Gegenseitiger Ausschluss

Problemstellung

- Mehrere Prozesse greifen auf gemeinsame Daten/Ressourcen zu; dieser Zugriff muss koordiniert werden: Immer nur ein Prozess darf den kritischen Abschnitt (k. A.) betreten.

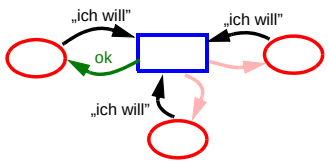
Literatur

- M. Singhal, N. Shivaratri: Advanced Concepts in Operating Systems
- Original-Publikationen zu den einzelnen Algorithmen
- Ein guter Überblick über die meisten wichtigen Forschungsarbeiten auf diesem Gebiet liefert insbesondere: G. Cao, M. Singhal: A Delay-Optimal Quorum-Based Mutual Exclusion Algorithm for Distributed Systems, IEEE TPDS 12, Dec. 2001

Gegenseitiger Ausschluss: Überblick

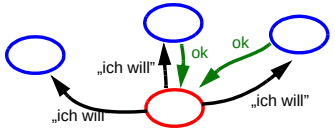
Zentraler Koordinator:

- Alle fragen einen



Vollständig verteilt:

- Jeder fragt jeden



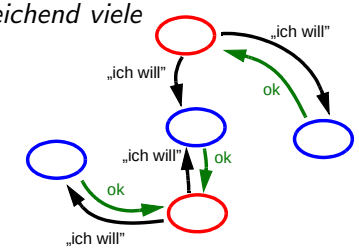
Beispiel

- Lamport: Vollständige Replikation des Systemzustandes
- Ricart und Agrawala: Reduktion der Nachrichtenzahl

Gegenseitiger Ausschluss: Überblick

Quorumbasierte Algorithmen:

- Dezentral, aber reduzierter Aufwand
- *Jeder fragt ausreichend viele*



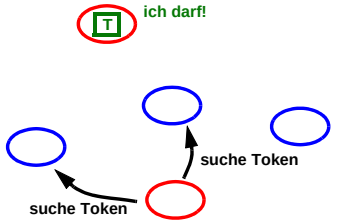
Beispiel

- Maekawa: Quorumbasierter gegenseitiger Ausschluss
- Sanders: Universeller erlaubnisbasierter Algorithmus

Gegenseitiger Ausschluss: Überblick

Tokenbasierte Algorithmen

- Wer Token besitzt, darf in k.A.!
- Wie bekommt man das Token?



Beispiel

- Perpetuum-Mobile-Algorithmus: Token wandert alleine
- Algorithmus von Suzuki und Kasami: Broadcast-Suche
- Algorithmus von Raymond: Suche auf Baumstrukturen
- Algorithmus von Singhal: „Intelligenter" Broadcast

Gegenseitiger Ausschluss: Überblick

Systemmodell

- Prozesse wickeln zeitlich sequentiell eine Folge von Aktionen ab
- Es gibt drei Arten von Aktionen:
  - lokale Aktionen (keinerlei Auswirkungen auf andere Prozesse)
  - Aktionen zum Senden von Nachrichten
  - Aktionen zum Empfangen von Nachrichten

Gegenseitiger Ausschluss: Überblick

Formale Anforderungen

GA1: Gegenseitiger Ausschluss: Zu keinem Zeitpunkt hat mehr als ein Prozess die Erlaubnis, den kritischen Abschnitt auszuführen.

GA2: Lebendigkeit (bzw. Verklemmungsfreiheit): Wenn sich kein Prozess im k. A. befindet und mindestens ein Prozess diesen betreten möchte, erhält ein Prozess in endlicher Zeit die Erlaubnis, den kritischen Abschnitt zu betreten.

Strengere Anforderung

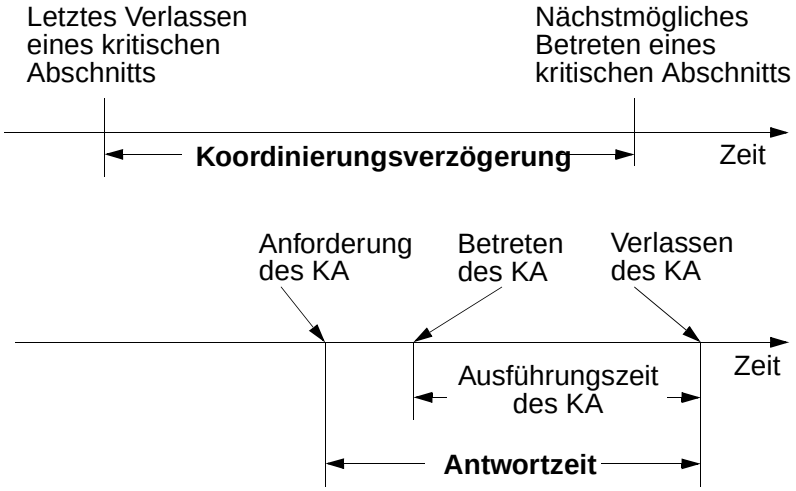
GA2': Aushungerungsfreiheit: Ein Prozess, der den kritischen Abschnitt betreten möchte, erhält innerhalb endlicher Zeit die Erlaubnis dazu.

Gegenseitiger Ausschluss: Überblick

Weitere wesentliche Gesichtspunkte

- Fairness
  - Die Zulassung erfolgt in der Reihenfolge der Anforderungen.
  - Eine globale Ordnung nach physikalischer Zeit ist i. d. R. nicht möglich. Üblich daher „Reihenfolge“ gemäß Ordnung durch logische Uhren.
  - Fairness impliziert Aushungerungsfreiheit (aber nicht umgekehrt)
- Fehlertoleranz
- Erzeugte Netzlast (Nachrichtenanzahl)
- Erzielte Performanz

Gegenseitiger Ausschluss: Überblick

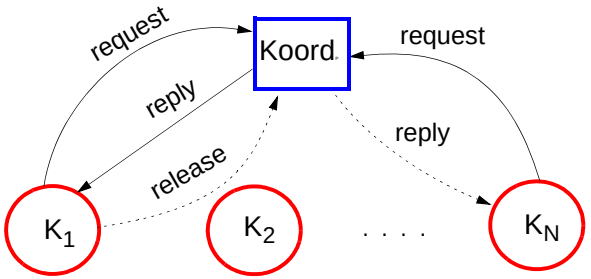


Durchsatz: Anzahl KA pro Zeit; 1/(Koord.Verz.+Ausführungszeit)

Zentraler Koordinator

Nachrichtentypen

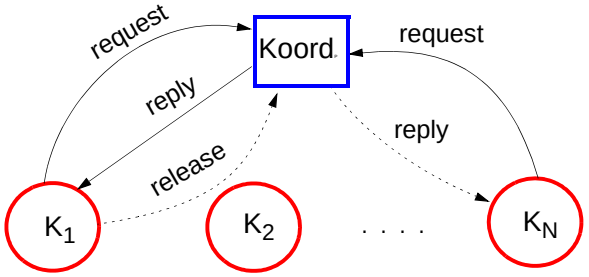
- `REQUEST` Anforderung des kritischen Abschnitts
- `REPLY` Zuteilung des kritischen Abschnitts
- `RELEASE` Freigabe des kritischen Abschnitts



Zentraler Koordinator

Eigenschaften

- Anzahl der Nachrichten: 3 pro kritischem Abschnitt
- Koordinierungsverzögerung: 2 Nachrichtenlaufzeiten (`RELEASE`, `REPLY`)



Algorithmus von Lamport

Systemmodell

- Nachrichtenkanäle: zuverlässig, FIFO
- Lamports logische Uhren zum Erzeugen von Zeitstempeln (`t`)

Algorithmus

- Eintrittswunsch des Knotens P_i:
  - sende `REQUEST(t, i)` an alle (einschließlich sich selbst)
- Knoten P_i verlässt den kritischen Abschnitts:
  - sende `RELEASE(t, i)` an alle

Algorithmus von Lamport

- Bearbeitung von `REQUEST`-Nachrichten:
  - Jeder Prozess sammelt bei ihm angekommene `REQUEST`-Nachrichten und ordnet sie nach steigendem Zeitstempel in lokaler `REQUEST`-Warteschlange.
  - Wenn P_j eine `REQUEST`-Nachricht von P_i erhält, sendet P_j eine Bestätigungsnachricht ACK(t, j) an P_i

Algorithmus von Lamport

- Betreten kritischer Abschnitte:

  P_i kann kritischen Abschnitt betreten, wenn diese beiden Bedingungen erfüllt sind:

  - P_i hat von allen anderen Knoten eine (beliebige) Nachricht mit größerem Zeitstempel als sein eigener `REQUEST` erhalten

    (FIFO-Kanal $\Rightarrow$ keine Nachrichten mit älteren Zeitstempel unterwegs $\Rightarrow$ es kann kein `REQUEST` mit kleinerem Zeitstempel mehr ankommen!)
  - Der eigene `REQUEST` ist am Kopf der Warteschlange

Algorithmus von Lamport

- Verlassen kritischer Abschnitte
  - P_i entfernt bei Verlassen seines k. A. die eigene Anforderung aus der lokalen Warteschlange und sendet eine `RELEASE`-Nachricht an alle Knoten
  - Wenn P_j eine `RELEASE`-Nachricht von P_i bekommt, entfernt es die zugehörige `REQUEST`-Nachricht aus seiner Warteschlange

Algorithmus von Lamport

Bezeichnungen

- T: mittlere Nachrichtenlaufzeit;
- N: Anzahl der Knoten
- E: mittlere Ausführungszeit für kritischen Abschnitt

Eigenschaften des Algorithmus

- Antwortzeit: $2T + E$
- Nachrichten: $3(N-1)$ pro k. A.
- Koordinierungsverzögerung: T

Fehlertoleranz

- Keine! (Sobald ein beliebiger Knoten ausfällt, kann kein Knoten mehr den kritischen Abschnitt betreten)

Algorithmus von Ricart und Agrawala

Systemmodell

- Nachrichtenkanal: zuverlässig
  (FIFO-Eigenschaft nicht mehr notwendig!)
- Reduktion der Nachrichtenanzahl durch Kombination von `ACK` und `RELEASE` zu einer `REPLY`-Nachricht

Beschreibung des Algorithmus

- Eintrittswunsch des Knotens P_i: `REQUEST(t, i)` an alle
- Bearbeitung von `REQUEST`:
  - Wenn P_j eine REQUEST-Nachricht von P_i erhält, sendet er eine `REPLY`-Nachricht an P_i, falls er
    - weder selbst seinen kritischen Abschnitt betreten will noch ihn gerade betreten hat, oder
    - er selbst eine Anforderung gestellt hat, aber der Zeitstempel von P_i's Anforderung kleiner ist als der seiner eigenen Anforderung.
  - In allen anderen Fällen wird das Senden der `REPLY`-Nachricht aufgeschoben (Eintrag in Warteschlange!).

Beschreibung des Algorithmus

- Betreten kritischer Abschnitte
  - P_i kann k. A. betreten, wenn er auf seine Anforderung von allen anderen eine `REPLY`-Nachricht erhalten hat.
- Verlassen des kritischen Abschnitts durch P_i
  - P_i versendet zu allen aufgeschobenen `REQUEST`s eine `REPLY` Nachricht.

Algorithmus von Ricart und Agrawala

Bezeichnungen

- T mittlere Nachrichtenlaufzeit
- E mittlere Ausführungszeit für k. A.

Eigenschaften des Algorithmus

- Antwortzeit: $2T + E$
- Nachrichten: $2(N-1)$ pro k. A.
- Koordinierungsverzögerung: T

Optimierung von Carvalho und Roucairol

Ausgangssituation

- Bisheriger Algorithmus von Ricart und Agrawala; P_i hat von P_j ein `REPLY` erhalten;

Optimierungsidee:

- Implizites „Weiterverwenden“ der durch das REPLY erteilten Erlaubnis für den k. A.
- Weiterverwendung, solange P_j nicht selbst in den k. A. will (d.h. P_i hat seit dem `REPLY` von P_j keinen `REQUEST` empfangen und folglich keinen `REPLY` an P_j gesendet)

Anzahl der Nachrichten pro k.A.: Variabel $0 \ldots 2(N-1)$

- Besonders effizient, wenn ein kleiner Teil der Knoten den k. A. mehrfach betreten will

Quorenbasierte verteilte Algorithmen

Überlegung zur weiteren Reduktion der Nachrichtenzahl

- Alle bisher betrachteten verteilten Algorithmen benötigen im ungünstigesten Fall $O(N)$ Nachrichten pro k. A.
- Quorenbasierte Algorithmen verfolgen die Idee, nur mit einer Teilmenge aller Knoten (einem Quorum) zu interagieren, um den kritischen Abschnitt betreten zu können
- Quorum-Mengen sollen so gebildet werden, dass
  - der gegenseitige Ausschluss sichergestellt ist
  - der Kommunikationsaufwand möglichst weit reduziert wird
  - eine möglichst gleichmäßige Verteilung der Last erreicht wird

Quorenbasierte verteilte Algorithmen

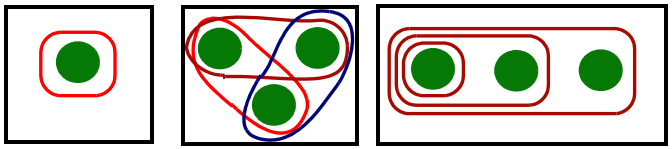
Allgemeine Definition von „Quorensystem“:

- Menge von Knotenmengen („Quoren“), von denen sich je zwei in mindestens einem Element überschneiden

Vielfältige Anwendungsgebiete in verteilten Systemen

- Gegenseitiger Ausschluss, fehlertolerante Einigungs- und Commit-Protokolle, gemeinsame verteilte Variablen,...

Beispiele



Quorenbasierte verteilte Algorithmen

Nicht alle Quoremsysteme sind „gleich gut”

- Evtl. unnötiger Aufwand, wenn sich zwei Quoren in mehreren Knoten überschneiden
- Ungleiche Lastverteiltung
  - falls manche Knoten häufiger in Quoren verwendet als andere
  - bei Fehlertoleranz-Anwendungen: Ausfall mancher Knoten kann mehr Schaden anrichten

Von Interesse sind daher vor allem Quoren mit bestimmten Minimalitätseigenschaften!

Quorenbasierte verteilte Algorithmen

Satz (hier nicht bewiesen)

- Ein ideales Quorensystem (alle Quoren sind gleich groß und überschneiden sich in nur einem Element) existiert nur, wenn sich die Knotenanzahl N darstellen lässt in der Form $N = p^m(p^m + 1) + 1$, wobei p eine Primzahl ist.
- Beispiel: $N = 13 = 3^1(3^1 + 1) + 1$

In anderen Fällen müssen die angegebenen Bedingungen etwas gelockert werden.

Quorenbasierte verteilte Algorithmen

Einfache Quorensysteme

- $\{\{A\}\}$: Ein zentraler Koordinator
- $\{\{K_1, K_2, ..., K_n\}\}$: Alle Knoten
- Mehrheitsquoren: Alle Mengen von Knoten mit mehr als der Hälfte der Knoten
- Gewichtete Mehrheitsquoren:
  - Jeder Knoten K_i hat Gewicht G_i, $G_{ges} = \sum_i G_i$
  - Quoren sind alle Knotenmengen mit Gesamtgewicht $> G_{ges}/2$

Quorenbasierte verteilte Algorithmen

Quadratgitterkonstruktion von Quoren

- Eintragen der Knoten-IDs in ein Quadratgitter
- Quorum: Alle Elemente in selber Zeile oder Spalte wie Knoten selbst
  - Die Quoren überschneiden sich i. d. R. in zwei Elementen
- Quorengröße ist $2\lceil\sqrt{N}\rceil-1$

1	2	3	4
5	6	7	8
9	10	11	12
13	14	15	16

Quorenbasierte verteilte Algorithmens

„Crumbling Wall"-Quoren

- Knoten sind in unterschiedlich große Reihen von Blöcken aufgeteilt
- Jedes Quorum besteht aus einer kompletten Reihe und aus je einem Knoten jeder darunter liegenden Reihe

Auch Bäume sind geeignet um Quorensystem aufzubauen.

Algorithmus von Maekawa

Verteilter Algorithmus, der Quoren zur Reduktion des Kommunikationsaufwands verwendet

Datenstrukturen eines Knoten P_i

- Anforderungsmenge: Menge von Knoten, von denen P_i eine Anforderung für den kritischen Abschnitt empfangen hat
- Erlaubnismenge: Menge von Antworten auf eine eigene Anforderung für den kritischen Abschnitt
- Belegungskennung: belegt für P_k, falls P_k von P_i die Erlaubnis für den kritischen Abschnitt erhalten hat
- Logische Uhren nach Lamport werden verwendet, um eine totale Ordnung auf Anforderungen zu definieren

Algorithmus von Maekawa

Grundidee des Algorithmus

- Knoten P_i fordert kritischen Abschnitt an: `REQUEST(i, t)` an alle Knoten des Quorums von Pi
- P_j empfängt `REQUEST(i, t)`: P_i in Anforderungsmenge aufnehmen und je nach Zustand von P_j:
  - *frei*: Zustand „belegt für P_i “ ; Nachricht `LOCKED` an P_i
  - *belegt für r*: Senden von `LOCKED` wird verzögert
- P_k empfängt `LOCKED` von P_i:
  - P_i in die Erlaubsnismenge aufnehmen
  - Falls alle Quorumsmitglieder in der Erlaubnismenge sind, darf der **kritische** Abschnitt betreten werden

Algorithmus von Maekawa

Grundidee des Algorithmus (2)

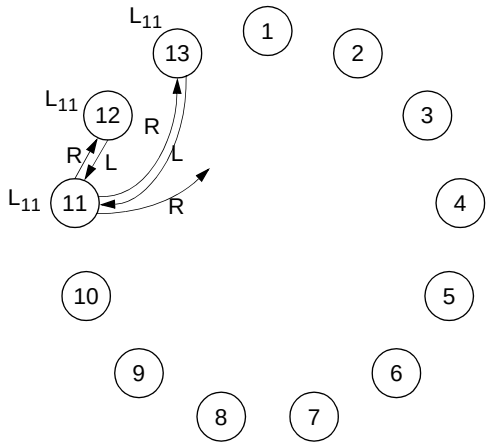
- Knoten P_j verlässt den kritischen Abschnitt:
  - Erlaubnismenge leeren; Nachricht `RELEASE` an alle Quorumsmitglieder
- Knoten P_i empfängt von P_j die Nachricht `RELEASE`:
  - P_j aus Anforderungsmenge entfernen
  - Falls die Anforderungsmenge weitere Anforderungen enthält: Für älteste Anforderung von P_r aus der Anforderungsmenge:
    Zustand „belegt für r“; Nachricht `LOCKED` an den Knoten P_r

Algorithmus von Maekawa

- Bisher beschriebener Algorithmus gewährleistet den gegenseitigen Ausschluss
- Es kann allerdings zu **Verklemmungen** kommen!

Algorithmus von Maekawa

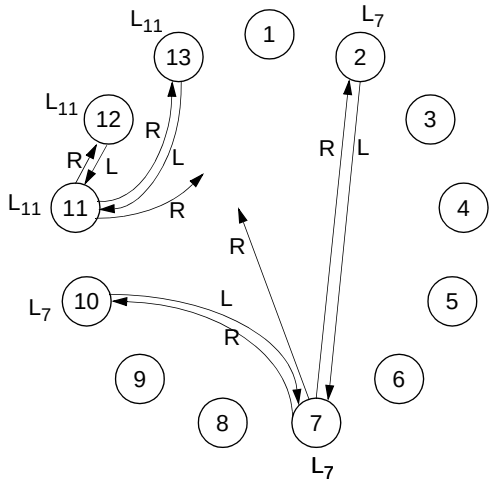
Beispiel-Ablauf für Verklemmung (1)



S_1	={	1, 2,	3,4 }
S_2	={	2, 5,	8,11 }
S_3	={	3, 6,	8,13 }
S_4	={	4, 6,	10,11}
S_5	={	1, 5,	6,7 }
S_6	={	2, 6,	9,12 }
S_7	={	2, 7,	10,13}
S_8	={	1, 8,	9,10 }
S_9	={	3, 7,	9,11 }
S_{10}	={	3, 5,	10,12}
S_{11}	={	1,11,	12,13}
S_{12}	={	4, 7,	8,12 }
S_{13}	={	4, 5,	9,13 }

Algorithmus von Maekawa

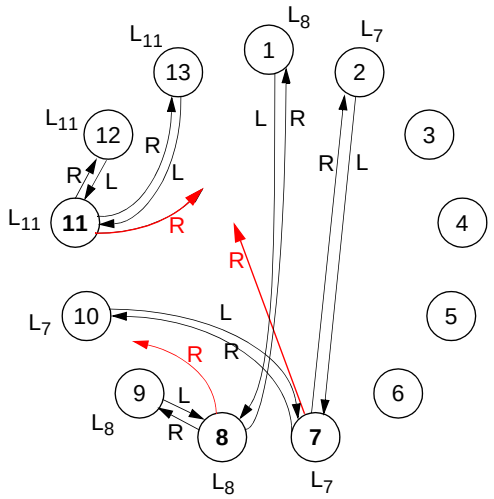
Beispiel-Ablauf für Verklemmung (2)



S_1 ={ 1, 2, 3,4 }
S_2 ={ 2, 5, 8,11 }
S_3 ={ 3, 6, 8,13 }
S_4 ={ 4, 6, 10,11}
S_5 ={ 1, 5, 6,7 }
S_6 ={ 2, 6, 9,12 }
S_7 ={ 2, 7, 10,13}
S_8 ={ 1, 8, 9,10 }
S_9 ={ 3, 7, 9,11 }
S_{10} ={ 3, 5, 10,12}
S_{11} ={ 1,11, 12,13}
S_{12} ={ 4, 7, 8,12 }
S_{13} ={ 4, 5, 9,13 }

Algorithmus von Maekawa

Beispiel-Ablauf für Verklemmung (3)



S_1 ={ 1, 2, 3,4 }
S_2 ={ 2, 5, 8,11 }
S_3 ={ 3, 6, 8,13 }
S_4 ={ 4, 6, 10,11}
S_5 ={ 1, 5, 6,7 }
S_6 ={ 2, 6, 9,12 }
S_7 ={ 2, 7, 10,13}
S_8 ={ 1, 8, 9,10 }
S_9 ={ 3, 7, 9,11 }
S_{10} ={ 3, 5, 10,12}
S_{11} ={ 1,11, 12,13}
S_{12} ={ 4, 7, 8,12 }
S_{13} ={ 4, 5, 9,13 }

Algorithmus von Maekawa

Vollständiger Algorithmus trifft Maßnahmen zum Erkennung und Auflösen von Verklemmungen:

- Im Konfliktfall bekommt eine Anforderung mit kleinerem Zeitstempel Vorrang (außer, wenn die Anforderung mit größerem Zeitstempel bereits die erforderliche Erlaubnis für den k. A. erhalten hat)
- Dazu drei weitere Nachrichten:
  - `FAILED`: Zeigt an, dass Knoten derzeit für eine Anforderung mit kleinerem Zeitstempel belegt ist
  - `INQUIRE`: Bittet um die Rückgabe einer Zuteilung (`LOCKED`)
  - `RELINQUISH`: Gibt Zuteilung zurück

Algorithmus von Maekawa

Erweiterungen zur Deadlock-Behandlung

- P_j empfängt `REQUEST(i, t)` von P_i, hat P_i in die Anforderungsmenge aufgenommen, und ist „belegt für P_r“:
  - Falls P_i ältestes Element in der Anforderungsmenge: P_j sendet `INQUIRE` an P_r
  - Falls nicht: P_j sendet `FAILED` an P_i
- P_r empfängt `INQUIRE` von P_j:
  - Falls P_r bereits `FAILED` empfangen hat: `RELINQUISH` an P_j, P_j aus Erlaubnismenge entfernen
  - Ansonsten: Empfang von `INQUIRE` merken (bei nachfolgenden Empfang von `FAILED` muss das Senden von `RELINQUISH` nachgeholt werden)

Algorithmus von Maekawa

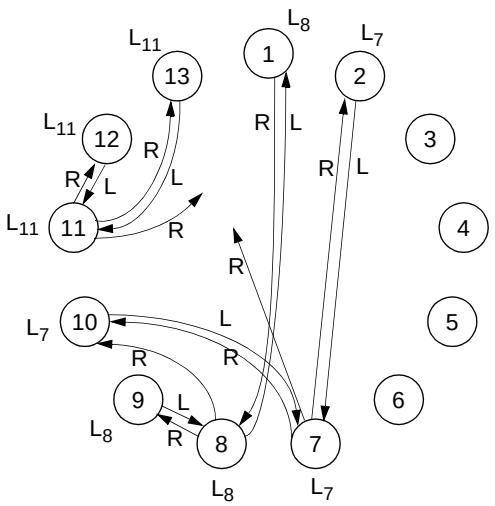
Erweiterungen zur Deadlock-Behandlung

- Wenn P_j die Nachricht `RELINQUISH` von P_i empfängt: Belegung für P_i aufheben; für ältestes Element P_r in der Anforderungsmenge „belegt für P_r“ vermerken und `LOCKED` an P_r senden

- Wenn P_i von P_j `FAILED` empfängt:
  - Falls P_i bereits `INQUIRE` von einem Knoten P_k empfangen hat: `RELINQUISH` an P_k, P_k aus Erlaubnismenge entfernen
  - Ansonsten: Empfang von `FAILED` merken (bei nachfolgenden Empfang von `INQUIRE` muss das Senden von `RELINQUISH` nachgeholt werden)

Algorithmus von Maekawa

Beispiel-Ablauf (4)

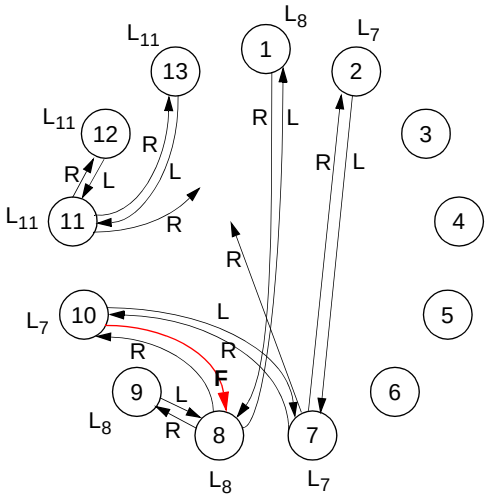


Quorum von P_i ist S_i:

S_1	={	1,	2,	3,4 }
S_2	={	2,	5,	8,11 }
S_3	={	3,	6,	8,13 }
S_4	={	4,	6,	10,11}
S_5	={	1,	5,	6,7 }
S_6	={	2,	6,	9,12 }
S_7	={	2,	7,	10,13}
S_8	={	1,	8,	9,10 }
S_9	={	3,	7,	9,11 }
S_{10}	={	3,	5,	10,12}
S_{11}	={	1,11,		12,13}
S_{12}	={	4,	7,	8,12 }
S_{13}	={	4,	5,	9,13 }

Algorithmus von Maekawa

Beispiel-Ablauf (5)

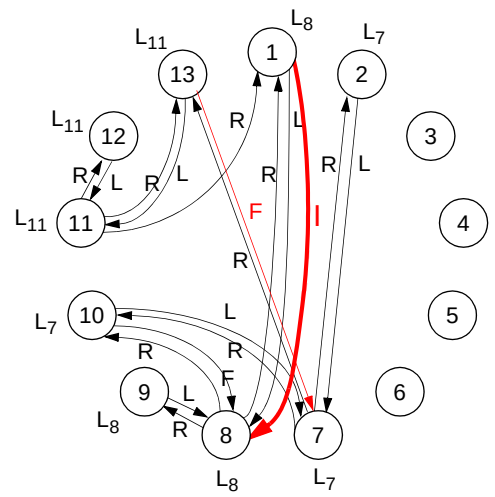


Quorum von P_i ist S_i:

S_1	={	1,	2,	3,4 }
S_2	={	2,	5,	8,11 }
S_3	={	3,	6,	8,13 }
S_4	={	4,	6,	10,11}
S_5	={	1,	5,	6,7 }
S_6	={	2,	6,	9,12 }
S_7	={	2,	7,	10,13}
S_8	={	1,	8,	9,10 }
S_9	={	3,	7,	9,11 }
S_{10}	={	3,	5,	10,12}
S_{11}	={	1,11,		12,13}
S_{12}	={	4,	7,	8,12 }
S_{13}	={	4,	5,	9,13 }

Algorithmus von Maekawa

Beispiel-Ablauf (6)

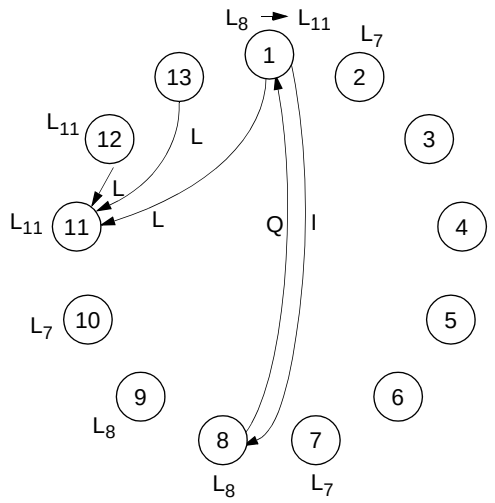


Quorum von P_i ist S_i:

S_1	={	1,	2,	3,4 }
S_2	={	2,	5,	8,11 }
S_3	={	3,	6,	8,13 }
S_4	={	4,	6,	10,11}
S_5	={	1,	5,	6,7 }
S_6	={	2,	6,	9,12 }
S_7	={	2,	7,	10,13}
S_8	={	1,	8,	9,10 }
S_9	={	3,	7,	9,11 }
S_{10}	={	3,	5,	10,12}
S_{11}	={	1,11,		12,13}
S_{12}	={	4,	7,	8,12 }
S_{13}	={	4,	5,	9,13 }

Algorithmus von Maekawa

Beispiel-Ablauf (7)



Quorum von P_i ist S_i:

S_1	={	1,	2,	3,4 }
S_2	={	2,	5,	8,11 }
S_3	={	3,	6,	8,13 }
S_4	={	4,	6,	10,11}
S_5	={	1,	5,	6,7 }
S_6	={	2,	6,	9,12 }
S_7	={	2,	7,	10,13}
S_8	={	1,	8,	9,10 }
S_9	={	3,	7,	9,11 }
S_{10}	={	3,	5,	10,12}
S_{11}	={	1,	11,	12,13}
S_{12}	={	4,	7,	8,12 }
S_{13}	={	4,	5,	9,13 }

Algorithmus von Maekawa

Bezeichnungen:

- T mittlere Nachrichtenlaufzeit
- E mittlere Ausführungszeit für k. A.
- K mittlere Größe eines Quorums

Eigenschaften des Algorithmus:

- Antwortzeit: $2T + E$
- Koordinierungsverzögerung: $2T$
- Nachrichten:
  - keine Konflikte: $3(K-1)$ pro k.A.
  - Konfliktfall, normal: $4(K-1)$ pro k.A. (`FAILED`)
  - ungünstigster Fall: $5(K-1)$ pro k.A. (`INQUIRE, RELINQ.`)

$\Rightarrow O(\sqrt{N})$ Nachrichten bei geeigneten Quoren

Tokenbasierte Algorithmen

Prinzip

- Im System existiert genau ein Token
- Ein Prozess kann einen kritischen Abschnitt nur betreten, wenn er über das Token verfügt

Passive Verfahren

- „Perpetuum Mobile"

Aktive Verfahren

- Algorithmus von Suzuki/Kasami: Vollständige Suche im ganzen Netz
- Algorithmus von Raymonds: Gezielte Suche nach vordefinierter Baumstruktur
- Algorithmus von Singhal: Reduktion der Nachrichtenzahl durch intelligente, selbstadaptierende Suche nach dem Token

Perpetuum Mobile

Vorgehen

- Token wird automatisch auf (virtuellem) Ring weitergeschickt
- Knoten, der k. A. betreten will, wartet einfach auf das Token

Eigenschaften

- (Fast) alle Knoten wollen (fast) immer in den k. A.:
  - (Meist) nur 1 Nachricht zwischen allen k.A., nahezu optimal
- Ansonsten:
  - Durchschnittliche Wartezeit auf Token $N/2$ Nachrichtenlaufzeiten
  - Unbeschränkte Anzahl von Nachrichten, selbst wenn kein Knoten den k.A. betreten will

Aktive Tokenbasierte Algorithmen

Generelles Prinzip

- Ein Prozess, der in seinen kritischen Abschnitt eintreten will, aber nicht über das Token verfügt, versendet `REQUEST`-Anforderungen.
- Ein Prozess, der `REQUEST`-Anforderungen erhält, übergibt das Token, sobald es frei ist, an einen Anforderer.

Probleme

- Erzeugung genau eines Tokens
- Bestimmung des Prozesses, der den Token erhält
- Welche `REQUEST`-Anforderungen sind veraltet, welche aktuell?

Algorithmus von Suzuki-Kasami

Datenstrukturen

- Lokale Datenstruktur des Prozesses P_i

```
int RN[n] // Sequenznummern, soweit bekannt
```

- Datenstruktur des Tokens

```
struct {
  int LN[n];
  IntFifo queue;
}
```

`LN[i]` enthält die durch P_i ausgeführten `REQUEST`-Operation.

Algorithmus von Suzuki-Kasami

Anforderung des Tokens

- Wenn Prozess P_i das Token benötigt, erhöht er seine Sequenznummer `RN[i]` und sendet eine Nachricht `REQUEST(i,RN[i])` an alle anderen
- Wenn ein Prozess P_j eine Nachricht `REQUEST(i,sn)` empfängt, setzt er `RN[i] = max(RN[i],sn)`.

  Falls P_j über das Token verfügt und nicht im kritischen Abschnitt ist, sendet er es an P_i, wenn `RN[i] == LN[i]+1` ist.

Algorithmus von Suzuki-Kasami

Ausführung eines kritischen Abschnitts

- Prozess P_i führt den kritischen Abschnitt aus, sobald er über das Token verfügt

Verlassen eines kritischen Abschnitts

- `LN[i] := RN[i]`
- Jeder Prozess P_j, der nicht in queue vermerkt ist und für den gilt, dass `RN[j] == LN[j] + 1` ist, wird an queue angefügt
- Falls queue nicht leer ist, wird der erste Prozess aus queue entfernt und das Token an ihn verschickt

Algorithmus von Suzuki-Kasami

Bezeichnungen:

- T: mittlere Nachrichtenlaufzeit; N: Anzahl der Knoten
- E: mittlere Ausführungszeit für kritischen Abschnitt

Eigenschaften des Algorithmus

- Antwortzeit: $2T + E$
- Nachrichten: N pro k. A.
- Koordinierungsverzögerung: T

Fehlertoleranz

- Knoten, die selber `REQUESTS` ausgesendet haben, oder die das Token besitzt, dürfen nicht ausfallen

Weitere tokenbasierte Algorithmen

Algorithmus von Raymond

- Ziel: Reduktion der Nachrichten-Anzahl
- Idee: Anordnung der Prozesse als logischem Baum (eine solche Struktur kann z.B. durch einen Wahlalgorithmus automatisch gewonnen werden)

Algorithmus von Singhal

- Ziel: Beibehaltung der guten Koordinierungsverzögerung von Suzuki-Kasami
- Aber Reduktion der Nachrichtenzahl durch geschickte Vorhersage, welche Knoten das Token besitzen können

Gegenseitiger Ausschluss

Zusammenfassung

- Bewertungskriterien für die verschiedenen Algorithmen