Adatbázisok elmélete

Fizikai szervezés, tárkezelés, lekérdezések optimalizálása

Katona Gyula Y.

Számítástudományi és Információelméleti Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

Fizikai szervezés, tárkezelés

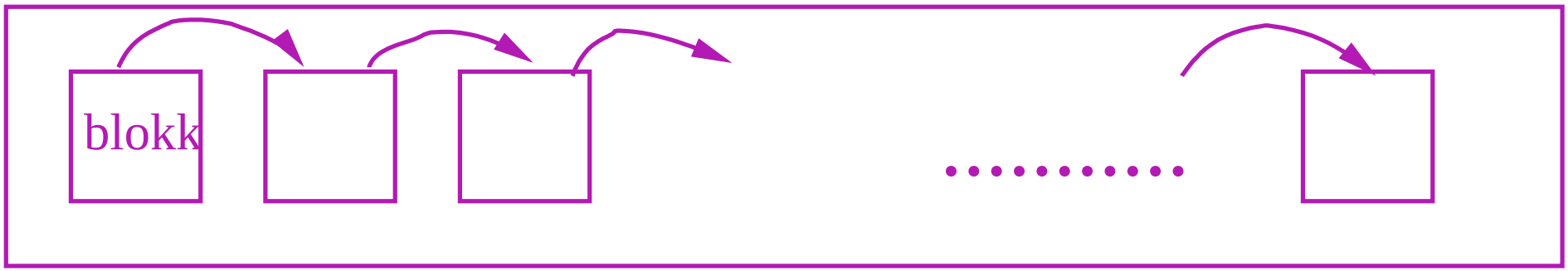
Célja: a rekordokból (egy rekord = a reláció egy sora) álló állomány kezelése úgy, hogy az adatokhoz való hozzáférés gyors legyen.

Fontos jellemzők:

- külső táras adatkezelés, mert sok az adat $\Longrightarrow$ ha valamivel dolgozni akarunk, akkor be kell hozni a belső memóriába $\Longrightarrow$ a költséget a beolvasás/kiírás jelenti $\Longrightarrow$ az I/O műveletek számára akarunk optimalizálni
- a műveletek, amiket gyorsan meg kell tudni csinálni: rekordok beillesztése, törlése, módosítása, keresése

Az állomány felépítése

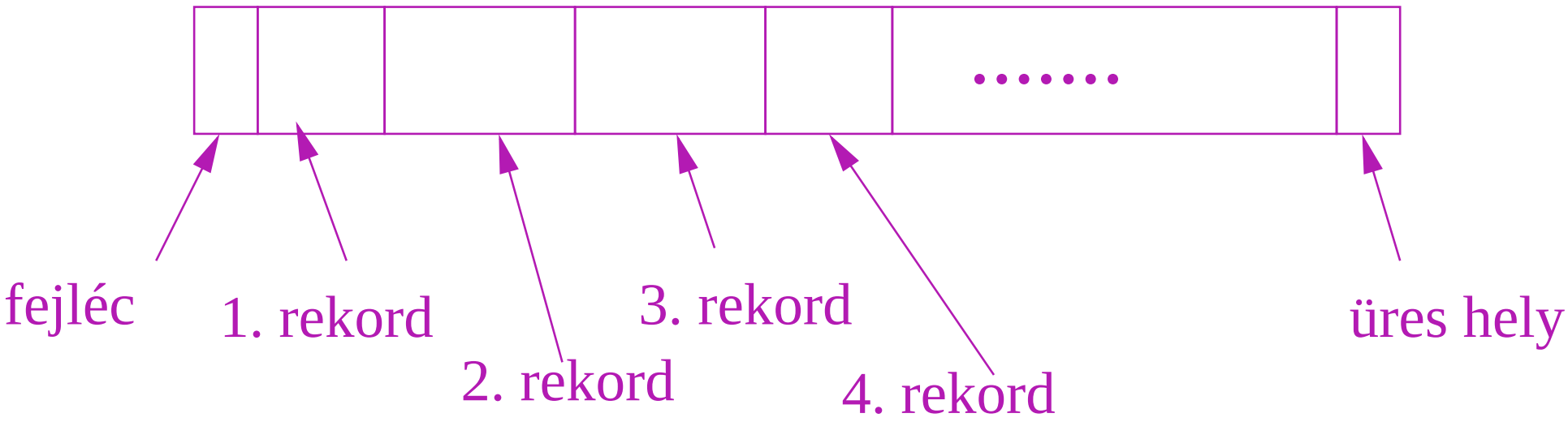
Az adatállomány a külső táron van, blokkok (lapok) elérésfolytonos sorozatán.



- egyszerre egy blokk írható ki/olvasható be
- blokk méret fix (ált. 2^{10}, 2^{12} byte)
- az operációs rendszer tartja nyilván, hogy melyik reláció rekordjai hol vannak és ő biztosítja az elérésfolytonosságot is

Blokkokról általában

Tipikus blokk



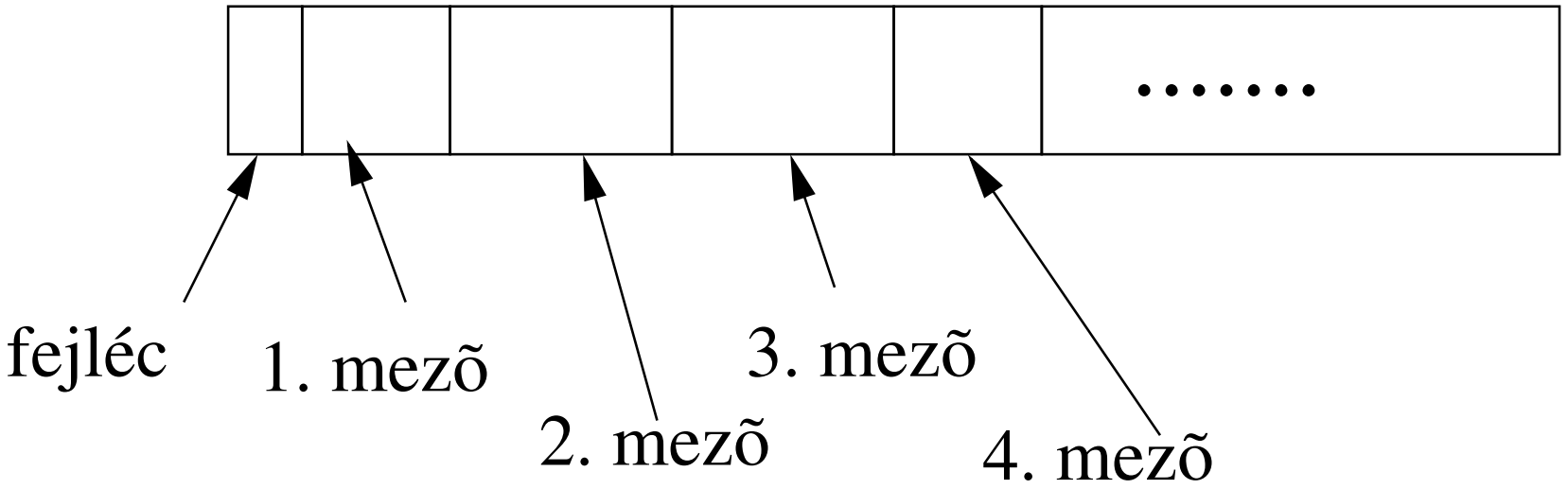
A fejléc tartalmazza a blokkra vonatkozó infókat, (pl: melyik relációhoz tartozik, mennyi a szabad hely benne, hol kezdődik); ezután jönnek a rekordok egymás után, a végén általában marad üres hely.

Fontos feltevés: rekordok blokkhatárt nem lépnek át, ezért általában van üres, fel nem használható hely a blokkok végén. (Ha nagyok a rekordok, pl. képfile-ok, és mégis át kell lépni laphatárt, akkor extra technikák kellenek, de ezzel most nem foglalkozunk.)

Rekordok típusai

Kötött formátum

Ekkor a mezők száma, mérete, típusa és sorrendje fix



Fejléc:

- a rekord kezelésével kapcsolatos infók: törölt-e, melyik relációhoz tartozik
- a mezők típusa
- időbélyeg (mikor módosult utoljára)

Rekordok típusai

Változó formátum

- Mezők hossza esetleg nem fix (szöveget tartalmazó adatbázisok)
- Ismétlődő mezők lehetnek, és az ismétlések száma nem fix vagy pedig többértékű mezők (szereplők felsorolása filmnél)

Ilyenkor bonyolultabb a fejléc, kevésbé lehet gazdaságosan/előre tervezhetően tárolni a rekordokat, ezért érjük el inkább, hogy ne legyen ez az eset:
Vezessük vissza ezt az esetet a kötöttre, pl. mutatók alkalmazásával a problémás helyeken $\Longrightarrow$ Mostantól feltesszük, hogy a rekordok kötött formátumúak és hogy az egész állományon belül ugyanaz a formátum van.

Fontos fogalmak

1. **mutató:** blokk vagy rekord címét tartalmazó bejegyzés
2. **kötött blokk/rekord:** mutathat rá mutató, ezért nem mozgatható el szabadon. Ez típusszinten adott, azaz ha egy reláció rekordjaira/blokkjaira mutathat mutató, akkor még akkor is kötöttnek számít, ha éppen nem mutat egyre se semmi.
3. **szabad blokk/rekord:** nem mutathat rá mutató
4. **Kulcs, keresési kulcs** (néha csak kulcsnak hívjuk):
   - a rekordok mezőinek egy kitüntetett halmaza (a reláció attribútumainak egy részhalmaza)
   - ez alapján megy a keresés (ezeknek az értékét adjuk meg és azokat a rekordokat (sorokat a relációban) keressük, amiknél pont ezek az értékek szerepelnek)
   - a keresési kulcs nem egyezik meg feltétlenül a reláció egyik kulcsával sem (pl. név a telefonkönyvnél)
   - de az azért elvárás, hogy ne legyen nagyon sok egy-egy értékre illeszkedő rekord

Alapvető állományszervezési technikák

Milyen struktúrát hozzunk létre az adatok tárolására?

Lehetőségek:

1. Szekvenciális tárolás $\Longrightarrow$ Keresés: $O(n)$, beszúrás: $O(1)$, törlés: $O(n)$
2. Indexek Hash táblával $\Longrightarrow$ Keresés: $O(n/M)$, beszúrás: $O(n/M)$, törlés: $O(n/M)$
3. Indexek B-fával $\Longrightarrow$ Keresés: $O(\log n)$, beszúrás: $O(\log n)$, törlés: $O(\log n)$

Lekérdezések végrehajtása, „optimalizálása”

Elemzés (parsing):

- szintaktikai ellenőrzés $\Longrightarrow$ *megfelelő parancsok, megfelelő sorrendben*
- átírás elemzőfa alakra

Előfeldolgozó:

- Relációk használatának ellenőrzése $\Longrightarrow$ *van-e ilyen*
- Attribútumnevek használatának ellenőrzése $\Longrightarrow$ *pl. egyértelmű-e, melyik attribútum melyik relációban van, benne van-e egyáltalán*
- típusellenőrzések $\Longrightarrow$ *pl. LIKE használatakor csak karakterlánc lehet*

Logikai lekérdezési terv:

- Átírás (kibővített) relációs algebrai alakra
- Transzformációk $\Longrightarrow$ *több terv, gyorsítás*
- Legjobb terv kiválasztása költségbecsléssel

Fizikai terv kiválasztása:

- Algoritmusok a műveletekhez
- Pufferkezelés
- Közbülső relációk eltárolása

A relációs algebra kibővítése

Az SQL többet tud, mint a relációs algebra, de az extra dolgokat is át akarjuk írni relációs formába. Néhány különbség:

- Multihalmazok $\Longrightarrow \cap_H, \cap_M$
- Kiválasztásnál, $\overset{\bowtie}{\theta}$-nál a feltételben használhatunk aritmetikai műveleteket $\Longrightarrow \sigma_{A+B<5}(R)$, $R \overset{\bowtie}{_{A+R.B<C+S.B}} S$
- Vetítés aritmetikai műveletekkel és átnevezéssel $\Longrightarrow \pi_{A,\, B+C \to X}(R)$
- Ismétlődések kiszűrése $\Longrightarrow \delta(R)$
- Csoportosítások, aggregátumok $\Longrightarrow$ SELECT A, $MIN(B)$ AS $minB$ FROM R GROUP BY A $\Longrightarrow \gamma_{A,MIN(B)\to minB}(R)$

Fizikai végrehajtás

Leginkább az I/O műveletigény érdekes. Ha „túl nagy” a számítási igény az is baj lehet.

Soronkénti, unáris műveletek: Kiválasztás és vetítés. Egyszerre csak egy sort kell vizsgálni, az algoritmus nem függ a memória nagyságától.

Unáris, teljes relációs műveletek: Pl. $\delta(R), \gamma(R)$. Ha nem fér el a reláció a memóriában, akkor mást kell csinálni.

Bináris, teljes relációs műveletek: $\cup, \cap, \setminus, \times, \bowtie$. Sok minden függ a méretektől.

Jelölés: Az adatokat a külső tárról blokkonként olvassuk be. Az R reláció tárolásához szükséges blokkok számát $B(R)$-rel jelöljük.
A belső memória mérete szintén blokkokban mérve legyen M.
$\sigma_C(R)$ **végrehajtása:** Blokkonként beolvassuk R-et. Soronként megnézzük teljesül-e C. Ha igen, kiírjuk.
I/O műveletigény: $B(R)$
Ha $\sigma_{A='c'}(R)$-t akarjuk, és van index A-ra: sokkal gyorsabb lehet.

Fizikai végrehajtás

$R(X, Y) \bowtie S(Y, Z)$ **végrehajtása:**

- *Ha* $B(S) < M - 1$*, azaz* S *belefér a memóriába:* egymenetes algoritmus
  1. Beolvassuk S-et és hashtáblát vagy B-fát készítünk, ahol a kulcs Y attribútumai.
  2. Beolvasunk egy blokkot R-ből. Minden sorára kikeressük a passzoló S-beli sorokat. Az eredményt kiírjuk.

  I/O műveletigény: $B(S) + B(R)$
- *Ha* $B(R) > B(S) > M - 1$*:* beágyazott ciklusú algoritmus
  Beolvasunk minél több blokkot a memóriába S-ből, utána ugyanazt csináljuk mint fenn.
  I/O műveletigény: $B(S) + B(S)B(R)/(M - 1) \approx B(S)B(R)/M$
- *Ha* $B(R), B(S) \leq M^2$*:* rendezéses algoritmus
  Y kulcs szerint rendezzük R-et és S-et összefésüléses rendezéssel. Vesszük az összes y kulcsú sort a két lista elejéről és kiírjuk az összes párt. (Feltettük, hogy az összes y kulcsú sor elfér a memóriában.)
  I/O műveletigény: $5(B(S) + B(R))$

Fizikai végrehajtás

- *Ha* $\min(B(R), B(S)) \leq M^2$*:* hasheléses algoritmus
  Y kulcs szerint vödrös hashelést végzünk R-re és S-re. (Ha közben megtelik egy vödör, azt kiírjuk.) A kapott R_i, S_i vödrökkel egymenetes algoritmust végzünk.
  I/O műveletigény: $3(B(S) + B(R))$
- *Ha van index S-re Y szerint:* indexet használó algoritmus
  R-et blokkonként olvassuk be, az index alapján keressük ki a hozzá passzoló sorokat.
  Átlagos I/O műveletigény: $B(S)B(R)/V(S, Y)$, ahol $V(S, Y)$: Y értékkészletének számossága S-ben.

A többi műveletet is hasonló ötletekkel lehet végrehajtani, azokat most nem részletezzük.

Optimalizálás

Triviális egyszerűsítések (főleg generált lekérdezések esetén hasznos):

- $r \cap r = r$; $r \bowtie r = r$; $r \cup \emptyset = r$; $\sigma_C(\emptyset) = \emptyset$; $\sigma_{false}(r) = \emptyset$
- $\pi_X(r \cup s) = \pi_X(r) \cup \pi_X(s)$
- $\sigma_{A=B \wedge B=C \wedge A=C}(r) = \sigma_{A=B \wedge B=C}(r)$

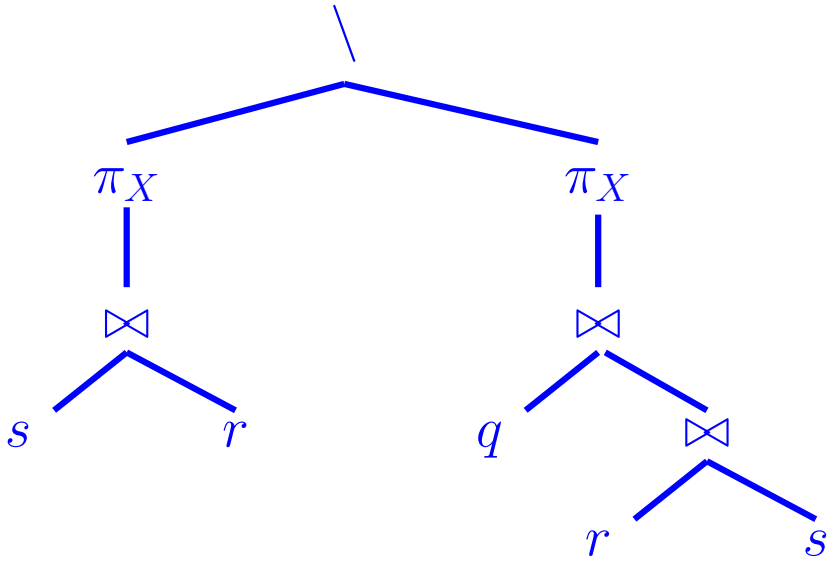
Nem teljesen trivi egyszerűsítések:

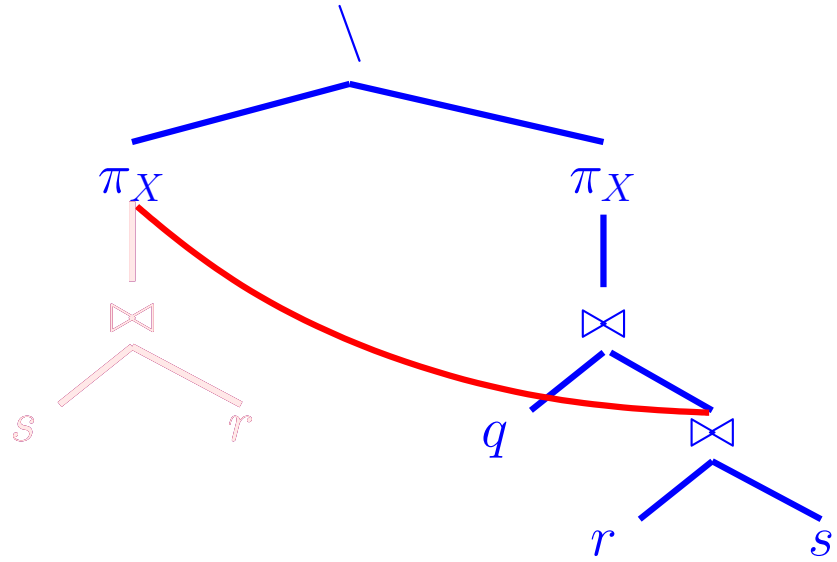
- $\sigma_{A=1}(\sigma_{B=2}(r)) = \sigma_{A=1 \wedge B=2}(r)$
- $\sigma_\theta(r \times s) = r \underset{\theta}{\bowtie} s$
- asszociativitás
- melyik indexet érdemes használni
- ha van index, akkor $2 \leq A \wedge A \leq 100$ helyett jobb A BETWEEN 2 AND 100

Optimalizálás

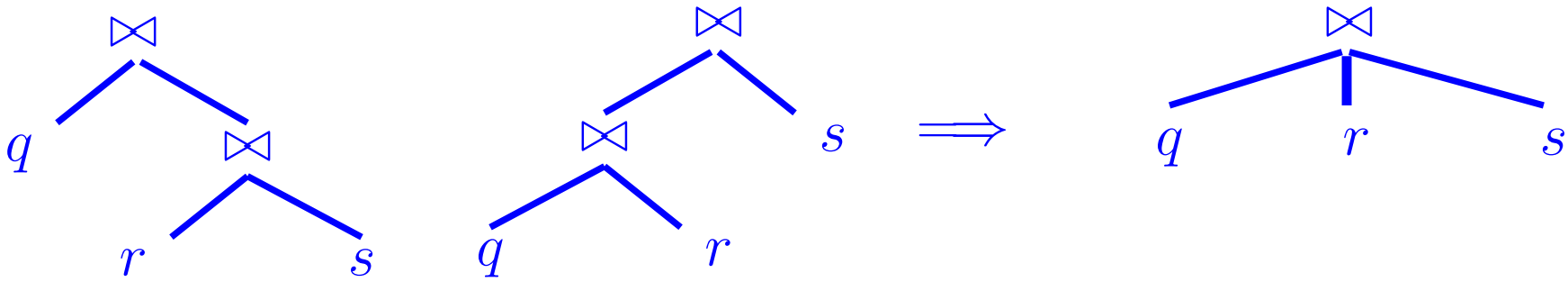
Ami többször előfordul, nem biztos, hogy érdemes mindig kiszámolni:

Pl. $\pi_X(s \bowtie r) \setminus \pi_X(q \bowtie r \bowtie s)$





Asszociativitás kihasználható:



Optimalizálás

Milyen sorrendben érdemes kiszámolni $r(A,B) \bowtie s(B,C) \bowtie q(C,D)$**-t?**
Szélsőséges esetben lehet, hogy bár r, s, q mindegyikének 1000 sora van, de $r \bowtie s$-nek csak 1 sora, és $s \bowtie q$-nak 1000000 sora.
$\Longrightarrow$ Sokkal gyorsabb $(r(A,B) \bowtie s(B,C)) \bowtie q(C,D)$ kiszámolása.
Ezt persze előre nem lehet tudni biztosan. $\Longrightarrow$ Statisztikákat vezetünk a relációk attribútumaiban előforduló értékekről
Ebből lehet becsülni a költségeket + dinamikus programozás vagy mohó algoritmus.

Igazi optimumot nehéz megtalálni:

Tétel

Annak eldöntése NP-teljes, hogy néhány reláció természetes illesztésének van-e legalább egy sora.

Tétel

Az optimum megtalálása NP-nehéz probléma.

Bizonyítás

Tétel

Annak eldöntése NP-nehéz, hogy néhány reláció természetes illesztésének van-e legalább egy sora.

Bizonyítás.

Visszavezetjük rá a 3-SZÍN problémát. Adott egy gráf, kérdés színezhető-e 3 színnel.
A gráf minden e éléhez vegyünk fel egy-egy relációt.
A reláció két attribútma az él két végpontja legyen, sorai pedig az összes lehetséges színpár. Például:

$e = \{X, Y\}$

X	Y
piros	kék
piros	sárga
kék	piros
kék	sárga
sárga	piros
sárga	kék

$e' = \{X, Z\}$

X	Z
piros	kék
piros	sárga
kék	piros
kék	sárga
sárga	piros
sárga	kék

Bizonyítás

Bizonyítás.

Ha az összes élhez tartozó reláció természetes illesztésének van sora $\Longrightarrow$ egy sor minden csúcshoz rendel egy színt. Mivel az illesztés megfelel az egyes relációknak, egy él két végpontján nem lesz ugyanolyan szín.
Ha van színezés $\Longrightarrow$ a színezésben minden élre vegyük ki a megfelelő színpárt. Ezek a sorok összeillenek, lesz sor a természetes illesztésben. $\surd$ $\square$

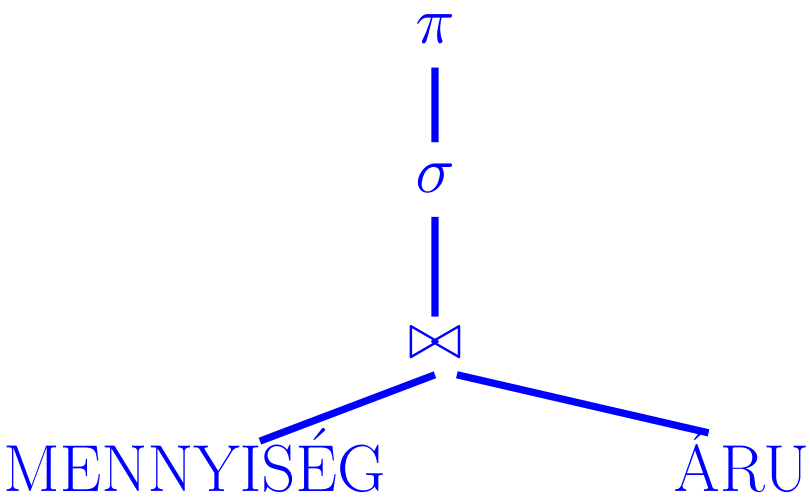
Kiválasztás tologatása

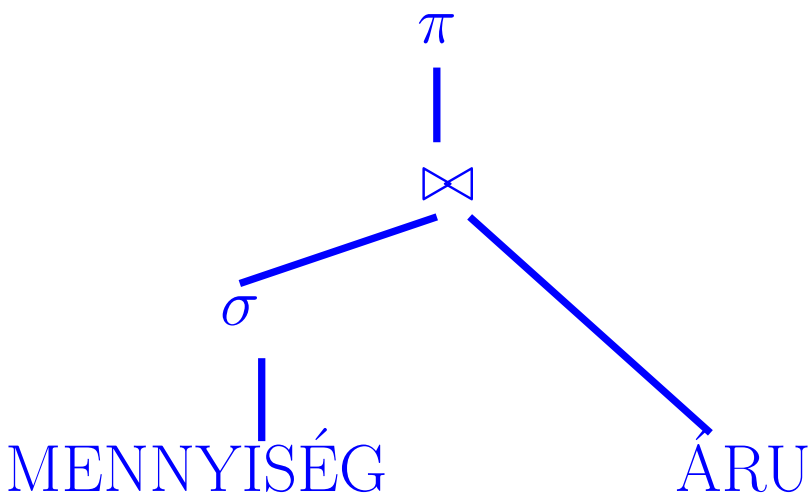
ÁRU(ÁRUKÓD, ÁRUNÉV, EGYSÉGÁR)
MENNYISÉG(DÁTUM, ÁRUKÓD, DB)

Hány darabot adtak el 2002. jan. 15-én az A123 kódú áruból, mi a neve és az ára?

$$\pi_{\text{DB, ÁRUNÉV, EGYSÉGÁR}}\left(\sigma_{\text{ÁRUKÓD='A123'} \wedge \text{DÁTUM='2002-01-15'}}\left(\text{MENNYISÉG} \bowtie \text{ÁRU}\right)\right) \Longrightarrow$$

$$\pi_{\text{DB, ÁRUNÉV, EGYSÉGÁR}}\left(\sigma_{\text{ÁRUKÓD='A123'} \wedge \text{DÁTUM='2002-01-15'}}\left(\text{MENNYISÉG}\right) \bowtie \text{ÁRU}\right)$$





Felhasznált azonosság:

$\sigma_C(R \bowtie S) = \sigma_C(R) \bowtie S$, ha minden C-beli attribútum szerepel R-ben.

Hasonló azonosságok:

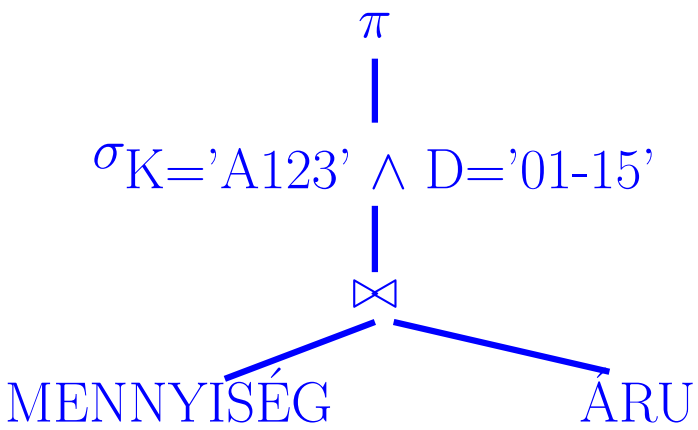
$\sigma_C(R \cup S) = \sigma_C(R) \cup \sigma_C(S)$,

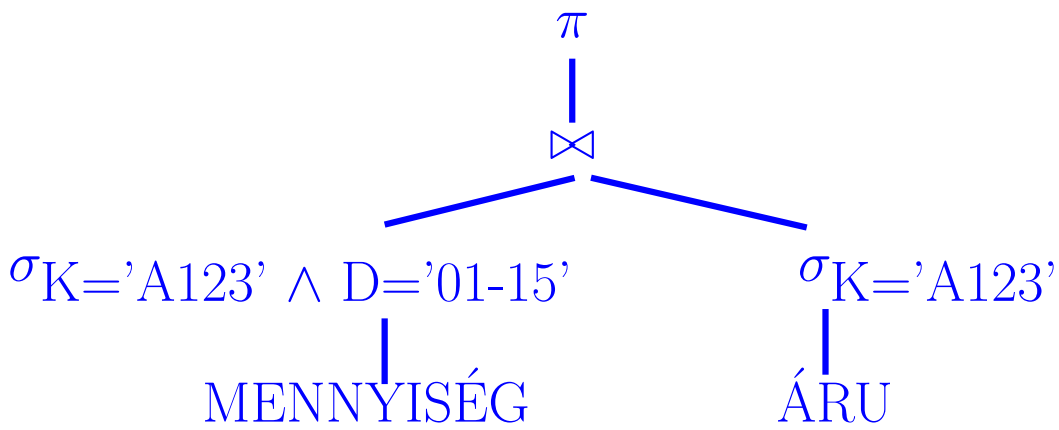
$\sigma_C(R \times S) = \sigma_C(R) \times S$, ha minden C-beli attribútum szerepel R-ben.

$\sigma_C(R \bowtie S) = \sigma_C(R) \bowtie \sigma_C(S)$, ha minden C-beli attribútum szerepel R-ben és S-ben is.

Kiválasztás tologatása

Összetett C szétszedhető:
$\sigma_{C_1 \wedge C_2}(R) = \sigma_{C_1}(\sigma_{C_2}(R))$,
$\sigma_{C_1 \vee C_2}(R) = \sigma_{C_1}(R) \cup_H \sigma_{C_2}(R)$, ha R nem multihalmaz.





Lehet, hogy érdemes előbb feltolni, aztán le.

Más műveletekre vonatkozó szabályok

Hasonló szabályok projekcióra (π), duplikációk kiszűrésére (δ) és aggregációra (γ) is vannak, de ezek nem annyira csökkentik a műveletigényt. De csak olyan attribútumot lehet eltüntetni, amire nem hivatkozunk feljebb.

- $\pi_L(R \bowtie S) = \pi_L(\pi_M(R) \bowtie \pi_N(R))$, ahol M az R olyan attribútumai, hogy vagy összekapcsolási attribútum, vagy L-beli, N pedig ...
- $\delta(R \bowtie S) = \delta(R) \bowtie \delta(S)$
- $\delta(\sigma_C(R)) = \sigma_C(\delta(R))$
- $\delta(\gamma_L(R)) = \gamma_L(R)$

De pl. δ nem tolható át $\cup_M, \pi$-n.
Még egy fontos kérdés az alkérdések kezelése, de erről most nem szólunk.

Összefoglalás

Sok ilyen szabály alkalmazásával többféle logikai terv előállítható.
Ezeknek megbecsüljük a költségét és választunk egyet. Ehhez készítünk fizikai tervet.
Jobb rendszerekben ez automatikus. Ilyenekben kérdéses, hogy a lekérdezés beírásakor mire kell figyelni.
Inkább olyan egyszerűsítéseket érdemes csak elvégezni, ami a függések következménye, mert ezeket nehezebben lehet automatizálni.
Általában van rá mód, hogy megnézzük mi a logikai és fizikai terv és meg lehet adni, hogy pontosan mit csináljon.

Adatbázisok elmélete

Indexek

Katona Gyula Y.

Számítástudományi és Információelméleti Tanszék
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem

Indexek

Másik technika adatok jó tárolására. Továbbra is az a cél, hogy a műveletek gyorsan menjenek.

Motiváló ötlet:

- könyvtárban úgy keresünk, hogy katalóguscetlik között keresünk és az alapján már megvan a könyv (sűrű indexre motiváció)
- ha a polcokon ábécé szerint vannak sorban a könyvek, akkor a polcok elején álló könyvek megvizsgálásával gyorsan eldönthető, hogy melyiken kell keresni (ritka indexre motiváció)

Indexek általános jellemzői:

- rendezettséget figyelembe veszi (ellentétben a hash-sel)
- van korlát a legrosszabb esetre is (ellentétben a hash-el, ami viszont átlagosan jobb)
- jól bírja a dinamikus bővülést (ellentétben a hash-el)
- kulcs rendezett halmazból kerül ki (de nem féltétlenül egyedi)
- lehet ugyanarra az állományra több index is készítve

Az indexstruktúra vázlatos felépítése

Az indexállományban vannak a keresést segítő infók, a főállományban vannak a tárolt adatok, a rekordok.
A főállomány lehet esetleg rendezett a keresési kulcs szerint, de nem feltétlenül az.
Az indexállományban indexrekordok vannak, ezek felépítése:

A kulcs valamelyik főállománybeli rekordhoz tartozó kulcsérték, a mutató pedig a főállományba mutat, oda, ahol ez a rekord van.
Aszerint, hogy minden főállománybeli rekordra van rá mutató indexbejegyzés vagy pedig csak néhányra, sűrű illetve ritka indexről beszélhetünk. (Majd látjuk, hogy ez két nagyon más helyzet lesz.)

Ritka index, egyszintű

Feltesszük, hogy a főállomány szabad, azaz elmozgathatók a rekordok szabadon.
Jellemzők:

- motiváló példa: telefonkönyv vagy szótár sarkaiban a bejegyzések, ez alapján keresés
- ritka index, azaz nem minden főállománybeli rekordra van indexbejegyzés, csak blokkonként egyre
- a főállomány vagy rendezett a keresési kulcs szerint vagy lényegében rendezett (blokkokon belül esetleg nem rendezettek a rekordok, de a blokkok egymáshoz képest rendezetten vannak)
- az indexállomány rendezett a keresési kulcs szerint (az indexállomány is háttértéron van)
- az indexbejegyzésben szereplő kulcs a rendezett esetben a blokk legelső kulcsa, a lényegében rendezett esetben a blokk legkisebb kulcsa
- a mutató az indexbejegyzésben arra a blokkra mutat, ahol a bejegyzésben szereplő kulcshoz tartozó rekord van

A fentiek miatt a ritka index kivonata lesz a főállománynak, tartalmazza rendezetten a blokkok legkisebb kulcsait.

Keresés

Adott a keresési kulcs értéke, meg kell találni az ilyen rekordokat.

1. Először az indexállományban megkeressük azt a legnagyobb indexbejegyzést, aminek kulcsa még éppen nem nagyobb, mint az adott keresési érték. Ez átlagosan $\frac{n}{2}$ I/O művelet, ha n blokkból áll az indexállomány.
2. Az előbb megtalált indexbejegyzéshez tartozó blokkban (plusz egy I/O művelet) megkeressük a rekordunkat.

Megjegyzések:

1. Ha van valami plusz struktúra, ami segíti a gyors keresést az indexállományban, akkor jobbat is lehet, mint $\frac{n}{2}$.
2. A blokkon belül, a főállományban már bárhogy kereshetünk, de leginkább szekvenciálisan megy.

További műveletek

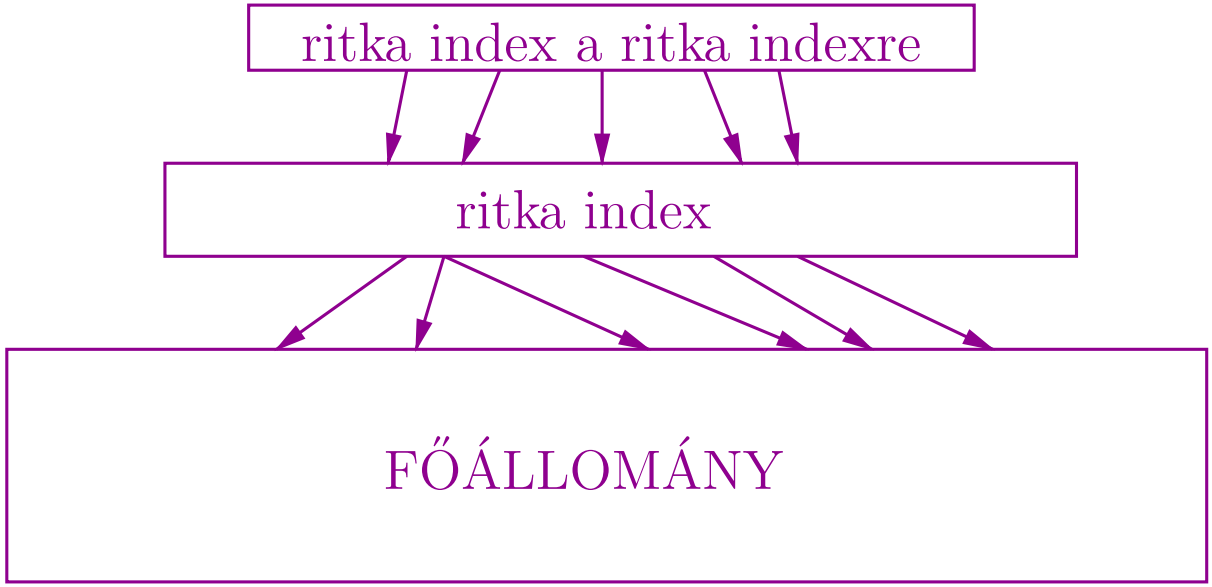
- **beszúrás**: először egy keresés (hol kellene lennie), aztán blokkon belül a helyére tesszük:
  - *ha rendezett a főállomány*: blokkon belül megkeressük a helyét, beillesztjük; ha nem fér be $\Longrightarrow$ blokkvágás két egyenlő részre, az új blokk minimális (legelső) kulcsára indexbejegyzés beszúrása az indexállományba
  - *ha lényegében rendezett a főállomány*: ha van még hely a blokkban, akkor berakjuk, mindegy, hogy hova; ha nem fér be $\Longrightarrow$ blokkvágás két részre, mindkét részben a minimális elemhez új indexbejegyzés és a régi törlése az indexállományból
- **törlés**: hasonlóan, mint a beszúrás, először keresés, aztán törlés a blokkból; ha épp a minimális rekordot töröltem a blokkból $\Longrightarrow$ indexbejegyzés módosítása ha nagyon ritkák a blokkok $\Longrightarrow$ esetleg lapösszevonás (és persze az indexállomány módosítása is ilyenkor), de általában nem érdemes
- **tól-ig**: valahonnan valameddig terjedő értékű rekordok keresése: a „tól” érték keresése, aztán a főállomány végigolvasása az „ig” értékig (a főállomány folyamatos elérése megoldott)
- **módosítás**: ha kulcsot nem érint: keresés, átírás; ha kulcsot is érint: törlés, beszúrás

Megjegyzések:

- Tényleg használtuk, hogy a főállomány szabad (pakolgattuk a rekordokat össze-vissza). Lesz majd technika, amivel elérhető lesz, hogy a főállomány szabadnak látszódjon.
- Azt is erősen kihasználtuk, hogy (lényegében) rendezett a főállomány.
- Azért hasznos az indexállomány, mert sokkal kisebb, mint a főállomány, könnyebb benne keresni és a végen csak plusz egy I/O művelet kell a befejezéshez. De ennek ára van: karban kell tartani plusz egy struktúrát.

Többszintes ritka index

Az indexen belül keresni arányos az indexállomány blokkjainak számával. Ez jóval kisebb, mint a főállomány lapszáma, de még mindig nagyon nagy lehet.
Ezért: többszintű index, vagyis index az indexre:



- a felső index még kisebb lesz, könnyebb lesz benne keresni
- a középső szint egyszerre indexe a főállománynak és „főállománya” a felső indexnek
- keresés: a legfelső szinten megkeressük a legnagyobb olyan bejegyzést, ami még kisebb a keresettnél és innen két lap beolvasásával (a megfelelő középső szintű indexlap és aztán a főállomány megfelelő lapja) megvan a keresett rekord

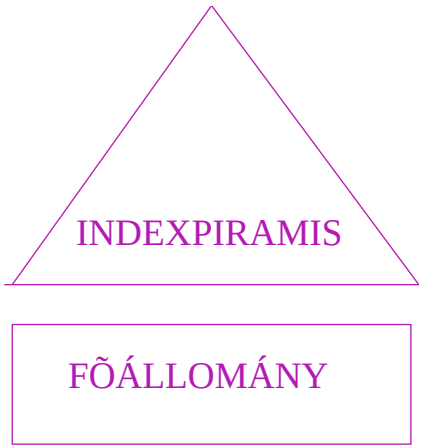
Többszintes ritka index

- a többi művelet hasonlóan megy (persze, ha módosul a főállomány, akkor esetleg mindegyik indexállományt is módosítani kell)
- eggyel több szint lesz, azaz eggyel több lapelérés kell a kezdeti keresés után, de a kezdeti keresés lerövidül
- nem csak kétszintű lehet a ritka index, hanem több is $\Longrightarrow$ dinamikusan is változhat $\Longrightarrow$ B-fa

B-fa

A ma ismert egyik legjobb és legelterjedtebb megoldás, m elágazásos B-fa vagy B_m-fa:

- a fa levelei: a főállomány blokkjai
- a főállomány (a levelek) rendezett a keresési kulcs szerint
- minden levél ugyanolyan messze van a gyökértől
- a fa belső csúcsai: a különböző szintű indexek lapjai
- egy csúcs gyerekei: az indexlapon levő mutatóknak megfelelő eggyel lejjebb levő indexlapok (illetve alul levelek)
- m: egy lapra m indexrekord fér rá
- minden lap legalább félig kitöltött, kivéve esetleg a gyökeret (minden csúcsnak legalább $\frac{m}{2}$ gyereke van, kivéve esetleg a gyökeret)



Műveletek

- **keresés**: a csúcsokban található kulcs-bejegyzések és mutatók mentén; arányos a fa magasságával, ami $O(log_m n)$, ha n blokkja van a főállománynak
- **beszúrás**: beszúrás után esetleg csúcsvágás(ok), de max. $O(log_m n)$
- **törlés**: törlés után esetleg csúcsösszevonás(ok), de max. $O(log_m n)$

(A műveletek végrehajtásának részleteit az Algoritmuselmélet tárgy taglalja, itt most nem tárgyaljuk.)
Megjegyzések:

1. Ha m nagy $\Longrightarrow$ ritkán kell csúcsvágás/csúcsösszevonás.
2. általában m úgy van választva, hogy a fa magassága max. 4 legyen, ha az első lap a belső memóriában van, akkor elég 3 I/O művelet mindenhez

Sűrű index

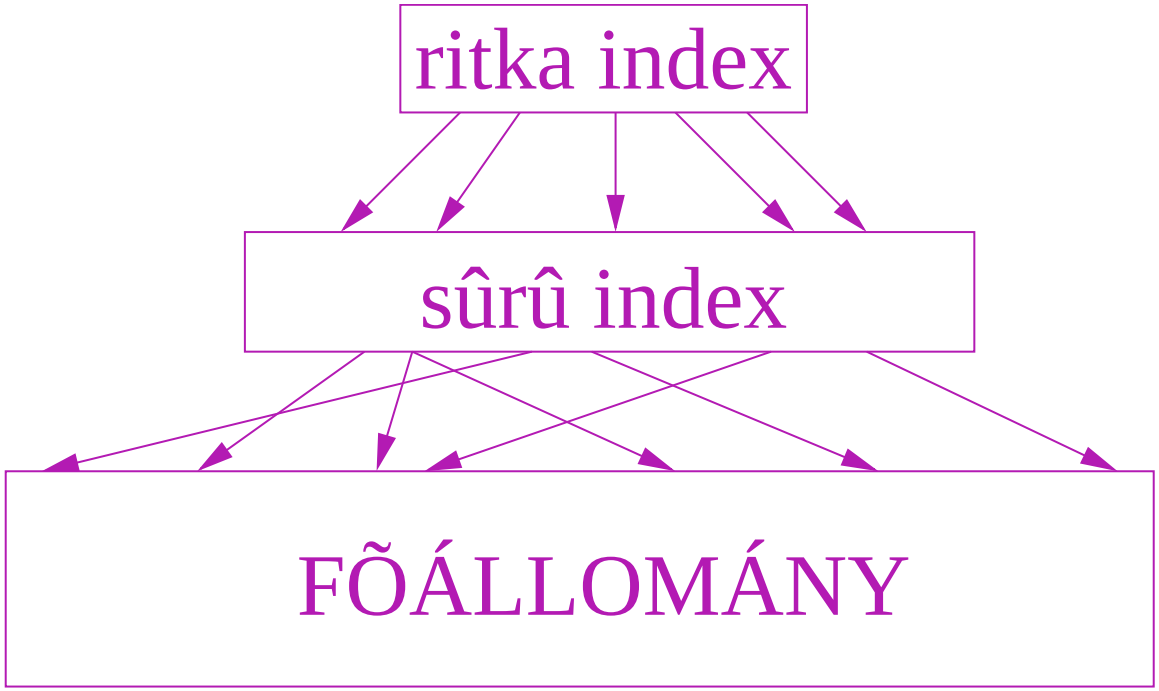
Eddig feltettük, hogy a főállomány szabad és (lényegében) rendezett a keresési kulcs szerint. Hogyan érjük ezt el? Hogyan lehet több kulcs szerint is keresni?
Erre megoldás a sűrű index:

- a főállomány minden rekordjához van egy indexbejegyzés $\Longrightarrow$ ugyanannyi bejegyzés lesz a sűrű indexben, mint ahány rekord van a főállományban, csak persze kisebbek a bejegyzések $\Longrightarrow$ sűrű index = főállomány kicsiben
- ez nem önálló állományszervezési technika (ellentétben a ritka index változataival), hanem csak kiegészítés, ami lehetővé teszi, hogy a főállományt szabadnak és rendezettnek tételezhessük fel

Haszna:

- szabaddá teszi a rekordokat (a főállomány ugyan kötött, de a sűrű index bejegyzései szabadon mozgathatók: építhető rá ritka index)
- rendezettnek mutatja a főállományt: a sűrű indexet úgy rendezzük, ahogy akarjuk
- sokkal kisebb, mint a főállomány, mégis egy az egyben megfelel neki

Tipikus használata:



A sűrű index ráépül a főállományra, erre építjük a valódi állományszervezést. A sűrű index miatt a főállomány szabadnak és rendezettnek tűnik.

Műveletek ebben a struktúrában

Úgy dolgozunk, mintha a sűrű index lenne a főállomány, innen már csak egy plusz lapelérés a valódi főállomány.

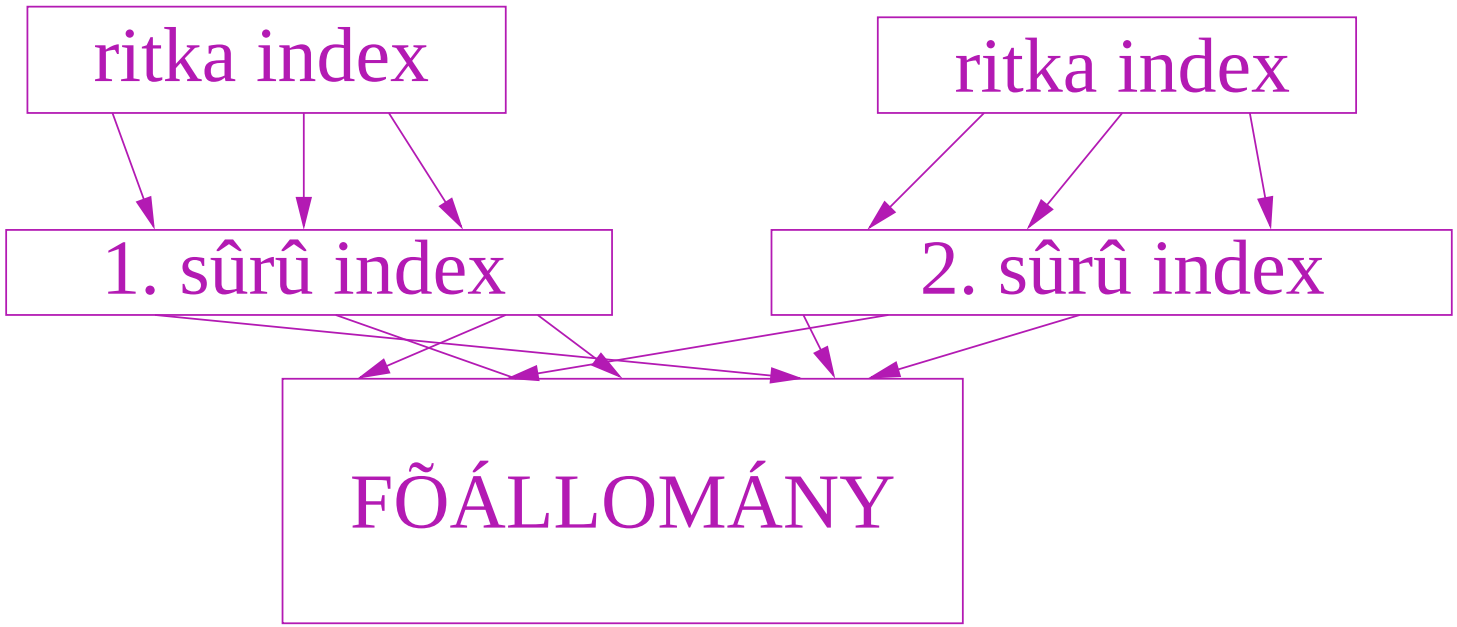
- **keresés:** keresés sűrűben, onnan egy lapelérés
- **beszúrás:** beszúrás sűrűbe, aztán valahova berakjuk a főállományba
- **törlés**: keresés, törlés a főállományból, törlés a sűrűből is

Hátrány

- plusz egy lapelérés kell a sűrű miatt
- karban kell tartani a sűrű indexet is mindig, amikor a főállomány változik

Nagy előnye a sűrű indexnek

Lehetővé teszi, hogy egy főállományra több különböző kulcs szerint is legyen index:



Itt minden sűrű index rendezett a megfelelő kulcs szerint és persze ha változik a főállomány, akkor mindegyik sűrűt is változtatni kell.

Példa:

A Személy(név, telefonszám, személyiszám, . . .) sémában a személyiszám az elsődleges kulcs, ezért a rendszer eszerint rendezetten tárolja az adatokat és erre biztosan létre is hoz valami keresési struktúrát.

De ha mi szeretnénk a név-re is: kell egy sűrű index: invertált állomány.

Különböző technikák összevetése

- **hash**: konstans (gyakran 1) lapelérés átlagosan, de legrosszabb esetben lassú
- **ritka index**: korlátos viselkedés legrosszabb esetben is, dinamikus bővülés támogatása, rendezettség figyelembe vétele; B-fa esetén a gyakorlatban konstans lapelérés
- **sűrű index**: önmagában nem jó, csak kiegészítésül szolgál

Számolási példa

Egy állományt sűrű index, majd erre épített 1-szintes ritka index segítségével szeretnénk tárolni. Adjon értelmes alsó becslést a szükséges lapok számára az alábbi feltételek mellett:

- az állomány $3 \cdot 10^6$ rekordból áll,
- egy rekord hossza 300 Byte,
- egy lap mérete 1000 Byte,
- a kulcshossz 45 Byte,
- egy mutató hossza 5 Byte.

Megoldás:
A főállományban $3 \cdot 10^6$ rekord van, mivel rekordok nem lóghatnak át laphatáron, ezért ehhez kell 10^6 lap.
A sűrű indexben annyi bejegyzés lesz, mint ahány rekord van a főállományban, azaz $3 \cdot 10^6$.
Egy lapra pontosan 20 bejegyzés fér: ez $1,5 \cdot 10^5$ lap.
Ez azt is jelenti, hogy a ritka indexben lesz legalább $1,5 \cdot 10^5$ bejegyzés, ehhez kell még $7,5 \cdot 10^3$ lap.
Ez összesen 1 157 500 lap.