Adatbázisok elmélete 17. előadás

Katona Gyula Y.
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem
Számítástudományi Tsz.
I. B. 137/b
kiskat@cs.bme.hu
http://www.cs.bme.hu/˜kiskat

2004

Alapvető állományszervezési technikák

Milyen struktúrát hozzunk létre az adatok tárolására?

Lehetőségek:

1. Szekvenciális tárolás
2. Hash
3. Indexek

Szekvenciális tárolás

Nincs semmi struktúra, lineárisan töltjük fel az állományt, az új rekord az első alkalmas szabad helyre kerül.

- **keresés**: egyesével beolvassuk a lapokat a belső memóriába, lineáris keresés, ha N lap van, akkor átlagosan $\frac{N}{2}$ I/O művelet
- **törlés**: keresés, aztán törlésbittel (ha sok törlés volt, esetleg garbage collection időnként)
- **beszúrás**: keresünk szabad helyet és oda rakjuk. Ehhez egyesével beolvassuk a blokkokat, ha van üres hely oda rakjuk, ha nincs sehol, akkor az állomány végére. Ha az utolsó lapra se fér: új lapot kérünk
- **módosítás**: keresés, majd ha befér az eredeti helyére, akkor oda teszem vissza a módosítás után, különben meg törlés és beszúrás

Akkor jó így tárolni, ha kevés az adat. Előnye, hogy nem kell adatszerkezettel vesződni.

Hash (tördelés)

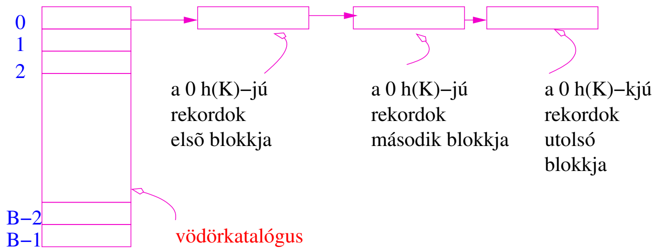
Külső táras tárolás miatt vödrös hash (nyílt címzés nem menne)

Alapvető szerkezet: B vödör, ezekbe rakjuk majd a rekordokat. A keresési kulcs (K) értékétől függően.

Adott egy hash függvény, ami leképezi a tárolandó rekordokat (a keresési kulcsokat) a $[0, B-1]$ intervallum egész értékeire, azaz $h: \; K \rightarrow h(K) \in [0, B-1]$
Ez adja meg, hogy egy rekord melyik vödörbe kerüljön.
(A lehetséges K-k, a keresési kulcsok értékei, egy nagy univerzumból kerülnek ki, de az összes előfordulásuk száma ennél jóval kisebb. B-t úgy választjuk meg, hogy a várható blokkszámmal legyen nagyjából egyenlő)

Elvárások a hash-függvénnyel szemben: gyorsan számolható legyen, kevés ütközést okozzon. Jó pl. a szorzó vagy az osztómódszer (lásd algel)

Hash



Vödörkatalógus: tipikusan a belső memóriában tároljuk, ebben csak B darab mutató van, ez alapján tudjuk, hogy adott $h(K)$ esetén hol van az első blokkja a h(K) hashértékű rekordoknak.

Egy vödör: azonos h(K)-jú rekordok halmaza, ezek néhány (jó esetben egy, de esetleg sok) blokkban vannak. Az egy vödörbeli blokkok között mutatókon tudunk mozogni. A vödrön belül rendezettség semmi nincs, a rekordok az érkezési sorrendjükben vannak.

Műveletek

- **keresés**: K alapján meghatározzuk $h(K)$-t, a vödörkatalógusban a $h(K)$-hoz tartozó vödröt végigkeressük szekvenciálisan
- **beszúrás**: K alapján meghatározzuk $h(K)$-t, a vödörkatalógusban a $h(K)$-hoz tartozó vödörbe rakjuk be a rekordot az első szabad helyre
- **törlés**: keresés, majd törlésbittel

Költség: ha jól van megválasztva B (nem nő túlságosan az állomány), akkor átlagosan konstans I/O művelettel megvan minden (legrosszabb esetben azonban nagyon rossz is lehet, annyira, mint a szekvenciális szervezés). Akkor jó, ha rövid blokkláncokból állnak a vödrök, ezért kellett B-t annyinak választani, mint a várható blokkszám.

Baj: ha elrontjuk B választását, túl dinamikusan nő az állomány $\Longrightarrow$ hosszú blokkláncok, lassú műveletek

Növelhető hash

Kiküszöböli a vödrös hash azon hibáját, hogy nem tud alkalmazkodni a gyorsan növő állományhoz.

Fő elvek:

- kiszámoljuk $h(K)$-t, de az eredménynek csak az első pár jegye számít abban, hogy melyik rekord hova kerül
- dinamikusan változik, hogy hány bit számít és ezzel együtt az is, hogy hány vödör lesz
- a vödrök mérete fix, tipikusan egy blokkból állnak. Így majd a műveletek 1 lapeléréssel menni fognak, egy kis belső memóriában való keresgélés után.

Növelhető hash

Jellemzők:

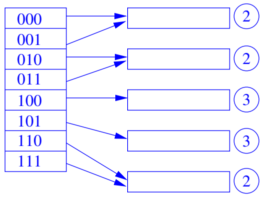
- a d változó mindig a struktúra aktuális globális mélységét tárolja, ennyi bitig számít $h(K)$ értéke
- 2^d bejegyzés lesz a vödörkatalógusban, mert 2^d darab d hosszú bitsorozat van
- a vödörkatalógus most is egy mutatókból álló (most éppen 2^d elemű) tömb
- a vödrök száma 2^d-nél lehet kevesebb is, ha több mutató is mutat ugyanarra a vödörre

A műveletek közös vonása: kiszámoljuk $h(K)$-t d bitig és aztán a vödörkatalógus $h(K)$-hoz tartozó mutatója alapján elmegyünk abba a vödörbe (blokkhoz), ahol az ezen d bittel kezdődő $h(K)$ értékű rekordok vannak.
Ha két mutató ugyanoda mutat, akkor különböző d hosszú bitsorozattal kezdődő $h(K)$ értékű rekordok ugyanoda kerülnek.

Minden vödörnek van egy lokális mélysége, ezt a d' változó tárolja. Ez azt mutatja, hogy az ebbe a vödörbe kerülésnél az első hány darab bit számít. Természetesen $d' \leq d$ áll minden vödörre, $d' < d$ akkor van, ha több mutató ugyanoda mutat.

A struktúra felépítése

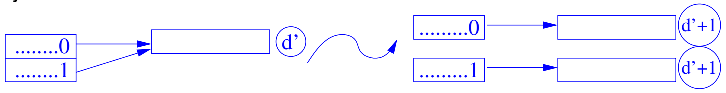
A struktúra vázlata $d = 3$ esetén:



Mivel $d = 3$, ezért az első három bitig számoljuk ki $h(K)$-t. Most összesen öt vödör van a lehetséges maximális nyolc helyett, mert azok a rekordok, amiknek a $h(K)$-ja 00-val kezdődik elférnek egy vödörben, itt már az első két bit alapján tudjuk, hogy melyik vödörbe kerül a rekord. Hasonló a helyzet a 01 és 11 kezdetű $h(K)$ értékekkel is. Egyedül az 10 első két bit esetén számít, hogy mi a harmadik (az 10 kezdetűek nem férnek el egy vödörben).

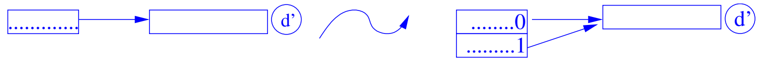
Műveletek megvalósítása

- **keresés**: az adott K keresési kulcsra kiszámoljuk $h(K)$ első d bitjét, a vödörkatalógus megfelelő mutatója alapján tudjuk, hogy honnan kell beolvasni az egy blokkból álló vödröt, amiben a rekordnak lennie kell
- **beszúrás**: beszúrni kívánt rekord K értékére kiszámoljuk $h(K)$-t, vödörkatalógus mutatóját követve behozzuk a blokkot, ahova kerülnie kell. Ha belefér ez a rekord is, akkor belerakjuk és kiírjuk a blokkot.
  Ha nem fér bele, akkor szét kell szedni a blokkot két részre, egy vödör helyett lesz kettő. Két eset van:
  - ★ Ha $d' < d$, a vödör lokális mélysége kisebb d-nél: $d' := d' + 1 \leq d$ lesz, a vödörkatalógus nem változik, csak az eddig ugyanarra a vödörre mutató két mutató most majd két külön blokkra mutat:



Természetesen az eddig egy vödörben levő rekordokat szét kell válogatni aszerint, hogy a $d' + 1$-edik bitje mi a $h(K)$-nak

- ★ Ha $d' = d$, azaz már nem lehet növelni a lokális mélységet d változtatása nélkül: $d := d + 1$, a vödörkatalógust megduplázom egy $x_1 \ldots x_d$ bejegyzés helyett lesz kettő: $x_1 \ldots x_d\ 0$ és $x_1 \ldots x_d\ 1$, az ezekből kiinduló két mutató ugyanoda megy, ahova a korábbi egy, a lokális mélység nem változik.



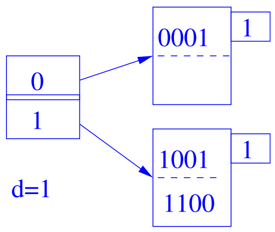
Ezek után már végrehajtható a vödörszétvágás úgy, mint az előbb, mert most már $d' < d$ mindenhol az új d-vel.

- **törlés**: keresés, aztán pedig törlés a vödörből; ha ettől olyan helyzet áll elő, hogy a vödör összevonható a párjával (ahol az első $d' - 1$ bit egyezik, de a d'-edik más), akkor összevonás (két mutató ugyanoda fog mutatni) és d' csökkentése eggyel. Ha minden $d' < d$, akkor d-t is csökkentjük eggyel.

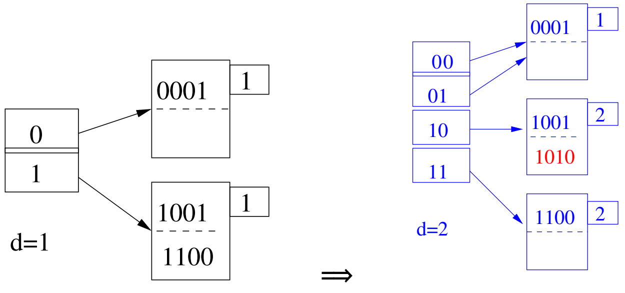
A fentiek miatt csak akkor mutathat két mutató ugyanarra a d' lokális mélységű vödörre, ha a két megfelelő érték első d' bitje megegyezik.

Példa

Növelhető hash segítségével akarjuk tárolni az adatainkat. Feltesszük, hogy egy lapra két rekord fér. A hash függvény 4 bites számot ad vissza, de jelenleg még csak egy bitet használunk ($d = 1$), mivel eddig csak három elem (0001, 1001, 1100) van a táblázatban (az egyszerűség kedvéért az elemek helyett azt az értéket irjuk be, amit a hash függvény visszaad).
Tehát most így néz ki a tábla, van egy bejegyzés a 0-hoz és egy az 1-hez:

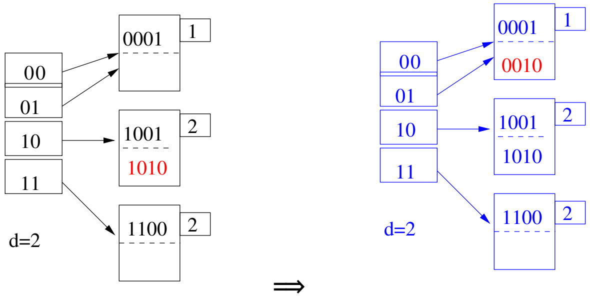


Ha most beszúrni szeretnénk egy olyan elemet, melyre a hash függvény az 1010 értéket adja, akkor az új tábla ilyen lesz:

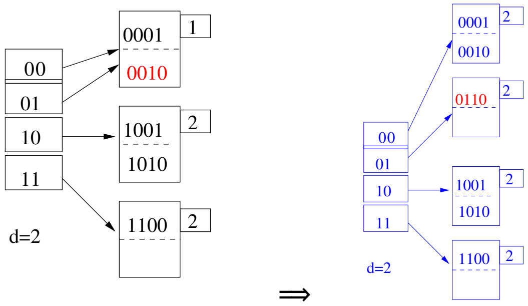


Mivel az 1-hez tartozó lap már betelt, ezért itt a lokális mélységet növelni kellett 1-ről 2-re (két bitet akarunk figyelembe venni), de így a d értékét is növelnünk kellett.

Ha most jön egy 0010 hash-értékű elem, akkor azt simán be tudjuk rakni a helyére:



De ha ezután olyan jön, ahol a hash függvény értéke 0110, akkor új lapot kell létrehoznunk, de a d értékét nem kell növelnünk, mert elég lesz az eddig ugyanoda mutató két mutatót szétszedni és ezen új lapoknál a lokális mélységet 2-re állítani.



Ha ezután jönne egy olyan elem, aminek az értéke 00-val vagy 10-val kezdődik, akkor újabb lapra lenne szükségünk, de ehhez már a d értékét is növelni kellene.

A dinamikus hash értékelése

Előnyök:

- egy I/O művelettel minden megvan, ha a vödörkatalógus a belső memóriában van
- a struktúra igazodik az állomány növekedéséhez

Bajok:

- szerencsétlen esetben nagyon nagy vödörkatalógust kell építeni kevés rekord miatt (legrosszabb esetben lényegében a szekvenciális keresést kapjuk vissza)
- a $h(K)$ értéket se lehet a végtelenségig továbbszámolni: ha $h(K)$ már teljes hosszáig kiszámolandó, akkor nem lehet tovább növelni a struktúrát

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:

kulcs	mutató

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

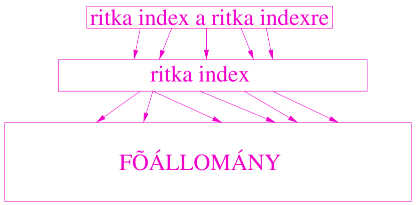
Megjegyzések:

- 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
- 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, lényegében ahogy algelből tanultuk:

- 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 (kicsit más lesz egy belső csúcs szerkezete, mint algelből volt)
- minden lap legalább félig kitöltött, kivéve esetleg a gyökeret (minden csúcsnak legalább $\frac{m}{2}$ gyereke van, kivéve esetleg a gyökeret)