



Προχωρημένα Θέματα Τεχνολογίας και Εφαρμογών Βάσεων Δεδομένων

Ανανηψιμότητα Συναλλαγών

Πάνος Βασιλειάδης

pvassil@cs.uoi.gr

Μάρτης 2020

Ανανήψιμο χρονοπρόγραμμα

- **Ανανήψιμο** χρονοπρόγραμμα: ένα χρονοπρόγραμμα S στο οποίο καμία συναλλαγή T δεν επικυρώνεται (COMMIT) αν δεν επικυρωθούν όλες οι συναλλαγές T_i οι οποίες τροποποίησαν ένα δεδομένο πριν το διαβάσει η T

Εναλλακτικοί όροι: «με δυνατότητα ανάκαμψης», «επαναφέρισμο», “recoverable”

Παράδειγμα

S: R1(X)R2(X)W1(X)R1(Y)W2(X)C2W1(Y)C1

... pause the video and think ...

T1 reads {X,Y} & writes {X,Y}

T2 reads {X} & writes {X}

Παράδειγμα

S: R1(X)R2(X)W1(X)R1(Y)W2(X)C2W1(Y)C1



Στο C2 παρατηρούμε ότι η T2 διάβασε μόνο το X, το οποίο ήταν γραμμένο πριν από την εκκίνηση του S [θεωρείται committed], χωρίς να το έχει πειράξει η T1

ΠΡΟΣΟΧΗ: η T1 γράφει το X μετά το R2(X)

T1 reads {X,Y} & writes {X,Y}

T2 reads {X} & writes {X}

Παράδειγμα

S: R1(X)R2(X)W1(X)R1(Y)W2(X)C2W1(Y)C1
↑

Στο C1 παρατηρούμε ότι η T1 διάβασε (α) το X, που το πείραξε η (committed ούτως ή άλλως) T2 μετά το R1(X) και (β) το Y το οποίο ήταν γραμμένο πριν από την εκκίνηση του S [θεωρείται committed], χωρίς να το έχει πειράξει η T2

T1 reads {X,Y} & writes {X,Y}

T2 reads {X} & writes {X}

Παράδειγμα

S: R1(X)R2(X)W1(X)R1(Y)W2(X)C2W1(Y)C1

T1:

R1(X): safe, reads committed value before S starts

R1(Y): safe, reads committed value before S starts

T2:


R2(X): safe, reads committed value before S starts

T1 reads {X,Y} & writes {X,Y}

T2 reads {X} & writes {X}

Αντιπαράδειγμα

S: R1(X)W1(X) R2(X) R1(Y)W2(X)C2A1



Στο C2 παρατηρούμε ότι η T2 διάβασε το X αφού το είχε πειράξει η T1. Αυτό σημαίνει ότι η T2 ΔΕΝ μπορεί να κάνει commit πριν κάνει commit και η T1

[επιπλέον, εδώ τυχαίνει η T1 να κάνει και abort – γιατί αυτό δημιουργεί λογικό πρόβλημα?]

T1 reads {X,Y} & writes {X}

T2 reads {X} & writes {X}

Αντιπαράδειγμα

S: R1(X)W1(X) R2(X) R1(Y)W2(X)C2A1

T1



R1(X): safe, reads committed value before S starts

R1(Y): safe, reads committed value before S starts

T2

R2(X): unsafe, reads value modified by T1.W1(X), and C1 has not committed before C2

T1 reads {X,Y} & writes {X}

T2 reads {X} & writes {X}

Χρονοπρόγραμμα αποφεύγον τη διάδοση ανακλήσεων

- Ένα χρονοπρόγραμμα στο οποίο κάθε συναλλαγή διαβάζει μόνο στοιχεία που έχουν γραφεί από επικυρωμένες συναλλαγές
- Είναι ανανήψιμο εξ ορισμού ...

Εναλλακτικά: “avoids cascading aborts”

Παράδειγμα

S: R1(X)R2(Z)W2(X)W1(X)C1R2(X)W2(X)C2

T1 είναι OK, διότι

R1(X) διαβάζει committed το X (από πριν ξεκινήσει το S)

T2 είναι OK, διότι

R2(Z) διαβάζει committed το Z (από πριν ξεκινήσει το S)

R2(X) διαβάζει committed το X (από την committed T1)

Ερωτήσεις

Αυτό τι θα ήταν? (απλά πήγα το C1 @ end)

S': R1(X)R2(Z)W2(X)W1(X) R2(X)W2(X) C1C2

Αυτό? (swap C1 and C2)

S'': R1(X)R2(Z)W2(X)W1(X) R2(X)W2(X) C2C1

Αυστηρό χρονοπρόγραμμα

- Ένα χρονοπρόγραμμα στο οποίο, μια συναλλαγή δεν μπορεί ούτε να διαβάσει, ούτε να γράψει ένα στοιχείο X , έως ότου επικυρωθεί (ή ακυρωθεί) η τελευταία συναλλαγή που έγραψε το X .
- Αποφεύγει τη διάδοση των ανακλήσεων εξ' ορισμού

Εναλλακτικός όρος: “strict”

Αντιπαράδειγμα

S: R1(X)R2(Z)W2(X)W1(X)C1R2(X)W2(X)C2

T1



R1(X): safe, reads committed value

W1(X): **unsafe**, πάει να γράψει το X, το οποίο όμως γράφτηκε εσχάτως από την T2, η οποία ΔΕΝ έχει κάνει commit ακόμα.

T2

R2(Z): safe, reads committed value before S

W2(X): safe, reads committed value before S

R2(X): safe, reads committed from T1

W2(X): safe writes on top of committed value from T1

Τι θα γινόταν αν...

S: R1(X)R2(Z)W1(X)C1R2(X)W2(X)C2

... pause the video and think...

Τι θα γινόταν αν...

S: R1(X)R2(Z)W1(X)C1R2(X)W2(X)C2

T1

R1(X): safe, reads committed, before S

W1(X): safe (over)writes non-dirty committed data.

T2

R2(Z): safe, reads committed before S

R2(X): safe, reads data written by committed T1

W2(X): safe, overwrites data written by committed T1

Διαβάστε ...

- Silberschatz, Korth, Sudarsan, 4η έκδοση: 15.6
- Elmasri & Navathe, 4η έκδοση: Ενότητα 19.4.2
- Ramakrishnan & Gehrke: Ενότητα 18.3.4