiler a říká se tomu *name mangling*.
- *Dynamické linkování*
  Nastává po volání operačního systému – zavedení dynamické knihovny do paměti. Jsou dvě možnosti jeho provedení, první je právě při zavádění knihovny, kdy se odkazy na všechny funkce (a mezi nimi navzájem) naplní správnými hodnotami (podle bázové adresy, na kterou se knihovna do paměti nahraje). Druhá možnost je použití dvou pointerů při volání funkcí z knihovny – to se vytvoří tabulka skutečných adres, na kterou se z knihovny ukazuje. První možnost trvá déle při zavádění knihovny, druhá je zase pomalejší při provádění, ale umožňuje kód knihovny beze změn sdílet více procesy.



Linker je program, který prijímá jeden alebo více objektů generovaných kompilátorem a složí je v jeden spustitelný program.

Objektový kód, nebo objektový soubor je reprezentace kódu, který kompilátor nebo assembler vytvoří zpracováním zdrojového kódu. Objektové soubory obsahují kompaktní kód, často nazývaný „binárky“ :-) Linker se typicky používá na vytvoření spustitelného souboru nebo knihovny spojením (slinkováním) objektových souborů. Základní častí objektového souboru je strojový kód (kód přimo vykonávaný CPU počítače).

Makefile

Smyslem programu *make* je řízení překladu a linkování. Popis závislostí jednotlivých modulů a hlavičkových na sobě je definován v 1 textovém souboru – *Makefile* (tj. které soubory je nutné mít aktuální/vytvořené pro překlad kterého souboru). Make vždy po změně souboru přeloží jen to, co na něm závisí. Formát souboru make:

```
targets: files;
        commands; #comment; line-begin\
        line contd.;
```

Targets – cíle činností / cílové soubory, možno definovat vic, při spuštění make bez parametrů se bere první; univ. nástroj (nejen pro překlad C/C++). Lze definovat i vlastní makra (příkazem `<název makra> = <string>`) a pak je používat (`${makro}`).

4.3 Neprocedurální programování, logické programování

Neprocedurální programování

Deklarativní programování je postaveno na paradigmatu, podle něhož je program založen na tom, co se počítá a ne jak se to počítá. Je zde deklarován vstup a výstup a celý program je chápán jako funkce vyhodnocující vstupy podávající jediný výstup. Například i webovské stránky jsou deklarativní protože popisují, jak by stránka měla vypadat – titulek, font, text a obrázky – ale nepopisují, jak konkrétně zobrazit stránky na obrazovce.

Logické programování a *funkcionální programování* jsou poddruhy deklarativního programování. Logické programování využívá programování založené na vyhodnocování vzorů - tvrzení a cílů. Klasickým zástupcem jazyka pro podporu tohoto stylu je Prolog.

Tento přístup patří pod deklarativní programování stejně jako funkcionální programování, neboť deklaruje, co je vstupem a co výstupem, a nezabývá se jak výpočet probíhá. Naopak program jako posloupnost příkazů je paradigma imperativní.

Funkcionální programování patří mezi deklarativní programovací principy.

Alonzo Church vytvořil formální výpočtový model nazvaný λ-kalkul. Tento model slouží jako základ pro funkcionální jazyky. Funkcionální jazyky dělíme na:

- typované - Haskell
- netypované - Lisp, Scheme

Výpočtem funkcionálního programu je posloupnost vzájemně ekvivalentních výrazů, které se postupně zjednodušují. Výsledkem výpočtu je výraz v normální formě, tedy dále nezjednodušitelný. Program je chápán jako jedna funkce obsahující vstupní parametry mající jediný výstup. Tato funkce pak může být dále rozložitelná na podfunkce.

Prolog

Prolog je logický programovací jazyk. Název Prolog pochází z francouzského programmation en logique („logické programování“). Byl vytvořen Alainem Colmerauerem v roce 1972 jako pokus vytvořit programovací jazyk, který by umožňoval vyjadřování v logice místo psaní počítačových instrukcí. Prolog patří mezi tzv. deklarativní programovací jazyky, ve kterých programátor popisuje pouze cíl výpočtu, přičemž přesný postup, jakým se k výsledku program dostane, je ponechán na libovůli systému.

Prolog je využíván především v oboru umělé inteligence a v počítačové lingvistice (obzvláště zpracování přirozeného jazyka, pro nějž byl původně navržen). Syntaxe jazyka je velice jednoduchá a snadno použitelná pravě proto, že byl původně určen pro počítačově nepříliš gramotné lingvisty.

Prolog je založen na *predikátové logice prvního řádu* (konkrétně se omezuje na Hornovy klauzule). Běh programu je pak představován aplikací dokazovacích technik na zadané klauzule. Základními využívanými přístupy jsou *unifikace*, *rekurze* a *backtracking*.

Interpret Prologu se snaží nalézt nejobecnější substituci, která splní daný cíl - tzn. nesubstituuje zbytečně, pokud nemusí (použití interních proměnných – _123 atd.). Za dvě proměnné může být substituována jedna interní proměnná (např. při hledání svislé úsečky – konstantní X souřadnice) – tomu se říká *unifikace* proměnných. Pro proměnnou, jejíž hodnota může být libovolná, se v prologu užívá znak „_“.

Datové typy v prologu se nazývají *termy*. Základním datovým typem jsou *atomy* (začínají malým písmenem, nebo se skládají ze speciálních znaků (`+ - * / ...`, nebo jsou to znakové řetězce (`'text'`)). Dále „jsou“ v prologu čísla (v komerčních implementacích i reálná), proměnné (velké písmeno) a struktury (definované rekursivně - pomocí funktoru dané arity a příslušným počtem termů, které jsou jeho argumenty – `okamzik(datum(1,1,1999),cas(10,10))`). Posledním typem proměnných jsou seznamy, které jsou probírány později.

Základní principy:

Programování v Prologu se výrazně liší od programování v běžných procedurálních jazycích jako např. C. Program v prologu je databáze faktů a pravidel (dohromady se faktům a pravidlům paradoxně říká procedury), nad kterými je možno klást dotazy formou tvrzení, u kterých Prolog zhodnocuje jejich pravdivost (dokazatelnost z údajů obsažených v databázi).

Například lze do databáze uložit fakt, že Monika je dívka:

```
dívka(monika).
```

Poté lze dokazatelnost tohoto faktu prověřit otázkou, na kterou Prolog odpoví yes (ano):

```
?- dívka(monika).
     yes.
```

Také se lze zeptat na všechny objekty, o kterých je známo, že jsou dívky (středníkem požadujeme další výsledky):

```
?- dívka(X).
     X = monika;
     no.
```

Pravidla (závislosti) se zapisují pomocí implikací, např.

```
syn(A,B) :- rodič(B,A), muž(A).
```

Tedy: pokud B je rodičem A a zároveň je A muž, pak A je synem B. První části pravidla (tj. důsledku) se říká hlava a všemu co následuje za symbolem `:-` (tedy podmínkám, nutným pro splnění hlavy) se říká tělo. Podmínky ke splnění mohou být odděleny buď čárkou (pak jde o konjunkci, musejí být splněny všechny), nebo středníkem (disjunkce), přičemž čárky mají větší prioritu.

Příklad:
Typickou ukázkou základů programování v Prologu jsou rodinné vztahy.

```
sourozenec(X,Y) :- rodič(Z,X), rodič(Z,Y).
rodič(X,Y) :- otec(X,Y).
rodič(X,Y) :- matka(X,Y).
muž(X) :- otec(X,_).
žena(X) :- matka(X,_).
matka(marie,monika).
otec(jiří,monika).
otec(jiří,marek).
otec(michal,tomáš).
```

Prázdný seznam je označen atomem [], neprázdný se tvoří pomocí funktoru `'.'` (tečka) - `.(Hlava,Tělo)`. V praxi se to (naštěstí ;-)) takhle složitě rekurzivně zapisovat nemusí, stačí napsat `[a,b,c...]`, resp `[Začátek | Tělo]`, kde začátek je výčet prvků (ne seznam) stojících na začátku definovaného seznamu, a tělo je (rekurzivně) seznam (např. `[a,b,c|[]]`).

Aritmetické výrazy se samy o sobě nevyhodnocují, dokud jim to někdo nepřikáže. Takže např. predikát `5*1 = 5` by selhal. Vyhodnocení se vynucuje pomocí operátoru *is* (pomocí = by došlo jen k unifikaci) - není to ale ekvivalent „=“ z jiných jazyků. Tento operátor se musí použít na nějakou volnou proměnnou a aritmetický výraz, s jehož hodnotou bude tato proměnná dále svázaná (jako např. `X is 5*1,X=5` uspěje).

Důležitý je i *operátor řezu* (značíme vykřičníkem). Tento predikát okamžitě uspěje, ale při tom zakáže backtrackování přes sebe zpět. (`prvek1(X,[X|L]):-!. prvek1(X,[_|L]):-prvek1(X,L).` - je-li prvek nalezen, je zakázán návrat = najde jen první výskyt prvku). Dále je důležitá negace (`not(P):- P, !, fail. not(P).` – uspěje, pokud se nepodaří cíl P splnit). Řez tedy umožňuje ovlivňovat efektivitu prologovských programů, definovat vzájemně se vylučující použití jednotlivých klauzulí procedury, definovat negaci atd.

Haskell

Haskell je standardizovaný funkcionální programovací jazyk používající zkrácené vyhodnocování, pojmenovaný na počest logika Haskella Curryho. Byl vytvořen v 80. letech 20. století. Posledním polooficiálním standardem je Haskell 98, který definuje minimální a přenositelnou verzi jazyka využitelnou k výuce nebo jako základ dalších rozšíření. Jazyk se rychle vyvíjí, především díky svým implementacím Hugs a GHC (viz níže).

Haskell je jazyk dodržující *referenční transparentnost*. To, zjednodušeně řečeno, znamená, že tentýž (pod)výraz má na jakémkoliv místě v programu stejnou hodnotu. Mezi další výhody tohoto jazyka patří přísné *typování proměnných*, které programátorovi může usnadnit odhalování chyb v programu. Haskell plně podporuje práci se soubory i standardními vstupy a výstupy, která je ale poměrně složitá kvůli zachování referenční transparentnosti. Jako takový se Haskell hodí hlavně pro algoritmicky náročné úlohy minimalizující interakci s uživatelem.

Příklady:
Definice funkce faktoriálu:

```
fac 0 = 1
fac n = n * fac (n - 1)
```

Jiná definice faktoriálu (používá funkci product ze standardní knihovny Haskellu):

```
fac n = product [1..n]
```

Naivní implementace funkce vracející n-tý prvek Fibonacciho posloupnosti:

```
fib 0 = 0
fib 1 = 1
fib n = fib (n - 2) + fib (n - 1)
```

Elegantní zápis řadícího algoritmu quicksort:

```
qsort [] = []
qsort (pivot:tail) =
  qsort left ++ [pivot] ++ qsort right
  where
    left = [y | y <- tail, y < pivot]
    right = [y | y <- tail, y >= pivot]
```

TODO: popsat stráže (případy, otherwise), seznamy, řetězení, pattern matching u parametrů funkcí, lok. definice (where, let) – patří to sem?

Lisp

Lisp je funkcionální programovací jazyk s dlouhou historií. Jeho název je zkratka pro List processing (zpracování seznamů). Dnes se stále používá v oboru umělé inteligence. Nic ale nebrání ho použít i pro jiné účely. Používá ho například textový editor Emacs, GIMP či konstrukční program AutoCAD.

Další jazyky od něj odvozené jsou například Tcl, Smalltalk nebo Scheme.

Syntaxe: Nejzákladnějším zápisem v Lispu je seznam. Zapisujeme ho jako:

```
(1 2 "ahoj" 13.2)
```

Tento seznam obsahuje čtyři prvky:

- celé číslo 1
- celé číslo 2
- text „ahoj“
- reálné číslo 13,2

Jde tedy o uspořádanou čtveřici. Všimněte si, že závorky nefungují tak jako v matematice, ale pouze označují začátek a konec seznamu. Seznamy jsou v Lispu implementovány jako binární strom degenerovaný na jednosměrně vázaný seznam. Co se seznamem Lisp udělá, záleží na okolnostech.

Příkazy: Příkazy píšeme také jako seznam, první prvek seznamu je však název příkazu. Například sčítání provádíme příkazem +, což interpreteru zadáme takto:

```
(+ 1 2 3)
```

Interpretr odpoví 6.

Ukázka kódu: Program hello world lze zapsat několika způsoby. Nejjednoduší vypadá takto:

```
(format t "Hello, World!")
```

Funkce se v Lispu definují pomocí klíčového slova defun:

```
(defun hello ()
        (format t "Hello, World!")
)
(hello)
```

Na prvních dvou řádcích je definice funkce hello, na třetím řádku je tato funkce svým jménem zavolána. Funkcím lze předávat i argumenty. V následujícím příkladu je ukázka funkce fact, která vypočítá faktoriál zadaného čísla:

```
(defun fact (n)
        (if (= n 0)
                1
                (* n (fact (- n 1)))
        )
)
```

Pro výpočet faktoriálu čísla 6 předáme tuto hodnotu jako argument funkci fact:

```
(fact 6)
```

Návratovou hodnotou funkce bude hodnota 720.

Logické programování

TODO (není součástí otázek pro obor Programování, pro IOI je)

Report *(Bureš)*
Neprocedurální programování. chtěl základní věci, dobrý zkoušející.

Report *(Tůma)*
Testuje zda to clovek ma naucene jen jako basnicku anebo to umi skutecne pouzit a zapsat. U neproceduralniho programovani (u kolegy za mnou) chtel ukazku zda umi na pozadani vyrobit nekolik konstruktu.

Report *(Bures)*
Neproceduralni a logicke programovani - Povidani o prologu, a chtel i presne jak probiha unifikace a backtracking. Nakonec jsem si nabeh na nuz a rekl ze existuje operator rezu(jinak by se na nej skoro urcite nezeptal), a ze se pomoci nej da udelat negace. S tou negaci jsem pak zapasil 10 min jen abych se prastil do hlavy a rekl trivialni, nervozita udela sve. Pak se vyptaval na funkcionalni programovani, rozdily oproti proceduralnimu(chtel hlavne vedet ze se daji funkce pouzit i jako paramatry funkci). V Prologu a necem funkcionalnim napsat kus neceho, syntax ho ale nezajimala, stacilo neco co by po trivialnim opraveni slo pustit v Prologu nebo Haskellu(nebo necem podobnem). Celkem bez vetsich obtizi 1

Report *(?)*
Neprocedurální programování - zkoušející prolétl popsané papíry a řekl, že mu to stačí. Ptal se jenom na to, co se mi na neprocedurálním programování nejvíc líbí.

4.4 Struktura překladače, lexikální, syntaktická analýza

Zdroj: poznámky a slidy z přednášek Principy překladačů Dr. J. Yaghoba

Překladače

Definice *(Překladač)*
Formální definice: *překladač* je zobrazení $L_{in} \to L_{out}$ pro nějaké dva jazyky L_{in}, L_{out}, vstupní generovaný gramatikou G_{in}, výstupní generovaný gramatikou G_{out} nebo přijímaný automatem A_{out}. Je to takové zobrazení, kde $\forall w \in L_{in}\ \exists w' \in L_{out}$. Pro $w \notin L_{in}$ zobrazení neexistuje.

Neformálně jde o stroj, který nějaký zdrojový kód (v nějakém zdrojovém jazyce) převádí na cílový kód (v cílovém jazyce) a případně vypisuje chybová hlášení.

Definice neříká nic o třídách jazyků a gramatik, ve kterých překladač operuje. Běžné programovací jazyky jsou „plus minus“ bezkontextové – nebo se na bezkontextové převádějí, aby byly rozpoznatelné něčím prakticky implementovatelným (tedy zásobníkovým automatem, Turingovy stroje jsou poněkud složité).

Příklady

Příklady použití překladačů:

- (překvapivě) překlad programů, psaných v nějakém vyšším programovacím jazyce, do strojového kódu cílové platformy
- syntax-highlighting (většinou lexikálně řízený)
- pretty printer
- statické kontroly programu (hledání chyb bez spouštění programů)
- interpretery (např. skriptovacích jazyků, run-time moduly pro interpretované jazyky jako je Java)
- databázové stroje, dotazovací jazyky

Překlad programu

Program (pro jednoduchost jediný modul) se

1. ze zdrojového kódu v nějakém programovacím jazyce *preprocesorem* (což je taky překladač, upravující zdrojový kód na textové úrovni) převede na textový soubor (připravený pro další překlad),
2. *překladačem* se převede dál do assemblerového kódu (jde o kód v jiném jazyce, mnohem bližším cílové architektuře – jde o textový popis instrukcí procesoru),
3. *assemblerem* se převádí na „object-file“ – modul, ve kterém už jazyk odpovídá strojovému kódu cílové CPU,
4. nakonec *linker*, resp. *loader* připojí další informace a vytvoří finální spustitelný kód.

Fáze překladu překladačem

Tradičně se překladače dělí na dvě fáze – *front-end* a *back-end*. První z nich je zaměřená hlavně na analýzu zdrojového kódu po lexikální a syntaktické stránce a její převod do nějakého mezikódu, tj. přípravu pro back-end. Úkolem back-endu je pak z předpřipravené formy vygenerovat finální kód v cílovém jazyce.

První fáze se dále dělí na tyto části:

1. *lexikální analýza* – převádí vstupní text do binární formy, na sled identifikátorů a konstant; hodnoty objektů ukládá do spec. tabulek
2. *syntaktická analýza* – abstraktní část, nezajímá se o hodnoty a význam elementů jazyka, úkolem je rozpoznat, zda vstupní slovo (vstup) patří do jazyka; v dnešních překladačích staví tzv. „syntaktický strom“ kódu
3. *sémantická analýza* – zkoumá sémantiku (význam, smysl) elementů jazyka (např. u sčítání proměnných kontrola typů, používání definovaných proměnných atd.)
4. *generování mezikódu* – úzce svázané se sémantickou analýzou, načítá hodnoty lexikálních elementů z tabulek a vytváří binární formu kódu, v ideálním případě nezávislou na vstupním ani výstupním jazyce
5. *optimalizace nad mezikódem* – díky překladu do nějakého abstraktního mezikódu lze nad ním potom provádět různé obecné (teoreticky dokázané) optimalizace, aby byl výsledný kód ekvivalentní s původním, ale rychlejší při provádění cílovým strojem

Backend má na starosti hlavně

1. *generování kódu* – vytváří už kód pro konkrétní cílový stroj / architekturu / CPU.
2. *optimalizace nízkoúrovňového kódu* – optimalizace, zaměřené na vlastnosti konkrétních CPU a cílový jazyk (tj. takové, které nad obecným mezikódem s vysokou abstrakcí provést nejde)

Všechny fáze překladače (většinou, když se pominou třeba staší verze GCC a podobně) sdílejí jednotné *tabulky symbolů* – hodnot lexikálních elementů a jiných věcí a obsluhu chyb. Překladač musí rozpoznat všechny chyby, ale bez velké časové režie, navíc nesmí mít falešné poplachy. Taky by neměl vyrábět chyby sám ;-).

V dřívějších překladačích se vstupní kód procházel několikrát, protože nebylo technicky možné ho udržet celý v paměti. Dnes je potřeba většinou jen jeden přechod, ale někdy je nutných víc (např. dopředné skoky v assembleru – nevím ještě jak daleko skáču).

Poznámka *(Syntax-driven compilation)*
Nejdůležitější částí dnešních překladačů bývá syntaktická analýza; provádí se často najednou se sémantickou analýzou a generováním mezikódu – vše mívá na starosti jediný zásobníkový automat. Navíc si často sám vyvolává lexikální analýzu, ta je jím tedy řízená, takže se taková technika označuje *syntaxí řízený překlad*.

Automatické generování (částí) překladače
Protože dnešní programovací jazyky jsou relativně složité (gramatiky které je generují mají řádově stovky přepisovacích pravidel), konstrukce automatů přijímajících takové jazyky „ručně" je příliš náročná. Proto existují nástroje, které generují některé části překladače – generátor lexikálních analyzátorů – „scannerů" – (popíšu lexikální elementy a struktury a co s nimi dělá a vypadne mi analyzátor jako kód v jazyce C) je např. *Flex*, pro výrobu parserů (syntaktických analyzátorů) z popisu gramatiky slouží např. *Bison*, *Coco/R* nebo *ANTLR*. Některé známé překladače mají ale i tak ručně generované parsery (GCC).

Existují i generátory generátorů kódu (ale jejich méně, protože to je dost složité) – pro popis výstupního CPU dostanu z instrukčního mezikódu kód přímo pro něj. Instrukční mezikód může být pro více architektur úplně stejný. Příkladem tohoto je *Mono JIT Compiler*.

Mezikód
(Vysokoúrovňový) *mezikód* je vlastně jakési rozhraní pro přechod (rozdělení i spolupráci) mezi front-endem a back-endem. Jde o binární reprezentaci zdrojového kódu, má být nezávislý na vstupním i výstupním jazyce. Pokud tomu tak je, je možné např. kombinovat různé back-endy a front-endy, jako tomu je u GCC (více back-endů pro 1 front-end) nebo .NET (více front-endů). Většinou ale je mezikód o něco posunutý buď více k závislosti na back-endu nebo na front-endu.

Mezikód je možné reprezentovat několika způsoby – např. syntaktickým stromem (vhodné v paměti), postfixovým zápisem (linearizace stromu) nebo tříadresovým kódem (lineární, sekvence příkazů $x := y \text{ op } z$).

Graf toku řízení
Graf toku řízení je graf, vytvářený překladači (větš. pro 1 funkci) za účelem optimalizací a také generování výsledného kódu. Uzly – *základní bloky* – jsou nepřerušované výpočty (bez instrukcí skoků a bez cílů skoků uvnitř bloků), z nichž první instrukce bývá cílem skoku nebo vstupním bodem funkce. Hrany pak reprezentují skoky – pro podmíněné skoky a case příkazy pak z uzlů vede více hran.

Lexikální analýza

Definice *(Lexikální analýza)*
Lexikální analýza je část překladače, zodpovědná za rozpoznávání jednotlivých nedělitelných elementů zdrojového jazyka (např. klíčová slova, identifikátory, závorky atd.) a jejich převod na nějakou binární reprezentaci, vhodnou pro syntaktickou analýzu (např. uložení názvů identifikátorů do tabulek symbolů). V zásadě jde o rozpoznávání regulárních výrazů. Historicky šlo o provedení analýzy na celém zdrojáku a přeposlání do další fáze, dnes je většinou ovládaná ze syntaktické analýzy (opakované volání „vrať další element"). Slouží také ke zvětšení „výhledu" dalších fází (jedním elementem přestává být jeden znak, je jím jeden element vstupního jazyka).

Definice *(Token, pattern)*
Token je výstup lexikální analýzy – jeden nedělitelný element zdrojového jazyka. Je zároveň vstupem syntaktické analýzy (tam se nazývá *terminál*). Lexikální analýza uvažuje množinu řetězců, které produkují pro syntaktickou analýzu stejný token (např. díky ignore-caseovosti nebo jako důsledek sloučení všech řetězcových nebo číselných konstant pod stejný token, protože s nimi je dále nakládáno bez ohledu na hodnotu). Množina řetězců, produkujících daný token, se popisuje urč. pravidly – *patternem*, kde se obvykle užívá regulárních výrazů.

Definice *(Lexém)*
Lexém neboli *lexikální element* je sekvence znaků ve zdrojovém kódu, která (většinou) odpovídá nějakému patternu nějakého tokenu. Např. komentáře ale jako svůj výstup žádný token nemají.

Definice *(Literál)*
Literál je konstanta ve vstupním jazyce – má svoji hodnotu (atribut), ukládanou do tabulek symbolů.

Poznámka *(Atributy tokenů)*
Je-li jeden token rozpoznáván více patterny, nebo je-li to literál, má nějaké další atributy (většinou jenom jeden), které jeho význam upřesňují – např. token „relační operátor" má zpřesnění „menší nebo rovno", token „číselný literál" má zpřesnění „12345".

Problémy lex. analýzy
Mezi některé problémy, které syntaktická analýza musí řešit, patří

- Počítání zarovnání – některé jazyky (Python) mají zarovnání na řádce jako svoji syntaktickou konstrukci
- Identifikátory s mezerami (rozlišit identifikátor od jiné konstrukce, i víceslovné)
- Klíčová slova jako identifikátory (někdy se mohou překrývat)
- Kontextově závislé tokeny – token závisí na jiných informacích (např. `a*b;` v C – jde o násobení, nebo deklaraci pointerové proměnné), tady je nutné tokeny slučovat pro oba významy ???

Pozadí lex. analýzy
Na pozadí lexikálního analyzátoru většinou pracuje nějaký konečný automat (protože rozpoznávání regulárních výrazů – hodnotou reg. výrazu je reg. jazyk – je práce pro konečné automaty). Po každém rozpoznaném tokenu je potřeba automat uvést zpět do výchozího stavu.

Lexikální chyby
Chyba v lexikální analýze nastane tehdy, když konečný automat nemůže pokračovat dál a není v koncovém stavu (např. pokud nalezne neplatný znak, nebo neukončený řetězec na konci řádky apod.). Většina lexikálních analyzátorů (pomineme Turbo Pascal ;-)) by měla být schopna nějakého „rozumného" zotavení z chyby – vypsat chybu a domyslet chybějící znak nebo neplatný znak ignorovat apod., tj. nezastavit se na první chybě. I logické zotavení může ale scanner úplně rozhodit a ten pak vyhazuje nesmyslné chyby. Je také spousta chyb, které lexikální analýza nepozná a projeví se až u syntaktické analýzy, např. `beign` místo `begin`, chápané jako identifikátor.

Poznámka *(Bufferování vstupu)*
Syntaktická analýza časově zabere cca 60-80% překladu, takže se pro její urychlení používá bufferování – nečte se po znacích, ale o něco napřed. Problémem pak jsou např. `#include` direktivy (jsou-li ve vstupním jazyce) – v okamžiku vložení jiného souboru je scanner v nějakém stavu apod.; scannery musí mít pak možnost přepínat mezi více vstupními soubory (manipulovat s několika buffery).

Syntaktická analýza

Definice *(Syntaktická analýza)*
Syntaktická analýza je část překladače, zodpovědná za:

1. rozhodnutí, zda dané slovo (vstup) patří do zpracovávaného jazyka
2. syntaxí řízený překlad
3. stavbu derivačního stromu (nalezení přepisovacích pravidel ze startovacího neterminálu gramatiky na vstupní posloupnost tokenů – terminálů)

Většina programovacích jazyků je bezkontextová, proto je syntaktická analýza představována zásobníkovým automatem. Syntaktická analýza operuje s gramatikou daného jazyka (snaží se o přepis abstraktních neterminálů na terminály – tokeny jazyka).

Definice *(Derivační strom)*
Derivační strom je „grafická" reprezentace slova vstupního jazyka, nebo spíše derivací, které bylo potřeba provést, aby se v gramatice startovací symbol přepsal na dané slovo (posloupnost terminálů). Uzly takového grafu jsou neterminály i terminály gramatiky jazyka (v listech ale jsou jen terminály, ve vnitřních uzlech neterminály). Hrany grafu představují přepsání podle pravidla gramatiky – vedou od neterminálu který se přepisuje, ke všem neterminálům nebo terminálům na které se přepisuje (mluvíme o bezkontextových gramatikách, takže na levé straně stojí jen jeden neterminál).

Přepsání v gramatice bohužel nemusí být jednoznačné (tj. pro stejnou posloupnost neterminálů existuje více platných derivačních stromů). Příkladem je problém „dangling else" z jazyků typu Pascal nebo C – mám-li za sebou 2x `if-then` a pak jedno `else`, nemusí být (z gramatiky) jasné, ke kterému `if-then` ono `else` patří. Takové problémy lze (a je nutné) odstranit převodem na jednoznačnou gramatiku (např. přes další neterminál).

Levá rekurze, levá faktorizace, nebezkontextovost
Levá rekurze v gramatice se objevuje, pokud je v ní neterminál A, pro který platí $A \Rightarrow^* A\alpha$ pro nějaké $\alpha \neq \lambda$. Tj. přes A je možné projít kolikrát chci a vytvořit posloupnost $\alpha\alpha\ldots$. Pokud parser začíná u startovacího neterminálu a hledá derivace na na terminály „shora dolů" (to jeden z druhů scannerů dělá), neví jakou hloubku rekurze má použít. Proto je nutné i levou rekurzi, stejně jako nejednoznačnosti, z gramatiky napřed odstranit její úpravou (zde opět pomůže přechod přes nový neterminál).

Problémem je i levá faktorizace – případ, kdy se v gramatice vyskytují pravidla jako $A \to \alpha\beta$ a zároveň $A \to \alpha\gamma$. I ten je možné řešit úpravou gramatiky (přenos rozhodnutí na pozdější dobu, kdy bude známo, který ze symbolů β, γ si vybrat).

Může se také i pro běžné konstrukce z programovacích jazyků stát, že nevyhovují bezkontextovým gramatikám – např. kontrola deklarace identifikátoru před použitím, kontrola počtu parametrů funkce apod. Zde syntaktická analýza bezkontextovým způsobem nestačí a tyto případy je třeba řešit jinak.

Definice *(Názvosloví gramatik, FIRST a FOLLOW)*
Gramatiky se v teorii překladačů označují dvěma až třemi znaky a číslem v závorce, obecně ve tvaru $PXY(k)$, kde:

- X je směr čtení vstupu (V našem případě vždy L, tj. zleva doprava),
- Y jsou druhy derivace (L – levé, R – pravé derivace),
- P označuje prefix (ještě jemnější dělení na třídy u některých gramatik) a
- k představuje *výhled* (lookahead), každý parser totiž vidí jen na jeden nebo několik tokenů dopředu a další neuvažuje. Obvykle je to celé číslo, většinou 1, ale také 0 nebo obecně k.

Příklady: $LL(1), LR(0), LR(1), LL(k), SLR(1), LALR(1)$

Množiny *FIRST* a *FOLLOW* představují množinu použitelných neterminálů na urč. místech (začátky řetězců derivovaných z nějakého pravidla, resp. řetězce které mohou následovat po nějakém neterminálu) a používají se pro konstrukci parserových automatů pro nějakou gramatiku.

TODO: formalizovat FIRST a FOLLOW, neni to moc slozite?

Definice *(Analýza shora dolů)*

Analýza shora dolů je technika parserů, kdy se parser snaží najít nejlevější derivaci pro vstupní řetězec. Pokouší se tedy zkonstruovat derivační strom pro daný vstup počínaje kořenem a přidáváním uzlů do stromu – rozhoduje se, podle kterého pravidla gramatiky přepíše. Pravidlo pro odstranění nejednoznačnosti je provádění *jen levých derivací*, proto pak automatům vadí levá rekurze a musí se odstraňovat. Techniky pro nalezení přepisovacího pravidla jsou:

- *Rekurzivní sestup* pomocí procedur – pro každý neterminál existuje jedna procedura, která se rozhodne, které pravidlo použije na základě výhledu. Pro rozhodování se sestavují množiny FIRST a FOLLOW každého neterminálu. Potom musí zkontrolovat, jestli pravá strana tohoto pravidla odpovídá vstupu (přičemž výskyt neterminálu na pravé straně znamená zavolání jemu příslušné procedury).
- *Nerekurzivní analýza s predikcí* – je implementováno automatem s explicitním zásobníkem: ten má *parsovací tabulku*, která se liší podle gramatiky (sama práce automatu je vždy stejná) – jsou v ní řádky odpovídající neterminálům a sloupce terminálům, v políčkách jsou přepisovací pravidla nebo chyby. Na zásobník automatu se ukládají symboly gramatiky a ze vstupu se čtou (lineárně terminály). V každém kroku se automat rozhodne podle vstupu a vrcholu zásobníku – je-li tam terminál, vyhodí se a ukazatel vstupu se posune (nebo se skončí); je-li na zásobníku neterminál, rozhoduje se podle tabulky (položka určená vstupem a neterminálem, buďto se použije přepisovací pravidlo nebo skončí chybou). Konstrukce tabulky je opět závislá na množinách FIRST a FOLLOW.

Analýza shora dolů je používána v parserech jednoduchých jazyků ($LL(1)$ gramatiky s řešením konfliktů zvětšením výhledu na k terminálů) – v generátorech parserů ANTLR a Coco/R, například.

Definice *(Analýza zdola nahoru, LR automat)*

Parsery s analýzou zdola nahoru se pokoušejí najít pozpátku nejpravější derivaci pro vstupní řetězec – zkonstruovat derivační strom pro daný vstup počínaje listy a stavěním zespodu až po kořen stromu. V jednom redukčním kroku je tak podřetězec odpovídající pravé straně pravidla gramatiky nahrazen neterminálem z levé strany pravidla. Analýza zdola nahoru se používá ve např. v generátoru parserů Bison -– je schopná vytvořit parsery pro $LALR(1), GLR(1)$ gramatiky, které jsou oproti $LL(1)$ parserům „silnější“ (Třída rozpoznávaných jazyků LR(1) je vlastní nadmnožina LL(1)), všechny běžné programovací jazyky zapsatelné bezkontextovou gramatikou sem patří. Navíc se dá implementovat zhruba stejně efektivně jako metoda shora dolů.

V analýze zdola nahoru se používá nějaký zásobníkový automat (*LR automat*) čtoucí ze vstupu, parametrizovaný tabulkami *ACTION* a *GOTO*. Na zásobníku se pak uchovávají stavy a symboly gramatiky (nebo jen stavy). Vrchol zásobníku představuje aktuální stav. V počáteční konfiguraci je pointer vstupu nastavený na začátek a na zásobníku je počáteční stav. V každém kroku podle stavu a tokenu na vstupu adresuji tabulku ACTION a získám akci k provedení:

- *SHIFT* s – posune vstup o 1 terminál, který přidá na zásobník spolu s novým stavem s.
- *REDUCE* $A \to \alpha$ – zruší ze zásobníku tolik dvojic stavů a symbolů, jak dlouhé je α, na zásobník dá A a stav, který najde v tabulce GOTO na pozici odpovídající neterminálu A a aktuálnímu stavu
- *ACCEPT* – generuje nějaký výstup, slovo je úspěšně rozpoznáno
- *ERROR* – zahlásí chybu

V LR automatech v klidu projdou i gramatiky s levou rekurzí. Obecně se v nich používají nějaké $LR(k)$ gramatiky, většinou „rozšířené“ – doplněné o „tečky“, ukazatele pozice v pravidlech, které pomáhají s rozpoznáním konce vstupu. Ke konstrukci tabulek ACTION a GOTO jsou opět potřeba množiny FIRST a FOLLOW, nyní rozšířené na k symbolů.

TODO: přidat popis LR(1) a LALR(1) gramatik?

4.5 Interpretované jazyky, virtuální stroje

Interpretovaný jazyk

Zdrojový jazyk se nepřekládá do kódu skutečného procesoru, ale do kódu nějakého abstraktního stroje... Interpret přeložený do kódu skutečného stroje simuluje zvolený abstraktní stroj.

Důvodem může být např. málo prostoru pro překladač (8-bity a BASIC), nebo přenositelnost – stejný abstraktní stroj může běžet na různých OS i různých architekturách CPU (AS/400, Java).

Tato metoda má i problémy:

- Problém s rychlostí - dá se řešit pomocí JIT (Just-In-Time compilation): Pokud interpret narazí na kód abstraktního stroje, který ještě není přeložen, okamžitě ho přeloží na kód cílového stroje a uloží si ho vedle do své cache
- Problémy s přenositelností - nevhodné změny v chování abstraktního stroje mohou přivodit problémy s přenositelností (Java)
- Jak zvolit abstraktní stroj - aby pokryl chování všech zdrojových jazyků (např .NET)

Použití dynamické paměti v interpretovaných jazycích

Pokud je dynamická paměť podporována, pak výhradně s garbage collectorem, protože:

- Ukazatele jsou pod kontrolou
- Snadnější programování
- Rychlejší práce s dynamickou pamětí (program obvykle nepotřebuje tolik paměti, aby GC vůbec musel zasahovat, takže se pouze souvisle alokuje; simulátor abstraktního ale obvykle zabere více paměti, než by musel)

Zo „starých“ textov :-)

In computer programming an emphinterpreted language is a programming language whose implementation often takes the form of an interpreter. Theoretically, any language may be compiled or interpreted, so this designation is applied purely because of common implementation practice and not some underlying property of a language.

Many languages have been implemented using both compilers and interpreters, including Lisp, C, BASIC, and Python. While Java and C# are translated to a form that is intended to be interpreted, just-in-time compilation is often used to generate machine code.

An *interpreter* is a computer program that essentially compiles and executes (interprets) another computer program "on-the-fly"at runtime.

In computer science the term "interpreter"is sometimes used instead of the term emulator. There are software interpreters and hardware interpreters. We will denote interpreter as a software interpreter. It can also refer to a program that performs compilation as well as emulation. Most interpreters available today generally compile source code when the code is first encountered during program execution, rather than in a separate phase prior to execution.

An interpreter has a number of advantages over a compiler, including:

- because it can be tailored to a specific programming language making it simpler to implement and more compact (BASIC was supported on many early home computers for this reason).
- it allows program implementation to be independent of the characteristics of the host cpu (the Java interpreter is a good example of this).

The main disadvantage of interpreters is that when a program is interpreted, it runs slower than if it had been compiled. The difference in speeds could be tiny or great; often an order of magnitude and sometimes more.

Bytecode interpreter

There is a spectrum of possibilities between interpreting and compiling, depending on the amount of analysis performed before the program is executed. For example, Emacs Lisp is compiled to bytecode, which is a highly compressed and optimized representation of the Lisp source, but is not machine code (and therefore not tied to any particular hardware). This "compiled"code is then interpreted by a bytecode interpreter (itself written in C). The compiled code in this case is machine code for a virtual machine, which is implemented not in hardware, but in the bytecode interpreter. The same approach is used with the Forth code used in Open Firmware systems: the source language is compiled into "F code"(a bytecode), which is then interpreted by an architecture-independent virtual machine.

Just-in-time compilation

Just-in-time compilation, or JIT, refers to a technique where bytecode is compiled to native machine code at runtime; giving the high execution speed of running native code at the cost of increased startup-time as the bytecode is compiled. It has gained attention in recent years, which further blurs the distinction between interpreters, byte-code interpreters and compilation. JIT is available for both the .NET and Java platforms. The JIT technique is a few decades old, appearing in languages such as Smalltalk in the 1980s.

In computer science, a *virtual machine* is software that creates a virtualized environment between the computer platform and its operating system, so that the end user can operate software on an abstract machine.

The original meaning of virtual machine, sometimes called a hardware virtual machine, is that of a number of discrete identical execution environments on a single computer, each of which runs an operating system (OS).

Another meaning of virtual machine is a piece of computer software that isolates the application being used by the user from the computer.

A Java Virtual Machine (JVM) is a set of computer software programs and data structures which implements a specific virtual machine model. This model accepts a form of computer intermediate language, commonly referred to as Java bytecode, which conceptually represents the instruction set of a stack-oriented, capability architecture. This code is most often generated by Java language compilers, although the JVM can also be targeted by compilers of other languages. JVMs using the "Java"trademark may be developed by other companies as long as they adhere to the JVM standard published by Sun (and related contractual obligations).

4.6 Pojmy a principy objektového návrhu

TODO: tohle je tupý copy & paste z Wikipedie, předělat/přeložit

Definice *(Objektový návrh)*

Object oriented design is part of OO methodology and it forces programmers to think in terms of objects, rather than procedures, when they plan their code. An object contains encapsulated data and procedures grouped together to represent an entity. The 'object interface', how the object can be interacted, is also defined. An object oriented program is described by the interaction of these objects. Object Oriented Design is the discipline of defining the objects and their interactions to solve a business problem that was identified and documented during object oriented analysis.

Uvažované aspekty pro objektový návrh (prerekvizity)

- *Conceptual model (must have):* Conceptual model is the result of object-oriented analysis, it captures concepts in the problem domain. The conceptual model is explicitly chosen to be independent of implementation details, such as concurrency or data storage.
- *Use case (must have):* Use case is description of sequences of events that, taken together, lead to a system doing something useful. Each use case provides one or more scenarios that convey how the system should interact with the users called actors to achieve a specific business goal or function. Use case actors may be end users or other systems.
- *System Sequence Diagram (should have):* System Sequence diagram (SSD) is a picture that shows, for a particular scenario of a use case, the events that external actors generate, their order, and possible inter-system events.
- *User interface documentations (if applicable):* Document that shows and describes the look and feel of the end product's user interface. This is not mandatory to have, but helps to visualize the end-product and such helps the designer.
- *Relational data model (if applicable):* A data model is an abstract model that describes how data is represented and used. If not object database is used, usually the relational data model should be created before the design can start. How the relational to object mapping is done is included to the OO design.

Poznámka

Objektový návrh počítá s vlastnostmi objektového programování, podporovanými objektově-orientovanými jazyky. Jsou to zejména:

- zapouzdření, objekty
- abstrakce, skrytí informací
- dědičnost
- vnější interface
- polymorfismus

Postup při objektovém návrhu / Designing concepts

- Defining objects, creating class diagram from conceptual diagram: Usually map entity to class.
- Identifying attributes.
- Use design patterns (if applicable): A design pattern is not a finished design, it is a description of a solution to a common problem. The main advantage of using a design pattern is that it can be reused in multiple applications. It can also be thought of as a template for how to solve a problem that can be used in many different situations and/or applications. Object-oriented design patterns typically show relationships and interactions between classes or objects, without specifying the final application classes or objects that are involved.
- Define application framework (if applicable): Application framework is a term usually used to refer to a set of libraries or classes that are used to implement the standard structure of an application for a specific operating system. By bundling a large amount of reusable code into a framework, much time is saved for the developer, since he/she is saved the task of rewriting large amounts of standard code for each new application that is developed.
- Identify persisted objects/data (if applicable): Identify objects that have to be persisted. If relational database is used design the object relation mapping.
- Identify, define remote objects (if applicable)

Výstup, výsledek objektového návrhu / Output (deliverables) of object oriented design

- Class diagram: Class diagram is a type of static structure diagram that describes the structure of a system by showing the system's classes, their attributes, and the relationships between the classes.
- Sequence diagram: Expend the System Sequence Diagram to add specific objects that handle the system events. Usually we create sequence diagram for important and complex system events, not for simple or trivial ones. A sequence diagram shows, as parallel vertical lines, different processes or objects that live simultaneously, and, as horizontal arrows, the messages exchanged between them, in the order in which they occur.

4.7 Generické programování – šablony a generika

Základní myšlenkou, která se skrývá za pojmem generické programování, je **rozdělení kódu programu na algoritmus a datové typy takovým způsobem, aby bylo možné zápis kódu algoritmu chápat jako obecný, bez ohledu na to, nad jakými datovými typy pracuje**. Konkrétní kód algoritmu se z něj stává dosazením datového typu.

U kompilovaných jazyků dochází k rozvinutí kódu v době překladu. Typickým příkladem jazyka, který podporuje tuto formu generického programování, je jazyk C++. Mechanismem, který zde generické programování umožňuje, jsou takzvané šablony (templates).

Poznámka *(Metaprogramování a Generické programování)*
Generické programování se liší od normálního tím, že rozšiřuje jazyk o možnosti metaprogramování. Úzce souvisí s metaprogramováním, ale negeneruje žádný další zdrojový kód (alespoň ne takový jaký by viděl programátor). Liší se od maker, protože ty provádějí jen preprocesorové "search-and-replace"a nejsou součástí gramatiky jazyka (viz níže podrobnější srovnání). Jediná vyjímka jsou makra a v Common Lisp, kde parsují stromy a ne text (?? zkontrolovat Lisp).

Definice *(Šablony)*
Šablony jsou používány kompilátorem pro vygenerování dočasného zdrojového kódu, který se pak spojí se zbytkem a je pak zkompilován. Výstup šablon můžou tvořit compile-time konstanty , datové struktury i celé funkce. Použití šablon může být chápáno jako spouštění kódu během kompilace. Tato technika je používána v mnoha jazycích, například C++, Curl, D a XL.

Obyčejné fce v C++ mají přednost před generickými.

Příklad *(Třída parametrizovaná typem (kontejner))*
Příklad ukazuje výhodu generického programování, místo abychom psali specifickou implementaci pro každý typ (i když bude kód téměř identický), vytvoříme si šablonu třídy:

```
template<typename T>
class List
{
  T x;
  List<T> *next;
};

List<Animal> list_of_animals;
List<Car> list_of_cars;

...

conductor = root;
while ( conductor != NULL ) {
  cout<< conductor->x;
  conductor = conductor->next;
}
```

T reprezentuje typ který bude instanciován. Vygenerovaný List se pak chová jako List podle určeného typu. Tyto "kontejnery-typu-T", běžně nazývané generiky (anglicky "generics"), je programovací technika umožňující definici třídy která přijímá a obsahuje různé datové typy (nepleťme si teď s dynamickým polymorfismem, který je algoritmicky používá záměnné podtřídy). I když toto je nejčastější použití generického programování (a některé jazyky implementují pouze tento aspekt), generické programování obsahuje i další techniky.

Příklad *(Šablony vs. makra)*
V mnoha směrech šablony fungují stejně jako šablony pre-procesoru, nahrazují šablonovanou proměnnou daným typem. Na druhou stranu je tu mnoho rozdílů mezi makrem jako toto:

```
#define min(i, j) (((i) < (j)) ? (i) : (j))
```

a a šablonou:

```
template<class T> T min (T i, T j) { return ((i < j) ? i : j) }
```

Makro má například tyto problémy:

- Kompilátor nemůže zkontrolovat jestli jsou parametry makra (tj. i,j) kompatibilní typy. Makro se použije bez typové kontroly.
- Hodnoty i a j jsou vyhodnoceny dvakrát. Například pokud jeden parametr používá post-inkrementaci je provedena dvakrát (?? tohle chce ověřit).
- Protože jsou makra jsou interpretována preprocesorem, chybové zprávy kompilátoru budou ukazovat na "rozbalený"výsledek makra v kódu a ne na makro (i když chyba bude v něm).

Příklad *(Faktoriál pomocí šablon)*
Tento příklad jasně ukazuje výhodu nad makry, v nich takto jednoduše rekurzivní konstrukce napsat nejde (alespoň v C++ ne).

```
template <int N>
struct Factorial
{
    enum { value = N * Factorial<N - 1>::value };
};

template <>
struct Factorial<0>
{
    enum { value = 1 };
};

// použití:
int x = Factorial<4>::value; // == 24
int y = Factorial<0>::value; // == 1
```

Příklad *(traits)*
Programovací technika využívající šablony, ze kterých nejsou vytvářeny objekty. Určeny k doplnění informací o nějakém typu.

Obsahují pouze definice typů a statické funkce.

```
template< typename T > struct is_void{
  static const bool value = false;
};

template<> struct is_void< void >{
  static const bool value = true;
};

// použití:
is_void<int>::value; // false
is_void<void>::value; // true
```

Příklad *(policy classes)*

Určeny k definování určitého chování. Jsou to třídy, ze kterých obvykle nejsou vytvářeny objekty a jsou předávány jako parametr šablonám. Defaultní hodnotou parametru často bývá šablona traits. Hlavně spojené s C++ (v ostatních jazycích se zatím nerozšířilo).

```
template < typename output_policy, typename language_policy >
class HelloWorld : public output_policy, public language_policy
{
    using output_policy::Print;
    using language_policy::Message;

    public: void Run() //behaviour method
    {
        //two policy methods
        Print( Message() );
    }
};

class OutputPolicy_WriteToCout
{
 protected:
    template< typename message_type >
    void Print( message_type message )
    {
        std::cout << message << std::endl;
    }
};

class LanguagePolicy_English
{
    protected: std::string Message() { return "Hello, World!"; }
};

class LanguagePolicy_German
{
    protected: std::string Message() { return "Hallo Welt!"; }
};

int main()
{
    /* example 1 */
    HelloWorld<OutputPolicy_WriteToCout, LanguagePolicy_English>  hello_world;
    hello_world.Run(); // Prints "Hello, World!"

   /* example 2
    * does the same but uses another policy, the language has changed
    */
    HelloWorld<OutputPolicy_WriteToCout, LanguagePolicy_German> hello_world2;
    hello_world2.Run(); // Prints "Hallo Welt!"
}
```

Definice *(Dynamický (run-time) polymorfismus)*
Dědění + VMT = flexibilita. Zde uvedeno jako jako srovnání k šablonám.

```
class Base
{
public:
    virtual void method() { std::cout << "Base"; }
    virtual ~Base() {}
};

class Derived : public Base
{
public:
    virtual void method() { std::cout << "Derived"; }
};

int main()
{
    Base *pBase = new Derived;
    pBase->method(); //outputs "Derived"
    delete pBase;
    return 0;
}
```

Lze rozšířit o šablony.

Definice *(Statický (compile-time) polymorfismus)*
Je přetěžování fukcí a operátorů, řeší se při kompilaci = rychlost. Případně jeho varianta s šablonami:

```
template <class Derived>
struct base
{
    void interface()
    {
         // ...
         static_cast<Derived*>(this)->implementation();
         // ...
    }
};

struct derived : base<derived>
{
     void implementation();
};
```

Lze tak dosáhnout podobných věcí jako s VMT.

Použití v programovacích jazycích
Jazyk D také nabízí plně generické šablony založené na svém předchůdci C++ ale má jednodušší syntaxi. Java má syntaxi generického programování založenou na C++ od uvedení J2SE 5.0 a implementuje generiky (anglicky "generics") neboli "kontejnery-typu-T"(tedy pouze podmnožinu generického programování).

Report *(IP 21.6.2011)*
Co je to generické programování, k čemu se používá a v čem spočívají jeho výhody?
Napište stručnou implementaci generické třídy List nebo HashTable.
Popište implementaci v C++ a Javě (asi by stačil i C#, ale v zadání byla explicitně napsaná java).

Report *(IP 21.6.2011 (<2007))*
Popiste sablony
Jak jsou implementovany (popiste jak jsou implementovany v C++ nebo Java) (to som teda fakt netusil)

Report *(IOI 21.6.2011 (<2007))*
Co je to generické programování, k čemu se používá a v čem spočívají jeho výhody?
Napište stručnou implementaci generické třídy List nebo HashTable.

Report *(Yaghob)*
Co je to traits a policy classes, co je to statický polymorfismus apod. Nakonec jsem to nějak vymyslel a shodli jsme se na tom, že to vím, takže taky za 1.

4.8 Návrhové vzory

Návrhový vzor je pojmenované a popsané řešení typického problému. Princip existují už dlouho: v architektuře – např. barokní styl, literatura – tragický hrdina, romantická novela...

V software se mnohé postupy „vynalézají“ stále znovu – návrhové vzory mají potom pro typickou situaci popisovat:

- jak a kdy mají být objekty vytvářeny
- jaké vztahy a struktury mají obsahovat třídy
- jaké chování mají mít třídy, jak mají spolupracovat objekty

Návrhový vzor (design pattern) je tedy obecně znovupoužitelné řešení problémů často se vyskytujících při návrhu softwaru. Nejedná se o hotový design, který by se dal transformovat přímo na kód – je to víceméně jen popis nebo šablona, jak řešit nějaký problém vyskytující se ve více různých situacích. Objektově-orientované návrhové vzory typicky ukazují vztahy a interakce mezi třídami nebo objekty – bez specifikace konkrétních konečných tříd nebo objektů. Algoritmy nejsou považovány za návrhové vzory, protože řeší spíše výpočetní problémy než designové.

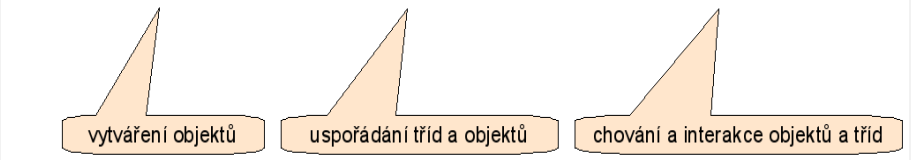
Ne všechny softwarové vzory (software patterns) jsou návrhové. Návrhové vzory řeší problémy na úrovni návrhu softwaru (software desing). Jiné druhy vzorů (jako např. architekturální vzory (architectural patterns)) popisují problémy a řešení, které se zaměřují na jiné úrovně.

Základní prvky návrhových vzorů:

- *Název* – co nejvíce vystihující podstatu, usnadnění komunikace – společný slovník
- *Problém* – obecná situace kterou má NV řešit
- *Podmínky* – popis okolností ovlivňujících použití NV a kontextu vhodném pro použití; některé okolnosti mohou být využity při řešení, jiné naopak jsou v konfliktu
- *Řešení* – soubor pravidel a vztahů popisujících jak dosáhnout řešení problému; nejen statická struktura, ale i dynamika chování
- *Souvislosti a důsledky* – detailní vysvětlení použití, implementace a principu fungování; způsob práce s NV v praxi
- *Příklady* – definice konkrétního problému, vstupní podmínky, popis implementace a výsledek
- *Související vzory* – použití jednoho NV nepředstavuje typicky ucelené řešení – řetězec NV

Nasledujúce sa vyučuje na predmete Návrhové vzory, ktorý je odporúčaný až pre nmgr štúdium:
Kategorie základních NV:

	Creational *Tvořivé vzory*	Structural *Strukturální vzory*	Behavioral *Vzory chování*
Třída	Factory Method	Adapter	Interpreter Template Method
Objekt	Abstract Factory Builder Prototype Singleton	Bridge Composite Decorator Facade Proxy Flyweight	Chain of Responsibility Command Iterator Mediator Memento Observer State Strategy Visitor



Návrhové vzory je možno klasifikovat dle problémů které řeší. Príklady klasifikace vzorů podle řešených problémů:

- *Fundamental patterns*: ??? nevyhodíme to, je to jen na wiki a nepopsane
- *Creation patterns*: vytváření objektů
- *Structural patterns*: jak jsou třídy a objekty složený do větších struktur
- *Behavioral patterns*: rozdělení funkčnosti a zodpovědnosti mezi objekty; komunikace mezi objekty; umožňuje zaměřit se při návrhu na propojení tříd, ne na běhové detaily
- *Concurrency patterns* ??? tohle taky

Příklady

Creational patterns:

- Factory method (zajišťuje rozhodnutí o typu vytvářeného objektu při polymorfismu)
- Prototype (jak klonovat objekty)
- Singleton (jak omezit objekt jen na 1 instanci)

Structural patterns:

- Adapter (konverze rozhraní objektů)
- Bridge (oddělení rozhraní a implementace třídy)
- Composite (jak složit více objektů do jednoho s jednotným přístupem)
- Proxy (jak zajistit přístup k jinému objektu přes můj objekt)
- Decorator (jak změnit vlastnosti třídy nebo zajistit rozšířenou funkčnost bez odděďování)

Behavioral patterns:

- Chain of responsibility (jak určit kdo vykoná akci, když z venku přijde požadavek)
- Command (odstínění klienta od zpracování požadavku – klient neurčuje kdy a jak se to provede)
- Iterator (projití prvků pole bez znalosti jejich implementace)
- Visitor (navštívení všech objektů nějaké struktury a práce s nimi, aby všechny nemusely implementovat stejné metody (a měnit se při jejich změně))
- Template (jak mohou odvozené třídy ovlivňovat algoritmy bázové třídy)

TODO: rozšíriť, doplniť, opraviť :-)

5 Architektura počítačů a operačních systémů

Požadavky

- Architektury počítače
- Procesory, multiprocesory
- Sběrnice, protokoly
- Vstupní a výstupní zařízení
- Architektury OS
- Vztah OS a HW, obsluha přerušení
- Procesy, vlákna, plánování
- Synchronizační primitiva, vzájemné vyloučení
- Zablokování a zotavení z něj
- Organizace paměti, alokační algoritmy
- Principy virtuální paměti, stránkování, algoritmy pro výměnu stránek, výpadek stránky, stránkovací tabulky, segmentace
- Systémy souborů, adresářové struktury
- Bezpečnost, autentifikace, autorizace, přístupová práva
- Druhy útoků a obrana proti nim
- Kryptografické algoritmy a protokoly

5.1 Architektury počítače

Definice *(Architektura počítača)*

Architektura počítača popisuje „všetko, čo by mal vedieť ten, ktorý programuje v assembleri / tvorí operačný systém“. Teda:

- z akých častí – štruktúra počítača, usporadanie
- význam častí – funkcia časti, ich vnútorná štruktúra
- ako spolu časti komunikujú – riadenie komukácie
- ako sa jednotlivé časti ovládajú, aká je ich funkčnosť navonok

Definice *(Víceúrovňová organizace počítače)*

- Mikroprogramová úroveň (priamo technické vybavenie počítača)
- Strojový jazyk počítače (virtuálny stroj nad obvodovým riešením; vybavenie – popis architektúry a organizácie)
- Úroveň operačního systému (doplnenie predchádzajúcej úrovne o súbor makroinštrukcií a novú organizáciu pamäti)
- Úroveň assembleru (najnižšia úroveň ľudsky orientovaného jazyka)
- Úroveň vyšších programovacích jazyků (obecné alebo problémovo orientované; prvá nestrojovo orientovaná úroveň)
- Úroveň aplikačních programů

Je teda potrebné definovať

- Inštrukčný súbor (definícia prechodovej funkcie medzi stavmi počítača, formát inštrukcie, spôsob zápisu, možnosti adresovania operandov)
- Registrový model (rozlišovanie registrov procesoru: podľa voľby, pomocou určenia registru – explicitný/implicitný register; podľa funkcie registru – riadiaci register/register operandu)
- Definice specializovaných jednotek (jednotka na výpočet vo floatoch; fetch/decode/execute jednotky)
- Paralelismy (rozklad na úlohy, ktoré sa dajú spracovať súčasne – granularita (programy, podprogramy, inštrukcie...))
- Stupeň predikce (schopnosť pripraviť sa na očakávanú udalosť (načítanie inštrukcie, nastavenie prenosu dát) – explicitná predikcia, štatistika, heuristiky, adaptívna predikcia)

- Datové struktury a reprezentáciu dát (spôsob uloženia dát v počítači, mapovacie funkcie medzi reálnym svetom a vnútorným uložením, minimálna a maximálna veľkosť adresovateľné jednotky)
- Adresové konvencie (ako sa pristupuje k dátovým štruktúram – *segment+offset* alebo *lineárna adresácia*; veľkosť pamäti a jej šírika, „povolené“ miesta)

- Řízení (spolupráca procesoru a ostatných jednotiek, interakcia s okolím, prerušenia – vnútorne/vonkajšie)
- Vstupy a výstupy (metódy prenosu dát medzi procesorom a ostatnými jednotkami/počítačom a okolím; zahrňuje definície dátových štruktúr, identifikácia zdroja/cieľa, dátových ciest, protokoly, reakcie na chyby).
- Šíře datových cest
- Stupeň sdílení (na úrovni obvodov – zdieľanie obvodov procesoru a IO; na úrovni jednotiek – zdieľanie ALU viacerými procesormi)

Základní definice

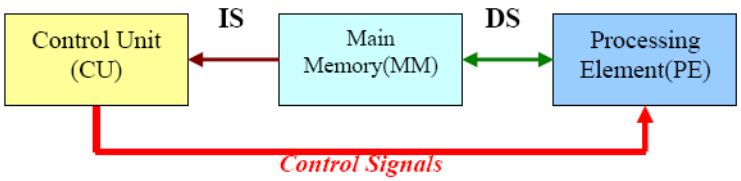
- **ALU** (také Processing Element) Aritmeticko-logická jednotka - základní komponenta procesoru (2.základní je řadič).
- **Řadič** (Control Unit) je elektronická řídicí jednotka, realizovaná sekvenčním obvodem, která řídí činnost všech částí počítače. Toto řízení je prováděno pomocí řídicích signálů, které jsou zasílány jednotlivým modulům (dílčím částem počítače). Reakce na řídicí signály - stavy jednotlivých modulů - jsou naopak zasílány zpět řadiči pomocí stavových hlášení. Dílčí částí počítače je např. hlavní paměť, která rovněž obsahuje řadič, který je podřízen hlavnímu řadiči počítače, jenž je součástí CPU.
- **Sběrnice** (Bus) je sada dat.streamů propojující více zařízení. Instruction Stream (řízení komunikace – požadavky/potvrzení, indikace typu dat na datových vodičích) Data Stream (přenos dat mezi zdrojovým a cílovým zařízením, adresy, data, složitější příkazy

Flynn's taxonomy

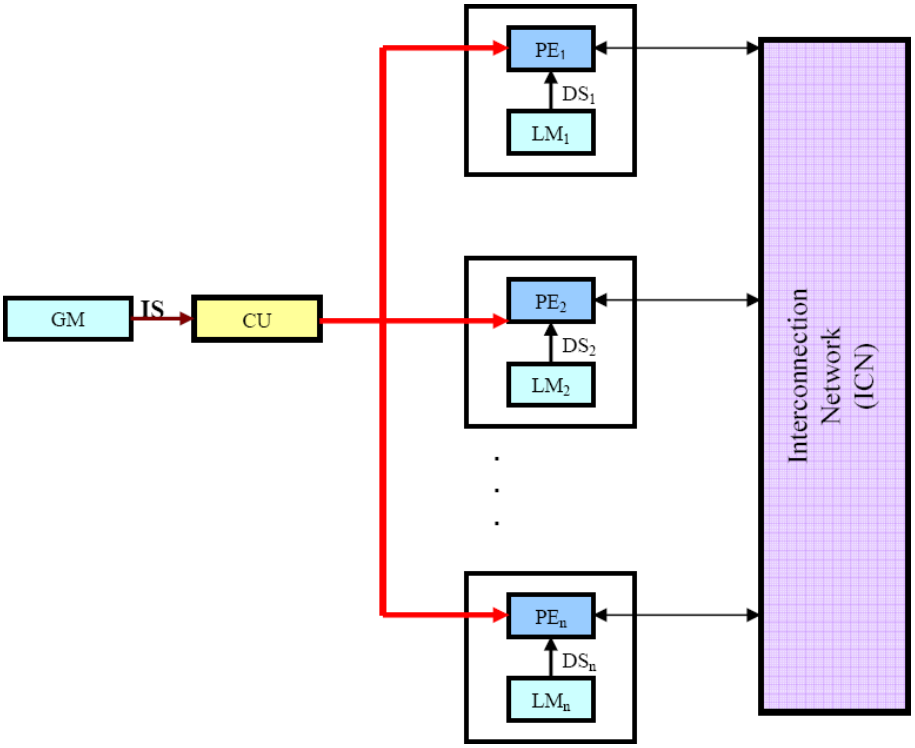
The taxonomy of computer systems proposed by M. J. Flynn in 1966 has remained the focal point in the field. This is based on the notion of instruction and data streams that can be simultaneously manipulated by the machine. A stream is just a sequence of items (instruction or data).

Single Instruction, Single Data stream (SISD) - A sequential computer (Von Neumann) which exploits no parallelism in either the instruction or data streams. Single control unit (CU) fetches single Instruction Stream (IS) from memory. The CU then generates appropriate control signals to direct single processing element (PE or ALU) to operate on single Data Stream (DS) i.e. one operation at a time

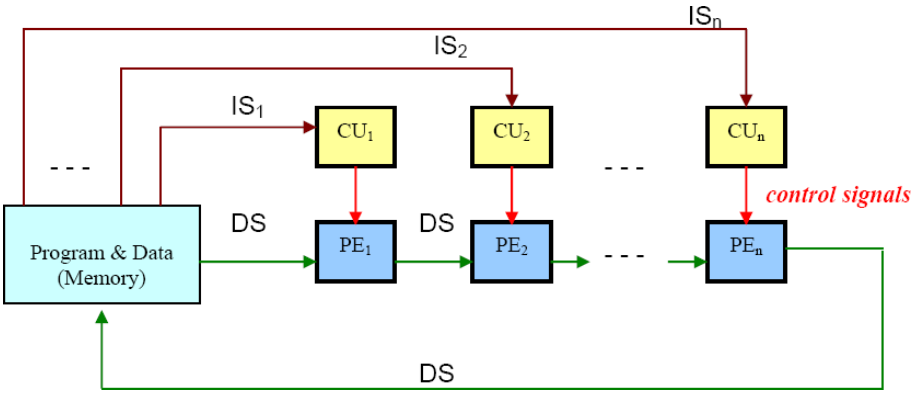
Examples of SISD architecture are the traditional uniprocessor machines like a PC (currently manufactured PCs have multiple processors) or old mainframes.



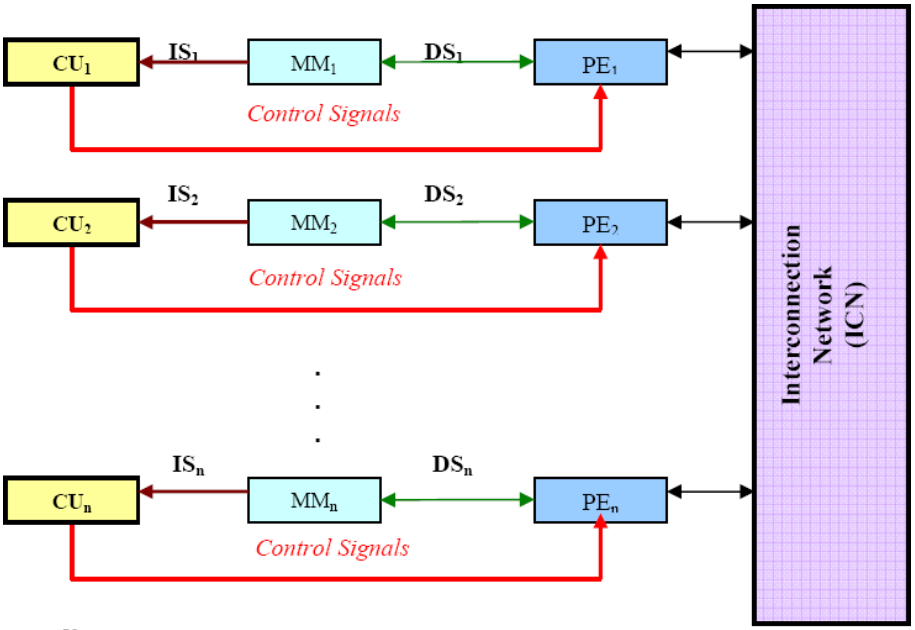
Single Instruction, Multiple Data streams (SIMD) - A computer which exploits multiple data streams against a single instruction stream to perform operations which may be naturally parallelized. For example, an array processor or GPU.



Multiple Instruction, Single Data stream (MISD) - Multiple instructions operate on a single data stream. Uncommon architecture which is generally used for fault tolerance. Heterogeneous systems operate on the same data stream and must agree on the result. Examples include the Space Shuttle flight control computer.



Multiple Instruction, Multiple Data streams (MIMD) - Multiple autonomous processors simultaneously executing different instructions on different data. Distributed systems are generally recognized to be MIMD architectures; either exploiting a single shared memory space or a distributed memory space.



Základní architektury počítačů

Von Neumannova

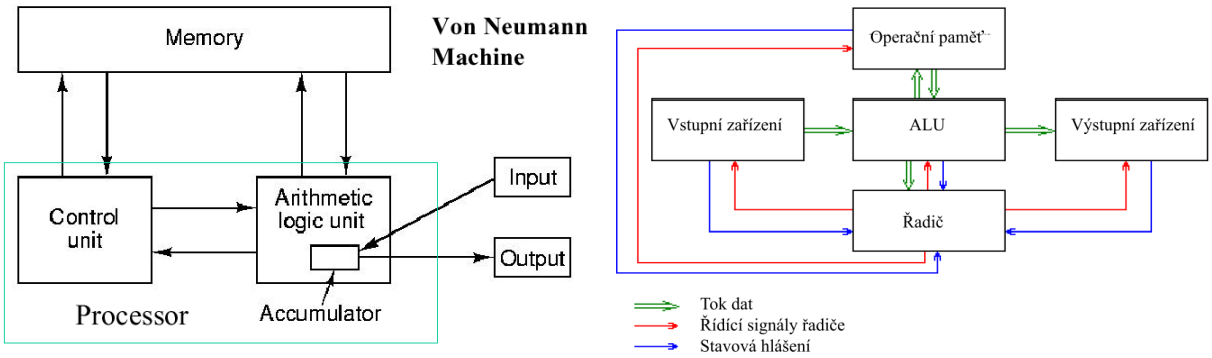
- Počítač se skládá z řídící jednotky, ALU, paměti a I/O jednotek
- Štruktúra počítača sa nemení typom úlohy (tj. počítač je programovaný obsahem paměti).
- Program se nejprve zavede do paměti, z ní se postupně popořadě vybírají instrukce (a následující krok závisí na předchozím), pořadí lze změnit instrukcemi skoku.
- Do jedné paměti, dělené na buňky stejné velikosti, se ukládají i zpracovávaná data. Data jsou reprezentovaná binárně.
- V každém okamžiku je vykonávána jen jedna činnost. Je to architektura SISD (viz Flynnova taxonomie).

Je pevně daná instrukční sada. Strojová instrukce obsahuje operační znak, který určuje druh operace, počet parametrů atd., a operandovú část – umístnění jednotlivých operandů. Vykonat jednu instrukci znamená:

- (fetch) načítať inštrukciu z pamäti do procesoru
- (decode) zistiť o akú inštrukciu ide
- (load) pripraviť zdrojové operandy
- (execute) vykonať operáciu
- (store) uloziť cieľové operandy

Při vykonávání programu jsou potřebné různé registry – nejdůležitější jsou: PC (Program Counter, obsahuje adresu následující instrukce), IR (Instruction Register, načtená instrukce pro zpracování – jméno (typ) spolu s operandy (adresami)), SP (Stack Pointer, ukazatel na vrchol zásobníku), MAR (memory access register – adresa do operační paměti), MBR (memory buffer register, dáta čítána/zapisována do paměti).

Struktura jednoprocesorového počítače podle Von Neumanna:



Control-flow – význačným rysem von Neumannovy architektury je způsob provádění programu. Strojové instrukce, ze kterých se každý přímo spustitelný program skládá, se provádějí sekvenčně, jedna za druhou. Tedy každá instrukce se provede tehdy, až na ni dojde řada, a nad takovými daty, jaká jsou právě k dispozici.

Data-flow (architektura řízená daty) – Alternativa k Control-flow. Okamžik provedení určité akce se řídí připraveností všech dat, která jsou k provedení určité akce zapotřebí. Výhodou je možnost provádět více činností souběžně - tedy větší potenciál paralelismu, který von Neumannově koncepci naopak chybí.

Harvardská

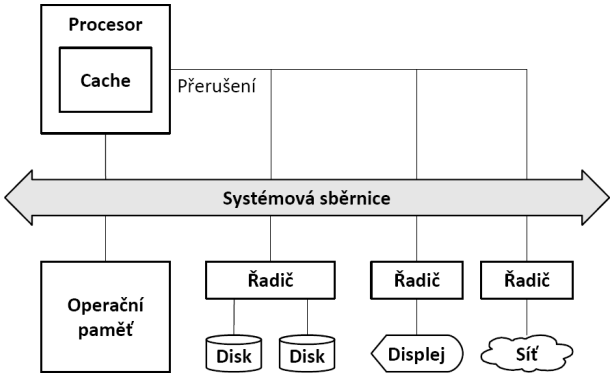
Vytvořena až po Von Neumannově, liší se hlavně tím, že program se ukládá do jiné paměti než data (tzn. jsou 2 „druhy paměti“ – instrukcí a dat). Příkladem jsou DSP procesory a mikrokontrolery.

Např. AVR od Atmelu, a PIC – mají paměť na program a data a RISC instrukční sadu; výhoda oddělených pamětí je, že můžou mít různou bitovou hloubku – 8 bitové data, ale 12-, 14- či 16- bitové instrukce - např. ARM musí občas použít více než jednou instrukci na zpracování obsahu plné velikosti).

Oproti Von Neumannově nehrozí nebezpečí přepsání programu sebou samým, ale kvůli většímu počtu paměťových sběrnic je náročnější na výrobu. Paměť navíc nelze dělit podle potřeby (rozdělení je už dané).

Příklad *(Načrtněte typickou architekturu pocitace, ze které bude zrejmé umístění a propojení základnich stavebních prvku (procesor, pameti, radice a zarízeni, sbenice). Ilustrujte na úrovni zakladnich kroků instrukcního cyklu jak procesor vykonává program. Popište typy instrukci (a napište jejich príklady), ze kterých se program z pohledu procesoru skládá.)*

Typická (sběrnicová) architektura systému:



Zpracování instrukcí

- **čtení** instrukce z paměti na adrese v registru PC (program counter, obsahuje adresu následující instrukce)
- **dekódování** instrukce a čtení operandů z registrů
- **vykonání** operace odpovídající instrukčnímu kódu (operace s obsahem registrů, výpočet adresy a čtení/zápis do paměti, porovnání operandů pro podmíněný skok)
- **uložení** výsledku do registru (výsledek operace s registry, data přečtená z paměti)
- **posun** PC na následující instrukci (následující instrukce následuje bezprostředně za právě čtenou instrukcí, pokud není řečeno jinak - tzn. podmíněný/nepodmíněný skok, výjimka)

Typy instrukci (architektura MIPS):

- operace registr/registr, registr/immediate[10] (ALU operace, přesun dat mezi registry)
- přesuny dat registr/paměť (load/store architektura)
- podmíněné skoky (při rovnosti/nerovnosti obsahu dvou registrů)
- nepodmíněné skoky (včetně nepřímých skoků a skoků do podprogramu)
- speciální instrukce (práce se speciálními registry)

Start-up PC *(zmáčknu „power on“ a následuje...)*

1. *procesor* začne vykonávat kód (program) BIOSu (Basic Input/Output System)
2. *BIOS* zjistí, jaký HW je nainstalován, provede inicializaci grafické karty a z (uživatelem definovaného) disku načte a spustí boot sektor
3. *boot sektor* obsahuje kód, který s pomocí služeb BIOSu přečte z disku a spustí zavaděč OS
4. *zavaděč OS* přečte z disku kód OS a spustí ho
5. OS nastartuje systémové služby a uživatelské rozhraní

Report *(Bulej)*
Tenhle člověk se v tom vrtal hodně, ale já mám tu výhodu, že jsem na střední chodil na elektroprůmyslovku, takže instrukcí a typů instrukcí jsem mu tam popsal spoustu a i postup, jak procesor vykonává program, jsem věděl do detailů (a do detailů to chtěl). Přesvědčil jsem ho asi hlavně tím, že jsem odpovídal takovým tím "samozřejmým"způsobem ("a když procesor vykoná instrukci, co dělá dál?"-"pokračuje další instrukcí""no ale co přesně dělá"-"no tenhle postup znovu, načte další instrukci...""co to přesně znamená?"-"no prostě zvětší instruction pointer o velikost právě zpracované instrukce a tím získá adresu následující instrukce, a opakuje tenhle postup").

Report *(Peterka)*
Peterka si narozdiel od Skopala aj precital to co som si napisal na papier. Popisal som tam Von Neumanna a Harvardsku architekturu (napisal som tam vsetko z vypiskov). K tomu nemal vyhrady. Potom vsak prisla horsia cast ked sa ma zacal vypytovat otazky typu:

myslite si ze je dobre/zle ked moze byt prepisana ta pamat kde sa nachadza program, alebo ake su vyhody programovatelneho radica... dalej sa ma pytal na SISD,SIMD,MISD,MIMD, mal som mu nakreslit MISD ... co som moc nevedel... potom sa ma spytal na rozdiel Instruction flow control/Data flow control... dialog s Peterkom mi prisiel v niektorich castiach skor ako jeho monolog s mojim prikyvovanim hlavy...

Akorat jsem nebyl schopny si vzpomenout na architektury rizenou daty. A chtel vedet kolik radicu a ALU je potreba pri instrukcich SIMD,MIMD. Znamku nevim.

DATA FLOW + CONTROL FLOW (asi :)) podotázka u mikroprocesorů a architektury

Report *(Peterka)*
Von Neumannova architektura - dost temno Harvardská Architektura - záblesky stroje řízené daty - brrr hrůza tady už otázky opravdu nevím... dodám jen nepodceňte hardware - peterka dává vždy jednu hardwarovou a jednu síťovou otázku doplňující: jaké jsou volací konvence v Pascalu a C? viz zpracované otázky co se stane když zavoláme virtuální fci před voláním konstruktoru? konečně jsem se chytil .)

[10] operand (číslo) uložené přímo ve strojovém kódu

Report *(Tůma)*

Za ferove povazujem ze vzal v uvahu ze som IOI a nedal mi konkretnu podotazku, skor tak prehladovo vsetko od architektur, cez procesory az po IO. Na druhej strane sa dost vrtal v zberniciach o ktorych som toho vedel pramalo (myslim, ze v tych materialoch na statnice tam toho o nich moc nebolo). Ked som zacal hovorit o preruseni, tak ma prerusil s tym, ze ak nechcem dopadnut ako kolega predo mnou (patrne ho vyhodil) tak nech som ticho

5.2 Procesory, multiprocesory

Definice *(Procesor)*

Procesor (CPU – central processing unit) je ústřední výkonnou jednotkou počítače, která čte z paměti instrukce a na jejich základě vykonává program.

Základnými súčasťami procesora sú:

- řadič nebo řídicí jednotka, která řídí tok programu, tj. načítání instrukcí, jejich dekódování, načítání operandů instrukcí z operační paměti a ukládání výsledků zpracování instrukcí
- sada registrů k uchování operandů a mezivýsledků.
- jedna nebo více aritmeticko-logických jednotek (ALU), které provádí s daty aritmetické a logické operace.
- některé procesory obsahují jednu nebo několik jednotek plovoucí čárky (FPU), které provádí operace v plovoucí řádové čárce.

Poznámka

Súčasné procesory navyše často obsahujú ďalšie rozsiahle funkčné bloky (cache, rôzne periférie) – ktoré z „ortodoxného hladiska“ nie sú priamo súčasťou *jadra procesoru*. Niektoré procesory môžu obsahovať viac jadier (+logiku slúžiacu k ich vzájomnému prepojeniu). Ďalším trendom je SoC (System on Chip), kde sa na čipe procesora nachádzajú aj ďalšie subsystémy napr. na spracovanie zvuku, grafiky alebo pripojenie externých periférií (takéto riešenia sa využívajú väčšinou v PDA, domácej elektronike, mobiloch atď.).

Dělení podle instruční sady

Podľa inštrukčnej sady je možné procesory rozdeliť na:

- **CISC** (Complex Instruction Set Computer): poskytuje rozsiahlu inštrukčnú sadu spolu s rôznymi variantami inštrukcií. Jedna inštrukcia napr. môže vykonať veľa low-level operácií (načítanie z pamäti, vykonať aritmetickú operáciu a výsledok uložiť). Takéto inštrukcie zjednodušovali zápis programov (inštrukcie boli bližšie vyšším programovacím jazykom) a zmenšovali veľkosť programu a počet prístupov do pamäti – čo bolo v 60tych rokoch dôležité. Avšak nie vždy je vykonanie jednej zložitej operácie rýchlejšie ako vykonanie viac menej zložitých miesto toho (napr. kvôli zložitému dekódovaniu a použitiu mikrokódu na volanie jednoduchých „podinštrukcií“). Príkladmi CISC architektúr procesorov sú System/360, Motorola 68000 a Intel x86. V súčasnosti napr. x86 rozkladá zložité inštrukcie na „micro-operations“ ktoré môžu byť pipeline-ou spracované paralelne a vyšší výkon je tak dosahovaný na väčšom rozsahu inštrukcií. Vďaka tomu sú súčasné x86 procesory minimálne rovnako výkonné ako ozajstné RISC architektúry.
- **RISC** (Reduced Instruction Set Computer): design CPU ktorý uprednosňuje jednoduchšiu inštrukčnú sadu a menšiu zložitosť adresovacích modelov – vďaka čomu je možné dosiahnuť lacnejšiu implementáciu, väčšiu úroveň paralelizmu a účinnejšie kompilátory. Dôvodom vzniku bolo aj nevyužívanie celej CISC inštrukčnej sady a upredňostňovania len obmedzenej podmnožiny (designéri procesorov potom optimalizovali len tieto podmnožiny a tak sa zvyšné inštrukcie používali ešte menej...). Kvôli väčšiemu počtu inštrukcií však musia RISC procesory častejšie pristupovať k pamäti... Príkladmi RISC procesorov sú napr. SPARC a ARM. V architekturách typu **Post-RISC** jde o spojení RISCových vlastností s technikami zvýšení výkonu, jako je out-of-order vykonávání a paralelismus.
- **VLIW**: Very Long Instruction Word or VLIW refers to a CPU architecture designed to take advantage of instruction level parallelism (ILP). A processor that executes every instruction one after the other (i.e. a non-pipelined scalar architecture) may use processor resources inefficiently, potentially leading to poor performance. The performance can be improved by executing different sub-steps of sequential instructions simultaneously (this is pipelining), or even executing multiple instructions entirely simultaneously as in superscalar architectures. The VLIW approach, on the other hand, executes operation in parallel based on a fixed schedule determined when programs are compiled. Since determining the order of execution of operations (including which operations can execute simultaneously) is handled by the compiler, the processor does not need the scheduling hardware that the three techniques described above require. As a result, VLIW CPUs offer significant computational power with less hardware complexity (but greater compiler complexity) than is associated with most superscalar CPUs.
- **EPIC**: (Někdy označován za poddruh VLIW) Explicitly Parallel Instruction Computing (EPIC) is a computing paradigm that began to be researched in the 1990s. This paradigm is also called Independence architectures. It was used by Intel and HP in the development of Intel's IA-64 architecture, and has been implemented in Intel's Itanium and Itanium 2 line of server processors. The goal of EPIC was to increase the ability of microprocessors to execute software instructions in parallel, by using the compiler, rather than complex on-die circuitry, to identify and leverage opportunities for parallel execution. This would allow performance to be scaled more rapidly in future processor designs, without resorting to ever-higher clock frequencies, which have since become problematic due to associated power and cooling issues.

TODO: asi opravit, možná zpřesnit VLIW a EPIC a určitě přeložit

Řekneme, že procesor má *ortogonální instrukční sadu*, pokud žádná instrukce nepředpokládá implicitně použití některých registrů. To umožňuje jednodušší práci algoritmům přidělování registrů v překladačích. Příkladem neortogonální instrukční sady je i x86.

Další dělení

Ďalej je možné procesory rozdeliť podľa dĺžky operandov v bitoch (8, 16, 32, 64...), ktorý je procesor schopný spracovať v jednom kroku. V embedded zariadeniach sa najčastejšie používajú 4- a 8-bitové procesory. V PDA, mobiloch a videohrách 8 resp. 16 bitové. 32 a viac bitov využíajú napr. osobné počítače a laserové tlačiarne.

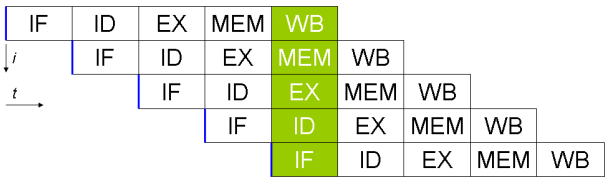
Dôležitou vlastnosťou je aj taktovacia frekvencia jadra, MIPS (millions of instructions per second) a jeho rýchlosť. V súčasnosti je ťažké dávať do súvislosti výkon procesorov s ich frekvenciou (resp. MIPS) – kým Pentium zvládne na výpočet vo floatoch, jednoduchý 8-bitový PIC na to potrebuje oveľa viac taktov. Ďalším „problémom“ je superskalarita procesorov, ktorá im umožňuje vykonať viacero nezávislých inštrukcií počas jedného taktu.

Techniky pro zvýšení výkonu

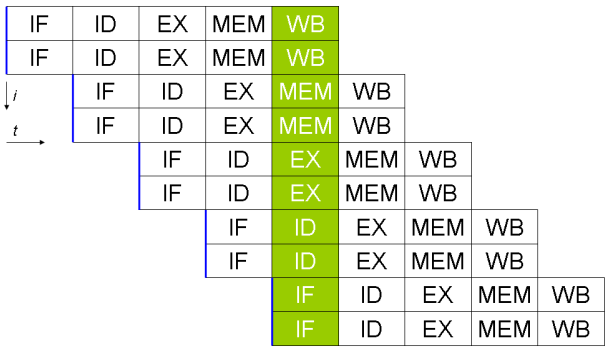
Zvyšovať výkon (procesorov) je možné viacerými spôsobmi. Najjednoduchším (a najpomalším) typom je Subskalárny CPU (načíta a spracúva len jednu inštrukciu naraz – preto musí celý procesor čakať kým vykonávanie inštrukcie skončí; je tak zdržovaný dlhšie trvajúcimi inštrukciami).

Pokusy o dosiahnutie skalárneho a lepšieho výkonu vyústili do designov ktoré sa správajú menej lineárne a viac paralelne. Čo sa týka paralelizmu v procesoroch, používajú sa dva druhy pojmov na ich klasifikáciu – *Instruction level parallelism* (zvyšovanie rýchlosti vykonávania inštrukcií v procesore a teda zväčšovanie využitia prostriedkov na čipe) a *Thread level parallelism* (zväčšovanie počtu vlákien, ktoré dokáže CPU vykonávať naraz).

- **pipeline**: Zlepšenie je možné dosiahnúť pomocou „instruction pipelining“-u, ktoré je použíté vo väčšine moderných procesorov. Umožňuje vykonanie viac ako jednej inštrukcie v jednom kroku vďaka rozloženiu spracovávania inštrukcie na viac menších krokov:



- **superskalarita**: Dialša možnosť je použitie superscalar designu, ktorý obsahuje dlhú inštrukčnú pipeline a viacero identických execution jednotiek.



- **Out of order execution**
  1. Načtení instrukce, případně její rozdrobení na mikroinstrukce
  2. Zařazení do vyčkávací stanice (instruction pool)
  3. Instrukce čeká na všechny svoje operandy
  4. Instrukce se vykoná ve své výkonné jednotce (je vybírána z instruction poolu nezávisle na ostatních)
  5. Výsledky se uchovají ve frontě (reorder buffer)
  6. Až se všechny starší instrukce zapíší do registrů, zapíše se výsledek této instrukce (opětovné řazení)
- **Predikce skoků** – hluboké pipeliny mají problém, pokud podmíněný skok není proveden; dynamická predicke skoků (historie CPU – vzory nějaké hloubky) vs. statická (bez nápovědy – skok vpřed se neprovede, skok vzad se provede; s nápovědou – překladač odhaduje pravděpodobnost skoku)
- **Spekulativní vykonávaní** – vykonávání kódu, který nemusí být zapotřebí; významná disproporce mezi rychlostí CPU a paměti; typické využití je značné předsunutí čtecích operací; CPU provádí i odsouvání zápisových operací
- **Data parallelism**: SIMD inštrukcie (napr. multimediálne inštrukcie), vektorové procesory...

Multiprocesory

TODO: jde o copy & paste z Wiki ... předělat česky/slovensky

Definice *(Multiprocesor)*
O *multiprocesoru* mluvíme, pokud je použito dvou nebo více procesorů (CPU) v rámci jednoho počítačového systému. Termín je také používán mluvíme-li o schopnosti systému využívat více procesorů a/nebo schopnosti rozdělovat úlohy mezi jednotlivými procesory.

Vztah k datům a instrukcím
In multiprocessing, the processors can be used to execute a single sequence of instructions in multiple contexts (single-instruction, multiple-data or SIMD, often used in vector processing), multiple sequences of instructions in a single context (multiple-instruction, single-data or MISD, used for redundancy in fail-safe systems and sometimes applied to describe pipelined processors or hyperthreading), or multiple sequences of instructions in multiple contexts (multiple-instruction, multiple-data or MIMD).

Symetrie
In a multiprocessing system, all CPUs may be equal, or some may be reserved for special purposes. A combination of hardware and operating-system software design considerations determine the symmetry (or lack thereof) in a given system. For example, hardware or software considerations may require that only one CPU respond to all hardware interrupts, whereas all other work in the system may be distributed equally among CPUs; or execution of kernel-mode code may be restricted to only one processor (either a specific processor, or only one processor at a time), whereas user-mode code may be executed in any combination of processors. Multiprocessing systems are often easier to design if such restrictions are imposed, but they tend to be less efficient than systems in which all CPUs are utilized equally.

Systems that treat all CPUs equally are called symmetric multiprocessing (SMP) systems. In systems where all CPUs are not equal, system resources may be divided in a number of ways, including asymmetric multiprocessing (ASMP), non-uniform memory access (NUMA) multiprocessing, and clustered multiprocessing (qq.v.).

Těsnost spojení multiprocesorů

- **Tightly-coupled** multiprocessor systems contain multiple CPUs that are connected at the bus level. These CPUs may have access to a central shared memory (SMP or UMA), or may participate in a memory hierarchy with both local and shared memory (NUMA). The IBM p690 Regatta is an example of a high end SMP system. Intel Xeon processors dominated the multiprocessor market for business PCs and were the only x86 option till the release of AMD's Opteron range of processors in 2004. Both ranges of processors had their own onboard cache but provided access to shared memory; the Xeon processors via a common pipe and the Opteron processors via independent pathways to the system RAM.
- **Chip multiprocessors**, also known as multi-core computing, involves more than one processor placed on a single chip and can be thought of the most extreme form of tightly-coupled multiprocessing. Mainframe systems with multiple processors are often tightly-coupled.
- **Loosely-coupled multiprocessor** systems (often referred to as clusters) are based on multiple standalone single or dual processor commodity computers interconnected via a high speed communication system (Gigabit Ethernet is common). A Linux Beowulf cluster is an example of a loosely-coupled system.

Tightly-coupled systems perform better and are physically smaller than loosely-coupled systems, but have historically required greater initial investments and may depreciate rapidly; nodes in a loosely-coupled system are usually inexpensive commodity computers and can be recycled as independent machines upon retirement from the cluster.

SMP (Symmetric Multiprocessing): viac procesorov so zdieľanou operačnou pamäťou (nutné mechanizmy na zabránenie nesprávnych náhľadov na pamäť a migráciu procesov medzi procesormi). SMP systems allow any processor to work on any task no matter where the data for that task are located in memory; with proper operating system support, SMP systems can easily move tasks between processors to balance the workload efficiently.

5.3 Sběrnice, protokoly

- **Struktura sběrnice**: datové linky, adresové linky, řídící linky
- **Synchronní přenos** (vznik události je dán hodinovým signálem) vs. **asynchronní přenos** (vznik události je určen předcházející událostí – napr. signalizáciou začiatku dát)
- **Parametry sběrnice**:
  - *datová šířka* – počet přenášených bitů v jednom okamžiku,
  - *kapacita* – počet bitů přenesených za čas,
  - *rychlost* – kapacita sběrnice normovaná k jednotce informace.
- **Řízení požadavků**:
  - *centrální* – náhodné, dle pořadí vzniku požadavků, prioritní,
  - *distribuované* – kolizní (CSMA/CD), token bus, prioritní linka (daisy chain).
- **Přenos dat po sběrnici** může probíhat buď za účasti procesoru (zdroj → CPU → cíl), nebo bez. Bez procesoru to může být např.:

- dávkový režim – domluva mezi CPU a řadičem na době obsazení sběrnice (napr. pomocou zdvihnutia „lock flagu“ na zbernici)
- kradení cyklů – řadič na dobu přenosu „uspí“ procesor (nelze uspat na dlouho, je to technicky náročnější)
- transparentní režim – řadič rozezná, kdy procesor nepoužívá sběrnici, obvykle nelze větší přenosy najednou
- DMA (Direct Memory Access) – speciální jednotka pro provádění přenosů dat (mezi zařízeními a pamětí)

Jednou z technik, používaných k přenosu dat po sběrnici řadiči DMA, je *scatter-gather*. Znamená to, že v rámci jednoho přenosu se zpracovává víc ne nutně souvislých bloků dat.

- *scatter* – DMA řadič v rámci 1 přenosu uloží z 1 místa data na několik různých míst (např hlavičky TCP/IP - jinak zbytečné kopírování)
- *gather* – např. při stránkování paměti - načítání stránek, které fyzicky na disku nemusí být u sebe, složení na 1 místo do paměti.

Příklady sběrnic:

- ISA, EISA
- ATA, ATAPI – UltraDMA, Serial-ATA (SATA)
- SCSI (Small Computer System Interface)
- PCI, PCI-X, PCI Express
- AGP (Advanced Graphics Port)
- USB (Universal Serial Bus)
- FireWire (IEEE 1394)
- RS485
- I^2C

Příbuzné sběrnic:

- IrDA
- Bluetooth
- Wi-Fi, WiMAX

5.4 Vstupní a výstupní zařízení, ukládání a přenos dat

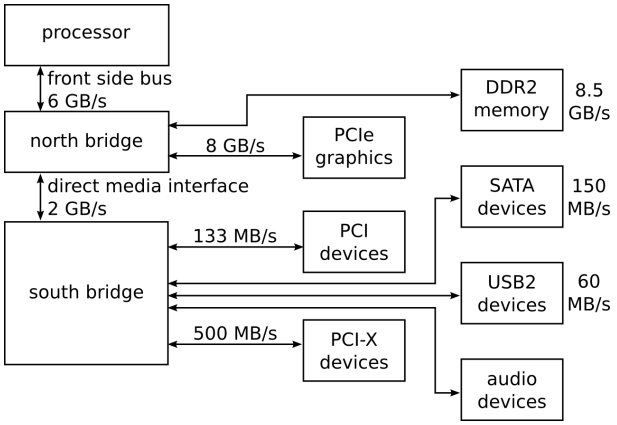
Zařízení mají různé charakteristiky:

- **druh** – blokové (disk, síťová karta), znakové (klávesnice, myš)
- **přístup** – sekvenční (datová páska), náhodný (hdd, cd)
- **komunikace** – synchronní (pracuje s daty na žádost – disk), asynchronní („nevyžádaná“ data – síťová karta)
- **sdílení** – sdílené (preemptivní, lze odebrat – síťová karta (po multiplexu OS)), vyhrazené (nepreemptivní – tiskárna, sdílení se realizuje přes **spooling** - frontou). Reálně se rozdíly stírají.
- **rychlost** (od několika Bps po GBps)
- **směr dat** – R/W, R/O (CD-ROM), W/O (tiskárna)

Propojovací systémy
Dělí se na **dvoubodové spoje** (vztah 1:1), jde např. o přímé spojení porty, křížový přepínač, kde není nutná žádná adresace. Druhou možností jsou **vícebodové spoje**, kde více účastníků sdílí přenosové médium jako např. sběrnice nebo při broadcastingu.

Procesor může přistupovat k I/O zařízením dvěma způsoby:

- **port-mapped I/O** – speciální adresový port CPU, který má i speciální instrukce pro práci (IN, OUT) s I/O zařízením, která také mají vlastní adresový prostor (buď přímo vlastní sběrnici, nebo extra I/O pinem), díky tomu se také říká „isolated I/O“,
- **memory-mapped I/O** – paměťové mapování, který mapuje I/O zařízení přímo do adresového prostoru fyzické paměti. Tato část adresového prostoru může být vyhrazená trvale nebo i jen dočasně. Zařízení poslouchá na adresové sběrnici, aby vědělo, kdy má pracovat (odpovídat, ...).



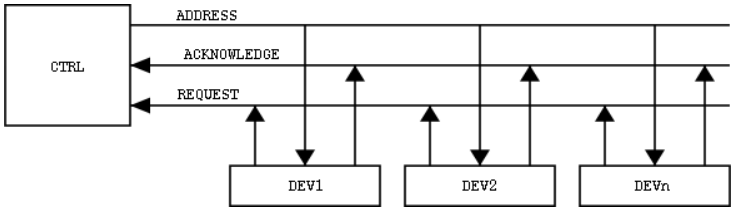
Sběrnice

Sběrnice je sada vodičů propojující více zařízení. Vodiče jsou oddělené pro řízení (požadavky, potvrzení, typ dat) a data (přenos dat, adresování). Výhodou je univerzálnost a nízká cena, nevýhodami pak omezení délkou a dané v důsledku používání rozmanitých zařízení, také potenciální „bottleneck“.

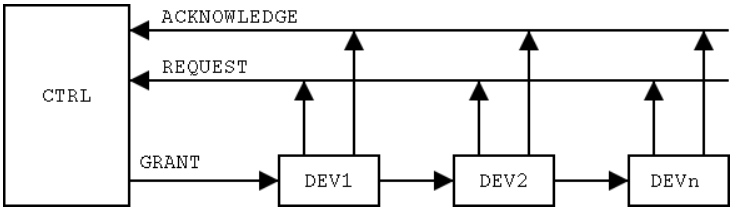
Transakce na sběrnici začíná požadavkem (vyslání příkazu a adresy cíle), na který musí cíl odpovědět potvrzením, načež následuje přenos dat mezi účastníky **master/initiator** (kteří posílají požadavek) a **slave/target**, kteří posílají/přijímají data.

řízení – **synchronní** (podle hodin, jednodušší, rychlejší, ale omezená délka sběrnice a stejný čas všem) vs. **asynchronní** (obecnější, složitější, zato bez omezení délky, ale s nižší rychlostí, např. USB, FireWire)

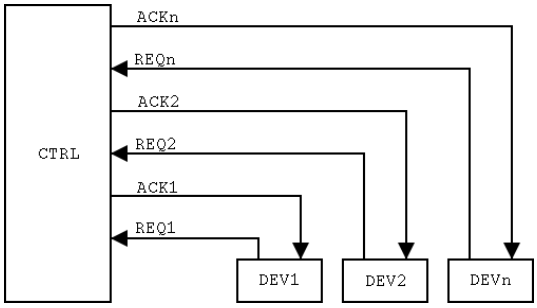
přidělování – **centralizované** (master žádá a čeká na přidělení, které přiděluje arbitr podle priority a fairness, master po provedení operace dá arbitrovi vědět, že je sběrnice opět volná) vs. **distribuované**, které může být kolizní nebo založené na „samovýběru“.



(a) polling



(b) prioritní zřetězení, daisy chain



(c) nezávislé žádosti

Obrázek 6: centralizované přidělování

Informace o stavu zařízení může CPU získávat:

- **polling** – aktivní čekání na změnu zařízení (program periodicky kontroluje stav), pro pomalá zařízení vzniká značná režie
- **interrupt-driven I/O** – asynchronní přerušení od zařízení, které samo signalizuje změnu stavu, na což reaguje obslužná rutina. CPU ovšem není na přerušení připraven, tak musí uložit stav programu → stojí to čas. CPU musí podporovat tuto signalizaci přerušení, identifikovat zdroj přerušení, vybrat správnou obslužnou rutinu. Systém musí zajistit doručení přerušení k CPU a dále řadič jejich podle priority určí jejich pořadí (může jich být více než má CPU vstupů). Průběh:
  1. Vnější zařízení vyvolá požadavek o přerušení
  2. I/O rozhraní vyšle signál IRQ na řadič přerušení (na port IRQ 2)
  3. Řadič přerušení vygeneruje signál INTR – „někdo“ žádá o přerušení a vyšle ho k procesoru.
  4. Procesor se na základě maskování rozhodne obsloužit přerušení a signálem INTA se zeptá, jaké zařízení žádá o přerušení.
  5. Řadič přerušení identifikuje zařízení, které žádá o přerušení a odešle číslo typu přerušení k procesoru
  6. Procesor uloží stavové informace o právě zpracovávaném programu do zásobníku.
  7. Podle čísla typu příchozího přerušení nalezne ve vektoru přerušení adresu příslušného obslužného podprogramu.

8. Vyhledá obslužný podprogram obsluhy přerušení v paměti a vykoná ho.
9. Po provedení obslužného programu opět obnoví uložené stavové informace ze zásobníku a přerušený program pokračuje dál.

Přenos dat mezi zařízením a CPU/pamětí:

1. **PIO (Programmed I/O)** – data přenášena za účasti CPU (plně zaměstnán), přenos realizován cyklem v programu, rychlý přenos, ale neefektivní využití CPU, pak přišlo DMA
2. **DMA (Direct Memory Access)** – zařízení si samo řídí přístup na sběrnici a přenáší data z/do paměti bez účasti CPU; po skončení přenosu přerušení (oznámení o dokončení) např, přenos dat mezi HDD a RAM

Bus mastering

Slouží pro přenos dat mezi zařízením a pamětí nebo mezi dvěma zařízeními. Jde o to, že sběrnici může řídit (začít transakci, být masterem) libovolný účastník (CPU vnímán jako jeden z nich), stále je nutné přenos *nastavit* z programu.

DMA

CPU nastaví přenos a nechá DMA pracovat, až je operace dokončena, pošle se přerušení, tedy mezitím může CPU pracovat jinde. DMA řadič je obvod pro řízení přenosů na sběrnici mezi pamětí a zařízeními nebo i pouze v paměti. U multiprocesorů se užívá i k přenosu dat mezi jádry. Dále běžně u pevných disků, grafických, zvukových a síťových karet. DMA řadič obsahuje registry, do kterých může CPU zapisovat nastavení přenosu (adresa v paměti, počet bytů, směr r/w, jaké zařízení) – tomu se říká **burst mode**, ve kterém vystačí jeden adresový cyklus na celý blok dat. Dále se využívá při přenosu dat do/z více nesouvislých bufferů (**scatter/gather**, také vektorové I/O).
Jednou z technik, používaných k přenosu dat po sběrnici řadiči DMA, je scatter-gather. Znamená to, že v rámci jednoho přenosu se zpracovává víc ne nutně souvislých bloků dat.

- scatter - DMA řadič v rámci 1 přenosu uloží z 1 místa data na několik různých míst (např hlavičky TCP/IP - jinak zbytečné kopírování)
- gather - např. při stránkování paměti - načítání stránek, které fyzicky na disku nemusí být u sebe, složení na 1 místo do paměti.

Práce řadiče DMA

- generuje adresy paměti a periferie, generuje řídící signály pro čtení/zápis
- generuje signály pro procesor, aby zajistil, že procesor nepřistupuje (nezapisuje) na sběrnici
- řadič sám se chová jako periferie
- program nastavuje parametry přenosu, tj. odkud se bude přenášet, kam, a kolik (2 čítače, kanál DMA)
- zařízení připojena na kanál DMA, při přenosu je cílové zařízení aktivováno řadičem, nikoliv vystavením adresy

Posloupnost událostí

Čísla před událostí odpovídají číslům na obrázku níže.

- program nastaví řadič a periferii a povolí přenos

(1) aktivací signálu DREQx periferie požádá řadič DMA o přenos slova z/do paměti

- řadič DMA zkontroluje nastavení kanálu vyhodnotí prioritu žádosti

(2) aktivací signálu HOLD řadič DMA požádá CPU o přidělení sběrnice

(3) pokud CPU nepotřebuje sběrnici, odpojí se od sběrnice a signalizuje HLDA
- CPU pořád testuje HOLD na začátku strojového cyklu

(4) po přijetí HLDA řadič připraví sběrnici pro přenos
- vystaví adresu v paměti a řídící signály pro čtení/zápis z/do paměti/periferie

(5) řadič DMA aktivuje signál DACKx, kterým vyzve periferii k vystavení/přečtení dat na/ze sběrnice

(7) v závislosti na režimu buď přenos končí, nebo pokračuje dalším slovem dokud je DREQx aktivní

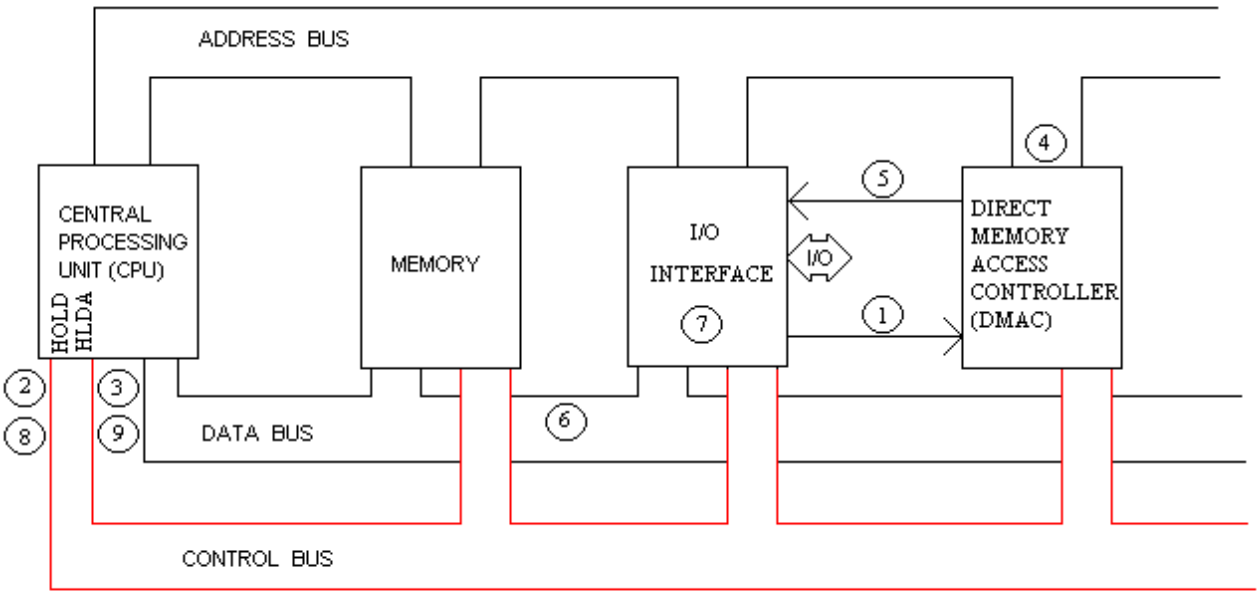
- při posledním slově řadič aktivuje signál EOP

(8) při ukončení přenosu řadič uvolní signál HOLD

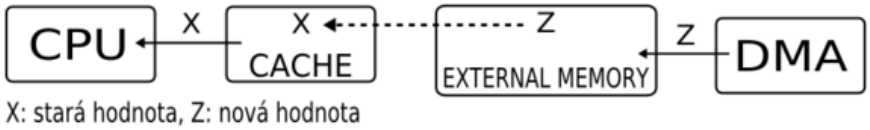
(9) procesor uvolní HLDA a připojí se ke sběrnici

Problémy u DMA spočívají v odstínění CPU od paměti, což může vyvolat **paměťovou inkoherenci**, slušně řečeno pomocí DMA obejdeme cache CPU, kde mohou být aktuálnější hodnoty než v paměti, a tudíž máme problém Houstone. Řeší se to tím, že procesor sleduje, na jaké adresy se přistupuje a pokud tam padne nějaká, kterou má v cache, tak to začne řešit.
Cíle I/O software:

- **Nezávislost zařízení** – programy nemusí dopředu vědět, s jakým přesně zařízením budou pracovat – je jedno jestli pracuji se souborem na pevném disku, disketě nebo na CD-ROM
- **Jednotné pojmenování** (na UNIXu /dev)
- **Připojení (mount)** – časté u vyměnitelných zařízení (disketa); možné i u pevných zařízení (disk); nutné pro správnou funkci cache OS
- **Obsluha chyb** – v mnoha případech oprava bez vědomí uživatele (velmi často způsobeno právě uživatelem)



DATA TRANSFER WITH A DMA CONTROLLER



Obrázek 7: paměťová inkoherence

Report *(Bulej + Yaghob)*
zapisal som vyse strany, ale to co ma yaghob na slidoch a to co je vo vypracovanom ucebnom texte ich ani trochu nezaujimalo. zaujimal ich popis DMA a preruseni, pricom sa pytali ako to presne funguje - chceli popisat instrukcie ako to moze prebiehat, ako sa to presne implementuje apod., co som bohuzial vobec nevedel

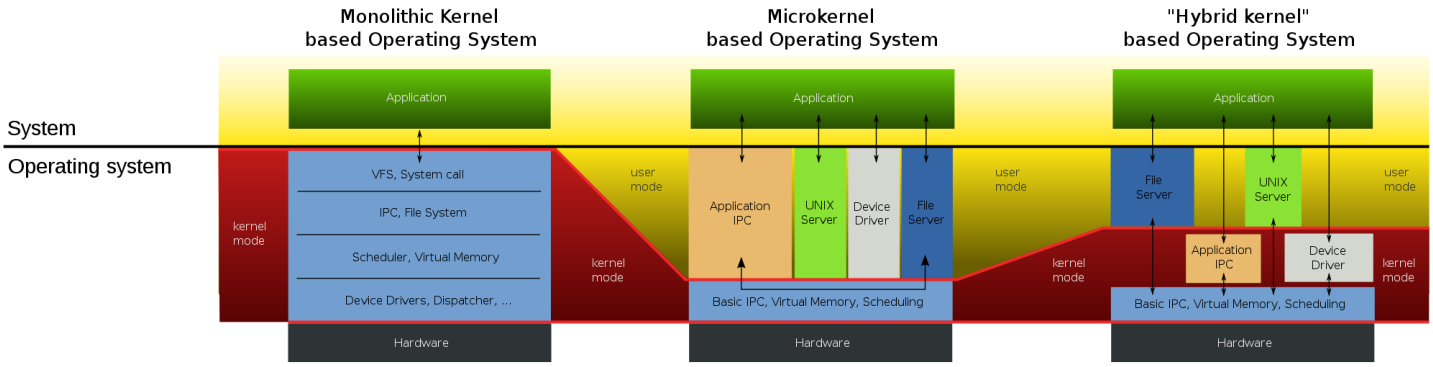
Report *(Bulej)*
Prenos dat z disku do operacni pameti. Překvapivě dobrý výsledek, nicméně den předtím jsem si četl o DMA, takže bych to měl vědět žejo :-) Chtěl by prej ještě vědět, že to, co sedí na sběrnici a řídí ten přenos, se ovládá z procesoru tak, že v tom jsou nějaký registry, do kterejch se hodí instrukce, a taky že se načtou data z disku do diskový cache, pak se vyvolá přerušení, a pak se teprva ty data nějak dostanou do RAMky, třebas tim DMA nebo jinejma způsobama (a jakejma, pochopitelně).

5.5 Architektury OS

Klasická struktura – monolitická
Nejstarší, už IBM 360, Unix, Windown 95-ME, všechny služby uvnitř, prováděny ve chráněném módu, jádro poměrně velké, „údajně“ nejrychlejší. Uzivatelsky program pouziva funkce systemu pomoci mechanismu systemoveho volani. Provede instrukci syscall (s prislusnymi parametry v prislusnych registrech treba).
Nevýhoda: je-li v kodu OS chyba, může poškodit zbývající části systému, rozšiřování za běhu je komplikované.

Virtuální stroje
Původní nápad : Virtual Machine pro IBM360 – oddělit multitasking od OS jako ext. stroj. Nad HW byla další vrstva – „Virtual Machine“ – měla plánovat, vyrábí pro procesy iluzi holého HW; dneska např. VMWare dělá to samé. Pro IBM360 se dalo použít v kombinaci s CMS (jednoúlohový) i původního OS360 (rychlejší než OS360 na holém HW).
Dnes: definuji abstraktní stroj, pro něj překládám programy (.NET, Java) → přenositelnost, kompatibilita (IBM AS400 – desítky let), problém – pomalé.

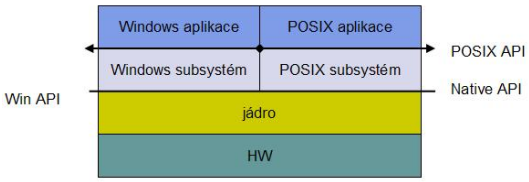
Mikrojádro
snaha aby část běžící v kernel módu byla co nejmenší (třeba jen cca 10 KB), nejnovější, experimentální, často pro Distribuované OS (dnes už nepoužívané), hodně procesů & komunikace (klient/server), mikrojádro řeší jenom komunikaci.
Filesystém apod. jsou procesy – aplikace jim posílají přes jádro požadavky.
Výhoda: když něco spadne, nepoškodí to zbytek, moduly jdou měnit za běhu, komunikace jde snadno rozšířit na komunikaci po síti. Používají ho: Chorus (ústředny), QNX a Symbian OS.



Architektura WinNT

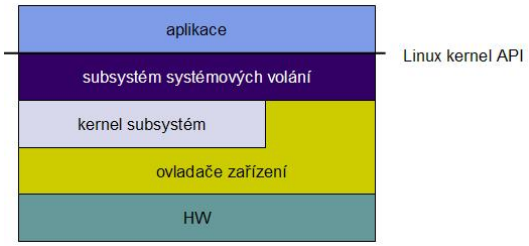
Jádro je poměrně malé (cca 1MB), schopné (pro vyšší vrstvy jsou některé schopnosti skryté - *hybridní jádro* - nekteré ovladače jsou ve kernelu jiné ne), na jeho vzniku se podíleli schopní Unixáři. Byla zde snaha o malou velikost, přenositelnost. Jádro je neutrální vzhledem k vyšším vrstvám, nad ním lze vybudovat různé systémy (Windows subsystém, POSIX, OS/2).

Rozhraní OS a uživ. programů zajišťuje WinAPI, nad ním se nacházejí různé DLL, mezi kernelem a HW je „hardware abstraction layer“, tj. kernel lze jednoduše upravit pro jiné architektury (Alpha, IA-64). Grafické drivery jediné mají přímý přístup k HW (kvůli výkonu), části API (USER, GDI) jsou implementované v jádře, přechod mezi user a kernel režimem zajišťuje ntdll.dll (a je tedy využíván všemi programy). Veškeré služby a aplikace běží v user módu nad jádrem.



Architektura Linuxu

- Na úrovni SW – přenositelnost; abstrakce HW.
- nad HW – kernel, nad ním systémová volání, hodně podobné Windows.



Report *(Bureš, Nečaský)*

Architektury OS(zadával Bureš). Ke mi to vyšlo skoro přesně na 1 stránku A4, zkoušející si to přečetl a pak jsme nad tím ještě chvíli debatovali. K odpovědím trošku naváděl, celkově dost pohoda a můžu říct, že to bylo jedno z nejpříjemnějších zkoušení, který jsem absolvoval.

5.6 Vztah OS a HW, obsluha přerušení

Zjištění změny stavu I/O zařízení:

- *asynchronní přerušení* – zašle zařízení
- *polling* – peridická kontrola stavu zařízení

Druhy přerušení:

- *synchronní* – záměrně (instrukce TRAP – vstup do OS), výjimky (nesprávné chování procesu) – zpracuje se okamžitě
- *asynchronní* – vnější událost (např. příchod dat) – zpracuje se po dokončení aktuální instrukce

Obsluha přerušení:

- OS se ujme řízení
- uloží se stav CPU (obsah registrů, čítač, ...)
- analyzuje se přerušení, vyvolá se příslušná obsluha (pokud není přerušení blokováno)
- obslouží se přerušení (např. se zavolá obslužná procedura)
- obnoví se stav CPU a aplikace pokračuje, popř. může dojít k přeplánování

I/O software (vrstvy):

- uživatelský I/O software
- I/O nezávislý subsystém
- ovladače zařízení
- obsluha přerušení

Cíle I/O software:

- nezávislost zařízení – programy nemusí vědět, s jakým přesně pracují
- jednotné pojmenování (/dev)
- připojení (mount) – vyměnitelná zařízení
- obsluha chyb

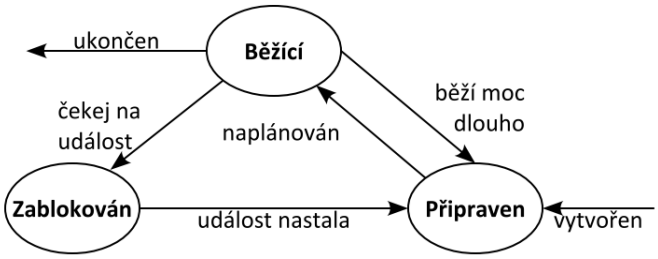
5.7 Procesy, vlákna, plánování

Procesy a vlákna

Systémové volání je interface mezi OS (kernelspace) a užívatelskými programy (userspace).
Definice *(Proces)*
Proces je inštancia vykonávaného programu. Proces má vlastní **pid (Process ID), práva (uživatele), adresní prostor (paměť), vlákna a otevřené soubory**.

Stavy procesu
Počas života sa môže proces/vlákno nachádzať v rôznych stavoch:

- *bežící* – jeden proces/vlákno na procesor,
- *zablokovaný* – pri použití blokujúceho volania – I/O disku atď.,
- *připravený* – skončilo blokovanie; spotreboval všetok pridelený čas resp. vrátil riadenie systému, čaká na nové pridelenie procesora,
- *zombie* – po ukončení procesu, keď už nepracuje – ale ešte nebol vymazaný[11].



Obrázek 8: Přechody mezi stavy procesu

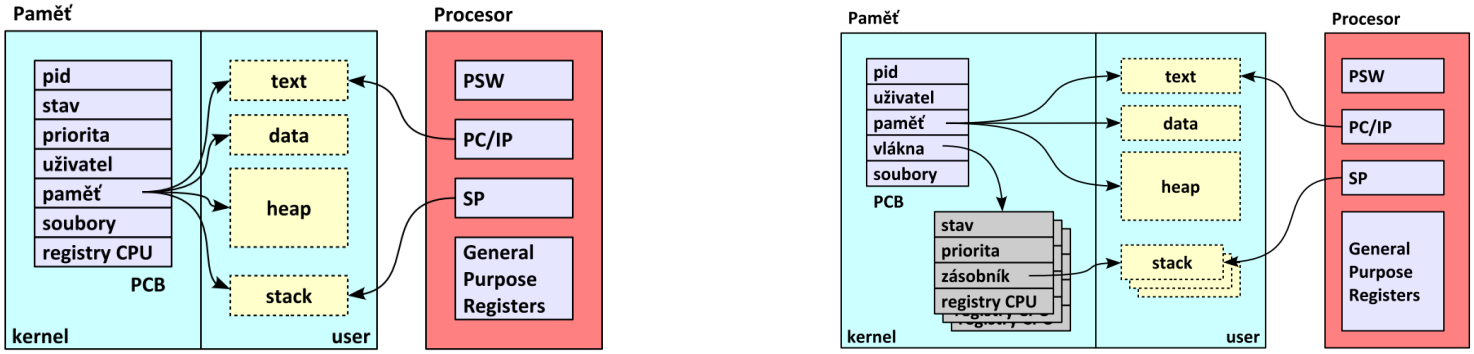
Organizace paměti procesu
Paměť procesu (spuštěného programu) lze rozdělit do několika částí:

- *kód programu (text segment)*
  vytvořen při překladu, součást spustitelného souboru, neměnný a má pevnou délku; obvykle bývá chráněn proti zápisu
- *statická data (data segment)* – data programu, jejichž velikost je známa již při překladu a jejichž pozice se během programu nemění (je připraven kompilátorem a jeho formát je taktéž zadrátovaný ve spustitelném souboru, u inicializovaných statických dat je tam celý uložený); v jazyce C jde o globální proměnné a lokální data deklarovaná jako `static` (proměnné alokované pouze jednou), konstanty
- *halda (heap segment)* – vytvářen startovacím modulem (C Runtime library), ukládají se sem dynamicky vznikající objekty (`malloc, new`) neinicializovaná data, i seznam volného místa.
  Halda zjemnuje to, co ti dovoluje spravce virtualni pameti. Ten ti dovoluje taky alokovat pamet a jinak s ni pracovat, ale protoze umi pracovat jen s celymi strankami (treba 4 KB velke), tak proste nekolikabajtove bloky od nej dostat primo nemuzes. A halda prave ty cele alokovane stranky rozdeluje do mensich bloku (postupne z nich ukrajuje, jak volas `malloc()`)... pokud ji volna pamet dojde, alokuje si dalsi stranky... a tak dale.
- *volná paměť*
  postupně jí zaplňuje z jedné strany zásobník a z druhé halda
- *zásobník (stack segment)*
  informace o volání procedur („aktivační záznamy“) — návratové adresy, parametry a návratové hodnoty (nejsou-li předávány v registrech), některé jazyky (Pascal, C) používají i pro úschovu lokálních proměnných. Typicky roste zásobník proti haldě (od „konce“ paměti k nižším adresám).

[11] taky stav zombie tam neni jenom kvuli vtipnosti; kdyz proces skonci svoji cinnost, tak se treba muze cekat na to, az si navratovou hodnotu procesu nekdo vyzvedne - a potom se proces muze oznacovat ve stavu zombie

Definice *(Vlákno (Thread))*

Vlákno je možnosť pre program ako sa „rozdeliť“ na dva alebo viac zároveň (resp. pseudo-zároveň) vykonávaných úloh. Oproti procesu mu nie je pridelená vlastná pamäť – je to len miesto vykonávania inštrukcií v programe. Oproti procesu sú jeho „atribútmi“ len: **stav(+priorita), zásobník, registrov CPU (i hodnotou PC[12])**.



(a) Process control block

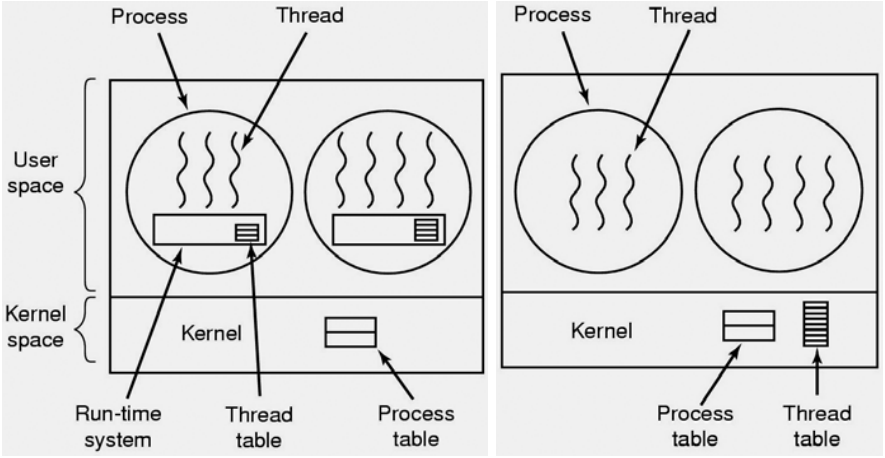
(b) Process control block s vlákny

Obrázek 9: Process Control Block - execution context (všimněte si odděleného kernel a user módu)

[12]když se vlákno přeruší tak se uloží i to kam v něm PC ukazoval - aby pak mohlo pokračovat kde zkončilo

Implementace:

- **User Level Threads**(1.diagram) - thread management dělá aplikace (nemusí být podporovány OS), každý proces ma thread table, když systém zablokuje proces zablokují se i všechny jeho thready
- **Kernel Threads**(2.diagram) - thread management dělá OS (musí podporovat), thread table je globální, systém blokuje pouze jednotlivé thready



Multithreading - schopnost systému efektivně používat více threadů, modely:

- **many-to-one (User Level Threads)** - mnoho user-level threadů je namapováno na jednu kernel entitu, používá se na systémech nepodporujících kernel thready (např. Linux - GNU Portable Threads)
- **one-to-one (Kernel Threads)** - každý user-level thread je namapován na jeden kernel thread (např. win2000, Linux - NGPT)

Plánování

Při plánování procesoru se v operačním systému *plánovač* (anglicky scheduler) rozhoduje, kterému procesu bude přidělen procesor, a tedy který proces v následujícím časovém úseku bude procesor počítače využívat pro svůj běh. K plánování procesoru dochází v následujících situacích:

- pokud některý běžící proces přejde do stavu blokovaný
- pokud některý proces skončí
- pokud je běžící proces převeden do stavu připravený
- pokud je některý proces převeden ze stavu blokovaný do stavu připravený

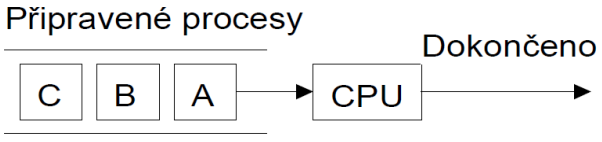
Plánovanie pritom môže byť *preemptívní* (většinou pomocí přerušení, bez spolupráce s programem, plně v režii OS - Windows NT, Linux) alebo *nepreemptivní* (vyžaduje spolupráci s programem, kooperatívne – Windows 3.x).

Metriky OS pro plánování procesů:

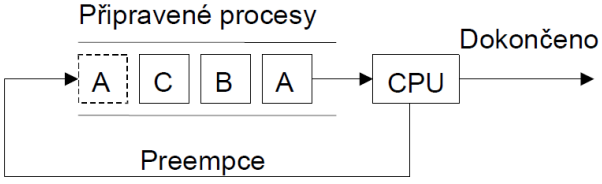
- doba odezvy (response time, turnaround) – do ukončeni procesu, do prvni odezvy
- propustnost (throughput) – počet dokončenych uloh za jednotku času
- využiti procesoru (utilization)
- spravedlnost (fairness)

Algoritmy:

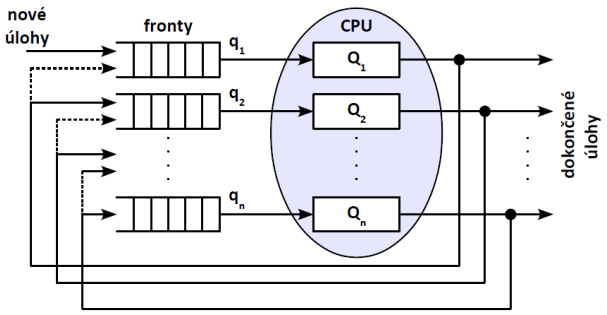
- **First Come First Served (FCFS)**: nepreemptívny, procesy plánovány v pořadí, v jakém přicházejí, procesy běží dokud neskončí



- **Round Robin**: preemptívne rozšírenie FCFS, každý proces má stejné povolené časové kvantum na běh, po jeho uplynutí je proces přesunut na konec fronty



- **Plánovaní s několika frontami**: každé frontě je přiřazena nějaká priorita, bereme procesy s fronty s nejvyšší prioritou. Pokud vyčerpá svoje časové quantum tak jí zařadíme do fronty o úroveň níž.



- **Symmetric multiprocessing (SMP)**: druh víceprocesorových systémů, u kterých jsou všechny procesory v počítači rovnocenné, fronta CPU čakajúcich na pripravené procesy (aktívne (spotrebováva energiu) vs. pasívne čakanie (špeciálne inštrukcie)), „vzťah“/afinita procesov k CPU

Report *(Zavoral)*

zhruba to co je vo vypiskach, diskusia dalej pokracovala o rozdieloch medzi vlaknami a procesmi - napr ako su implementovane vlakna v OS ktory ich nepodporuje (snazil som sa to nejak ukazat na JVM, ale podrobnosti som velmi nevedel, takze to bolo dost napovedy pana Zavorala a par slov odo mna :?).

někdo jiny: som letel na Vlaknach (nevedel som ze su reprezentovane hodnotou registrov, prog. citaca a zasobnikom)

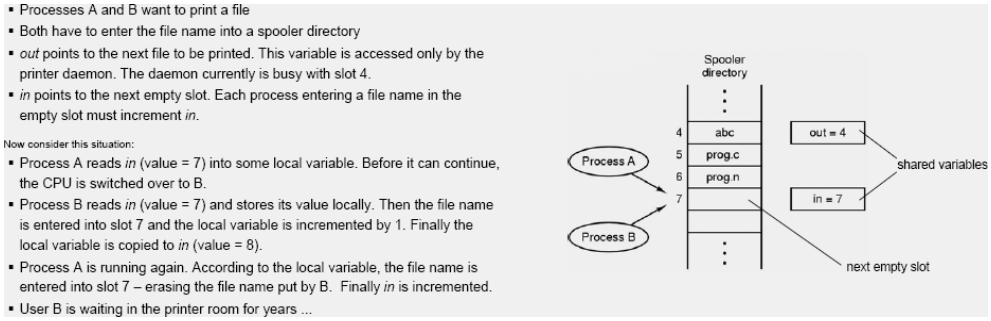
5.8 Synchronizační primitiva, vzájemné vyloučení

Obecne se jedna o synchronizaci ”runnable”entit - vlaken nebo procesu podle toho, co je pro dany OS ”runnable”entita.

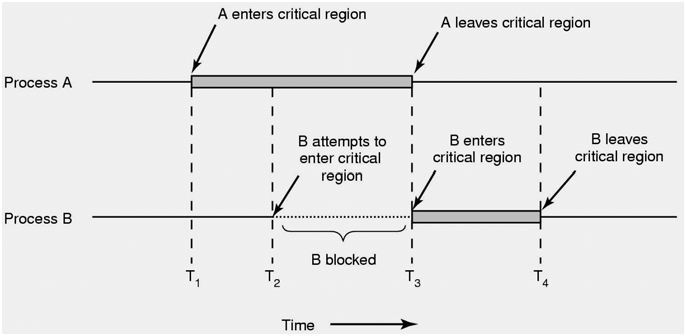
Lock-Free - akce na sdílené dat.struktuře nevyžadující zámky (například přidání do fronty)

Deadlock - situace kdy dva nebo více procesů čeká na dokončení akce vzájemně, takže se navzájem na sebe čekají donekonečna (viz problém filosofů níže)

Časové závislé chyby (Race Conditions) Situace kde 2 nebo více procesů přistupuje ke stejnému sdílenému prostředku, a finální výsledek záleží na kdo proběhne kdy. Příklad na tiskové frontě:



Kritická sekce (Critical Regions) část programu, která dokud není dokončena není možné začít jinou (např. používá sdílené prostředky)



Vzájemné vyloučení (Mutual Exclusion) mechanismus, ktery zarucuje, aby v jedne kriticke sekci bylo nejvyse jedno vlákno/proc v jeden cas. Podmínky pro správné fungování vzájemného vyloučení:

1. Žádné dva procesy nemohou být najednou ve stejné kritické sekci
2. Nemohou být učiněny žádné předpoklady o rychlosti procesu (žádné odhady rychlosti nebo priorit procesu, musí fungovat se všemi procesy)
3. Žádný proces mimo kritickou sekci nesmí blokovat jiný proces
4. Žádný proces nesmí čekat nekonečně dlouho v kritické sekci (jinak dead-lock)

Metody dosáhnutí vzájemného vyloučení: aktivní čekání (busy waiting) a pasivní čekání/blokování.

Aktivní čekání (Busy Waiting, Polling)

Vlastnosti: **spotřebovává čas procesoru**, vhodnější pro předpokládané krátké doby čekání, nespotřebovává prostředky OS, rychlejší.

Navrhovaná řešení:

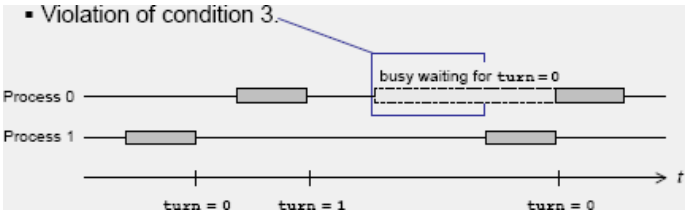
- **Zakázání přerušení** - nevhodné - proces má plnou kontrolu nad počítačem (instrukce CLI - clear interrupt flag a STI - set interrupt flag) normální proces to nemůže udělat, maximálně v kernelu (na viceprocesorovem stroji nebude fungovat)
- **Zámky v proměnné** - nefungují - mezi přečtěníma nastavením locku může být program přerušen - pak by si "nevšim"lock == 1 a vesel pokračoval, akorát jsme přidali novou race condition.

```
int lock;
void proc(void) {
  for (;;) {
    nekritická_sekce();
    while (lock != 0);
    lock = 1;
    kritická_sekce();
    lock = 0;
  }
}
```

- **Důsledné střídání (Strict Alternation)** funguje ale porušuje podmínku 3 - proměnná turn hlídá kdo je na řadě

```
int turn = 0;

void p0(void)                 void p1(void)
{                             {
  for (;;) {                    for (;;) {
    while (turn != 0);            while (turn != 1);
    kritická_sekce();             kritická_sekce();
    turn = 1;                     turn = 0;
    nekritická_sekce();           nekritická_sekce();
  }                             }
}                             }
```



Petersonovo řešení - zobecnění Strict Alternation pro N procesů, výhodou je jeho nezávislost na HW, nevýhodou to že musíme dopředu znát max počet procesů a podle toho upravit algoritmus. V praxi se nepoužívá:

```
#define N 2                     /* počet procesů, pro víc by se musel upravit */

int turn;
int interested[N];              /* kdo má zájem */

void enter_region(int process) {   /* process: kdo vstupuje */
    int other = 1-process;         /* číslo opačného procesu */
    interested[process] = TRUE;    /* mám zájem o vstup */
    turn = process;                  /* nastav příznak pořadí na sebe */
    while(turn == process && interested[other] == TRUE); /* aktivně čeká na druhého jestli není */
}                                                        /* interested nebo mu neskočil do cesty */
```

```
void leave_region(int process) {   /* process: kdo vystupuje */
    interested[process] = FALSE;   /* už odcházím */
}
```

Now consider the case that both processes call enter_region almost simultaneously. Both will store their process number in turn. Whichever store is done last is the one that counts; the first one is overwritten and lost. Suppose that process 1 stores last, so turn is 1. When both processes come to the while statement, process 0 executes it zero times and enters its critical region. Process 1 loops and does not enter its critical region until process 0 exits its critical region.

- **Instrukce Test-and-Set Lock (TSL)** - atomická operace načtení-a-změny hodnoty na úrovni strojového kódu, nemůže být přerušena je nutné aby ji podporoval HW (všechny současné procesory nějakou mají):
  - implementace spin-locku (druh zámku, na nějž je třeba aktivně čekat – čekající proces, při čekání na spinlock spotřebovává CPU čas) - pořád ale méně prostředků než předchozí řešení

```
enter_region:
    TSL   R,lock           ; načti zámek do registru R a
                           ; nastav zámek na 1
    CMP   R,#0             ; byl zámek nulový?
    JNZ   enter_region     ; byl-li nenulový, znova
    ret                    ; návrat k volajícímu - vstup do
                           ; kritické sekce
 leave_region:
    mov   lock,#0          ; ulož do zámku 0
    ret                    ; návrat k volajícímu
```

Pasivní čekání (Blokování)

Vlastnosti: proces je ve stavu blokován, vhodné pro delší doby čekání, **spotřebovává prostředky OS**, pomalejší.

Postup používající Sleep/Wakeup (implementovány OS, atomické operace - sleep uspí volající proces, wakeup probudí udaný proces) nefunguje (viz Problém producent/konzument).

- **Semafory** – počítá počet probuzených, reprezentace volných a přidělených prostředků
  Atomické operace (nesmí být přerušeny):

  down(semaphore* s) – pokud je volný (`s>0`) tak zabere semafor (`s--;`) , jinak se uspí a a ve frontě čeká na uvolnění (někdy se také nazývá **wait** nebo původně **P**)

  up(semaphore* s) – uvolní semafor (`s++;`), vzbudí čekající proces (pokud existuje) (někdy se také nazývá **signal** nebo původně **V**)

  -nutná podpora OS (většinou v kernelu)
- **Mutex** - speciální (binární) typ semaforu, kde jsou povolené jen hodnoty 0 a 1 (**v up sa misto** $s++$; **volá** `s=1;`) se nazýva *mutex*. Bez podpory OS se dá cca-implementovat pomocí TSL[13] (TSL nám ho ale mění na aktivní čekání!):

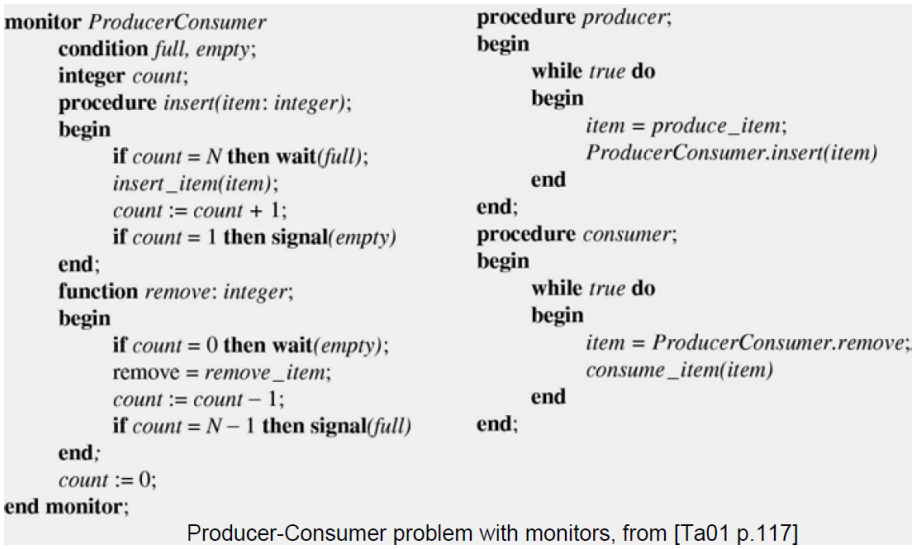
```
mutex_lock: TSL R, mutex       ; get and set mutex
            CMP R, #0          ; was it unlocked?
            JZ ok              ; if yes: jump to ok
            CALL thread_yield  ; if no: sleep
            JMP mutex_lock     ; try again acquiring mutex
            ok: RET

mutex_unlock: MOV mutex, #0    ; unlock mutex
              RET
```

- **Monitory** - implementovány překladačem - konstrukt programovacího jazyka[14], lze si představit jako třídu C++ (všechny proměnné privátní, funkce mohou být i veřejné). Mutual Exclusion (vzájemné vyloučení) v jedné instanci (zajištěno synchronizací na vstupu a výstupu do/z veřejných funkcí, synchronizace implementována synchronizacnim primitivem OS - semafor/mutex).
  • Operace wait – atomicky odemknout zámek a usnout (uprostřed monitoru).
  • Operace signal – probudí vlákno čekající na monitor (uspané operací wait). Toto vlákno před vykonáváním kódu monitoru musí zámek monitoru opět zamknout.
- **Zprávy**
  Operace SEND a RECEIVE, zablokování odesílatele/příjemce, adresace proces/mailbox, rendez-vous... vhodné pro distribuované OS, používají se například ve WinAPI
- **RWL - read-write lock**, **bariéry**...

Ekvivalence primitiv - pomocí jednoho blokovacího primitiva lze implementovat jiné blokovací primitivum.

[13] Tanenbaum: Modern operating systems 3e, 2008, str.131
[14] např. synchronized metody v Javě



```
monitor ProducerConsumer
    condition full, empty;
    integer count;
    procedure insert(item: integer);
    begin
        if count = N then wait(full);
        insert_item(item);
        count := count + 1;
        if count = 1 then signal(empty)
    end;
    function remove: integer;
    begin
        if count = 0 then wait(empty);
        remove = remove_item;
        count := count - 1;
        if count = N - 1 then signal(full)
    end;
    count := 0;
end monitor;
```

```
procedure producer;
begin
    while true do
    begin
        item = produce_item;
        ProducerConsumer.insert(item)
    end
end;
procedure consumer;
begin
    while true do
    begin
        item = ProducerConsumer.remove;
        consume_item(item)
    end
end;
```

Producer-Consumer problem with monitors, from [Ta01 p.117]

Obrázek 10: Problém producent konzument pomocí monitorů

Rozdíly mezi platformami: Windows - jednotné funkce pro pasivní čekání, čekání na více primitiv, timeouty. Unix - OS implementuje semafor, knihovna pthread.

Klasické synchronizační problémy

- **Problém producent/konzument** - producent vyrába predmety, konzument ich spotrebúva. Medzi nimi je buffer pevnej veľkosti (N). Konzument nemá čo spotrebúvať ak je buffer prázdny; producent prestane vyrábať, ak je buffer plný.

```
int N = 100;
int count = 0;
void producer(void) {
    int item;
    while(TRUE) {
        produce_item(&item);
        if(count==N) sleep ();
        insert_item(item);
        count++;
        if(count == 1) wake(consumer);
    }
}
void consumer(void) {
    int item;
    while(TRUE) {
        if(count==0) /*pozice A*/ sleep ();
        remove_item(&item);
        count--;
        if(count==N-1)
            wake(producer);
        consume_item(&item);
    }
}
```

1. Buffer je prázdny, a konzument práve prečítal count, aby zistil, či je rovný nule
2. Preplánovanie na producenta ("pozice A")
3. Producent vytvoří item a zvýší count
4. Producent zistí, či je count rovný jednej. Zistí že áno, čo znamená že konzument bol predtým zablokovaný (pretože muselo byť 0), a zavolá wakeup
5. Teraz môže dôjsť k zablokovaniu: konzument pokračuje na "pozici A"a uspí se, pretože si myslí, že nemá čo zobrať; producent bude chvíľu produkovať a dôjde "preplneniu"⇒ uspí sa; spí producent aj konzument :o)

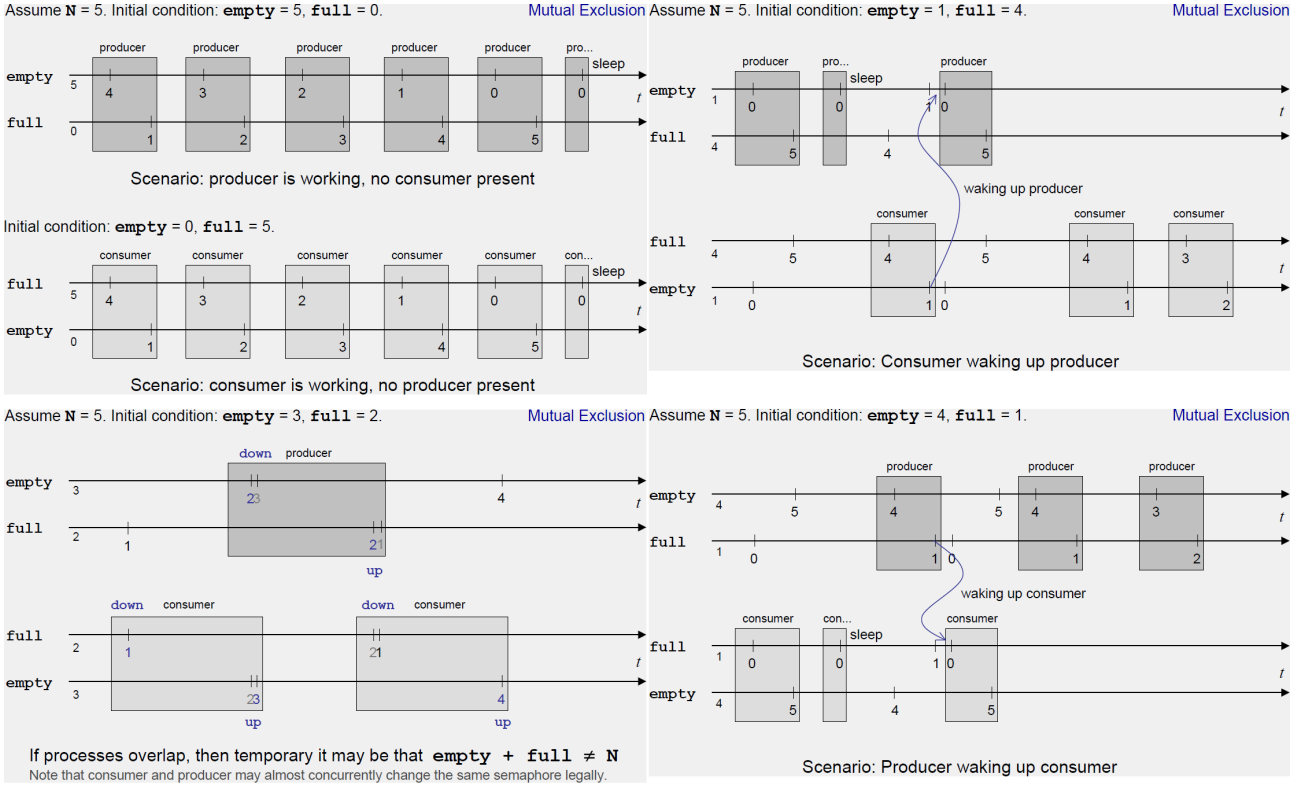
Řešení pomocí semaforu[15]**:**

```
typedef int semaphore;
semaphore empty = 10;      //counting empty slots
semaphore full = 0;        //counting full slots
semaphore mutex = 1;       //mutex pro přístup k bufferu

void producer() {
  while (TRUE) {
    int item = produce_item();
    down(&empty);          //possibly sleep, decrement empty counter
    down(&mutex);          //possibly sleep, claim mutex (set it to 0) thereafter
    insert_item(item);
    up(&mutex);            //release mutex, wake up other process
    up(&full);             //increment full counter, possibly wake up other ...
  }
}

void consumer() {
  while(TRUE) {
    down(&full);           //possibly sleep, decrement full counter
    down(&mutex);          //possibly sleep, claim mutex (set it to 0) thereafter
    item = remove_item();
    up(&mutex);            //release mutex, wake up other process
    up(&empty);            //increment empty counter, possibly wake up other ...
    consume_item(item);
  }
}
```

[15]napsáno v C (Tanenbaum: Modern operating systems 3e, 2008, str.130), up() a down() si udržují seznamy spících vláken/procesů podle referencí na integery co jim dáme



Obrázek 11: Řešení producent konzument pomocí semaforů

- **Problém obědvajících filosofů**
  Pět filosofů sedí okolo kulatého stolu. Každý filosof má před sebou talíř špaget a jednu vidličku. Špagety jsou bohužel slizké a je třeba je jíst dvěma vidličkami. Život filosofa sestává z období jídla a období přemýšlení. Když dostane hlad, pokusí se vzít dvě vidličky, když se mu to podaří, nají se a vidličky odloží.
- **Problém ospalého holiče**
  Holič má ve své oficíně křeslo na holení zákazníka a pevný počet sedaček pro čekající zákazníky. Pokud v oficíně nikdo není, holič se posadí a spí. Pokud přijde první zákazník a holič spí, probudí se a posadí si zákazníka do křesla. Pokud přijde zákazník a holič už střihá a je volné místo v čekárně, posadí se, jinak odejde.

Report *(Bulej)*

1. *priklad Producent-konzument pomoci semaforu*
2. *stacilo napsat aktivni vs. pasivni, kriticka sekce, spinlock, semafor (obecne monitor) a pak nasledovalo par otazek, zda je mozne naprogramovat synch. primitivum bez podpory HW - podle me lze, od toho je Petersonovo řešení*

Report *(Bulej)*

Myslím, že jsem je pochopil, až když mi to pan Skopal vysvětlil. To, co je v materiálech opravdu nestačí. TSL je dobrý v tom, že má pravě operaci Test and Set Lock jako atomickou. Pak jsem se pokoušel udělat semafor pro problém producent a konzument a dělal jsem ho uplně špatně

Report *(Bednárek)*

Na tuhle jsem byl připravený ze zadaných otázek asi nejhůř, kupodivu jsem toho k ní ale nakonec na papír vyplodil poměrně dost a dostal k tématu jen málo doplňujících otázek (nějaké drobné praktické a jak ***implementovat mutex bez podpory OS, tj. pomocí test-and-set instrukce****), pak se plynule a nepozorovaně přešlo na zablokování a zotavení z něj. Něco jsem věděl, vzpomněl jsem si na 3 ze 4 Coffmanových podmínkek a jejich ošetření, čtvrtou jsem pak vymyslel s Bednárkovou vydatnou pomocí. Žádné otázky na "klasické synchronizační problémy"nebo Petersonovo řešení, tj. věci, o kterých jsem se sám radši nezmínil.*

na konci sa opytal, ze aky problem okrem vyhladovania moze nastat... deadlock

Sleep/wakeup, semafory, monitory, správy, polling - u každého ako funguje a či to robí aplikácia/OS/HW. Potom sme sa pobavili o možnosti implementovať jedno druhým.

Report *(IP 9. 9. 2011)*

Definujte rozhrani semaforu a jeho semantiku. Implementujte problém producent a konzument.
Postřeh k producentovi/konzumentovi byl, že většina lidí zapomněla zamykat přístup k frontě mutexem.

Report *(Hnětýnka)*

na jedničku musíte umět praktické užití (např. z více mutexů postavit semafor)

Řešení: *(Implementation of General Semaphores Using Binary Semaphores (Solution #3), Anthony Howe, June 18, 2001)*
pomocí 3 mutexů a counteru, mutex barrier zabrani, aby do procedury Wait lezlo vic vlaken najednou:

```
var
    mutex=1: binary-semaphore;
    delay=0: binary-semaphore;
    barrier=1: binary-semaphore;
    C={initvalue}: integer;

Procedure Wait()
    begin
    wait(barrier);
    wait(mutex);
    C:=C-1;
    if C < 0 then begin
        signal(mutex);
        wait(delay);
        end
    else
        signal(mutex);
        signal(barrier);
    end

Procedure Signal()
    begin
    wait(mutex);
    C:=C+1;
    if C = 1 then
        signal(delay)
    signal(mutex)
    end
```

Report *(IP 8.9.2011)*
Definujte rozhrani semaforu a jeho semantiku.

Dale predpokladejme, ze cteni a prirazeni do promene ptr jsou atomicke, potom stale tento kod obsahuje race condition. Urcete kde k ni dochazi, a opravte ji pomoci semaforu (ci jinak). Fce Consumer a Producer jsou spusteny prave jednou kazda z jineho vlakna.

```
int* ptr = null;

void Producent() {
    int data = SomeCoplexOperation();
    ptr = &data;
}

void Consumer() {
    while(ptr == null) { }
    printf("%i\n",&ptr);
}
```

Řešení: *(nejjednodušší řešení: http://forum.matfyz.info/viewtopic.php?f=418&t=78736&p=33010\#p33001)*
je tam ta race condition kvoli tomu, ze do ptr davame adresu lokalnej premennej ata moze byt uz odalokovana v dobe ked chce ku ptr pristupovat consumer

```
int* ptr = null;
int semaphore = 0;

void Producent(){
    int data = SomeCoplexOperation();
    ptr = &data;
    down(semaphore);
}

void Consumer() {
```

```
    while(ptr == null) { }
    printf("%i\n",&ptr);
    up(semaphore);
}
```

odalokovanie sa deje az ked skonci telo procedury a to nemoze skoncit kym si consumer neprecita hodnotu pointera, nakolko na zaciatku je semafor nastaveny na nulu a tak down(semaphore) v tele producent uspi tuto proceduru/vlakno az kym sa nezavola up(semaphore) v tele consumer po precitani ptr

Řešení: *(praktické řešení)*
umožňuje výcenásobné spouštění

```
typedef int semaphore;
int buffer = 0;
semaphore empty = 1;
semaphore full = 0;
semaphore mutex_on_buffer = 1;

void Producent(){
    int data = SomeCoplexOperation();
    down(&empty);
    down(&mutex_on_buffer);
    buffer = data;
    up(&mutex_on_buffer);
    up(&full);
}

void Consumer() {
    down(&full);
    down(&mutex_on_buffer);
    printf("%i\n", buffer);
    up(&mutex_on_buffer);
    up(&empty);
}
```

5.9 Zablokování a zotavení z něj

Prostředek je cokoliv, k čemu je potřeba hlídat přístup (HW zařízení – tiskárny, cpu; informace – záznamy v DB). Je možné je rozdělit na *odnímatelné* (lze odejmout procesu bez následků – CPU, paměť) a *neodnímatelné* (nelze odejmnout bez nebezpečí selhání výpočtu – CD-ROM, tiskárna... tento druh způsobuje problémy).

Práce s prostředky probíhá v několika krocích: *žádost o prostředek* (blokující, právě tady dochází k zablokování), *používání* (např. tisk), *odevzdání* (dobrovolné/při skončení procesu).

Množina procesů je *zablokována*, jestliže každý proces z této množiny čeká na událost, kterou může způsobit pouze jiný proces z této množiny.

Coffmanovy podmínky

Splnenie týchto podmienok je nutné pre zablokovanie:

1. **Výlučný přístup** – každý prostředek je buď vlastněn právě jedním procesem nebo je volný.
2. **Drž a čekej** – procesy aktuálně vlastnící nějaké prostředky mohou žádat o další.
3. **Neodnímatelnost** – přidělené prostředky nemohou být procesům odebrány.
4. **Čekání do kruhu** – existuje kruhový řetěz procesů, kde každý z nich čeká na prostředek vlastněný dalším článkem řetězu.

Řešení zablokování

- **Pštrosí algoritmus** – Zablokování se ani nedetekuje, ani se mu nezabraňuje, ani se neodstraňuje, Uživatel sám rozhodne o řešení (kill). Nespotřebovává prostředky OS – nemá režii ani neomezuje podmínky provozu. (Nejčastější řešení – Unix, Windows)
- **Detekce a zotavení** – Hledá kružnici v orientovaném grafu (hrany vedou od procesu, který čeká, k procesu, který prostředek vlastní), pokud tam je kružnice, nastalo zablokování a je třeba ho řešit:
  - *Odebrání prostředku* – dohled operátora, pouze na přechodnou dobu
  - *Zabíjení procesů z cyklu* (resp. mimo cyklus vlastnící identický prostředek)
  - *Rollback* (OS ukládá stav procesů, při zablokování se některé procesy vrátí do předchozího stavu ⇒ ztracena práce... obdoba u DB)

- **Vyhýbání se** – Bezpečný stav (procesy/prostředky nejsou zablokovány, existuje cesta, jak uspokojit všechny požadavky na prostředky spouštěním procesů v jistém pořadí); Viď. bankéřův algoritmus. Nutné je předem znát všechny prostředky, které budou programy potřebovat; OS pak dává prostředky tomu, který je nejblíž svému maximu potřeby a navíc pro který je prostředků dost na dokončení. Dnes se moc nepoužívá.
- **Předcházení (prevence)** – napadení jedné z Coffmanovy podmínek
  1. *Výlučný přístup – spooling* (prostriedky spravuje jeden systemový proces, ktory dohliada na to, aby jeho stav bol konzistentny (tiskarna) – pozor na místo na disku)
  2. *Drž a čekej* – žádat o všechny prostředky před startem procesu. Nejprve všechno uvolnit a pak znovu žádat o všechny najednou
  3. *Neodnímatelnost* – odnímatelné prostředky mohou být odejmuty bez následků (procesor-přeplánování, paměť-swapping), neodnímatelné nelze bez nebezpečí selhání výpočtu
  4. *Čekání do kruhu* – všechny prostředky jednoznačně očíslovány (stačí prostředky v nějakém kontextu), procesy mohou žádat o prostředky jen ve vzestupném pořadí
- *Dvojfázové zamykání* – nejprve postupně všechno zamykám (první fáze). Potom se může pracovat se zamčenými prostředky – a na závěr se už jen odemyká (druhá fáze) – viď transakční spracování u databází ((striktní/konzervativní) dvoufázové zpracování)

Bankéřův algoritmus: Bankéř má klienty a těm slíbil jistou výšku úvěru. Bankéř ví, že ne všichni klienti potřebují plnou výši úvěru najednou. Klienti občas navštíví banku a žádají postupně o prostředky do maximální výšky úvěru. Až klient skončí s obchodem, vrátí bance vypůjčené peníze. Bankéř peníze půjčí pouze tehdy, zůstane-li banka v bezpečném stavu.
Problémy: složitost $O(N^2)$, požadované info je typicky nedostupné, efektivnější bývá řešit až vzniklé problémy

5.10 Organizace paměti, alokační algoritmy

Hierarchie paměti (směrem odshora dolů roste velikost, cena na bajt a rychlost klesá – a naopak. . .):

- *registry CPU* — 10ky-100vky bajtů (IA-32: obecné registy pár 10tek), IA-64 – až kB (extrém), stejně rychlé jako CPU.
- *cache* — z pohledu aplikací není přímo adresovatelná; dnes řádově MB, rozdělení podle účelu, několik vrstev. L1 cache (cca 10ky kB) – dělené instrukce/data; L2 (cca MB) sdílené instr&data, běží na rychlosti CPU (dřív bývala pomalejší), servery – L3 (cca 10MB). Vyrovnává rozdíl rychlosti CPU a RAM. Využívá lokality programů – cyklení na místě; sekvenčního přístupu k datům. Pokud nenajdu co chci v cache – „cache-miss“, načítá se potřebné z RAM (po blocích), jinak (v 95-7% případů) nastane „cache-hit“, tj. požadovaná data v cache opravdu jsou a do RAM nemusím.
- *hlavní paměť* (RAM) — přímo adresovatelná procesorem, 100MB – GB; pomalejší než CPU; CAS – doba přístupu na urč. místo – nejvíc zdržuje (v 1 sloupci už čte rychle, dat. tok dostatečný), další – latence – doba než data dotečou do CPU – hraje roli vzdálenost (AMD- integrovaný řadič v CPU)
- *pomocná paměť* — není přímo adresovatelná, typicky HDD; náh. přístup, ale pomalejší. 100GB, různé druhy – IDE, SATA, SCSI; nejvíc zdržuje přístupová doba (čas seeku) cca 2-10ms; obvykle sektor – 512 B; roli hraje i rychlost otáčení (4200 – 15000 RPM) – taky řádově ms.
- *zálohovací paměť* — nejpomalejší, z teorie největší, dnes ale neplatí; typicky – pásky; pro větší kapacitu – autoloadery ; sekvenční přístup; dnes – kvůli rychlosti často zálohování RAIDem.

Správce paměti: část OS, která spravuje paměťovou hierarchii se nazývá
správce paměti (memory manager):

- udržuje informace o volné/plné části paměti
- stará se o přidělování paměti
- a „výměnu paměti s diskem“

Přiřazení adresy

- při překladu (je již známo umístění procesu, generuje se absolutní kód, PS: statické linkování)
- při zavádění (OS rozhodne o umístění – generuje se kód s relokacemi, PS: dynamické linkování)
- za běhu (proces se může stěhovat i za běhu, relokační registr)

Overlay – Proces potřebuje více paměti než je skutečně k dispozici. Programátor tedy rozdělí program na nezávislé části (které s v paměti podle potřeby vyměňnují) a část nezbytnou pro všechny části... Používáno hlavně v DOSu, nyní se stejného cíle dosahuje pomocí virtuální paměti

Výměna (swapping) – dělá se, protože proces musí být v hlavní paměti, aby jeho instrukce mohly být vykonávány procesorem... Jde o výměnu obsahu paměti mezi hlavní a záložní.

Překlad adresy – nutný, protože proces pracuje v logickém (virtuálním) adresovém prostoru, ale HW pracuje s fyzickým adresovým prostorem...

Spojité přidělování paměti – přidělení jednoho bloku / více pamětových oddílů (*pevně* – paměť pevně rozdělena na části pro různé velikosti bloků/*volně* – v libovolné části volné paměti může být alokován libovolně veliký blok)

Informace o obsazení paměti – bitová mapa / spojový seznam volných bloků (spojování uvolněného bloku se sousedy)

Alokační algoritmy:

- *First-fit* – první volný dostatečné velikosti – rychlý, občas ale rozdělí velkou díru

- *Next-fit* – další volný dostatečné velikosti, začíná se na podlední prohledávané pozici – jako First-fit, ale rychlejší
- *Best-fit* – nejmenší volný dostatečné velikosti – pomalý (prohledává celý seznam), zanechává malinké díry (ale nechává velké díry vcelku)
- *Worst-fit* – největší volný – pomalý (prohledává celý seznam), rozdělí velké díry
- *Buddy systém* – paměť rozdělena na bloky o velikosti 2^n, bloky stejné velikosti v seznamu, při přidělení zaokrouhlit na nejbližší 2^n, pokud není volný, rozštípnou se větší bloky na příslušné menší velikosti, při uvolnění paměti se slučují sousední bloky (buddy)

Fragmentace paměti:

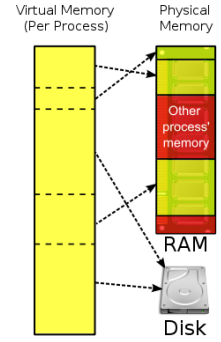
- *externí* – volný prostor rozdělen na malé kousky, pravidlo 50% – po nějaké době běhu programu bude cca 50% paměti fragmentováno a u toho to zůstává - plýtvání místem mezi alokovanými oblastmi
- *interní* – nevyužití celého přiděleného prostoru (50% velikosti posledního bloku prostoru nevyužito) - plýtvání místem uvnitř alokované oblasti
- *sesypání* – pouze při přiřazení adresy za běhu, nebo segmentaci – nelze při statickém přidělení adresy

5.11 Principy virtuální paměti, stránkování, algoritmy pro výměnu stránek, výpadek stránky, stránkovací tabulky~~, segmentace~~

Kvalitní popis stránkování je také tady – `http://wiki.osdev.org/Paging` (na téže stránce je i popis interruption for dummies – `http://wiki.osdev.org/Interrupts`)

Virtuální paměť

Virtuální paměť způsob správy operační paměti počítače, který umožňuje předložit běžícímu procesu adresní prostor paměti, který je uspořádán jinak nebo je dokonce větší, než je fyzicky připojená operační paměť RAM. Z tohoto důvodu procesor rozlišuje mezi virtuálními adresami (pracují s nimi strojové instrukce, resp. běžící proces) a fyzickými adresami paměti (odkazují na konkrétní adresové buňky paměti RAM).



Obrázek 12: Virtuální paměť

- Umožňuje sdílení paměti (operačním systémem)
- Vzájemná ochrana programů (v současnosti je důležitější ochrana dat než využití principu lokalit), tzn. to aby jeden program nepřepisoval druhému programu jeho data a tak.
- Každý běžící program pracuje se **svým** virtuálním adresním prostorem

Převod mezi virtuální a fyzickou adresou je zajišťován samotným procesorem v **MMU** (je nutná hardwarová podpora) nebo samostatným obvodem, OS mu vytváří tabulky nutné pro překlad a řeší případy když překlad selže.

Šlo by to bez HW podpory? Jo, VM to muzou delat. V dnesni dobe uz tu je s nami docela dost let HW podpora pro virtualizaci, kde je to trosku usnadneno.[16]

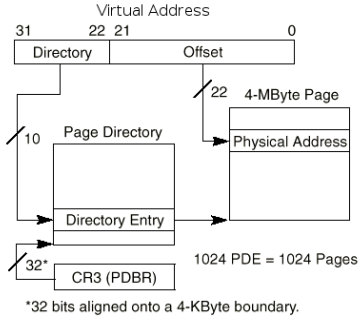
Existují dvě základní metody implementace virtuální paměti – stránkování a segmentace.

Stránkování

Při stránkování je paměť rozdělena na větší úseky stejné velikosti, které se nazývají stránky. Správa virtuální paměti rozhoduje samostatně o tom, která paměťová stránka bude zavedena do vnitřní paměti a která bude odložena do odkládacího prostoru (swapu).

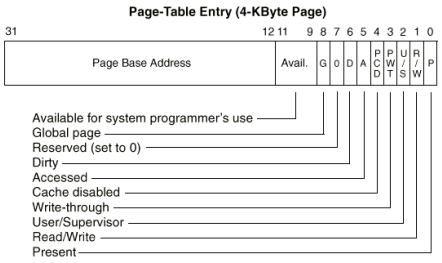
Podporované všemi velkými CPU a OS, jednorozměrný VAP (virtuální adresní prostor).

- VAP rozdělen na stránky (velikost je mocnina 2), FAP na rámce (stejné délky jako stránky[17])
- **převod stránkovací tabulkou** - každý proces má svojí, příznak existence mapování (v.stránka není v FAP → událost "výpadek stránky"→ přerušení) umístěna v fyzické paměti

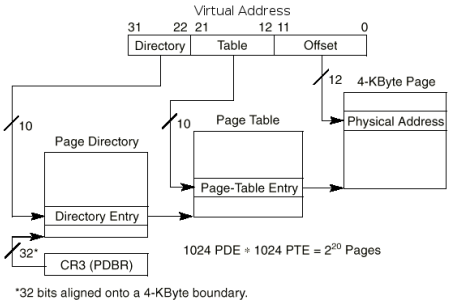


[16] viz například: `http://blog.corensic.com/2011/12/05/virtual-machines-virtualizing-virtual-memory/`
[17] zdroj: `http://people.csail.mit.edu/rinard/osnotes/h9.html`

- umožnuje *oddělené VAP* i *sdílenou paměť* - mapování virtuální stránky 2 procesů na jednu fyzickou (copy-on-write)
- OS mění tabulky stránek změnou CR3/PTBR (Page Table Base Register) - obsahuje bázovou adresu tabulky stránek procesu
- Příklad: 32bitová položka stránkovací tabulky Intel IA32 (= x86) → její struktura je závislá na architektuře CPU

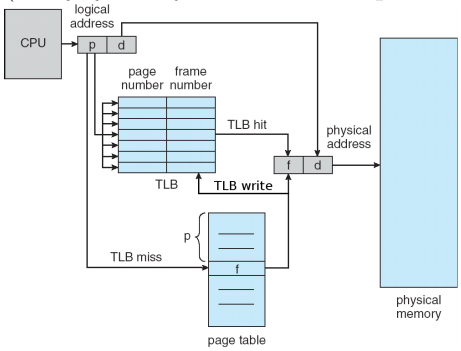


- **víceúrovňové stránkování** (např. kvůli velikosti - jedna tabulka je už moc velká =>pomalá)

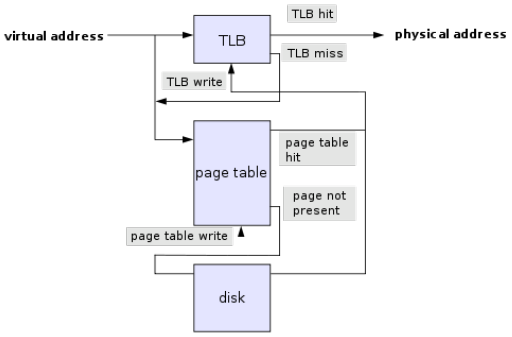


☼ všimněme si: najdeme v PDBR adresu začátku tabulky 1.úrovně, prvních 10bitů VA ukazuje na index v tabulce 1.úrovně, hodnota kterou jsme v ní našli je adresa začátku tabulky 2.úrovně, dalších 10bitů VA ukazuje na index v tabulce 2.úrovně, hodnota kterou jsme našli je adresa začátku stránky ve fyzické paměti

- **TLB (Translation Lookaside Buffer)** - asociativní cache sloužící na rychlé mapování virtuální stránky na fyzickou, vyhledává se v ní paralelně, typicky ma 128-256 položek, využívá princip prostorové lokality programů (většina programů provádí velký počet přístupů k malému počtu stránek) umístěna většinou přímo na procesoru, může obsahovat dirty bit (určuje jestli bylo na stránku zapisováno)



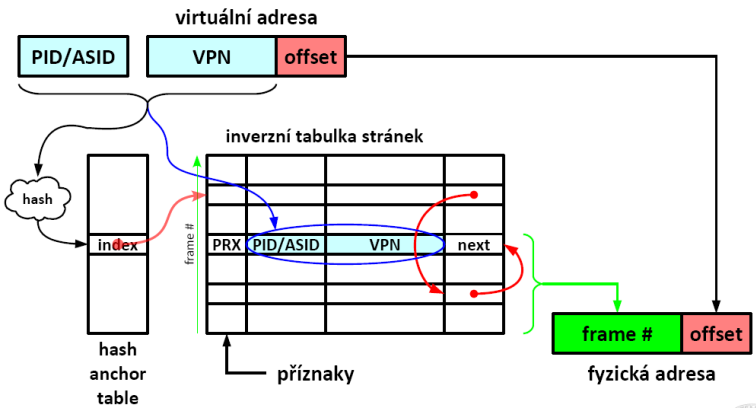
Platné	Stránka	Dirty	Ochrana	Rámec
1	125	1	RW	654
1	44	0	RW	132
1	485	1	RW	12
0				
1	55	0	R X	142
1	111	0	R X	54
1	108	1	RW	54
1	88	0	R X	543



☼ všimněme si: TLB se používá primárně, pokud dostaneme TLB-miss vždy operace končí zápisem do TLB

...**0-úrovňové stránkování** - procesor hledá pouze TLB, zbytek řeší OS (oblíbené u 64-bitových CPU - UltraSPARC III)

- **inverzní stránkování** (např. když FAP je menší než VAP, 64-bitové IA-64 - Itanium, UtraSPARC, PowerPC) - inverzní stránkovací tabulka (IPT) nad rámci (nikoliv stránkami, počet řádků = počet rámců) společná pro všechny procesy, pro zrychlení vyhledávání se používá hashovací tabulka



Akce vykonávané při výpadku stránky:

- výjimka procesoru
- uložit stav CPU (kontext)
- zjistit VA
- kontrola platnosti adresy a práv
- nalezení vhodného rámce
- zrušit mapování na nalezený rámec (oběť)
- pokud je vyhazovaný rámec vyhazován, spustit ukládání na disk
- načíst z disku požadovanou stránku do rámce
- zavést mapování
- obnovit kontext

Při implementaci stránkování je nutno brat v úvahu:

- *znovuspuštění instrukce* — je potřeba aby procesor po výpadku zkusil přístup do paměti znova. dnes umí všechny CPU, např. 68xxx - problémy (přerušení v půlce instrukce)
- *sdílení stránek* — jednomu rámci odp. víc stránek → pokud s ním něco dělám, týká se to všech stránek! musím vše ost. odmapovat. musím si pamatovat mapování pro každý rámec - obrácené tabulky (nebo copy-on-write).
- *velikost stránek*
  - velké stránky → fragmentace
  - malé stránky → mnoho registrů, zvyšuje cenu výpočtů a zpomaluje chod
  - optimum 1-4kB, 64bit procesory umožňují pagesize až 1GB a mohou mt až TBytové VAP
  - 4kB se používají kvuli jednoduchému převodu na fyzickou adresu pomocí substituce (DRAM mely temer vzdy na cipu N řádku x 4096 sloupcu [18]) a protoze pro 32 bitovej adresovej prostor, zbyvalo 20 bitu adresy pro preklad, coz je na dvou urovnovy strankovaci tabulky - kazda na 10 bitu
  - Příklad: 32bit adresní prostorem popíšeme $2^{32} = 4\ 294\ 967\ 296B = 4GB$, je-li velikost stránky 4kB pořebujeme na adresaci ve stránce 12bitů ($2^{12} = 4\ 096B = 4kB$) a na stránkovací tabulku nám zbývá 20bitů (což je max. $2^{20} = 1\ 048\ 576$ záznamů)
- *odstranění položky z TLB při rušení mapování* — nestačí změnit tabulky, musí se vyhodit i z TLB (kde to může, ale nemusí být). problém - u multiprocesorů má každá CPU vlastní TLB, tabulky jsou sdílené → CPU při rušení mapování musí poslat interrupt s rozkazem ke smazání všem (i sobě), počkat na potvrzení akce od všech.

Příklad

Uvažujte procesor, který podporuje stránkovani, má dvouúrovnove stránkovaci tabulky, velikost virtuální i fyzické adresy 32 bitu, velikost stránky 4 kB. Nakreslete formát strankovací tabulky (položky potřebné pro překlad adresy i typické další příznakové bity, nezadané detaily rozumne zvolte) a v nem ilustrujte, jak se prelozi virtuálni adresa 12345678h (nezadané konstanty tvoricí konkrétní obsah tabulky opet rozumne zvolte). Pozn.: h nakonci znamená že je číslo v hex (v assembleru)

Algoritmy pro výměnu stránek (výběr oběti)

- **Optimální stránka** (v okamžiku výpadku stránky vybírám stránku, na níž se přistoupí za největší počet instrukcí) - nelze implementovat
- **NRU** (Not Recently Used) - každá stránka má příznaky Accessed a Dirty (typicky implementovatelné v HW, možno simulovat SW); jednou za čas se smažou všechna A; při výpadku rozdělím stránky podle A,D a vyberu stránku z nejnižší (0,1..4) neprázdné třídy:

	A	D
0	0	0
1	0	1
2	1	0
3	1	1

- **FIFO** - vyhodit nejdéle namapovanou stránku - vykazuje anomálie - Belady (zvětšení počtu výpadků stránky, když zvýšíme počet stránek v paměti), druhá šance (úprava FIFO; pokud A=1, zařadím na konec FIFO... nevykazuje anomálie)
- **Hodiny** - modifikace druhé šance: kruhový zoznam stránek + iterátor na ukazující na nejstarší stránku v zoznamu. Při výpadku (a neexistenci volého rámce) se zjistí, jestli má *iterator nastavený příznak Accessed. Jestli ne, tato stránka bude nahrazena - v opačném případě se Accessed příznak zruší a iterator++. Toto se opakuje, dokud nedojde k výměně...
- **LRU** (Least Recently Used) - často používané stránky v posledním krátkém časovém úšeku budou znovu použity, čítač použití stránek, možné implementovat v HW
- **NFU** (Not Frequently Used) - SW simulace LRU, SW čítač ke každé stránce; jednou za čas projdu všechna A a přičtu je k odpovídajícím čítačům; vybírám stránku s nejnižším čítačem; nezapomíná - je možná modifikace se stárnutím čítače

[18] doporucuju precist `http://www.gamedeception.net/threads/212-The-Importance-of-the-4KB-Page-Boundary`

Horní odhad počtu výpadků stránek *(asi není nutné ke státnicím znát dokonale)*

Fakt: Nejvyssi uroven strankovacich tabulek je vzdy v nestrankovana pameti.

Pozorovani 1: Data se presouvaji, tudiz velikost pameti, se kterou se pracuje je 2-krat velikost dat. Z jedne poloviny velikosti dat se data ctou, do druhe se zapisuji.

Pozorovani 2: Vypadek stranky muze nastat na ctyrech mistech.

- Vykonavana instrukce nemusi byt v pameti.
- Pamet, ze ktere se ctou data nemusi byt v pameti.
- Pamet, kam se zapisuje nemusi byt v pameti.
- Strankovaci tabulky druhe a vyssi urovne nemusi byt v pameti.

Tvrzeni: Pri (K-1)-urovnovem strankovani je maximalni pocet vypadku roven poctu vypadku pri K-urovnovem strankovani bez vypadku v druhe urovni strankovani.

Příklad: jaky je maximalni pocet vypadku? 2B instrukce, 8kB dat, 4kB stranka, 3 urovne strankovani, tabulky maji 1024 polozek.

Zajima nas maximalni pocet stranek, tudiz pocitame worst-case. Samotna instrukce je na 2B, muze se tedy vyskytnout na rozhrani 2 stranek a zpusobit dva vypadky. Ve treti urovni strankovani na kazdou tuto stranku ukazuje pointer. Pro dve stranky muze tato informace byt opet na rozhrani dvou stranek a tudiz zpusobit dalsi 2 vypadky stranky. Pro tyto dve stranky je pak v druhe urovni totez, tudiz dalsi dva vypadky jsou mozne v druhe urovni strankovani. Pro tyto dve stranky je pak v prvni urovni totez, ale tam jsou dle Faktu udaje vzdy nestrankovane. Samotna instrukce tak zpusobi az 2+2+2=6 vypadku. Podle Tvrzeni by pri dvouurovnovem strankovani bylo na instrukci maximalne 2+2=4 vypadku a pri jednourovnovem pouze 2 vypadky.

Nyni pocitame data. Podle Pozorovani 1 a 2 je zrejme, ze staci spocitat pouze vypadky pro jednu datovou cast. U druhe bude maximalni pocet vypadku stejny a staci tedy vynasobit pocet pro jedny data dvema. Takze 8kb dat lze nasklad maximalne do tri 4kb stranek. To jsou tri vypadky. Tyto tri stranky jsou ve treti urovni referencovany maximalne na rozhrani dvou stranek a tudiz zde mohou zpusobit 2 vypadky. Stejne jako u instrukce pak v druhe urovni mohou nastat take 2 vypadky. Celkem tedy na tato data pripadne az 3+2+2=7 vypadku stranek. Celkem na data tedy az 14 vypadku pri triurovnovem strankovani. Opet podle Tvrzeni je pocet vypadku pri dvou urovnich strankovani maximalne 10 a pri jedne urovni 6. Celkovy pocet vypadku je tedy az 20 pro tri urovne strankovani, 14 pri dvou urovnich a 8 pri jedne urovni.

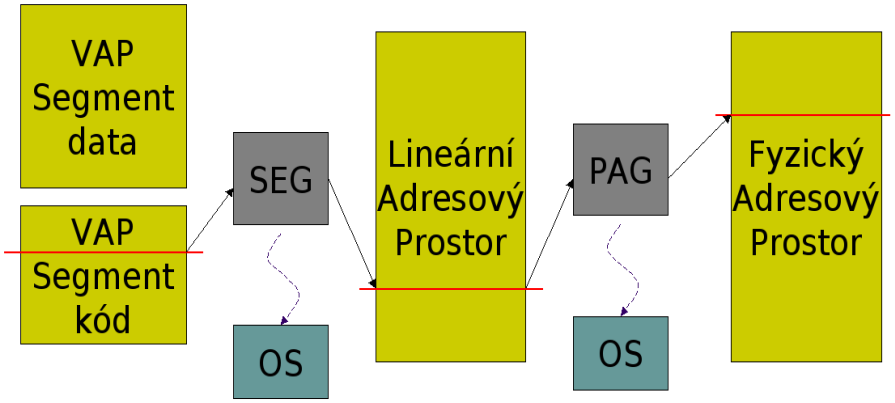
`http://mff.lokiware.info/ZakladyOperacnichSystemu/ZkouskaLS2008?v=1aug`
`http://s0cketka.blogspot.com/2006/05/zaklady-zakladu-operacnich-systemu.html`

~~Segmentace~~ (už není v požadavcích)

dnes pouze Intel IA-32, dvojrozměrný VAP

- rozdělení programu na segmenty (napr. podle částí s různými vlastnostmi - kód, data, zásobníky...), různé délky segmentů, ktoré můžou měnit svoji délku za běhu
- VAP dvourozměrný (segment, offset), FAP jednorozměrný (vyzerá jako při spojitém pridělování paměti)
- segmentová převodní tabulka (VA se skládá ze dvou častí S:D, v tabulce se najde adresa segmentu S...k této adrese se poté přičte D, co je umístnění adresy v FA), příznak existence mapování
- při výpadku je nutné měnit celý segment (ty mohou být velké), je možné segmenty sesypat - ale nelze mít segment větší než FAP

Segmentaci je možné kombinovat se stránkováním (odstraňuje nevýhody segmentace, neprovádí se výpadky segmentů):



Tahák na převod hex do dec a bin

DECIMAL	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15
HEX	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9	A	B	C	D	E	F
BINARY	0000	0001	0010	0011	0100	0101	0110	0111	1000	1001	1010	1011	1100	1101	1110	1111

Report *(Bednárek)*

Třeba mě překvapila Bednárkova otázka u jednoúrovňového stránkování, když se zeptal, co z toho dělá OS a co procesor (jako co je děláno hardwareově a co softwareově).

Report *(Bulej)*

Strankovaci tabulku ma kazdy proces vlastni − > ochrana pameti, nemuze pristoupit na cizi stranky (mozna ze to v materialech ke statnicim je, ale ja to z nich nepochopil...)

Report *(Skopal)*

Nejdriv jsem popsal k cemu to je a potom princip. Chtel popsat postup toho co se deje, kdyz se hleda nejaky pointer. Co dela HW, co OS. Pak se zeptal jestli by slo udelat strankovani bez HW podpory (coz rozumne nejde, muselo by se to resit i v prekladacich a bylo by to nefektivni). Pak se zeptal na algoritmy vyhazovani stranek. Popsal jsem FIFO a NRU a to mu stacilo. Na segmentaci nastesti nedoslo. Celkove velmi prijemne zkouseni. V zasade se spokojil s principy a nestoural moc do detailu.

Řešení: *bez HW podpory by to podle mě šlo, např VM*

Report *(Kofron)*

klasika, prečo, kde, ako ... prečo to funguje, čo sa robí pri výpadku stránky, prečo dve inštancie jedného programu nelezú do kapusty aj keď pracujú s rovnakými virtuálnymi adresami (každý má vlastnú str. tabuľku), tvar adresy, prevody...

každý proces má vlastní tabulku, její adresa v registru

Report *(IOI 21. 6. 2011)*

Daný procesor používá 32-bitovou architekturu a dvouúrovňové stránkování. Instrukce MOV[0x12345678], EAX zapisuje obsah registru EAX na adresu 0x12345678. Popište, jaká operace (přístupy do registrů a podobně) vykonává při provádění této instrukce procesor a jak při tom spolupracuje operační systém. Rozeberte všechny možné (z hlediska naplnění stránkovacích tabulek) případy, nepopisujte strategie výměny stránek.

Řešení: *(od stevese)*

pokud tomu trochu víc rozumíš, tak za tím, stejně jako já, hledáš složitější otázku než ve skutečnosti je :-) Napíšu to v bodech (ve skutečnosti jsem to rozepisoval trochu víc.).

- procesor se podívá na registr PC, vyzvedne další instrukci (tzv. fetch fáze)
- instrukce je dekódována v řadiči (tzv. decode fáze)
- řadič podle kódu instrukce nastaví vodiče na datové cestě
- vykonává se instrukce
- registr PC += velikost instrukce
- goto 1

během toho, kdykoliv se přistupuje do paměti, může vzniknout page-fault (načítání instrukce a potom ta adresa u instr. mov). U toho jsem popsal jak stránkování funguje. Že je typicky víceúrovňové, nejvyšší úroveň v nějakém registru nebo minimálně nemapované paměti. Že při přístupu str. tabulku další úrovně může vzniknout další page-fault, co to je TLB atd. atd. A k tý komunikaci s OS: když vznikne page-fault je vyvolané přerušení a obsluha je předaná obslužné rutinně OS. Některý procesory to dělají u page-faultu ve stránkovací tabulce (x86 myslím), některý už u page-faultu v TLB (určitě MIPS) – takže si potom OS může vybírat, jak měnit stránky v samotné TLB.

Samotného mě zrovna tyhle věci zajímají, takže jsem si před státnicema přečetl Tanenbauma: Operating Systems a Pattersona: Computers Design: Hardware to software interface. Je to určitě overkill, ale pokud budeš mít prolistovaný tyhle dvě knihy, tak tě tam imho téměř určitě nic nemůže překvapit.

Report *(IOI 21.6.2011)*

Virtualni pamet

page, page fault, TLB, implementace v OS/HW, jak presne funguje TLB na konkretnim pripadu.

Report *(IP 9. 9. 2011)*

Byl zadán podobný zdroják :

```
void main()
{
    void * P = malloc (1024);
    void * N = malloc (256);
}
```

a) $P = 0x0AFFCAF0$, $N = 0x0AFFC970$. *Dotaz byl jestli by se Mezi P a N vešel ještě jeden malloc o velikosti 128B.*
b) NSD(P,N) = 16 ... popište čím by to mohlo být a proč.
c) Kdyz program cetl prvni byte z toho 256-bytoveho bloku, tak se na adresove sbernici u pametovych modulu pracovalo s adresou 0x61C74970. Jak jsou velke stranky? Hodnoty P a N stejné jako v a).

Určitě teda radím nepanikařit jak už tu zaznělo, když něco víte hned to tam napsat (třeba u toho stránkování jsem alespoň zhruba popsal princip stránkování a myslím že to mě zachránilo, protože jinak jsem to měl tak všelijak.)

Řešení:

a) Nevejde. Mezi koncem $< N; N + 0xff)$ a pocatkem bloku P (☼ adresa N je před P) je presne 0x80 = 128 B volneho prostoru. Spravce haldy ale prideluje trosku vice pameti, nez o kolik jej zadame. Kazdy blok ma ve vetsine pripadu tzv. hlavicku, kde je ulozena napr. informace o jeho velikosti a o tom, ze je obsazeny (kdyz je volny, tak tam bývají odkazy na predchudce ci naslednika ve spojovem seznamu volnych bloku). Z ladicich duvodu muze byt pritomna jeste paticka, aby se dalo poznat, ze se zapisuje za konec bloku. Jelikoz se snazime do 128 B prostoru nacpat 128 B blok bez hlavicky, tak se tam logicky nevejde, protoze prave na tu hlavicku neni misto.
b) Podle meho nazoru se tak deje hlavne kvuli zjednoduseni implementace spravce haldy a zkraceni jeho datovych struktur (zejmena hlavicek).

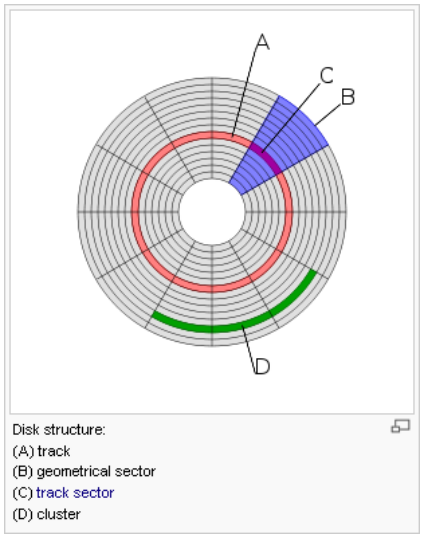
Spravce haldy (alespon ten ve Windows to dela) obvykle zaokrouhluji velikost pozadovaneho bloku na nasobek osmi ci sestnacti (zalezi take na architekture trosku). A pokud ty pridelene bloky (a jejich hlavicky) zacinaji vzdy na adrese, jenz je nasobkem osmi resp. sestnacti, znamena to, ze dolni 3 resp. 4 bity odkazu na tyto bloky v ramci struktur spravce haldy lze vyuzit k jinym ucelum, napriklad na ukladani ruznych priznaku. Pokud tedy mame napr. 32bitove adresy a spravce haldy zarovnava na 16 bajtu, staci nam 28 bitu na zakodovani jednoho pointeru.
c) Podle me staci porovnavat odzadu hodnotu te fyzicke adresy a hodnotu pointeru N. Prvni bit, ktery se lisi, nam dava hint, kde by mohla koncit offsetova cast virtualni adresy. Ale je to hint, nikoli logicka platnost. Tady by to treba vyslo na 15 bitu, coz je u 32bitovych adres ponekud nezvykle. Tedy asi okecat.

Report *(Yaghob)*
mel ruzné dotazy, jako proc je stránka veliká zrovna 4kB, jak je to se stránkováním na 64-bitových procesorech

5.12 Systémy souborů, adresářové struktury

Definice *(Systémy souborů)*

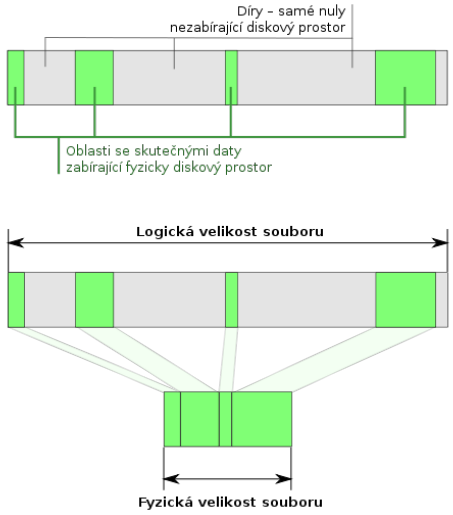
- Poskytují jednotné rozhraní pro čtení a ukládání dat z/do pomocných pamětí (sekundární, terciální).
- Skrývají povahu zařízení, na kterém jsou umístěny. Aplikace s tímto zařízením mohou pracovat pouze přes rozhraní souborového systému, tedy mohou provádět pouze operace nad soubory a adresáři. Nemohou ale číst či zapisovat přímo z/do zařízení pod souborovým systémem. Pro aplikace nemusí být viditelné, zda je oním zařízením pevný disk, nějaké vzdálené síťové úložiště či operační paměť (RAM dsk).Administrátoři samozřejmě mohou číst i přímo ze zařízení.
- Souborové systémy se obvykle používají na pevných diskách, CD/DVD a dalších médiích, která neumožňují přistupovat k datům přímo po bajtu (mezi námi, ani procesor to při přístupu do RAM nedělá), ale po blocích pevné velikosti – sektorech. Obvyklá velikost u dnešních pevných disků je 512 B u CD/DVD jsem viděl 2 KB. Souborové systémy jsou navrženy právě tak, aby s takovými zařízeními efektivně pracovaly.
- **Velikost bloků**: souborové systémy obvykle nepracují přímo se sektory, ale definují si vlastní bloky, velké obvykle několik clusterů (4, 8, 16, 32). Těmto blokům se na Unixu říká prostě blocks, na Windows clustery (česky alokační jednotky). Souborové systémy umí ukládat data pouze s granularitou danou velikostí jednoho bloku.
  - Příliš malé bloky jsou sice šetrné k plýtvání místa „na konci souborů“ (pokud data souboru skončí uprostřed bloku, moc volného místa se nevyplýtvá – malá interní fragmentace). Malých bloků musí být ale velké množství, aby pokryly celou oblast média, takže interní datové struktury (a tedy i časová režie) jsou větší.
  - Velké bloky znamenají jednodušší datové struktury, ale větší interní fragmentaci (plýtvání volného místa).



Definice *(soubor)*
Perzistentní úložiště dat v pomocné paměti. Každý soubor je obvykle tvořen jedním nebo více bloky dat, která obsahuje, a metadaty s různými informacemi.

- pojmenování souboru (umožňuje uživateli přístup k jeho datům; přesná pravidla pojmenování určuje OS - malá vs. velká písmenka, speciální znaky, délka jména, přípony a jejich význam)
- atributy souborů (opět určuje OS) - jméno, typ, umístění, velikost, ochrana, časy, vlastník, ...
- struktura souborů - sekvence bajtů / sekvence záznamů / strom
- typy souborů - běžné soubory, adresáře (systémové soubory vytvářející strukturu souborového systému), speciální soubory (znakové/blokové, soft linky)
- **Operace** - CREATE, OPEN, CLOSE, READ, WRITE, SEEK, DELETE, MAP, UNMAP, RENAME (nemusí být přítomna, pokud je jméno souboru uloženo jen v jeho rodičovském adresáři, jak tomu je v EXT), LOCK, UNLOCK..

- **Řídké soubory (sparse files)** - Rozumí se jím soubor obsahující velké shluky nulových bajtů, který je v souborovém systému uložen úsporným způsobem tuto jeho vlastnost využívajícím. To je zajištěno tak, že jsou místo velkých „děr“ (tj. shluků nul) na médium zaznamenána pouze stručná metadata, v kterých je uložena délka a pozice děr. Nenulové části souboru jsou na médium zapsány obvyklým způsobem a za pomoci metadat z nich operační systém dokáže za běhu zpět konstruovat původní dlouhý soubor vyplněný mnoha nulami. Řídké soubory tedy mohou najít své uplatnění například pro reprezentaci obrazů disků virtuálních počítačů.



Adresáře

- většinou zvláštní typ souboru
- operace nad adresáři - CREATE, DELETE, LIST, RENAME
- kořen, aktuální adresář, absolutní/relativní cesta
- hierarchická struktura
  - *strom* – jednoznačné pojmenování (cesta)
  - *DAG* – víceznačné pojmenování, ale nejsou cykly
  - *obecný graf* – cykly vytváří problém při prohledávání
- implementace adresářů - záznamy pevné velikosti, spojový seznam, B-stromy

Co musí filesystém umět?

musí splňovat 3 věci:

- *správu souborů* (kde jsou, jak velké)
- *správu adresářů* (převod jméno ↔ id) (někdy to dělá jiný prostředek, dnes větš. umí FS sám),
- *správu volného místa*. někdy mohou být i další (odolnost proti výpadkům)

Linky

- **Hard link** – Na jedna data souboru se odkazuje z různých položek v adresářích (na urovni FS) → mění FS ze stromu na DAG [19]
- **Soft link** – Speciální soubor, který obsahuje jméno souboru (na urovni OS)[20]

MBR

A master boot record (MBR) is a type of boot sector. It consists of a sequence of 512 bytes located at the first sector of a data storage device such as a hard disk. May be used for one or more of the following:

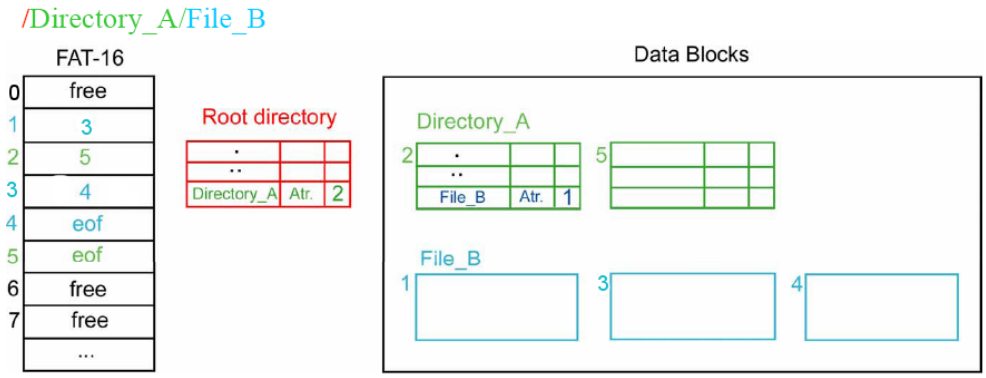
- Holding a partition table which describes the partitions of a storage device. In this context the boot sector may also be known as a partition sector.
- Bootstrapping an operating system. The BIOS built into a PC-compatible computer loads the MBR from the storage device and passes execution to machine code instructions at the beginning of the MBR.
- Uniquely identifying individual disk media, with a 32-bit disk signature, even though it may never be used by the operating system.

[19] Hard linky se obvykle nepovolují vytvářet na adresáře vzhledem k možnému vzniku nežádoucích kružnic. Ty jsou nežádoucí, protože pak mohou vznikat entity, u kterých nelze počítáním referencí odhalit, že mohou být smazané. Je nutné použít garbage collection.

[20] Soft Linky mohou odkazovat jak na soubory, tak na adresáře. Protože se jedná pouze o jmenné aliasy (nepropojují se samotné objekty), ani vznik kružnic neznamená žádné problémy.

FAT

- System souboru FAT rozdeluje disk na dve vyznacne casti - samotnou tabulku FAT (ta je zpravidla ve dvou kopiich) a datovou oblast. Datova oblast je rozdelena na clustery (napriklad po 4096 bajtech) a FAT tabulka ma tolik polozek, kolik ma datova oblast clusteru (1:1).
- **FAT tabulka** – pole záznamů[21], obsahuje čislo dalsiho clusteru v řadě nebo speciální záznamy (označení end of clusterchain, bad cluster, reserved cluster a free cluster)
- **Alokace souboru** – jednosměrný spojový seznam, každý blok ukazuje na další přes FAT tabulku

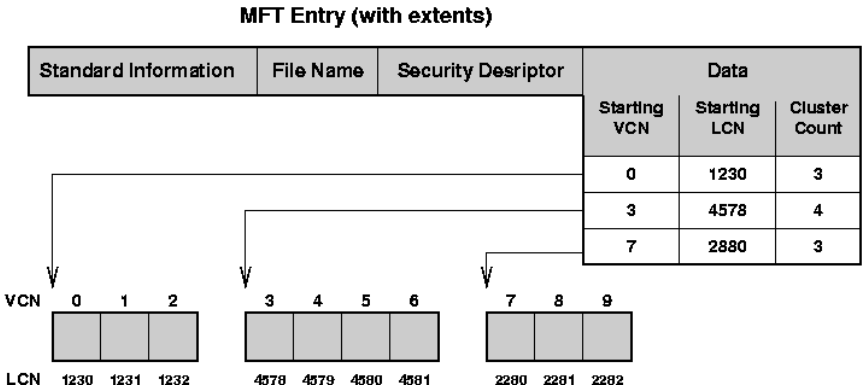


- Kdyz je nejaky cluster volny, v prislusne polozce FAT je 0. Tedy kdyz chci najit volne misto, tak staci najit libovolnou polozku FAT, ktera je 0, odpovidajici cluster pak je volny.
- Adresare i soubory jsou ulozeny stejne. Rozdily mezi adresari a soubory (krom daneho atributu) neexistuji. Z hlediska ulozeni na disku je adresar proste soubor, jehoz obsahem jsou adresarove polozky. Vyjimka viz root adresar.
- **Root adresář** – V root adresari, i ve vsech ostatnich adresarich, jsou proste jen za sebou ulozeny polozky. Kazda polozka obsahuje jmeno souboru nebo adresare, ke kteremu se vztahuje, atributy rozlisujici napriklad prave adresare od souboru, delku, prvni cluster, atd.
  - Root directory ma pevnou velikost ve FAT 12/16
  - Polozky root adresare, ktere nejsou pouzite, jsou oznacene jako prazdne (ale porad patri do root adresare, aby velikost zustala konstantni). Pridani pak pouzije nekterou prazdnou polozku. Pokud jsou jiz vsechny polozky plne, dalsi nelze pridat.
- **Vyhledávání souboru** – Postupne ... v root adresari se najde prvni podadresar cesty, v nem se najde druhy a tak dale. (tzn. lineární struktura)
- Adresarova struktura je ulozena prave v jednotlivych adresarich. Napriklad, pokud je na disku soubor $C : \backslash FOO \backslash BAR \backslash SOUBOR.TXT$, tak v korenovem adresari bude polozka FOO s atributem indikujicim, ze se jedna o adresar a s cislem prvniho clusteru adresare FOO, rekneme ze 123. V clusteru 123 pak budou polozky adresare FOO, mezi nimi bude podobne polozka BAR pro adresar BAR a cislem prvniho clusteru adresare BAR, rekneme 456. A v clusteru 456 budou polozky adresare BAR, mezi kterymi bude i polozka SOUBOR.TXT ...
- dnes se ni setkame ještě na flashkách a paměťových kartách
- **nevyhody FAT**:
  - velikost souboru max 4 GB
  - svazky - FAT32 reálně okolo 8TB (32kB clustery), nemá ale ochranu proti fragmentaci
  - práva - None of the various FAT-flavours has facilities for user-based access restrictions.
- `https://d3s.mff.cuni.cz/pipermail/osy/2005-June/000167.html`
- `http://en.wikipedia.org/wiki/File_Allocation_Table`

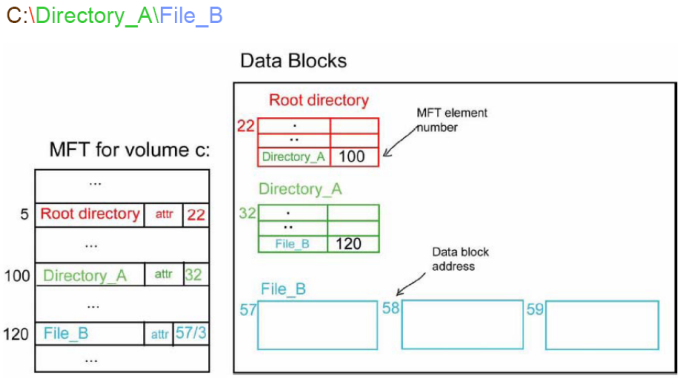
NTFS

- Zase rozděluje oddíl na dvě části tabulka MFT (jako soubor, ma ale přiřazenou prázdnou oblast aby se při růstu nefragmentovala) a datovou oblast.
- **Metafiles** - prvních cca 16 souboru jsou tzv. Metafiles, každý se stará o něco ⇒ flexibilita např. pri poskozenem povrchu
  příklady souboru: $MFT, $MFTmirr (MFT a zalozni kopie uprostred disku),$LogFile (zurnalovaci soubor),$. (root directory),$Bitmap (bitove pole volneho mista) atd...
- **Žurnál** – Operace s diskem se provadeji jako Transakce, takže např. pokud pri zapisu souboru FS zjisti ze cluster je fyz. vadný, celou trasakci rollbackuje a pusti ji jinde znovu.
- Další vlastnosti ktere ma navic: sifrovani, komprese, hardlinky (soubor je fyz. na disku jednou a ma vic zaznamu v MFT)
- **MFT tabulka** – obdoba FAT, vsechna metadata o souborech (jmeno,datum,prava) jsou ulozena v MFT - omoznuje pridavat ficury, muze obsahovat primo i male soubory nebo odkazy na clustery (začínající cluster + počet)[22]

[21] 12 bitových na FAT12, 16 bitových na FAT16, 32 bitových na FAT32
[22] tzv. run listy



- Vnitřní struktura adresáře se realizuje B+Stromem (lexikograficky setrideny) zase pokud je malej zustane v MFT pokud je vetsi je v clusteru a v MFT je jenom kořenová část B+Stromu.

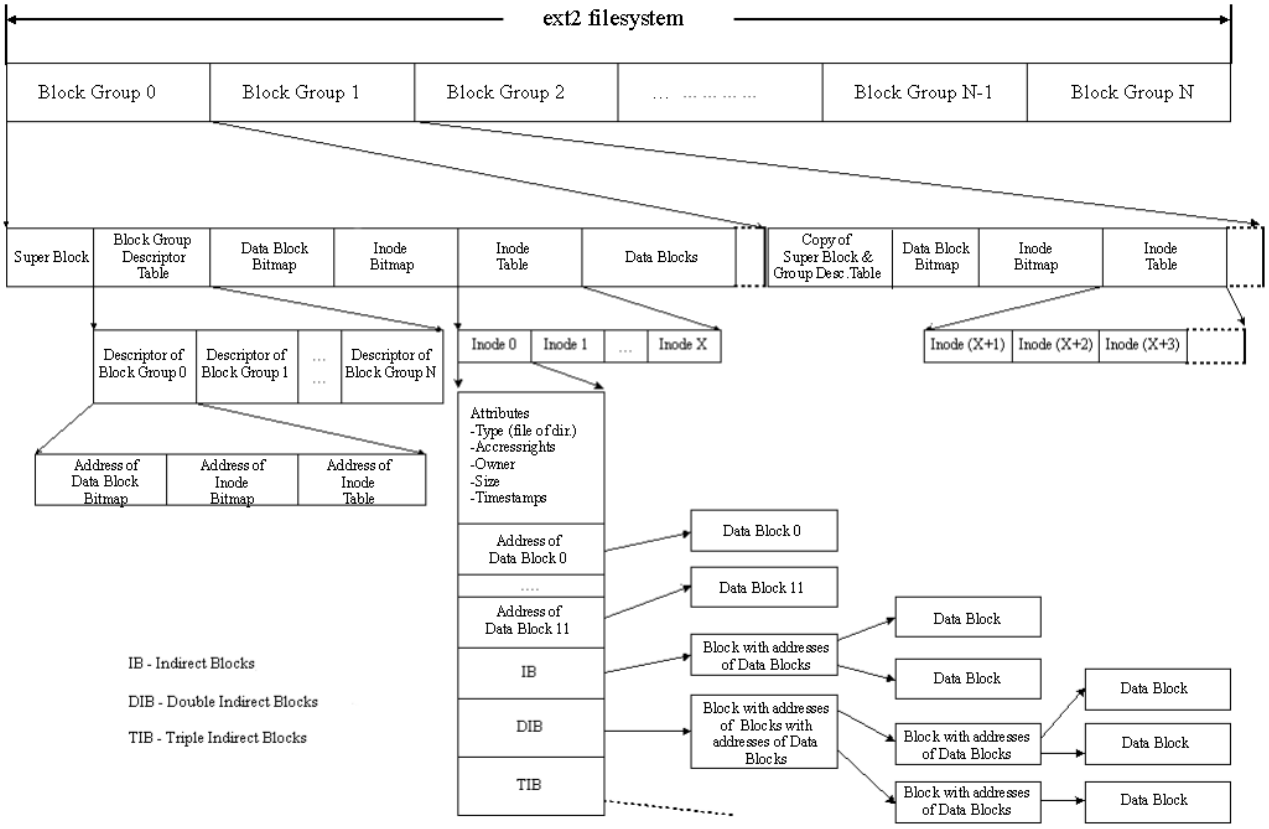


- `http://pages.cs.wisc.edu/~bart/537/lecturenotes/s26.html`
- `http://www.digit-life.com/articles/ntfs/`
- `http://www.pcguide.com/ref/hdd/file/ntfs/archSector-c.html`
- `http://cs.wikipedia.org/wiki/NTFS`
- `http://ixbtlabs.com/articles/ntfs/`

ext2

- Prostor je u ext2 rozdělen do bloků, ty jsou rozděleny do skupin (Block Groups) typicky jeden soubor se drží v jedné skupině (redukce fragmentace). Každá skupina obsahuje kopii superbloku (obsahuje kritické informace pro boot systemu) a Group Descriptors Table[23], bitmapu datových bloků, bitmapu inodes, Inode tabulku a nakonec datové bloky.

[23] Early versions of the ext2 file system to make copies of the superblock at the beginning of each block group. This led to heavy losses of disk space, so that later the number of backups superblock has been reduced, and for their placement have been allocated a group of blocks 0, 1, 3, 5 and 7.



- **inode** – každý soubor nebo složka (zde také soubor) je reprezentována jako inode (v inode tabulce), obsahuje práva, velikost a hlavně pointery na datové bloky (12pointerů na přímý odkaz a další na stromovou strukturu), složky obsahují v datových blocích linked list inodes které obsahují a jejich názvy (samotný inode název souboru neobsahuje!)
- Proc se porad pouziva - kvůli rychlosti
- Žurnálování zavedeno u ext3
- `http://www.nongnu.org/ext2-doc/ext2.pdf`
- `http://homepage.smc.edu/morgan_david/cs40/analyze-ext2.htm`
- `http://www.science.unitn.it/~fiorella/guidelinux/tlk/node95.html`

Shrnutí

	správa souborů	správa adresářů	správa volného místa	další
FAT	lineární spojový seznam (přes FAT)	nesetříděné pole	v FAT, dá se říct bitmapa	neumí nic pokročilého: linky, zabezpečení,relokaci poškozených clusterů...
NTFS	runlisty (odkazy na clustery jsou v MFT)	B*strom (neredundatní)	bitmapa	kvóty, zabezp., transakce, linky, relokace souborů, šifrování, řídké soubory
ext2	index(12+3 pointery), ext4–runlist	linked list, ext4–2-level hashing	bitmapy	zabezpečení, linky, v základu neumí kompresi a šifrování

Algoritmy plnění požadavků disku

- Disk o struktuře souborového systému nic neví, dostává pouze požadavky na zápis či čtení bloků dat z určitých míst.
- **Shortest seek first** (z nevyřízených požadavků na čtení/zápis dat beru ty, které jsou nejblíže aktuální pozici hlavy, tedy mají nejmenší délku posunu (seek), tedy nejnižší seek time. Problém je, že některé požadavky tak nemusím obsloužit vůbec (například mi pořád přichází požadavky čtení někde uprostřed disku, a tak se pořád pohybuju tam... ale pár požadavků na čtení okrajů disku tedy vůbec nevyřídím, protože je tam dlouhý seek).
- **Výtah (elevator)**. Obsluhuji požadavky pouze v jednom „směru,“ tím se například stále vzdaluji od středu disku. Jakmile v daném směru nejsou již žádné požadavky na vyřízení, obrátím směr a zase pomalu směřuju ke středu disku).
- **jednosměrný výtah** (pořád jezdí jedním směrem, vždy na konci se posune na nejnižší cylindr s požadavkem).

RAID (Redundant Array of Inexpensive Disks)

- JBOD (Just a Bunch of Disks)
- RAID 0 – striping, žádná redundance
- RAID 1 – mirroring, redundance
- RAID 0+1 – mirroring a striping
- RAID 2 – 7-bitový paritní Hammingův kód
- RAID 3 – 1 paritní disk, po bitech na disky
- RAID 4 – 1 paritní disk a striping
- RAID 5 – distribuovaná parita a striping
- RAID 6 – distribuovaná parita – dvojitá P+Q, striping

Zdroje:

- http://www.jadro-windows.cz/

Report *(Galamboš)*
inode

Report *(Galamboš)*
Konkretni soubory system NTFS - tady jsem popletl jak vlastne pracuje FATka, o NTFS jsem mel tak jako povesechne informace, proste nic moc jsem nevedel, ale zase jsme si popovidali, byly mi vysvetleny me omyly a nakonec oka. Jinak je pravda, ze toho chce docela hodne a dopodrobna, ale kdyz clovek rekne, ze proste k tomuhle vic nesehnal a ze podrobnosti proste nevi, pobavi se o tom s Vami a vetsinou se to da dokupy.

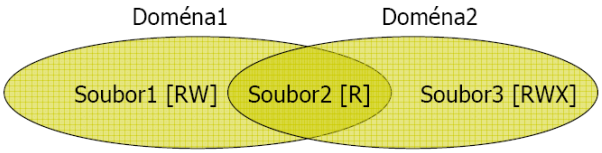
Report *(Skopal)*
Zkoušel sám p. Skopal a jelikož jsem se FS učil jako jednu z prvních otázek, v návalu dalších informací jsem toho mezitím dost zapomněl. Popsal jsem jeden a půl strany obecnými vlastnostmi FS, co to je soubor, adresář atd. Popsal jsem FAT, NTFS a ext2, a to dost stručně. Obecné vlastnosti ho nezajímaly, hned přešel k FAT a jejím nevýhodám, otázky byly rychlé a dost podrobné, bylo vidět, že to se mnou nebude mít jednoduché. Pak měl otázky na NTFS, co má za spec. soubory, kdeže je v systému implementován B-strom atd. K ext2 jsme se nedostali až na jedinou zmínku, a to je alokace souborů (ve FAT lineární struktura, v ext2 strom). Když položil otázku na B-stromy v NTFS a po mojí těžce nejisté odpovědi prohlásil, že mu to stačí a odešel, bylo mi jasné, že tohle nedopadne dobře.

Report *(Yaghob)*
Konkretni Filesystemy - no jeste pred dvema dny by to byla moje smrt, nastesti sem se na to vcera zameril a nasel si opravdu presne jak funguje FAT, NTFS a ext2. Nakonec z toho byly tri papiry, az jsem na sebe byl pysny U FAT bylo treba napsat, jak se to alokuje, jak vypada ta tabulka, jakou roli ma kor. adresar, jak jsou tam ulozeny adresare, soubory apod. U NTFS jsem popsal vlastnosti ktere to ma navic, jako zurnal, sifrovani a pak rozepsal MFT docela podrobne, zase jak se resi soubory, adresare. Veci jako jak jsou tam ulozeny jednotlivy volume, MBR atd po me nastesti nechtel U ext2 je asi dulezite pochopit jak ten inode funguje, jak je to tam ve skupinach bloku, co je to superblok. Prislo mi, ze hlavni duraz je kladeny na to, at se vi, jak jsou tam ulozeny adresare a soubory. Pak prislo par otazek typu, jake jsou omezeni FATky, (velikost souboru, partitiony, ale hlavne se po me chtelo slyset: prava), kde se s tim dnes setkame (flashky, pametove karty) - na ty jsem dosel po vyjmenovani win98, mobilu, zkusil jsem i routery a ind. pocitace a nakonec me uspesne dovedl ke spravne odpovedi U ext2 prislo, proc se to porad jeste pouziva,kdyz je to tak stary FS - jedine co me napadlo byla rychlost - spravne

5.13 Bezpečnost, autentizace, autorizace, přístupová práva

(z přednášek ZOS(Yaghob) a OI1(Beneš))
Definice

- **Ochrana** – s prostředky OS mohou pracovat pouze autorizované procesy
- **Autorizace** – zjištění oprávněnosti požadavku
- **Bezpečnost** – zabraňuje neautorizovaný přístup do systému
- **Přistupové právo** – povolení/zakázání vykonávat nějakou operaci
- **Doména ochrany** – uchovánání autorizací, množina párů (objekt:práva)
  - **ACL (Access Control List)** – ke každému objektu seznam práv pro uživatele/skupiny
  - **C-list (Capability List)** – ke každému uživateli/skupině seznam práv pro objekty
  - **ACM (Access Control Matrix)** – řádky matice odpovídají uživatelům, sloupce objektům. V políčku daném řádkem a sloupcem je záznam o úrovni oprávnění odpovídajícího uživatele k příslušnému objektu. Přístupová matice je zpravidla velmi velká záležitost, zhusta řídká.



	Soubor1	Soubor2	Soubor3
Doména1	RW	R	
Doména2		R	RWX

Obrázek 13: Domény ochrany

Bezpečnost

Bezpečnostní modely obecně

První fází tvorby bezpečného IS je volba vhodného bezpečnostního modelu. Základní požadavky bezpečnosti: utajení, integrita, dostupnost, anonymita. Předpokládejme, že umíme rozhodnout, zda danému subjektu poskytnout přístup k požadovanému objektu. Modely poskytují pouze mechanismus pro rozhodování!

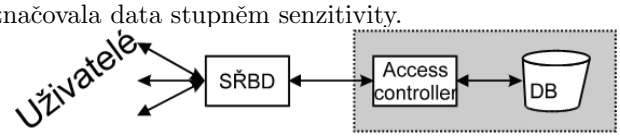
- **Jednoúrovňové modely** jsou vhodné pro případy, kdy stačí jednoduché ano/ne rozhodování, zda danému subjektu poskytnout přístup k požadovanému objektu a není nutné pracovat s klasifikací dat.
- **Víceúrovňové modely** - Může existovat několik stupňů senzitivity a "oprávněnosti". Tyto stupně senzitivity se dají použít k algoritmickému rozhodování o přístupu daného subjektu k cílovému objektu, ale také k řízení zacházení s objekty. Víceúrovňový systém "rozumí"senzitivitě dat a chápe, že s nimi musí zacházet v souladu s požadavky kladenými na daný stupeň senzitivity. Rozhodnutí o přístupu pak nezahrnuje pouze prověření žadatele, ale též klasifikaci prostředí, ze kterého je přístup požadován.

Bezpečnost fyzické přenosové vrstvy

Bezpečnost je do určité míry závislá na použitém přenosovém médiu. útok proti komunikačním linkám může být pasivní (pouze odposlech), nebo ak- tivní (vkládání dalších informací do komunikace).

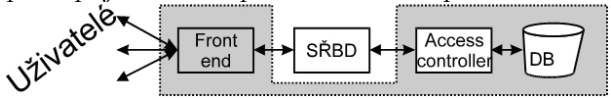
Víceůrovňová bezpečnost v DB[24]

- **partitioning** - Databáze je rozdělena dle stupně citlivosti informací na několik subdatabází, což vede ke zvýšení redundance s následnou ztíženou aktualizací a neřeší problém nutnosti současného přístupu k objektům s různým stupněm utajení.
- **šifrování** - Senzitivní data jsou chráněna šifrováním před náhodným vyzrazením. Zná-li útočník doménu daného atributu, může snadno provést chosen plaintext attack (utocnik muze ukladat plaintexty podle sveho vyberu a prohlizet si ciphertexty). Těžko totiž někoho zbavíme znalosti šifrovacího klíče. řešením je používat jiný klíč pro každý záznam, což je však poměrně náročné. V každém případě nutnost neustálého dešifrování snižuje výkon systému.
- **Integrity lock** - Každá položka v databázi se skládá ze tří částí: $< vlastnidata : klasifikace : checksum >$. Vlastní data jsou uložena v otevřené formě. Klasifikace musí být nepadělatelná, nepřenositelná a skrytá, tak aby útočník nemohl vytvořit, okopírovat ani zjistit klasifikaci daného objektu. Checksum zajišťuje svázání klasifikace s daty a integritu vlastních dat. Model byl navržen jako doplněk (access controller) komerčního SŘBD, který měl zajistit bezpečnost celého systému. šedá oblast na obrázku vyznačuje bezpečnostní perimetr systému. Access controller nevidí na výstup databáze a není schopen zajistit, na výstupu označovala data stupněm senzitivity.



Obrázek 14: Access Controller

- **Spolehlivý front-end (guard)** - Systém je opět zamýšlen jako doplněk komerčních SŘBD, které nemají implementovánu bezpečnost. Uživatel se autentizuje spolehlivému front-endu, který od něho přebírá dotazy, provádí kontrolu autorizace uživatele pro požadovaná data, předává dotazy k vyřízení SŘBD a na závěr provádí testy integrity a klasifikace výsledků před předáním uživateli. SŘBD přistupuje k datům prostřednictvím spolehlivého access controlleru.



Obrázek 15: Spolehlivý front-end

[24] zdroj: vypracované otázky na zkoušku z OI1

- **Commutative Filter** – Jde o proces, který přebírá úlohu rozhraní mezi uživatelem a SŘBD. Filtr přijímá uživatelovy dotazy, provádí jejich přeformulování a upravené dotazy posílá SŘBD k vyřízení. Z výsledků, které SŘBD vrátí, odstraní data, ke kterým uživatel nemá přístupová práva a takto upravené výsledky předává uživateli. Filtr je možno použít k ochraně na úrovni záznamů, atributů a jednotlivých položek. V rámci přeformulování dotazu může např. vkládat další podmínky do dotazu, které zajistí, že výsledek dotazu závisí jen na informacích, ke kterým má uživatel přístup.
- **View** - Pohled je část databáze, obsahující pouze data, ke kterým má daný uživatel přístup. Pohled může obsahovat i záznamy nebo atributy, které se v původní databázi nevyskytují a vznikly nějakou funkcí z informací původní databáze. Pohled je generován dynamicky, promítají se tedy do něho změny původní DB. Uživatel klade dotazy pouze proti svému pohledu - nemůže dojít ke kompromitaci informací, ke kterým nemá přístup. Záznam / atribut původní databáze je součástí pohledu, pokud alespoň jedna položka z tohoto záznamu / atributu je pro uživatele viditelná, ostatní položky v tomto jsou označeny za nedefinované. Uživatel při formulování dotazu může používat pouze omezenou sadu povolených funkcí. Tato metoda je již návrhem směřujícím k vytvoření bezpečného SŘBD.

Autentizace

Identifikace něčím, co uživatel ví, má nebo je.

- **Hesla**
  - slovníkový útok (80–90% hesel je jednoduchých), hrubá síla
  - vynucování délky a složitosti hesla
- **Model otázka/odpověď** (challenge-response) – např. autentizace počítačů. Počítač, který se chce autentizovat obdrží náhodný dotaz, který zpracuje (např. zašifruje tajným klíčem) a odešle výsledek. Výsledek je ověřen a pokud je správný, autentizace je uskutečněna.
- **Fyzický objekt** – smartcards, USB klíče (certifikáty)
- **Biometrika** – otisky prstů, rohovka, hlas

Autentizace v prostředí databáze
Každý, komu je povolen přístup k databázi, musí být pozitivně identifikován. databáze potřebuje přesně vědět, komu odpovídá. Protože však zpravidla běží jako uživatelský proces, nemá spolehlivé spojení s jádrem OS a tedy musí provádět vlastní autentizaci.

Autentizace v síti
Protože síťové prostředí zpravidla není považováno za bezpečné, je třeba využívat autentizační mechanismy odolné vůči odposlechu, resp. aktivním utokům. často bývá žádoucí řešit jednotné přihlášení (single sign on). S procesem integrace autentizačních mechanismů souvisí nutnost zavedení centrální správy uživatelů nebo alespoň synchronizace záznamů o uživatelích.

Autorizace

Existují různé úrovně ochrany objektu:

1. **Žádná ochrana** - Je nutna alespon samovolná casová separace procesů.
2. **Izolace** - Procesy o sobe vůbec neví a systém zajisťuje ukrytí objektů před ostatními procesy.
3. **Sdílení vseho nebo niceho** - Vlastník objektu deklaruje, zda je objekt public nebo private (tedy jen pro neho).
4. **Sdílení s omezenými prístupy** - OS testuje oprávněnost každého prístupu k objektu. U subjektu i objektu existuje záznam, zda má subjekt právo prístupu k objektu.
5. **Sdílení podle způsobilosti** - rozšíření předchozího - Oprávnení dynamicky závisí na aktuálním kontextu.
6. **Limitované pouzití objektů** - Krome oprávnení prístupu specifikujeme, jaké operace smí subjekt s objektem provádet.

TODO: přístupová práva ??? Ochrana informace I.

5.14 Druhy útoků a obrana proti nim

Vnitřní útoky

- **Trojský kůň** – zdánlivě neškodný program obsahuje „zlý“ kód
- **Login spoofing** – falešná „logovací“ obrazovka
- **Logická bomba** – zaměstnanec vpraví kus kódu do systému, který musí být pravidelně informován o tom, že zaměstnanec je stále zaměstnancem
- **Zadní dvířka (trap door, back door)** – kód při nějaké podmínce přeskočí normální kontroly
- **Přetečení vyrovnávací paměti (buffer overflow)**
  - ve velkém množství kódu nejsou dělány kontroly na přetečení polí pevné velikosti
  - při přetečení se typicky přepíše část zásobníku a lze tam umístit adresu kódu i samotný kód, který se vykoná při návratu z funkce

Vnější útoky

- **Virus** – vytvoří se nakažený „žádaný“ soubor
- **Internetový červ (worm)** – samoreplikující se program (červ), využívá nějaké chyby systému
- **Mobilní kód** – applety, agenti...

Útočníci

Útočníkem může být buď náhodný uživatel, vnitřní pracovník, zločinec (zvenčí) nebo špion (vojenský, komerční). Cíle útoků jsou na důvěrnost – zjištění obsahu, nebo celistvost – změna obsahu, případně dostupnost služby – Denial of service. Ke ztrátě dat může dojít i v důsledku chyby hardware, software, lidské chyby nebo Božího zásahu.

Obrana

jsou to spíš banality, ale nic víc po nás nechtějí???

- proti trojanům, backdoorům, logical bomb – omezení přístupových práv, metoda „least privilege“
- proti login-spoofu – „secure attention key“, tj. takové to „Začněte stisknutím Ctrl-Alt-Del“
- proti buffer overflow – jedině patche
- proti virům – antivirus ;-), anti-spyware
- proti červům – firewall, patche (útoky jsou většinou proti známým a opraveným chybám aplikací, proti druhému typu, tzv. „zero-day attack“ je jedinou obranou firewall)
- proti problémům s aplety a skripty – sandboxing (běh v omezeném prostředí bez možnosti přístupu k počítači)
- proti všemu – backupy ;-)

5.15 Kryptografické algoritmy a protokoly

Cíle kryptografie

- důvěrnost dat
- celistvost dat
- autentifikace – od koho jsou data
- nepopiratelnost – když jednou něco potvrdím, nemohu to popřít.

Definice *(Kryptografický systém)*
Kryptografický systém obsahuje:

- prostor zpráv – *plaintext*,
- prostor šifrovaných zpráv – *ciphertext*,
- prostory šifrovacích a dešifrovacích *klíčů*,
- efektivní algoritmus pro *generování klíčů*,
- efektivní algoritmus pro *šifrování*,
- efektivní algoritmus pro *dešifrování*.

Definice *(označení)*
C – šifra, P – otevřený text, K – klíč,
$\mathbf{E}$ – šifrovací algoritmus, $\mathbf{D}$ – dešifrovací algoritmus.

Šifrování: $C = \mathbf{E}(P)$, resp. $C = \mathbf{E}(K, P)$
Dešifrování: $P = \mathbf{D}(C)$, resp. $P = \mathbf{D}(K, C)$

Kerchoffovy principy dobrého krypt. systému

- E a D neobs. tajnou část
- E distribuuje rozumné zprávy rovnoměrně po C
- se správným klíčem jsou E & D efektivní
- bez správného klíče je dešifrování minimáně NP-úplné.

dělení kryptografických systémů

- symetrické krypt. systémy : $k = k'$
- asymetrické : $k \neq k'$ (veřejný a tajný klíč).

Model útočníka podle Doleva a Yao

- může získat jakokoliv zprávu jdoucí po síti, může zahájit komunikaci s jiným uživatelem, může se stát příjemcem zpráv od kohokoliv, může zasílat zprávy komukoliv & vydávat se za jiného uživatele,
- nemůže uhádnout náh. číslo z dost velké množiny, bez klíče nemůže dešifrovat zprávu & nemůže vytvořit platnou šifrovanou zprávu (vzhledem k šifr. alg.).

Kryptografické protokoly

- **Arbitrované protokoly** – rozhodčí dělá skoro všechno.
- **Rozhodované protokoly** – rozhodčí je dobrý jenom při sporu aby rozhodl.
- **Samozabezpečovací protokoly** – není žádná třetí strana.

Anonymní platby

Problém kreditních karet spočívá v sledovatelnosti toku peněz. Hledáme protokol pro tvorbu autentizovaných ale nesledovatelných zpráv.

Časové známky

Nejjednodušší metodou je zasílat kopie zpráv důvěryhodnému arbitrovi, problémy s množstvím uchovávaných dat lze vyřešit použitím hašovacích funkcí.

Používají se spojené (linked) aby odesílatel spolu s arbitrem nemohli podvádět.

1. Odesílatel S zašle arbitrovi A hashkod zprávy H_n.
2. A vrátí odesílateli $T_n = S_K(n, S, H_n, Tm_n; Id_{n-1}, H_{n-1}, T_{n-1}, H(Id_{n-1}, H_{n-1}, T_{n-1}))$ kde n je pořadí zprávy, Tm_n čas podpisu zprávy, $Id_{n-1}\ldots$ jsou informace o předešlé zprávě, kterou arbitr vyřizoval.
3. Po vyřízení následující zprávy arbitr zašle odesílateli identifikaci následujícího odesilatele

Chce-li někdo ověřit časovou známku zprávy, kontaktuje odesilatele Id_{n-1} a Id_{n+1} a pomoci nich ověří platnost T_n

Digitální podpisy

Musí být nefalšovatelné, autentické, neměnitelné, „nerecyklovatelné“.

Symetrické systémy: Nechť odesílatel S zasílá příjemci R zprávu M

1. S zašle arbitrovi A zprávu $\mathbf{E}(M, K_S)$.
2. Arbitr verifikuje odesílatele a příjemci R zašle $\mathbf{E}((M, S, \mathbf{E}(M, K_S)), K_R)$
3. Příjemce uchová M a $\mathbf{E}(M, K_S)$ pro účely případného dokazování přijetí.

Asymetrické systémy: Stačí provést $\mathbf{E}(\mathbf{D}(M, K_S), K_R)$

Důkazy s nulovou znalostí

- dokazovatel nesmí podvádět - pokud důkaz nezná, jeho šance přesvedčit arbitra je mizivá
- ověřovatel nesmí podvádět - o důkazu smí zjistit jenom to, ze ho dokazovatel zná. V žádném případě nesmí být schopen důkaz zrekonstruovat a sám provést.
- ověřovatel se nesmí dozvědět nic, co by nebyl schopen zjistit bez pomoci dokazovatele.

Není-li splněna poslední podmínka mluvíme o *důkazech s minimálním vyzrazením*. Jeden z možných důkazů je založen na problematice Hamiltonovských kružnic v grafu.

1. Nechť A zná Hamiltonovskou kružnici v grafu G.
2. A provede náhodnou permutaci očíslování vrcholů G. Původní graf a vzniklý H jsou izomorfní.
3. Kopie grafu H je zaslána entitě B.
4. Ověřovatel B položí dokazovateli A jednu z následujících otázek
   (a) Dokázat, že G a H jsou izomorfní
   (b) Ukázat Hamiltonovskou kružnici v grafu H
5. Opakováním kroku 1. až 4. lze docílit potřebné jistoty.

Neurčitý obnos (Oblivious transfer)

Protokol umožňuje, aby si adresát vybral z několika nabízených možností aniž by odesílatel předem znal jeho volbu, možné doplnění o následnou vzájemnou kontrolu.

Podepisování kontraktů (Contract signing)
V každém okamžiku musí být obě smluvní strany vázány stejně moc. Nejjednodušším řešením je arbitrovaný protokol, kde obě strany předají centrální autoritě své podepsané kopie a tato třetí strana zajistí výměnu po obdržení obou kopií.

Elektronická potvrzovaná pošta (digital certified mail)
Chceme, aby adresát mohl přečíst naši zprávu až poté, co získáme potvrzení o tom, že ji obdržel (elektronický doporučený dopis).

Bezpečné volby

- volit smí pouze oprávnění voliči,
- každý smí hlasovat nejvýše jednou,
- nikdo nesmí vědět, kdo jak volil,
- nikdo nesmí měnit volbu jiných,
- každý hlas musí být započítán.

Nejjednodušší možnost je použít protokol se dvěmi centrálními autoritami. Používá registrační autoritu RA provádějící registraci voličů a sčítací autoritu SA, která sčítá hlasovací lístky a zveřejňuje výsledky voleb.

1. Všichni voliči zašlou RA žádost o validační číslo.
2. RA zašle každému voliči náhodně zvolené validační číslo L a zároveň si poznamená kdo jaké číslo dostal.
3. RA zašle seznam validačních čísel SA.
4. Kazdy z voličů si náhodně vybere svoje identifikační číslo Id a SA zašle zprávu (L, Id, v) kde v je jeho volba.
5. SA porovná L se seznamem validačních čísel z kroku 3. Odpovídající číslo škrtne a voličovo Id přidá do seznamu asociovaného s voleným kandidátem.
6. Po skončení voleb SA zveřejní výsledky a seznamy identifikačních čísel spojené se jmény kandidátů.

Útoky na protokoly

- *přehrání zpráv* – M odposlouchá všechny zprávy a pak totéž udělá sám
- *muž uprostřed* (man-in-the-middle)
- *paralelní spojení* – několik běhů protokolů prováděných současně pod řízením M
- *odražení* – A zahájí komunikaci, M zachytí zprávu, upraví ji, aby nebyl poznat původní A a pošle ji zpět A
- *prokládání* – Několik běhů protokolu prováděných současně pod řízením M, zprávy z jednoho se použijí u dalšího, atd.
- *chyba typu* – Nedodržení přesného sémantického významu zprávy
- *vypuštění jména* – Pokud v protokolu není poznat, kdo za to může
- *chybné použití šifrovací služby* – Špatný algoritmus použitý na nevhodném místě

Kryptografické algoritmy

Definice *(Substitution-box – S-box)*

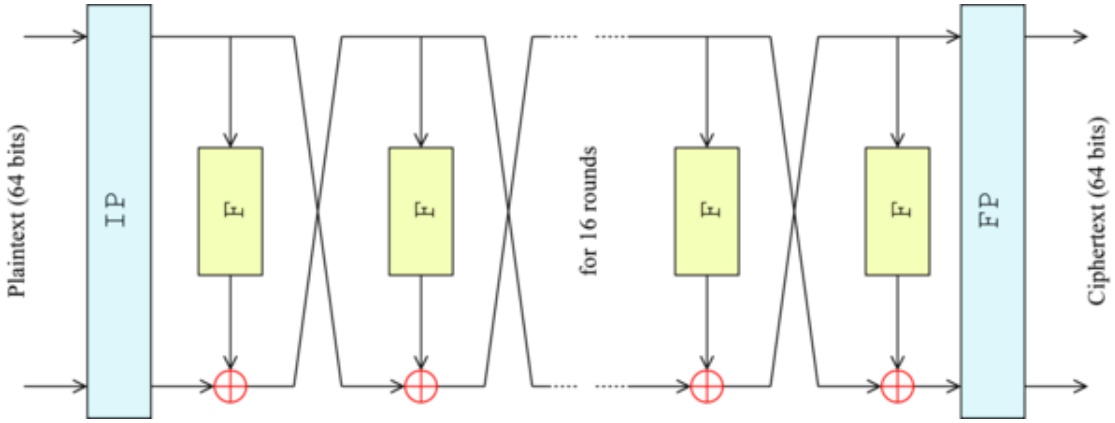
- krabička která z m bitů vstupu dělá n bitů výstupu.
- někdy je použita pevná tabulka. Např. u DES
- někdy je výstup s-boxu závislý na klíči. Např. u Blowfish, Twofish
- v blokových šifrách je to často s-box kdo zamlžuje vztah mezi plaintextem a šifrou.
- dost často na něm závisí jak je šifra napadnutelná $\Rightarrow$ musí se volit dost obezřetně

Symetrické

- vysoká datová propustnost
- klíče na obou koncích musí zůstat utajeny $\Rightarrow$ je třeba často měnit klíče
- potřeba ověřené TTP (Trusted Third Party)

DES
Vyvinula firma IBM na zakázku NBS počátkem 70. let. Původní název DEA, v USA DEA1. Jako standard přijat 23. 11. 1976 Dodnes používán v komerční sféře, pro vojenské účely není certifikován ani pro ochranu neklasifikovaných informací. Patrně nejrozsáhleji používaný šifrovací algoritmus všech dob.

Šifruje 64-bitové bloky otevřeného textu na 64-bitové výstupní bloky, délka klíče 64 bitů.



Obrázek 16: Struktura hlavní sítě algoritmu DES (zdroj: Wikipedie)

Analýza:

- velká slabina je 64-bitový klíč (navíc efektivně pouze 56-bitový). Prolomen za méně než 24 hodin.
- úvodní permutace nemá prakticky žádný vliv
- existence slabých ($\mathbf{E}(K) = \mathbf{D}(K)$) a poloslabých ($\mathbf{E}(K_1)\mathbf{E}(K_2) = Id.$) klíčů
- komplementárnost $C = \mathbf{E}(K, P) \Leftrightarrow \neg C = \neg\mathbf{E}(\neg K, \neg P)$

Blowfish

- nástupce systému DES,
- opět Feistelova šifra, délka bloku je 64 bitů, proměnná délka klíče až 448 bitů
- algoritmus provádí 16 cyklů nad vstupem délky 64-bitů

IDEA

- z roku 1991, vyšel pod názvem IPES.
- IDEA (International Data Encryption Algorithm)
- bloková šifra s délkou bloku 64-bitů a délkou klíče 128-bitu
- algoritmus je patentován
- zajímavé je že pokud bychom algoritmus upravili tak, že bychom všechny řetězce se kterými pracuje zvětšili na dvojnásobek, tak dojde ke ztrátě bezpečnosti.
- algoritmus je považován za bezpečný.

RC5

- z roku 1994 od R. Rivesta
- používá rotace závislé na datech.
- algoritmus umožňuje nastavit spoustu parametrů:
  - délka šifrovacího klíče (0...255 bytů)
  - počet kol šifrovacího procesu (0...255)
  - z hodnot 16, 32, 64, ale i vyšších lze zvolit délku slova, algoritmus zpracovává bloky o délce dvojnásobku slova

Kryptosystém Rijndael

- produkční bloková šifra
- proměnná délka bloku – 16, 24 nebo 32 bajtů
- proměnná délka klíče – 128, 192 nebo 256 bitů

Analýza: Po rozsáhlé analýze nenalezena žádná slabina a tak zvolen jako nový standard AES.

RC4

- proudová šifra od R. Rivesta
- jednoduchý a rychlý algoritmus

Analýza: Zatím není známý žádný způsob útoku ⇒ algoritmus považován za bezpečný.

FISH

- proudová šifra založena na Fibonacciho generátoru pseudonáhodných čísel.
- z fibonacciho generátoru se získá posloupnost a šifrovaní se provádí například XORováním této posloupnosti s P

Asymetrické

- šifry s asymetrickým klíčem – RSA, DSA (ElGammal)
- mnohem pomalejší
- není potřeba TTP
- pouze jeden klíč tajný, nemusí se měnit tak často
- o žádném schématu veřejného klíče nebylo dokázáno, že je bezpečné

RSA

Kryptoschéma je založeno na Eulerově formuli:

$$a^{\varphi(n)} \equiv 1(mod\ n)$$

kde $\varphi(n)$ je počet čísel z intervalu $1..n$ která jsou s n nesoudělná.

Šifrování: Je třeba znát číslo n a malé prvočíslo e. Otevřený text převedeme do posloupnosti modulo n. Každý blok P_j zašifrujeme dle vzorce:

$$C_j \equiv P_j^e\ (mod\ n)$$

Spojením výsledných bloků vznikne zašifrovaný text.

Dešifrování: Je třeba znát číslo n a číslo d. Každý z bloků potom dešifrujeme takto:

$$P_j \equiv C_j^d\ (mod\ n)$$

Pro dešifrovací klíč d musí platit:

$$ed \equiv 1\,(mod\ \varphi(n))$$

Prvočíslo e nesmí dělit $\varphi(n)$. d určíme z předchozího vztahu rozšířeným eukleidovým algoritmem.

Veřejný klíč tvoří pár (n, e), soukromý klíč pár (n, d). Číslo n musí být velmi velké a nesmí mít malé faktory. Pro reálné použití 100 až 200 bitů. Hranice bezpečnosti 1024 bitů modulu n, rozumné 1500 bitů, lépe 2048 bitů.

Není známa žádná metoda vedoucí k rozbití algoritmu RSA.

Merkle-Hellman kryptosystém

- založen na problému batohu
- plaintext je chápán jako posloupnost vah (řešení)
- ciphertext je výsledná hmotnost batohu
- pro superrostoucí posloupnost je problém řešitelný v lineárním čase
- superrostoucí posloupnost je součást soukromého klíče a tak dešifrování pomocí ní je zvládnutelné lineárně, kdežto bez ní je to NP-úplný problém
- systém byl prolomen! Není tedy považován za bezpečný. Útočník je schopen získat superrostoucí posloupnost a pomocí ní může dešifrovat

Elgamal kryptosystém

Založen na obtížnosti výpočtu diskrétního logaritmu nad kruhem.

Potřebujeme společný modul q a číslo g co nejvyššího řádu. Každý účastník si zvolí tajný klíč y_i a vypočítá veřejný klíč $g^{y_i} \bmod q$.

Šifrování: Nechť uživatel A posílá zprávu P uživateli B. Náhodně vybere číslo k a vypočítá:

$$g^k \mod q;\ P \otimes (g^{y_b})^k \mod q$$

obě čísla zašle B.

Dešifrování: Uživatel B vypočítá:

$$(g^k)^{y_b} \mod q$$

a najde inverzní prvek. Z druhého čísla potom snadno získá P.

Systém je považován za bezpečný. Nevýhodou je nutnost generovat náhodné číslo k a zdvojnásobení dat během šifrování.

6 Sítě a internetové technologie

Požadavky

- Architektura ISO/OSI
- Rodina protokolu TCP/IP (ARP, IPv4, IPv6, ICMP, UDP, TCP) - adresace, routing, fragmentace, spolehlivost, flow control, congestion control, NAT
- Rozhraní BSD sockets
- Spolehlivost - spojované a nespojované protokoly, typy, detekce a oprava chyb
- Bezpečnost - IPSec, principy fungování AH, ESP, transport mode, tunnel mode, firewalls
- Internetové a intranetové protokoly a technologie - DNS, SMTP, FTP, HTTP, NFS, HTML, XML, XSLT a jejich použití.

6.1 Architektura ISO/OSI

Úvod

Definice

Síťový model je ucelená představa o tom, jak mají být sítě řešeny (obsahuje: počet vrstev, co má která vrstva na starosti; neobsahuje: konkrétní představu jak která vrstva plní své úkoly - tedy konkrétní protokoly). Příkladem je *referenční model ISO/OSI* (konkrétní protokoly vznikaly samostatně a dodatečně). **Síťová architektura** navíc obsahuje konkrétní protokoly - např. *rodina protokolů TCP/IP*.

Referenčný model ISO/OSI (International Standards Organization / Open Systems Interconnection) bol pokusom vytvoriť univerzálnu sieťovú architektúru - ale skončil ako sieťový model (bez protokolov). Pochádza zo „sveta spojov“ - organizácie ISO, a bol „oficiálnym riešením“, presadzovaným „orgánmi štátu“; dnes už prakticky odpísaný - prehral v súboji s TCP/IP. ISO/OSI bol reakciou na vznik proprietárnych a uzavretých sietí. Pôvodne mal model popisovať chovanie otvorených systémov vo vnútri aj medzi sebou, ale bolo od toho upustené a nakoniec z modelu ostal len sieťový model (popis funkcionality vrstiev) a konkrétne protokoly pre RM ISO/OSI boli vyvíjané samostatne (a dodatočne zaraďované do rámca ISO/OSI).

Model vznikal maximalistickým spôsobom - obsahoval všetko čo by mohlo byť v budúcnosti potrebné. Vďaka rozsiahlosti štandardu sa implementovali len jeho niektoré podmnožiny - ktoré neboli (vždy) kompatibilné. Vznikol GOSIP (Government OSI Profile) určujúci podmnožinu modelu, ktorú malo mať implementované všetko štátne sieťové vybavenie. Naproti tomu všetkému TCP/IP vzniklo naopak - najprv navrhnutím jednoduchého riešenia, potom postupným obohacovaním o nové vlastnosti (tie boli zahrnuté až po preukázaní „životaschopnosti“).

7 vrstev

Kritériá pri návrhu vrstiev boli napr.: rovnomerná vyťaženosť vrstiev, čo najmenšie dátové toky medzi vrstvami, možnosť prevziať už existujúce štandardy (X.25), odlišné funkcie mali patriť do odlišných vrstiev, funkcie na rovnakom stupni abstrakcie mali patriť do rovnakej vrstvy. Niektoré vrstvy z finálneho návrhu sa používajú málo (relačná a prezentačná), niektoré zase príliš (linková - rozpadla sa na 2 podvrstvy LLC+MAC).

aplikační vrstva prezentační vrstva relační vrstva	vrstvy orientované na podporu aplikací
transportní vrstva	přispůsobovací vrstva
síťová vrstva linková vrstva fyzická vrstva	vrstvy orientované na přenos dat

Fyzická vrstva sa zaoberá prenosom bitov (kódovanie, modulácia, synchronizácia...) a ponúka teda služby typu pošli a príjmi bit (pričom neinterpretuje význam týchto dát). Pracuje sa tu s veličinami ako je *šírka pásma*, *modulačná a prenosová rýchlosť*.

Linková vrstva prenáša vždy celé bloky dát (rámce/frames), používa pritom fyzickú vrstvu a prenos vždy funguje len k priamym susedom. Môže pracovať spoľahlivo či nespoľahlivo, prípadne poskytovať QoS/best effort. Ďalej zabezpečuje riadenie toku - zaistenie toho, aby vysielajúci nezahltil príjemcu. Delí sa na dve podvrstvy - MAC (prístup k zdieľanému médiu - rieši konflikty pri viacnásobnom prístupe k médiu) a LLC (ostatné úlohy).

Sieťová vrstva prenáša pakety (packets) - fakticky ich vkladá do linkových rámcov. Zaručuje doručenie paketov až ku konečnému adresátovi (tj. zabezpečuje smerovanie). Môže používať rôzne algoritmy smerovania - ne/adaptívne, izolované, distribuované, centralizované... (v architektúre TCP/IP je to IP vrstva)

Transportná vrstva zabezpečuje komunikáciu medzi koncovými účastníkmi (end-to-end) a môže meniť nespoľahlivý charakter komunikácie na spoľahlivý, menej spoľahlivý na viac spoľahlivý, nespojovaný prenos na spojovaný... Príkladom sú napr. TCP a UDP. Ďalšou úlohou je rozlišovanie jednotlivých entit (na rozdiel od napr. sieťovej vrstvy) v rámci uzlov - procesy, démony, úlohy (rozlišuje sa zväčša nepriamo - napr. v TCP/IP pomocou portov).

Relačná vrstva zaisťuje vedenie relácií - šifrovanie, synchronizáciu, podporu transakcií. Je to najkritizovanejšia vrstva v ISO/OSI modele, v TCP/IP úplne chýba.

Prezentačná vrstva slúži na konverziu dát, aby obe strany interpretovali dáta rovnako (napr. reálne čísla, rôzne kódovanie textov). Ďalej má na starosti konverziu dát do formátu, ktorý je možné preniesť: napr. linearizácia viacrozmerných polí, dátových štruktúr; konverzia viacbajtových položiek na jednotlivé byty (little vs. big endian). *Poznámka*: Zápis čísla 1234H v Big endian je [12:34:–:–] (sun, motorola), v Little endian [–:–:34:12] (intel, amd, ethernet).

Aplikačná vrstva mala pôvodne obsahovať aplikácie - ale tých je veľa a nebolo možné ich štandardizovať. Teraz teda obsahuje len „jadro“ aplikácií - tie, ktoré malo zmysel štandardizovať (email a pod.). Ostatné časti aplikácií (GUI) boli vysunuté nad aplikačnú vrstvu.

Kritika

Model ISO/OSI:

- je príliš zložitý, ťažkopádny a obtiažne implementovateľný
- je príliš maximalistický
- nerešpektuje požiadavky a realitu bežnej praxe
- počítal skôr s rozľahlými sieťami ako s lokálnymi
- niektoré činnosti (funkcie) zbytočne opakuje na každej vrstve
- jednoznačne uprednostňuje spoľahlivé a spojované prenosové služby (ale tie sú spojené s veľkou réžiou ⇒ spoľahlivosť si efektívnejšie zabezpečia koncové uzly)

Možnosť nespoľahlivého/nespojovaného spojenia bolo pridané do štandardu až dodatočne, napriek tomu bol porazený architektúrou TCP/IP. Používajú sa však niektoré prevzaté prokoly - X.400 (elektronická pošta), X.500 (adresárové služby - odľahčením vznikol úspešný protokol LDAP).

6.2 Rodina protokolů TCP/IP (ARP, IPv4, IPv6, ICMP, UDP, TCP) – adresace, routing, fragmentace, spolehlivost, flow control, congestion control, NAT

ISO/OSI	TCP/IP
aplikační vrstva prezentační vrstva relační vrstva	aplikační vrstva
transportní vrstva	transportní vrstva
síťová vrstva	síťová vrstva (též IP vrstva)
linková vrstva fyzická vrstva	vrstva síťového rozhraní

Obvyklé označenie je *TCP/IP protocol suite* (súčasťou je viac ako 100 protokolov). Architektúra vznikla postupne (v akademickom prostredí, neskôr sa rozšírila aj do komerčnej sféry) – najprv vznikli protokoly, potom vrstvy – a od vzniku sa toho zmenilo len málo (zmeny sú aditívne). Je to najpoužívanejšia sieťová technológia (IP over everything, everything over IP). Prístup autorov bol, na rozdiel od ISO/OSI, od jednoduchšieho k zložitejšiemu – najprv sa vytvárajú jednoduché riešenia, ktoré sa postupne obohacujú. Až sa riešenie prakticky overí (2 nezávislé implementácie), vznikne štandard. TCP/IP predpokladá že siete sú typu nespojované, nespoľahlivé a best effort. Všetká inteligencia je sústredená do koncových uzlov, sieť je „hlúpa“ ale rýchla.

TCP/IP bol pôvodne určený pre ARPAnet – nemohol mať teda žiadnu centrálnu časť a musel byť robustný voči chybám (nespoľahlivé/nespojované prenosy). Dôraz sa kládol aj na "internetworking". Nebolo však požadované zabezpečenie, mobilita ani kvalita služieb.

TCP/IP nedefinuje rôzne siete (čo sa hardvérových vlastností týka) a technológie vo vrstve sieťového rozhrania – iba sa snaží nad nimi prevádzkovať protokol IP (okrem SLIP a PPP pre dvojbodové spoje). V sieťovej vrstve je IP protokol, v transportnej jednotné transportné protokoly (TCP a UDP), v aplikačnej potom jednotné základy aplikácií (email, prenos súborov, remote login...).

Adresace, IPv4, IPv6

Data se v IP síti posílají po blocích nazývaných datagramy. Jednotlivé datagramy putují sítí zcela nezávisle, na začátku komunikace není potřeba navazovat spojení či jinak „připravovat cestu“ datům, přestože spolu třeba příslušné stroje nikdy předtím nekomunikovaly.

IP protokol v doručování datagramů poskytuje nespolehlivou službu, označuje se také jako best effort – „nejlepší úsilí“; tj. všechny stroje na trase se datagram snaží podle svých možností poslat blíže k cíli, ale nezaručují prakticky nic. Datagram vůbec nemusí dorazit, může být naopak doručen několikrát a neručí se ani za pořadí doručených paketů. Pokud aplikace potřebuje spolehlivost, je potřeba ji implementovat v jiné vrstvě síťové architektury, typicky protokoly bezprostředně nad IP (viz TCP).

Pokud by síť často ztrácela pakety, měnila jejich pořadí nebo je poškozovala, výkon sítě pozorovaný uživatelem by byl malý. Na druhou stranu příležitostná chyba nemívá pozorovatelný efekt, navíc se obvykle používá vyšší vrstva, která ji automaticky opraví.

V **IPv4** je *adresou* 32bitové číslo, zapisované po jednotlivých bajtech, oddělených tečkami. Takových čísel existuje celkem 2^{32}. Určitá část adres je ovšem rezervována pro vnitřní potřeby protokolu a nemohou být přiděleny. Dále pak praktické důvody vedou k tomu, že adresy je nutno přidělovat hierarchicky, takže celý adresní prostor není možné využít beze zbytku. To vede k

tomu, že v současnosti je již znatelný nedostatek IP adres, který řeší různými způsoby: dynamickým přidělováním (tzn. např. každý uživatel dial-up připojení dostane dočasnou IP adresu ve chvíli, kdy se připojí, ale jakmile se odpojí, je jeho IP adresa přidělena někomu jinému; při příštím připojení pak může tentýž uživatel dostat úplně jinou adresu), překladem adres (NAT) a podobně. Ke správě tohoto přidělování slouží specializované síťové protokoly, jako např. DHCP.

Pôvodný koncept adries počítal so štruktúrou adresy IPv4 v tvare *sieť:počítač*, kde bolo delenie častí pevne dané. Neskôr sa to ale ukázalo ako príliš hrubé delenie a lokálna časť adresy (v rámci jednej podsiete) može mať dnes promenlivú dĺžku. Obecne platí, že medzi adresami v rovnakej podsieti (majú rovnakú sieťovú časť) je možné dopravovať dáta priamo – dotyční účastníci sú prepojení jedným ethernetom alebo inou lokálnou sieťou. V opačnom prípade sa dáta dopravujú *smerovačmi/routermi*. Hranicu v adrese medzi adresou siete a počítača určuje dnes maska podsiete. Jedná sa o 32 bitovú hodnotu, ktorá obsahuje jednotky tam, kde je v adrese určená sieť.

Adresovanie sietí bolo v prvopočiatkoch internetu vyriešené staticky – prvých 8 bitov adresy určovalo sieť, zvyšok jednotlivé počítače (existovať tak mohlo max. 256 sietí). S nástupom lokálnych sietí bolo tento systém potrebné zmeniť – zaviedli sa *triedy IP adries*. Existovalo 5 tried (A(začiatok 0, hodnoty prvého bajtu 0-127, maska 255.0.0.0), B(10, 128-191, 255.255.0.0), C(110, 192-223, 255.255.255.0), D(1110, 224-239, určené na multicast) a E(1111, 240-255, určené ako rezerva)). Postupom času sa ale aj toto rozdelenie ukázalo ako nepružné a bol zavedený CIDR (Classless Inter-Domain Routing) systém v ktorom je možné hranicu medzi adresou siete a lokálnou časťou adresy umiestniť ľubovoľne (označuje sa potom ako kombinácia prefixu a dĺžky vo forme 192.168.0.0/24, kde 24 znamená že adresu tvorí prvých 24 bitov – jiný zápis je pomocí už zmiňované masky podsítě, tj. 192.168.0.0 s maskou 255.255.255.0).

Medzi adresami existujú niektoré tzv. **vyhradené adresy**, ktoré majú špeciálny význam.

- Adresa s (binárnymi) nulami v časti určujúcej počítač (192.168.0.**0** (/24)) znamená „táto sieť“, resp. „táto stanica“.
- Adresa s jednotkami v časti určujúcej počítač (192.168.0.**255** (/24)) znamená broadcast – všesmerové vysielanie.
- Adresy 10.0.0.0 – 10.255.255.255, 172.16.0.0 – 172.31.255.255 a 192.168.0.0 – 192.168.255.255 sa používajú na adresovanie interných sietí – smerovače tieto adresy nesmie smerovať ďalej do internetu.

IPv6 je trvalejším riešením nedostatku adries – zatiaľ sa ale rozširuje veľmi pozvolna. Adresa v IPv6 má dĺžku 128 bitov (oproti 32), čo znamená cca. 6×10^{23} IP adries na $1m^2$ zemského povrchu – umožňuje teda, aby každé zariadenie na zemi malo vlastnú jednoznačnú adresu. Adresa IPv6 sa zapisuje ako osem skupín po štyroch hexadecimálnych číslach (napr. 2001:0718:1c01:0016:0214:22ff:fec9:0ca5) – pričom úvodné nuly v číslach je možné vynechať. Ak po sebe nasleduje niekoľko nulových skupín, je možné použiť len znaky :: – napr. ::1 miesto 0000:0000:.....:0001. Toto je možné použiť len raz v zápise adresy. RFC 4291 zavádza 3 typy adries:

- **inidividuálne / unicast** – identifikujú práve jedno rozhranie
- **skupinové / multicast** – určuje skupinu zariadení, ktorým sa má správa dopraviť
- **výberové / anycast** – určuje tiež skupinu zariadení, dáta sa však doručia len jednému z členov (najbližšiemu)

IPv6 neobsahuje všesměrové (broadcast) adresy. Byly nahrazeny obecnějším modelem skupinových adres a pro potřeby doručení dat všem zařízením připojeným k určité síti slouží speciální skupinové adresy (např. ff02::1 označuje všechny uzly na dané lince).

IPv6 zavádí také koncepci dosahu (scope) adres. Adresa je jednoznačná vždy jen v rámci svého dosahu. Nejčastější dosah je pochopitelně globální, kdy adresa je jednoznačná v celém Internetu. Kromě toho se často používá dosah linkový, definující jednoznačnou adresu v rámci jedné linky (lokální sítě, např. Ethernetu). Propracovanou strukturu dosahů mají skupinové adresy (viz níže).

Adresní prostor je rozdělen následovně:

prefix	význam
::/128	neurčená
::1/128	smyčka (loopback)
ff00::/8	skupinové
fe80::/10	individuální lokální linkové
ostatní	individuální globální

Výběrové adresy nemají rezervovánu svou vlastní část adresního prostoru. Jsou promíchány s individuálními a je otázkou lokální konfigurace, aby uzel poznal, zda se jedná o individuální či výběrovou adresu.

Strukturu globálních individuálních IPv6 adres definuje RFC 3587. Je velmi jednoduchá a de facto odpovídá (až na rozměry jednotlivých částí) výše uvedené struktuře IPv4 adresy.

n bitů	64-n bitů	64 bitů
globální směrovací prefix	adresa podsítě	adresa rozhraní

Globální směrovací prefix je de facto totéž co adresa sítě, následuje adresa podsítě a počítače (přesněji síťového rozhraní). V praxi je adresa podsítě až na výjimky 16bitová a globální prefix 48bitový. Ten je pak přidělován obvyklou hierarchií, jejíž stávající pravidla jsou:

- první dva bajty obsahují hodnotu 2001 (psáno v šestnáctkové soustavě)
- další dva bajty přiděluje regionální registrátor (RIR)
- další dva bajty přiděluje lokální registrátor (LIR)

Reálná struktura globální individuální adresy tedy vypadá následovně:

16 bitů	16 bitů	16 bitů	16 bitů	64 bitů
2001	přiděluje RIR	přiděluje LIR	adresa podsítě	adresa rozhraní

Adresa rozhraní by pak měla obsahovat modifikovaný EUI-64 identifikátor. Ten získáte z MAC adresy jednoduchým postupem: invertuje se druhý bit MAC adresy a doprostřed se vloží dva bajty obsahující hodnotu fffe. Z ethernetové adresy 00:14:22:c9:0c:a5 tak vznikne identifikátor 0214:22ff:fec9:0ca5.

Adresy začínajúce hodnotou ff sú tzv. "skupinové adresy"– štyri nasledujúce bity v nej obsahujú príznaky, ďalšie štyri potom dosah (napr. interface-local, link-local, admin-local, site-local, organization-local, global...)

IPv6 ďalej podporuje QoS a bezpečnosť (IPsec).

Routing

Pojmem **směrování** (routing, routování) je označováno hledání cest v počítačových sítích. Jeho úkolem je dopravit datový paket určenému adresátovi, pokud možno co nejefektivnější cestou. Síťová infrastruktura mezi odesílatelem a adresátem paketu může být velmi složitá. Směrování se proto zpravidla nezabývá celou cestou paketu, ale řeší vždy jen jeden krok – komu data předat jako dalšímu (tzv. „distribuované směrování“). Ten pak rozhoduje, co s paketem udělat dál.

V prípade, že je cieľová stanica packetu v rovnakej sieti ako je odosielateľ, o doručenie sa postará linková vrstva. V opačnom prípade musí odosielateľ určiť najvhodnejší odchodzí smer a poslať datagram smerovaču vo zvolenom smere.

Základní datovou strukturou pro směrování je směrovací tabulka (routing table). Představuje vlastně onu sadu ukazatelů, podle kterých se rozhoduje, co udělat s kterým paketem. Směrovací tabulka je složena ze záznamů obsahujících:

- cílovou adresu, které se dotyčný záznam týká. Může se jednat o adresu individuálního počítače, častěji však je cíl definován prefixem, tedy začátkem adresy. Prefix mívá podobu 147.230.0.0/16. Hodnota před lomítkem je adresa cíle, hodnota za lomítkem pak určuje počet významných bitů adresy. Uvedenému prefixu tedy vyhovuje každá adresa, která má v počátečních 16 bitech (čili prvních dvou bajtech) hodnotu 147.230.
- akci určující, co provést s datagramy, jejichž adresa vyhovuje prefixu. Akce mohou být dvou typů: doručit přímo adresátovi (pokud je dotyčný stroj s adresátem přímo spojen) nebo předat některému ze sousedů (jestliže je adresát vzdálen).

Směrovací rozhodnutí pak probíhá samostatně pro každý procházející datagram. Vezme se jeho cílová adresa a porovná se směrovací tabulkou následovně:

- Z tabulky se vyberou všechny vyhovující záznamy (jejichž prefix vyhovuje cílové adrese datagramu).
- Z vybraných záznamů se použije ten s nejdelším prefixem. Toto pravidlo vyjadřuje přirozený princip, že konkrétnější záznamy (jejichž prefix je delší, tedy přesnější; specielním případem je *host-specific route*) mají přednost před obecnějšími (co může být např. i *default route*; ps: *agregace*).

Zajímavou otázkou je, jak vznikne a jak je udržována směrovací tabulka. Tento proces mají obecně na starosti směrovací algoritmy. Když jsou pak pro určitý algoritmus definována přesná pravidla komunikace a formáty zpráv nesoucích směrovací informace, vznikne směrovací protokol (routing protocol). Směrovací algoritmy můžeme rozdělit do dvou základních skupin: na statické a dynamické. Často se také mluví o statickém a dynamickém směrování, které je důsledkem činnosti příslušných protokolů.

Při **statickém (též neadaptivním) směrování** se směrovací tabulka nijak nemění. Je dána konfigurací počítače a případné změny je třeba v ní provést ručně. Tato varianta vypadá jako nepříliš atraktivní, ve skutečnosti ale drtivá většina zařízení v Internetu směruje staticky.

Dynamické (adaptivní) směrování průběžně reaguje na změny v síťové topologii a přizpůsobuje jim směrovací tabulky. Na vytváranie tabuliek existuje niekoľko algoritmov – routovacích protokolov (vector-distance/link-state) – RIP, BGP, OSPF.

Distribuované směrování

V distribuovaném směrování může výpočet cesty (směru předání paketu) provádět buď každý uzel nezávisle, nebo mohou uzly kooperovat (distribuovaný výpočet). Rozlišuje se také četnost aktualizace informací. Dva základní algoritmy distribuovaného směrování jsou:

- *vector distance* – každý uzel si udržuje tabulku vzdáleností, přímí sousedé si vyměňují informace o cestách ke všem uzlům, tj. jde o distribuovaný výpočet, přenáší se dost informací. Trpí problémem „count-to-infinity“ – tj. když 1 uzel přestane existovat, postupně si jeho sousedé mezi sebou přehazují vzdálenost, postupně o 1 zvětšovanou (do nekonečna). Řeší se pomocí technik „split horizon“ (neinzeruj vzdálenost zpět) a „poisoned reverse“ (inzeruj zpět nekonečno), někde ale přesto selhává.
- *link state* – každý uzel hledá změny svých sousedů a pokud k nějaké dojde, pošle floodem informaci do celé sítě. Výpočet vzdáleností dělá každý uzel sám.

Tyto algoritmy se používají u některých známých směrovacích protokolů:

- *RIP* (Routing Information Protocol) – protokol z BSD Unixu, typu vector distance. Počítá s max. 16 přeskoky, změny se updatují 2x za minutu. Informace ve směrovací tabulce může zahrnovat max. 25 sítí, používá split horizon & poisoned reverse. Hodí se ale jen pro malé sítě.
- *OSPF* (Open Shortest Path First) – jde o protokol typu link state, uzly si počítají vzdálenosti do všech sítí Dijkstrovým algoritmem. Pro zjišťování změn se posílají pakety "HELLO"a "ECHO". Má lepší škálovatelnost, hodí se pro větší sítě.

Hierarchické směrování, autonomní systémy

Hierarchické směrování znamená rozdělení sítě do oblastí (*areas*) a směrování mezi nimi jen přes vstupní body. Je vhodné pro velké, složitě propojené nebo různým způsobem spravované sítě. Nad oblastmi se vytvoří propojení – *backbone area* (páteřní systém), přes které se směrování mezi oblastmi provádí. Celému tomuto (areas + backbone area) se říká *autonomní systém*. Detailní směrovací informace neopouštějí jednotlivé oblasti.

Pro směrování v rámci jedné oblasti i mezi oblastmi v rámci jednoho autonomního systému slouží jeden z tzv. *interior gateway protocol*s, může být použit např. OSPF nebo RIP, případně další jako IGRP (interior gateway routing protocol, typu vector distance) nebo EIGRP (enhaced IGRP, hybrid mezi vector distance a link state). Mezi jednotlivými autonomními systémy (přes AS boundary routers) se směruje pomocí *exterior gateway protocolu*, jedním z nich je např. *Border Gateway Protocol* (BGP).

Díky existenci autonomních systémů jde např. při peeringu stanovit, který provoz půjde přes peering a který výše po upstreamu do páteřních sítí.

Fragmentace

Maximum transmission unit (MTU) je maximální velikost paketu, který je možné přenést z jednoho síťového zařízení na druhé. Obvyklá hodnota MTU v případě Ethernetu je cca 1500 bajtů, nicméně mezi některými místy počítačové sítě (spojených například modemem nebo sériovou linkou) může být maximální délka přeneseného paketu nižší. Hodnotu MTU lze zjistit prostřednictvím protokolu ICMP. Při posílání paketů přes několik síťových zařízení je samozřejmě důležité nalézt nejmenší MTU na dané cestě. Hodnota MTU je omezena zdola na 576 bajtů.

U přenosového protokolu TCP je při směrování paketu do přenosového kanálu s nižším MTU než je délka paketu, provedena **fragmentace paketu**. U protokolu UDP není fragmentace paketu podporována a paket je v takovém případě zahozen.

Pokud dorazí na směrovač paket o velikosti větší, než kterou je přenosová trasa schopna přenést (např. při přechodu z Token Ringu používajícího 4 kByte pakety na Ethernet používajícího maximálně 1,5 kByte pakety), musí směrovač zajistit tzv. fragmentaci, neboli rozebrání paketu na menší části a cílový uzel musí zajistit opětovné složení, neboli defragmentaci.

Fragmenty procházejí přes síť jako samostatné datagramy. Aby byl koncový uzel schopen fragmenty složit do originálního datagramu, musí být fragmenty příslušně označeny. Toto označování se provádí v příslušných polích IP hlavičky.

Pokud nesmí být datagram fragmentován, je označen v příslušném místě IP hlavičky příznakem „Don't Fragment". Jestliže takto označený paket dorazí na směrovač, který by jej měl poslat prostředím s nižším MTU a tudíž je nutnost provést fragmentaci, provede směrovač jeho zrušení a informuje odesílatele chybovou zprávou ICMP.

Aby byl cílový uzel schopen složit originální datagram, musí mít dostatečný buffer do něhož jsou jednotlivé fragmenty ukládány na příslušnou pozici danou offsetem. Složení je dokončeno v okamžiku, kdy je vyplněn celý datagram začínající fragmentem s nulovým offsetem (identification a fragmentation offset v hlavičce) a končící segmentem s příznakem „More Data Flag" (resp. More Fragments) nastaveným na False.

V IPv4 je možné fragmentované pakety ďalej deliť; naproti tomu v IPv6 musí fragmentáciu zabezpečiť odosielateľ – nevyhovujúce pakety sa zahadzujú.

Spolehlivost, Flow control, Congestion control

Keďže TCP/IP funguje nad obecne nespojovanými a nespoľahlivými médiami, **spoľahlivosť** ktorú TCP poskytuje nie je „skutočná", ale len „softvérovo emulovaná" – medziľahlé uzly o spojení nič nevedia, fungujú nespojovane (pre komunikáciu sa používa sieťová vrstva, transportná „existuje" iba medzi koncovými uzlami). Je teda nutné ošetriť napr. nespoľahlivosť infraštruktúry (strácanie dát, duplicity – pričom stratiť sa môže aj žiadosť o vytvorenie pripojenia, potvrdenie...) a reboot uzlov (uzol stratí históriu, je potrebné ošetriť existujúce spojenia...).

Používa sa celá rada techník, kde základom je kontinuálne potvrdzovanie: príjemca posiela kladné potvrdenia; odosielateľ po každom odoslaní spúšťa časovač a ak mu do vypršania nepríde potvrdenie, posiela dáta znovu. Potvrdzovanie nie je samostatné ale vkladá sa do paketov cestujúcich opačným smerom – *piggybacking*.

TCP priebežne kontroluje „dobu obrátky" a vyhodnocuje vážený priemer a rozptyl dôb obrátky. Čakaciu dobu (na potvrdenie) potom vypočítava ako funkciu tohto váženého priemeru a rozptylu. Výsledný efekt je potom ten, že čakacia doba je tesne nad strednou dobou obrátky. V prípade konštantnej doby obrátky sa čakacia doba približuje strednej dobe obrátky; ak kolíše, čakacia doba sa zväčšuje.

Dáta v TCP sa príjímajú/posielajú po jednotlivých byteoch – interne sa však bufferujú a posielajú až po naplnení buffera (pričom aplikácia si môže vyžiadať okamžité odoslanie – operácia PUSH). TCP si potrebuje označovať jednotlivé byty v rámci prúdu (keďže nepracuje s blokmi) – napr. kvôli potvrdzovaniu; používa sa na to 32-bitová pozícia v bytovom prúde (začína sa od náhodne zvoleného čísla).

TCP sa snaží **riadiť tok dát** – aby odosielateľ nezahlcoval príjemcu a kvôli tomu nedochádzalo k stráte dát. Podstata riešenia je tzv. *metóda okienka*. Okienko udáva veľkosť voľných bufferov na strane prijímajúceho a odosielateľ môže posielať dáta až do „zaplnenia" okienka. Príjemca spolu s každým potvrdením posiela aj svoju ponuku – údaj o veľkosti okienka (window advertisment)., ktorý hovorí koľko ešte dát je schopný prijať (naviac k práve potvrdeným). Znovu – používa sa metóda kontinuálneho potvrďovania.

Väčšina strát prenášaných dát ide skôr na vrub zahlteniu ako chybám HW a transportné protokoly môžu nevhodným chovaním zhoršovať dôsledky. TCP každú stratu dát chápe ako dôsledok zahltenia – nasadzuje **opatrenia proti zahlteniu** (congestion control). Po stráte paketu ho pošle znovu ale neposiela ďalšie a čaká na potvrdenie (tj. prechod z kontinuálneho potvrdzovania na jednotlivé ⇒ vysiela menej dát ako mu umožňuje okienko). Ak príde potvrdenie včas, zdvojnásobí množstvo odosielaných dát – a tak pokračuje kým nenarazí na aktuálnu veľkosti okienka (postupne sa tak vracia na kontinuálne potvrdzovanie).

Dôležitou vlastnosťou je aj korektné chovanie pri naväzovaní a rušení spojenia (v prostredí, kde môže dôjsť k spomaleniu, strate, duplicite...) – používa sa tzv. 3-fázový handshake. Vytvorenie spojenia prebieha nasledovne:

1. Klient pošle serveru SYN paket (v pakete je nastavený príznak SYN) spolu s náhodným *sequence number* (X).
2. Server tento paket prijme, zaznamená si sequence number (X) a pošle späť paket SYN-ACK. Tento paket obsahuje pole Acknowledgement, ktoré označuje ďalšie číslo (sequence number), ktoré tento host očakáva (X+1). Tento host rovno vytvorí spätnú session s vlastným sekvenčným číslom (Y).
3. Klient odpovie so sekvenčným číslom (X+1) a jednoduchým Acknowledgement číslom (Y+1) – čo je sekvenčné číslo servera+1.

Pak už spojení považováno za navázané. Rušenie spojenia funguje podobne, posílají se pakety FIN (finish), FIN+ACK a ACK. Pokud více než nějaký určitý počet pokusů o odeslání (po spočítaných time-outech) jednoho z 3-way handshake paketů selže (druhá strana neodešle to, co mělo následovat), spojení se považuje za přerušené (i u navazování, i u rušení).

NAT

TODO: přeložit ty copy & paste z Wiki

Network address translation (zkráceně NAT, česky překlad síťových adres) je funkce síťového routeru pro změnu IP adres packetů procházejících zařízením, kdy se zdrojová nebo cílová IP adresa převádí mezi různými rozsahy. Nejběžnější formou je tzv. maškaráda (maskování), kdy router IP adresy z nějakého rozsahu mění na svoji IP adresu a naopak – tím umožňuje, aby počítače ve vnitřní síti (LAN) vystupovaly v Internetu pod jedinou IP adresou. Router si drží po celou dobu spojení v paměti tabulku překladu adres.

Překlad síťových adres je funkce, která umožňuje překládání adres. Což znamená, že adresy z lokální sítě přeloží na jedinečnou adresu, která slouží pro vstup do jiné sítě (např. Internetu), adresu překládanou si uloží do tabulky pod náhodným portem, při odpovědi si v tabulce vyhledá port a pošle pakety na IP adresu přiřazenou k danému portu. NAT je vlastně jednoduchým proxy serverem (na sieťovej vrstve).

Komunikace

Klient odešle požadavek na komunikace, směrovač se podívá do tabulky a zjistí, zdali se jedná o adresu lokální, nebo adresu venkovní. V případě venkovní adresy si do tabulky uloží číslo náhodného portu, pod kterým bude vysílat a k němu si přiřadí IP adresu. Během přeposílání „ven“ a změny adresy v paketu musí NAT také přepočítat CRC checksum TCP i IP (aby pakety nebyly zahazovány kvůli špatnému CRC, protože změněná adresa je jejich součástí).

Výhodami NAT sú umožnenie pripojenie viacerých počítačov do internetu cez jednu zdieľanú verejnú IP adresu, a zvýšenie bezpečnosti počítačov za NATom (aj keď je to security through obscurity a nie je dobré postaviť bezpečnosť iba na NATe). Nevýhodami potom sú nefungujúce protokoly (napr. aktívne FTP) – čo je zrejmé z fungovania NATu.

NAT Traversal

NAT traversal refers to an algorithm for the common problem in TCP/IP networking of establishing connections between hosts in private TCP/IP networks that use NAT devices.

This problem is typically faced by developers of client-to-client networking applications, especially in peer-to-peer and VoIP activities. NAT-T is commonly used by IPsec VPN clients in order to have ESP packets go through NAT.

Many techniques exist, but no technique works in every situation since NAT behavior is not standardized. Many techniques require a public server on a well-known globally-reachable IP address. Some methods use the server only when establishing the connection (such as STUN), while others are based on relaying all the data through it (such as TURN), which adds bandwidth costs and increases latency, detrimental to conversational VoIP applications.

Druhy uspořádání NATu

- *Static NAT*: A type of NAT in which a private IP address is mapped to a public IP address, where the public address is always the same IP address (i.e., it has a static address). This allows an internal host, such as a Web server, to have an unregistered (private) IP address and still be reachable over the Internet.
- *Dynamic NAT*— A type of NAT in which a private IP address is mapped to a public IP address drawing from a pool of registered (public) IP addresses. Typically, the NAT router in a network will keep a table of registered IP addresses, and when a private IP address requests access to the Internet, the router chooses an IP address from the table that is not at the time being used by another private IP address. Dynamic NAT helps to secure a network as it masks the internal configuration of a private network and makes it difficult for someone outside the network to monitor individual usage patterns. Another advantage of dynamic NAT is that it allows a private network to use private IP addresses that are invalid on the Internet but useful as internal addresses.
- *PAT* — PAT (NAT overloading) je další variantou NATu. U této varianty NATu se více inside local adres mapuje na jednu inside global adresu na různých portech. Tedy máme jednu veřejnou adresu a vnitřní síť oadresovanou inside local adresami. Překladová tabulka je rozšířena o dvě položky: inside local port – port, ze kterého byl paket odeslán a inside global port – číslo portu, na který je paket odeslaný ze zdrojového portu počítače mapován. Výhodou je, že se tak připojuje více počítačů přes jednu IP adresu.

ARP

Address Resolution Protocol (ARP) se v počítačových sítích s IP protokolem používá k získání ethernetové (MAC) adresy sousedního stroje z jeho IP adresy. Používá se v situaci, kdy je třeba odeslat IP datagram na adresu ležící ve stejné podsíti jako odesílatel. Data se tedy mají poslat přímo adresátovi, u něhož však odesílatel zná pouze IP adresu. Pro odeslání prostřednictvím např. Ethernetu ale potřebuje znát cílovou ethernetovou adresu.

Proto vysílající odešle ARP dotaz (ARP request) obsahující hledanou IP adresu a údaje o sobě (vlastní IP adresu a MAC adresu). Tento dotaz se posílá linkovým broadcastem – na MAC adresu identifikující všechny účastníky dané lokální sítě (v případě Ethernetu na ff:ff:ff:ff:ff:ff). ARP dotaz nepřekročí hranice dané podsítě, ale všechna k ní připojená zařízení dotaz obdrží a jako optimalizační krok si zapíší údaje o jeho odesílateli (IP adresu a odpovídající MAC adresu) do své ARP cache. Vlastník hledané IP adresy pak odešle tazateli ARP odpověď (ARP reply) obsahující vlastní IP adresu a MAC adresu. Tu si tazatel zapíše do ARP cache a může odeslat datagram.

Informace o MAC adresách odpovídajících jednotlivým IP adresám se ukládají do ARP cache, kde jsou uloženy do vypršení své platnosti. Není tedy třeba hledat MAC adresu před odesláním každého datagramu – jednou získaná informace se využívá opakovaně. V řadě operačních systémů (Linux, Windows XP) lze obsah ARP cache zobrazit a ovlivňovat příkazem arp.

Alternativou pro počítač bez ARP protokolu je používat tabulku přiřazení MAC adres IP adresám definovanou jiným způsobem, například pevně konfigurovanou. Tento přístup se používá především v prostředí se zvýšenými nároky na bezpečnost, protože v ARP se dá podvádět – místo skutečného vlastníka hledané IP adresy může odpovědět někdo jiný a stáhnout tak k sobě jeho data.

ARP je definováno v RFC 826. Používá se pouze pro IPv4. Novější verze IP protokolu (IPv6) používá podobný mechanismus nazvaný Neighbor Discovery Protocol (NDP, „objevování sousedů“).

Ačkoliv se ARP v praxi používá téměř výhradně pro překlad IP adres na MAC adresy, nebyl původně vytvořen pouze pro IP sítě. ARP se může použít pro překlad MAC adres mnoha různých protokolů na síťové vrstvě. ARP byl také uzpůsoben tak, aby vyhodnocoval jiné typy adres fyzické vrstvy: například ATMARP se používá k vyhodnocení ATM NSAP adres v protokolu Classical IP over ATM.

ICMP

ICMP protokol (anglicky Internet Control Message Protocol) je jeden z jádrových protokolů ze sady protokolů internetu. Používají ho operační systémy počítačů v síti pro odesílání chybových zpráv – například pro oznámení, že požadovaná služba není dostupná nebo že potřebný počítač nebo router není dosažitelný.

ICMP se svým účelem liší od TCP a UDP protokolů tím, že se obvykle nepoužívá síťovými aplikacemi přímo. Jedinou výjimkou je nástroj ping, který posílá ICMP zprávy „Echo Request“ (a očekává příjem zprávy „Echo Response“) aby určil, zda je cílový počítač dosažitelný a jak dlouho paketům trvá, než se dostanou k cíli a zpět.

ICMP protokol je součást sady protokolů internetu definovaná v RFC 792. ICMP zprávy se typicky generují při chybách v IP datagramech (specifikováno v RFC 1122) nebo pro diagnostické nebo routovací účely. Verze ICMP pro IPv4 je známá jako ICMPv4. IPv6 používá obdobný protokol: ICMPv6.

ICMP zprávy se konstruují nad IP vrstvou; obvykle z IP datagramu, který ICMP reakci vyvolal. IP vrstva patřičnou ICMP zprávu zapouzdří novou IP hlavičkou (aby se ICMP zpráva dostala zpět k původnímu odesílateli) a obvyklým způsobem vzniklý datagram odešle. Například každý stroj (jako třeba mezilehlé routery), který forwarduje IP datagram, musí v IP hlavičce dekrementovat políčko TTL („time to live“, „zbývající doba života“) o jedničku. Jestliže TTL klesne na 0 (a datagram není určen stroji provádějícímu dekrementaci), router přijatý paket zahodí a původnímu odesílateli datagramu pošle ICMP zprávu „Time to live exceeded in transit“ („během přenosu vypršela doba života“).

Každá ICMP zpráva je zapouzdřená přímo v jediném IP datagramu, a tak (jako u UDP) ICMP nezaručuje doručení. Ačkoli ICMP zprávy jsou obsažené ve standardních IP datagramech, ICMP zprávy se zpracovávají odlišně od normálního zpracování prokolů nad IP. V mnoha případech je nutné prozkoumat obsah ICMP zprávy a doručit patřičnou chybovou zprávu aplikaci, která vyslala původní IP paket, který způsobil odeslání ICMP zprávy k původci.

Mnoho běžně používaných síťových diagnostických utilit je založeno na ICMP zprávách. Příkaz traceroute je implementován odesíláním UDP datagramů se speciálně nastavenou životností v TTL políčku IP hlavičky a očekáváním ICMP odezvy „Time to live exceeded in transit“ nebo „Destination unreachable“. Příbuzná utilita ping je implementována použitím ICMP zpráv „Echo“ a „Echo reply“.

Nejpoužívanější ICMP datagramy:

- *Echo*: požadavek na odpověď, každý prvek v síti pracující na IP vrstvě by na tuto výzvu měl reagovat. Často to z různých důvodů není dodržováno.
- *Echo Reply*: odpověď na požadavek
- *Destination Unreachable*: informace o nedostupnosti cíle, obsahuje další upřesňující informaci
  - Net Unreachable: nedostupná cílová síť, reakce směrovače na požadavek komunikovat se sítí, do které nezná cestu
  - Host Unreachable: nedostupný cílový stroj
  - Protocol Unreachable: informace o nemožnosti použít vybraný protokol
  - Port Unreachable: informace o nemožnosti připojit se na vybraný port
- *Redirect*: přesměrování, používá se především pokud ze sítě vede k cíli lepší cesta než přes defaultní bránu. Stanice většinou nepoužívají směrovací protokoly a proto jsou informovány touto cestou. Funguje tak, že stanice pošle datagram své, většinou defaultní, bráně, ta jej přepošle správným směrem a zároveň informuje stanici o lepší cestě.
  - Redirect Datagram for the Network: informuje o přesměrování datagramů do celé sítě

  - Redirect Datagram for the Host: informuje o přesměrování datagramů pro jediný stroj
- *Time Exceeded*: vypršel časový limit
  - Time to Live exceeded in Transit: během přenosu došlo ke snížení TTL na 0 aniž byl datagram doručen
  - Fragment Reassembly Time Exceeded: nepodařilo se sestavit jednotlivé fragmenty v časovém limitu(např pokud dojde ke ztrátě části datagramů)

Ostatní datagramy jsou používány spíše vzácně, někdy je používání ICMP znemožněno zcela špatným nastavením firewallu.

UDP, TCP

UDP – nespoľahlivý nespojovaný prenos datagramov... pridáva len porty
TCP – porty+spoľahlivý spojovaný prenos streamov...
...ďalšie info viď kapitolu o BSD Sockets :-)

6.3 Rozhraní BSD Sockets

Úvod

Berkeley (BSD) sockets je rozhranie (API) na vyvíjanie aplikácií ktoré používajú medziprocesovú komunikáciu (napr. v rámci siete). De facto je to štandardná abstrakcia pre sieťové sockety. Primárnym jazykom tohto API je C, pre väčšinu ostatných však existujú podobné rozhrania.

BSD sockets je API umožňujúce komunikáciu medzi dvomi hostmi alebo procesmi na jednom počítači, používajúc koncepciu internetových socketov. Toto rozhranie je implicitné pre TCP/IP a je teda jednou zo základných technológií internetu. Programátori môžu využívať rozhrania socketov na troch úrovniach, najzákladnejšou z nich sú RAW sockety (aj keď túto úroveň sa využijú zväčša len na počítačoch implementujúcich technológie týkajúce sa už priamo internetu).

Hlavičkové súbory

Berkeley sockets používajú viaceré hlavičkové súbory, okrem iného:

- **sys/socket.h** Core BSD socket functions and data structures.
- **netinet/in.h** AF_INET and AF_INET6 address families. Widely used on the Internet, these include IP addresses and TCP and UDP port numbers.
- **sys/un.h** AF_UNIX address family. Used for local communication between programs running on the same computer. Not used on networks.
- **arpa/inet.h** Functions for manipulating numeric IP addresses.
- **netdb.h** Functions for translating protocol names and host names into numeric addresses. Searches local data as well as DNS.

TCP

TCP poskytuje koncept spojenia. Proces vytvorí TCP socket pomocou volania socket() s parametrom PF_INET(6) a SOCK_STREAM.
Server
Vytvorenie jednoduchého TCP servera vyžaduje nasledujúce kroky:

- Vytvorenie TCP socketu (pomocou volania *socket()*)
- Pripojenie socketu na port, kde bude načúvať (*bind()*; parametrami je sockaddr_in štruktúra, v ktorej sa nastavuje sin_family (AF_INET-IPv4,
  AF_INET6-IPv6) a sin_port)
- Pripravenie socketu na načúvanie na porte (*listen()*).
- Akceptovanie príchodzích pripojení pomocou *accept()*. Táto funkcia blokuje volajúceho do príchodu pripojenia a vracia identifikátor príchodzieho spojenia, ktorý sa môže ďalej použiť. accept() je hneď možné volať na pôvodný identifikátor socketu na čakanie na ďalšie spojenia.
- Komunikácia s klientom pomocou *send()*, *recv()* alebo *read()* a *write()*
- Keď už socket nie je potrebný, je možné ho zavrieť pomocou *close()*.

Klient
Vytvorenie TCP klienta vyžaduje nasledujúce kroky:

- Vytvorenie TCP socketu (pomocou volania *socket()*)
- Pripojenie k serveru pomocou *connect()*) (znovu sa používa štruktúra sockaddr_in, vypĺňa sa sin_family, sin_port (ako pri serveri) + sin_addr (adresa servera))
- Komunikácia so serverom pomocou *send()*, *recv()* alebo *read()* a *write()*
- Keď už socket nie je potrebný, je možné ho zavrieť pomocou *close()*.

UDP

UDP je protokol bez spojenia (conectionless) a bez garancie doručenia správ. UDP balíky môžu (okrem správneho počtu/poradia) doraziť mimo poradia, môžu byť duplikované alebo nedoraziť ani raz. Vďaka minimálnym garanciám má UDP oproti TCP oveľa menšiu réžiu. Keďže tento protokol nevytvára spojenia, dáta sa prenášajú v datagramoch.

Adresovací priestor UDP (porty UDP) je úplne nezávislý na priestore portov TCP.

Server

Keďže sa nevytvárajú spojenia, po vytvorení socketu (ako pri TCP pomocou socket()+bind()) už aplikácia (server) rovno čaká príchodzie datagramy pomocou funkcie *recvfrom()*. Na konci sa socket zatvára pomocou close().

Klient

U klienta je tiež oproti spojovanej verzii zjednodušenie - stačí vyrobiť socket (pomocou socket()) a potom už iba posielať datagramy pomocou *sendto()*. Na konci sa socket zatvára pomocou close().

Najdôležitejšie funkcie

- **int socket(int domain, int type, int protocol)**
  - *domain* (PF_INET — PF_INET6)
  - *type* (SOCK_STREAM, SOCK_DGRAM,
    SOCK_SEQPACKET (spoľahlivé zoradené balíky),
    SOCK_RAW (raw protokoly nad sieťovou vrstvou))
  - *protocol* (väčšinou IPPROTO_IP, ďalšie sú v netinet/in.h)
- **struct hostent *gethostbyname(const char *name)**
  struct hostent *gethostbyaddr(const void *addr, int len, int type)
  - Vracia pointer na hostent štruktúru, ktorá popisuje internetového hosta zadaného pomocou mena alebo adresy (obsahuje buď informácie od name servera, alebo z lokálneho /etc/hosts súboru)...
- **int connect(int sockfd, const struct sockaddr *serv_addr, socklen_t addrlen)**
- **int bind(int sockfd, struct sockaddr *my_addr, socklen_t addrlen)**
- **int listen(int sockfd, int backlog)**
  - *backlog* určuje maximálne koľko pripojení môže vo fronte čakať na akceptovanie...
- **int accept(int sockfd, struct sockaddr *cliaddr, socklen_t *addrlen)**
  do *cliaddr* sa vyplnia informácie o klientovi...

Blokujúce a neblokujúce volania

BSD sockety môžu fungovať v dvoch módoch - blokujúcich a neblokujúcich. V blokujúcom móde funkcie nevrátia riadenie programu, kým nie sú spracované všetky dáta - čo môže spôsobiť rôzne problémy (program „zamrzne“, keď socket načúva; alebo keď socket čaká na dáta, ktoré neprichádzajú). Typicky sa nastavuje neblokujúci mód pomocou *fcntl()* alebo *ioctl()*

6.4 Spolehlivost - spojované a nespojované protokoly, typy, detekce a oprava chyb

Spolehlivost

Spolehlivost:

- může být zajištěna na kterékoliv vrstvě (kromě fyzické)
- TCP/IP řeší na transportní (TCP), ISO/OSI očekává spolehlivost na všech (počínaje linkovou)
- větši režie, zpoždění při chybách

Nespolehlivá komunikace:

- menší režie, lepší odezva
- výhodné pro audio/video přenosy, kde lze tolerovat ztráty

Spojované a nespojované protokoly

Spojovaná komunikace: stavová, virtuální okruhy, navazování a ukončení spojení. Viz TCP.

Nespojovaná komunikace: zasílání zpráv, datagramy (UDP), nestavová, bez navazování a ukončování. Viz UDP.

Detekce a oprava chyb

- schopnost poznat, že došlo k nějaké chybě při přenosu
- Hammingovy kódy - příliš velká redundance, nepoužívané
- potvrzování (ACK) - viz TCP/IP
  - příjemce si znovu nechá zaslat poškozená/nedoručená data
  - podmínkou existence zpětného kanálu (alespoň half-duplex)
  - jednotlivé vs. kontinuální
  - kladné (ACK) a záporné (NAK)
  - samostatné vs. nesamostatné (piggybacking)
  - metoda okénka
  - selektivní opakování vs. opakování s návratem
- parita - příčná, podélná
- kontrolní součty
- cyklické redundantní součy (CRC)
- druhy chyb: pozměněná data, shluky chyb, výpadky dat
- při chybě nutno vyžádat si celý rámec znovu

6.5 Bezpečnost – IPSec, principy fungování AH, ESP, transport mode, tunnel mode, firewalls

IPSec

- Není to pouze jeden protokol ale soustava vzájemně provázaných opatření a dílčích protokolů pro zabezpečení komunikace pomocí IP protokolu, funguje na síťové vrstvě – není závislý na protokolech vyšších vrstev jako je TCP a UDP (např. SSL protokol pracuje na transportní vrstvě)
- Podporováno jak v IPv4 (podpora nepovinná) i v IPv6 (podpora povinná)
- Zajišťuje důvěrnost (šifruje přenášená data) a integritu (data nejsou při přenosu změněna)
- několik desítek RFC dokumentů
- autentifikace – ověření původu dat (odesílatele)
- kryptování – šifrování komunikace (mimo IP hlavičky)
- může být implementováno na bráně (security gateway, lokální síť je považována za bezpečnou) nebo na koncových zařízení
- **SA (Security Association)**
  - point-to-point bezpečnostní spoj (návrh uvažuje i o jiných variantách)
  - pro každý směr a každý prototokol nutné mít vlastní SA spoj

IPsec módy:

- **transport mode**
  - IP hlavička nechráněná (jeden z důvodů je užívání systému NAT), tělo paketu šifrováno (data vyšších protokolů)
  - použitelné jen na koncových stanicích
- **tunnel mode**
  - pakety jsou celé (včetně hlavičky) zašifrovány a vloženy do dalšího paketu, na druhé straně rozbaleny
  - povinné pro security gateways, volitelné pro koncové stanice
  - ve vnější IP hlavičce se jako příjemce uvádí security gateway na hranici cílové sítě

IPsec protokoly:

- **AH (Authentication Header)**
  - komunikující strany se dohodnou na klíči
  - k datům se připojuje hash
  - chrání také před replay attack
  - provádí autentizaci a kontrolu změny dat, neprovádí šifrování
- **ESP (Encapsulating Security Payload)**
  - provádí autentizaci a také šifruje obsah
  - pro šifrování používá 3DES, Blowfish aj. (původně DES, již není považováno za bezpečné)

Dohoda klíčů:

- před použitím protokolu AH či ESP si musí strany dohodnout klíče
- manuální konfigurace
- automatická konfigurace – IKE (Internet Key Exchange) protokol

Firewally

- sledování a filtrování komunikace na síti
  - blokování – zabraňuje neoprávněnému přístupu
  - prostupnost – propouštění povoleného toku
- paketové filtry – např. na routeru
- stavový firewall (stateful) – sleduje vztahy mezi pakety, ohlíží se na historii
- na různých vrstvách
  - síťová – pouze dle zdrojových a cílových adres a protokolu
  - transportní – také podle portů
  - aplikační – dle obsahu (dat)
- demilitarizovaná zóna (DMZ):
  - jiné řešení bezpečnosti
  - přístup ven pouze přes specializovaná zařízení (proxy, brány), nelze přímo – platí pro oba směry