# Adatbázisok elmélete 25. előadás

Csima Judit
Budapesti Műszaki és Gazdaságtudományi Egyetem
Számítástudományi Tsz.
I. B. 136/b
csima@cs.bme.hu

2003. Május 7.



## Bonyolultabb zármodellek

Többfajta zár van, aszerint, hogy a tranzakciók mit akarnak csinálni az adattal. (Persze akkor, ha van több különböző művelet, nem csak írás és olvasás.)

Cél, hogy minél jobban tükrözzék a zárkérési lehetőségek a lehetséges műveleteket, mert így kevesebb lesz a várakozás (több olyan eset lesz, amikor lehet két tranzakciónak zárja ugyanott, ha a megfelelő műveletek mehetnek együtt) és megalapozottabb lesz a döntés a sorosíthatóságról (nem leszünk annyira feleslegesen szigorúak).

Példa: Legyen három művelet: olvasás, írás és növelés (increment). Ez utóbbi azt jelenti, hogy az adategység aktuális értékét megnöveljük eggyel.

Ekkor bevezethetünk három zárat: RLOCK, WLOCK és INCR, a kézenfekvő használattal (a megfelelő művelet csak akkor mehet, ha a tranzakció megkapta a hozzá tartozó zárat).





## Kompatibilitási mátrix

Egy mátrix segítségével adjuk meg, hogy különböző tranzakcióknak milyen zárai lehetnek egyszerre egy adategységen. Ez a **kompatibilitási mátrix**: a sorok és az oszlopok is a lehetséges záraknak felelnek meg és a $Z_i$ sor $Z_j$ oszlopában pontosan akkor van $I$, ha egy tranzakció megkaphatja egy adategységre a $Z_j$ zárat akkor, ha egy másik tranzakció $Z_i$ zárat tart fenn ezen az adategységen. Ha nem kaphatja meg, akkor $N$ áll a $Z_i$ sor $Z_j$ oszlopában.

Akkor lehet két különböző tranzakciónak $Z_i$ és $Z_j$ zárja ugyanazon az adategységen, ha mindegy, hogy a két zárnak megfelelő műveletek milyen sorrendben hajtódnak végre.

Ez alapján az RLOCK/WLOCK modell és az RLOCK/WLOCK/INCR modell mátrixai:

| | RLOCK | WLOCK |
|---|---|---|
| RLOCK | I | N |
| WLOCK | N | N |

| | RLOCK | WLOCK | INCR |
|---|---|---|---|
| RLOCK | I | N | N |
| WLOCK | N | N | N |
| INCR | N | N | I |





## A kompatibilitási mátrix használata

1. Ez alapján dönti el az ütemző, hogy egy ütemezés/zárkérés legális-e, illetve ez alapján várakoztatja a tranzakciókat. Minél több az I a mátrixban, annál kevesebb lesz a várakoztatás
2. A mátrix alapján keletkező várakozásokhoz elkészített várakozási gráf segítségével az ütemező kezeli a holtpontot (ami tetszőleges zármodell esetén ugyanazt jelenti és a gráfot is ugyanúgy kell felépíteni)
3. A mátrix alapján készíti el az ütemező a sorosítási gráfot egy zárkérés-sorozathoz: a sorosítási gráf csúcsai a tranzakciók és akkor van él $T_i$-ből $T_j$-be, ha van olyan $A$ adategység, amelyre az ütemezés során $Z_k$ zárat kért és kapott $T_i$, ezt elengedte, majd ezután $A$-ra legközelebb $T_j$ kért és kapott $Z_l$ zárat és a mátrixban a $Z_k$ sor $Z_l$ oszlopában $N$ áll. Vagyis olyankor lesz él, ha a két zár nem kompatibilis egymással, nem mindegy a két művelet sorrendje.

## Sorosíthatóság

A sorosíthatóságról most is pusztán a zárkérések alapján fogunk dönteni, a sorosítási gráf segítségével:

**Tétel.** *Egy csak zárkéréseket és zárelengedéseket tartalmazó legális ütemezés pontosan akkor sorosítható valamelyik zármodellben, ha a zármodellhez tartozó kompatibilitási mátrix alapján az előbbi módszerrel felrajzolt sorosítási gráf DAG*

Bizonyítás: Pontosan ugyanúgy megy, ahogyan eddig.

Az ütemező egyik lehetősége a sorosíthatóság elérésére, hogy folyamatosan figyeli a sorosítási gráfot és ha irányított kör keletezne, akkor ABORT-ot rendel el.





## Sorosíthatóság II.

Másik lehetőség a protokollal való megelőzés. Tetszőleges zármodellben értelmes a 2PL és igaz az alábbi tétel:

**Tétel.** *Ha valamilyen zármodellben egy legális ütemezésben minden tranzakció követi a 2PL-t, akkor az ütemezéshez tartozó sorosítási gráf DAG, azaz az ütemezés sorosítható*

Bizonyítás: Pontosan úgy, ahogy eddig.

Megjegyzés: Minél gazdagabb a zármodell, minél több az $I$ a kompatibilitási mátrixban, annál valószínűbb, hogy a sorosítási gráf DAG lesz minden külön protokoll nélkül. Ez azt jelenti, ilyenkor egyre jobb lesz az ABORT-os módszer (ritkán kellhet).





## Mit látunk mi ebből?

Az adatbáziskezelő működése során az ütemező munkájába nem (nagyon) szólhatunk bele. Miért hasznos mégis tudni, hogy hogyan működik?

- Abba beleszólhatunk, hogy mennyire törekedjen sorosíthatóságra az adatbáziskezelő (akár azt is mondhatjuk, hogy semennyire). Ehhez nem árt, ha tudjuk, hogy mi is a sorosíthatóság, mit nyerünk vele és mibe kerül (bonyolult ütemező, lassabb futás)
- Ha ismerjük a különféle ütemezési technikákat: jobban fogjuk érteni az előforduló ABORT-okat, és majd az ABORT utáni visszaállítást is.





## Összefüggések az adategységek között

Eddig nem néztük azt, hogy mik azok az adategységek, amikre a zárakat lehet kérni és kapni. Hallgatólagosan feltettük, hogy ezeket egymástól függetlenül lehet zárolni, nincs közöttük semmi szervezettség, semmi összefüggés.

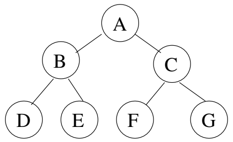
A valóságban két különböző esetben sem alkalmazható ez a megközelítés:

1. Ha az adategységek egymásba ágyazottak (pl. reláció, blokk, rekord), ekkor még további megkötéseket szeretnénk a zárolásra, az eddigi módszereket ki kell egészíteni
2. Ha tudjuk, hogy egymáshoz képest hogyan helyezkednek el az adategységek a tárolási struktúrában, akkor jobb módszereket találhatunk, mint az eddigiek, illetve láthatjuk, hogy valami eddig tanult módszer biztosan előnytelen lesz. Ez lesz például a B-fában tárolt adatok esete.

## Adatbáziselemekből álló hierarchiák

A valóságban zárolhatunk teljes relációkat, de zárolhatjuk külön-külön ezek egyes blokkjait, sőt sorait is. Minél nagyobb egységre rakunk zárat, annál könnyebb lesz a záradminisztráció, de annál több lesz a zárfeloldásra várás is és ezzel együtt a holtpont. Alkalmazástól függ, hogy mi éri meg jobban, de egy valami mindig közös: Elvárjuk azt, hogy ha az $A$ adategység egy reláció, $B$ pedig ennek egy blokkja, akkor az $A$-ra rakott zár zárolja $B$-t is, azaz pl. az egyszerű tranzakciómodellben ne lehessen $l_j(B)$-t kapni, ha $l_i(A)$ után még nem volt $u_i(A)$. Ezt az eddigi technika még nem biztosítja, eddig ilyen összefüggéseket nem is vettünk figyelembe.

Egy ilyen lehetséges hierarchikus helyzet:




A: reláció

B,C: blokkjai

D,E,F,G: sorai





## Figyelmeztető zármodell

Cél: olyan sorosítható ütemezés kikényszerítése, ami még az adategységek közötti hierarchiát is figyelembe veszi. Ez a hierarchia egy fával adott.

Egyszerű változat esetén háromféle zárművelet lesz: (lényegében az egyszerű tranzakciómodellnek felel meg):

- $LOCK_i(A)$: $T_i$ zárolja $A$-t (explicit lock) és minden leszármazottját (implicit lock), kizárólagosan, azaz ezek után más tranzakció se $A$-rA, se ennek leszármazottjára nem kaphat zárat.
- $WARN_i(A)$: $T_i$ figyelmeztetést rak $A$-ra (gyerekeire nem), ez annak jelzésére szolgál, hogy $T_i$ majd zárat akar kapni $A$ valamely leszármazottjára
- $UNLOCK_i(A)$: felszabadítja az $A$-ra rakott $LOCK$-ot és $WARN$-t, az implicit zár is lekerül $A$ leszármazottjairól





## A zárak használata

1. Az $i$-edik tranzakció, $T_i$, csak akkor olvashatja vagy írhatja az $A$ adategységet, ha előtte zárat kért és kapott rá ($LOCK_i(A)$ vagy $LOCK_i$ $A$ valamelyik ősén) és ezt a zárat még azóta nem engedte fel.
2. $LOCK_i(A)$ és $WARN_i(A)$ után mindig van $UNLOCK_i(A)$.
3. Ha $LOCK_i$ van $A$-n, akkor se $WARN_j$ se $LOCK_j$ nem kerülhet már rá (ha $j \neq i$), de két különböző tranzakciónak lehet $WARN$-ja ugyanott. Vagyis a kompatibilitási mátrix:

| | LOCK | WARN |
|---|---|---|
| LOCK | N | N |
| WARN | N | I |





## A figyelmeztető protokoll

A $T_i$ tranzakció követi a figyelmeztető protokollt, ha zárkérései a fentieken kívül még a következőket is tudják:

(a) $T_i$ első zárkérése $WARN_i$ vagy $LOCK_i$ a gyökérre

(b) Ezután $LOCK_i$ vagy $WARN_i$ csak akkor kérhető egy adategységre, ha $WARN_i$ már van az apján.

(c) $UNLOCK_i$ csak akkor kérhető egy adategységre, ha már nincs sem explicit $LOCK_i$, sem $WARN_i$ az adategység leszármazottjain

(d) Kétfázisú zárkérés van: $UNLOCK_i$ után nincs se $LOCK_i$, se $WARN_i$.

Az (a) és (b) pontok miatt a zárkérések felülről lefelé kúsznak a fában, a zárelengedések pedig a (c) miatt alulról felfele mennek az egyes tranzakciók esetén.

## Példa

Az adategységek hierarchiája legyen az, amit pár fóliával korábban megadtunk (A a gyökér, gyerekei B és C, B gyerekei D és E, C gyerekei F és G). Az alábbi zárkérésekből és zárelengedésekből álló sorozat legális és mindhárom tranzakció követi a figyelmeztető protokollt.

$WARN_1(A),\ WARN_2(A),\ WARN_3(A),\ WARN_1(B),\ LOCK_2(C),\ LOCK_1(D),$
$UNLOCK_2(C),\ UNLOCK_1(D),\ UNLOCK_2(A),\ UNLOCK_1(B),\ LOCK_3(B),\ WARN_3(C),$
$LOCK_3(F),\ UNLOCK_1(A),\ UNLOCK_3(B), UNLOCK_3(F),\ UNLOCK_3(C),\ UNLOCK_3(A)$

Azért legális, mert minden LOCK és WARN fel van engedve később és egyszerre csak több WARN van ugyanott, más nem.

A tranzakciók zárkérései pedig egyrészt 2PL szerint mennek, másrészt a zárkérések a fában felülről lefele mennek, a zárelengedések pedig alulról felfele.





## Figyelmeztető protokoll II.

A figyelmeztető protokollra igaz az alábbi tétel:

**Tétel.** *Ha a figyelmeztető zármodellben, egy legális ütemezésben minden tranzakció követi a figyelmeztető protokollt, akkor az ütemezés sorosítható és soha nem lesz egyszerre két különböző tranzakciónak zárja (se explicit, se implicit) ugyanazon az adategységen.*

Bizonyítás: A sorosíthatóságot a kétfázisúság biztosítja (pontosabban nem bizonyítjuk).

Zárkonfliktus pedig azért nem lesz, mert

- Két különböző tranzakciónak explicit LOCK-ja nem lehet soha ugyanott, ha az ütemezés legális.





- Egy explicit és egy implicit lock (két különböző tranzakciótól) nem lehet ugyanott: nem lehet, hogy egy $A$ adatelemen $LOCK_i$ van és ezzel egyidejűleg egy leszármazottján (akin így implicit $T_i$ lock van) van $LOCK_j$ is, mert ekkor $A$-n $WARN_j$-nek is kell lennie, de az nem lehet egy legális ütemezésben.
- Két különböző tranzakciónak implicit LOCK-ja sem lehet ugyanazon a $C$ adategységen, mert ekkor $C$ két különböző felmenőjén a két különböző tranzakció két LOCK-jának kellene lennie, ami az előző pont értelmében nem lehet.

Megjegyzés: Lehetne bonyolultabb zármód esetén is nézni figyelmeztető zárolást és figyelmeztető protokollt (az RLOCK/WLOCK modelnek megfelelően): lenne külön írási és olvasási figyelmeztetés is.





## B-fában tárolt adategységek

Tekintsük most azt a helyzetet, amikor a zárolható adategységek egy fa csúcsaiban helyezkednek el, de a fa most nem az adategységek egymásba ágyazottságát mutatja (az adategységek most diszjunktak), hanem azt, hogy hogyan lehet elérni az adatokat. Például a B-fa esetén a levelekhez csak úgy juthatunk el, ha a gyökértől indulva végigjárunk egy lefele vezető utat. Ahhoz, hogy beolvashassuk azt a levelet, ami nekünk kell, előtte be kell olvasnunk az összes felmenőjét (és ha csúcsvágás vagy csúcsösszevonás úgy kívánja, írnunk is kell őket).

Ilyenkor a szokásos technikák mennek ugyan, de nagyon előnytelenek lehetnek. Például a 2PL esetén egész addig kell tartani a zárat a gyökéren, amíg le nem értünk a levélhez, ami indokolatlanul sok várakozáshoz vezet.

Kéne másik módszer, ami ebben a speciális esetben biztosítja a sorosíthatóságot, de nem olyan szigorú, mint a 2PL. Ez lesz a faprotokoll.

## Faprotokoll

Egyszerű tranzakciómodellben vagyunk (de ezt is lehetne RLOCK/WLOCK modellre kibővíteni), azaz

- egy zár van csak, ezt meg kell kapni íráshoz és olvasáshoz is
- zár után mindig van UNLOCK
- nincs két különböző tranzakciónak zárja ugyanott

A $T_i$ tranzakció követi a faprotokollt, ha

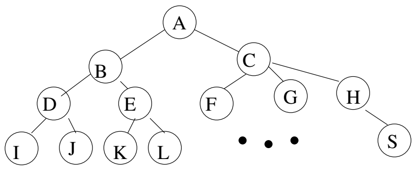
1. Az első zárat bárhova elhelyezheti.
2. A későbbiekben azonban csak akkor kaphat zárat $A$-n, ha ekkor zárja van $A$ apján.
3. Zárat bármikor fel lehet oldani (nem 2PL).
4. Nem lehet újrazárolni, azaz ha $T_i$ elengedte egy $A$ adategység zárját, akkor később nem kérhet rá újra (még akkor sem, ha $A$ apján még megvan a zárja).

**Tétel.** *(Bizonyítás nélkül) Ha minden tranzakció követi a faprotokollt egy legális ütemezésben, akkor az ütemezés sorosítható lesz, noha nem feltétlenül lesz 2PL.*





## Példa




Tekintsük ezt a $B_3$-fát. Az A-tól H-ig levő adategységek a fa belső csúcsai, itt mutatók és keresést segítő kulcsok vannak, a levelekben (I-től S-ig) pedig a keresési kulcs szerint rendezetten vannak a tárolt adatok, amik között keresünk. Most feltesszük, hogy egy levélben egy tárolt elem van.

Ha mondjuk az $I$-ben, $J$-ben és $K$-ban tárolt elemek keresési kulcsa $1, 3$ és $10$, és be akarunk szúrni egy olyan elemet, ahol a kulcs értéke 4, akkor először olvasni kell $A$-t, $B$-t és $D$-t, majd írni is kell $D$-t.





## Példa II.

Ekkor a megfelelő (faprotokoll szerinti, legális) ütemezés eleje $LOCK_i(A),\ LOCK_i(B),\ UNLOCK_i(A)$ mert $B$ beolvasása után látjuk, hogy neki csak két gyereke van, ha kell is csúcsvágás, az $A$-t biztos nem érinti, $A$-t nem kell majd írni. Csak addig kellett fogni $A$-n a zárat, amíg $B$-re is megkaptuk.

Ezután $LOCK_i(D),\ UNLOCK_i(B)$, mert látjuk, hogy $D$-nek csak két gyereke van, ezért $B$-t biztos nem kell írni.

Innen tovább: $UNLOCK_i(D)$, amikor már megtörtént az új levél beszúrása és $D$-ben is beállítottuk a mutatókat.

**Tanulság**:

- Faprotokoll szerint ment az ütemezés $\Longrightarrow$ jó lesz
- Nem 2PL és ezzel nyertünk is sokat, mert amint megvolt $UNLOCK_i(A)$, akkor rögtön indulhat a következő beszúrás, ha az a fa jobb oldali ágán fut le. Ha 2PL lett volna, akkor $LOCK_i(D)$-ig kellene várni ezzel.