Verteilte Systeme

5. Zeit

Ansätze

- Pragmatisch: Uhrensynchronisation
  - Abgleich der lokalen Uhren
  - Beispiele
    - Zeitabgleich nach F. Christian
    - Berkeley-Algorithmus
    - Verteilte Synchronisation
    - Network Time Protocol (NTP)
- Theoretisch: Logische Uhren
  - Vergleichbarkeit kausal abhängiger Ereignisse
  - Reicht in vielen Fällen aus
  - Beispiele
    - Lamport-Zeit
    - Vektor-Zeit

4.1 Uhrensynchronisation

Uhrensynchronisation

- Zwei Grundtechniken:
  - 1 Rechner hat die exakte Uhr (z.B. Empfang des DCF77-Signals)
    - exaktes Nachziehen aller anderen Uhren im System
  - Jeder Rechner hat eine mehr oder weniger exakte Uhr
    - Ständiger Uhrenvergleich und -abgleich
- Grundannahme:
  - Uhren haben nur eine lineare Abweichung von der Idealzeit
    - Für ausreichend kleine Intervalle legitim
- Ziel: Vor Überschreitung der maximal tolerierbaren Abweichung synchronisieren
  - Funktioniert in der Praxis bei nicht übertriebenen Anforderungen :-)
  - Beispiel: Uhrensynchronisation beim Empfang eines Ethernet-Frames (Preamble)

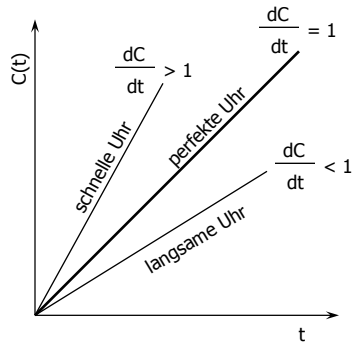
Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.4

Lineare Uhrenabweichung

- Perfekte Rechneruhr tickt mit n Hz
- Genauigkeit moderner Quarzuhren:
  - $\sim 10^{-5}$ (< 1 Sekunde / Tag)
- Lineare Abweichung:

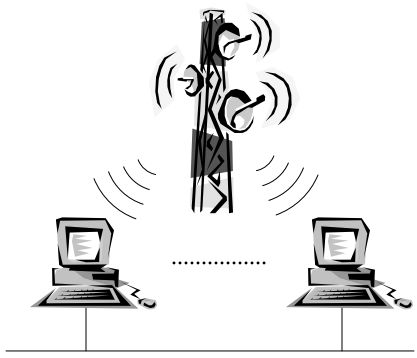
$$\exists p > 0: \quad 1 - p < \frac{dC}{dt} < 1 + p$$

- Maximale Abweichung zweier Uhren nach Δt: $2p\,\Delta t$
- Beispiel: $p=10^{-5}$, $\Delta t=60s$:
  - max. Abweichung 1.2 ms



Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.5

DCF77-basierte Synchronisation

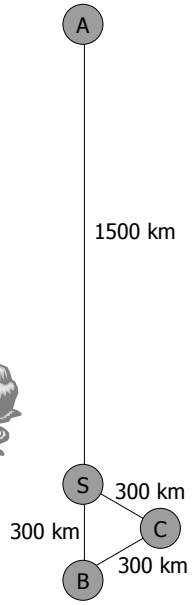


- Zentraler Zeit-Server
  - Atomuhr in Braunschweig
  - Sender in Offenbach bei Frankfurt
- Empfangsmodul in jedem Rechner
- Maximale Drift
  - Reichweite 1500 km (DCF77)
  - 5 ms Differenz
  - Warum nicht 10 ms?
- Bedingungen für eine erfolgreiche DCF77-basierte Synchronisation?
- Variante
  - Zusätzliches Clock-Signal im Netz

Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.6

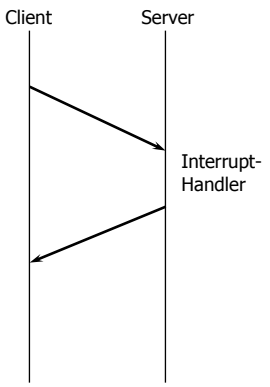
Pech :-(

- S = DCF77-Sender
- GZ = Globale Zeit
- Szenario:
  - A sendet um 14.000 GZ an B "Sie haben 1e10 DM gewonnen!"
  - C sendet um 14.001 GZ an B "Pokerschulden in Höhe 1e9 DM!"
- Reaktionen
  - B erhält zuerst Nachricht von A
  - B erhält zuerst Nachricht von C

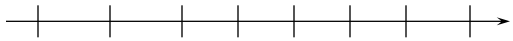


Uhrenabgleich nach F. Christian

- Uhrenabgleich mit passivem, zentralem Zeit-Server
- Vorgabe: maximale Abweichung zwischen zwei Rechnern < a:
  - Abgleichintervalle < a/2p
- Zeit-Server sendet auf Anfrage schnellst-möglich aktuelle Uhrzeit:
  - Vgl. ICMP-Nachricht (Timestamp Request)
  - Übertragenen Uhrenwert übernehmen!?



Zwei Probleme



- Empfangener Zeitwert kleiner als lokale Uhr:
  - Lokale Uhr läuft schneller
  - Zeit schreitet nur voran
  - Bis zum Angleich werden die Zeittakte kürzer (Anti-Schaltmillisekunden)
  - Um abrupte Zeitsprünge zu vermeiden auch beim Hochsetzen (Schaltmillisekunden)
- Empfangener Zeitwert berücksichtigt Transportzeit nicht
  - Lokale Sende- und Empfangszeit messen
  - Korrekturfaktor:

$$\frac{t_{Empfang} - t_{Senden}}{2}$$

    - wenn möglich lokal verbrauchte Zeit bei Server berücksichtigen
    - mehrere Messungen: Schnellste = geringste Verfälschung

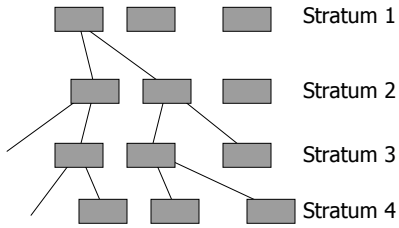
Berkeley-Algorithmus

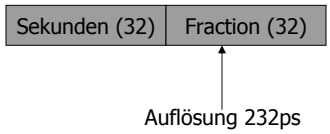
- Aktiver, zentraler Zeit-Server
- Ablauf:
  - Server sendet periodisch seine Zeit an alle Rechner
  - Klienten antworten mit ihrer jeweiligen Zeitverschiebung
  - Server berechnet eine mittlere Zeit und teilt diese den anderen Rechnern mit
  - Klienten gleichen ihre Zeiten in kleinen Schritten an
    - Schaltmillisekunden
    - Anti-Schaltmillisekunden

Network Time Protocol (NTP)

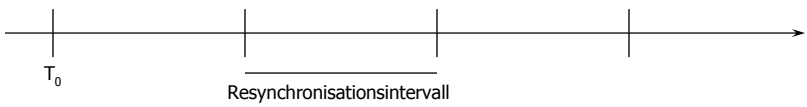
- UDP-basiertes Protokoll (Port 123)
- Hierarchische Struktur
  - Primary Server werden z.B. über DCF77 synchronisiert
  - Secondaries gleichen zur nächst höheren Ebene ab
  - Minimaler Spannbaum (Bellman-Ford)
    - Gewicht: Stratum+Distanz
- Protokoll liefert
  - Clock Offset
  - Roundtrip Delay
  - Dispersion (max. Fehler)

  relativ zu einem Referenz-Server





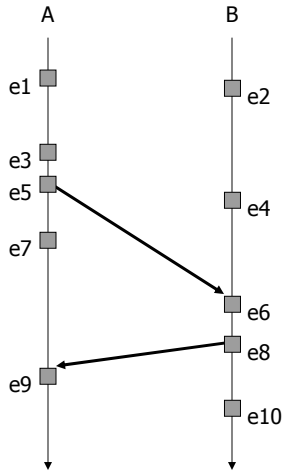
Verteilter Uhrenabgleich



- T_0 akzeptierter gemeinsamer Zeitpunkt
- Ablauf:
  - Zu Beginn eines Resynchronisationsintervalls sendet jeder Rechner seine aktuelle Zeit per Broadcast
    - aufgrund der Drift geschieht das nicht gleichzeitig
  - Einsammeln weiterer Broadcasts
  - Mittelwert bilden und neue Zeit berechnen
    - m beste und m schlechteste Werte ignorieren (kein Abgleich mit maximal m kaputten Uhren)

4.2 Logische Uhren

Kausalität

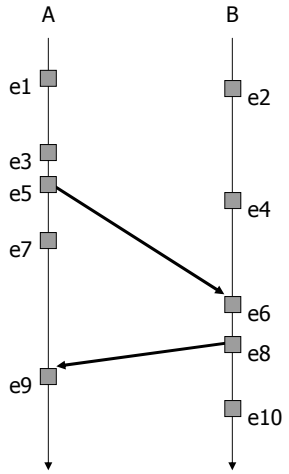


- Ereignisse
  - Lokale Ereignisse
  - Sende- und Empfangsereignisse
- Kausalität
  - Ursache vor Wirkung
  - Ereignis e_n ist kausal abhängig von e_m, wenn e_n Auswirkungen auf e_m haben kann:
    $$e_n <_k e_m$$
  - Kausal unabhängige Ereignisse
  - Transistivität
  - Partielle Ordnung
- Kausale Abhängigkeit lokaler Ereignisse
  $$(A, e_n) <_k (A, e_{n+l}) \quad l > 0$$
- Kausalität bei Senden und Empfangen
  $$(A, e_{Senden}) <_k (B, e_{Empfangen})$$

Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.14

Logische Uhren

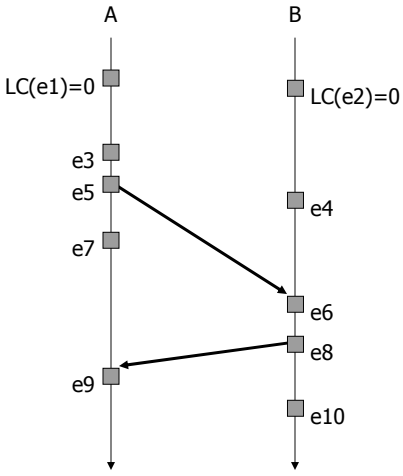
- Ereignissen logische Zeit zuordnen
- Gesucht: Abbildung LC : E $\rightarrow$ H
  - E: Menge der Ereignisse mit Kausalrelation
  - H: Zeitbereich (halbgeordnete Menge; "früher", "später")
- Zeitstempel LC(e)



- Uhrenbedingung

$$e_n <_k e_m \Rightarrow LC(e_n) < LC(e_m)$$

Lamportzeit



- Logische Uhr LC pro Rechner
  - n Bit-Zähler
- Logische Uhr tickt bei Ereignissen
  - Lokales Ereignis

```
LC := LC + 1;
```

  - Sendeereignis

```
LC := LC + 1;
Send(Message,LC);
```

  - Empfangsereignis

```
Receive(Message,LC_Sender);
LC := Max(LC,LC_Sender)+1;
```

- Gilt die Uhrenbedingung?

Eigenschaften der Lamportzeit

- Kausale Unabhängigkeit

  $$LC(a) = LC(b) \Rightarrow a \| b$$

  $$a \| b \Leftrightarrow \neg(a <_k b) \wedge \neg(a <_k b)$$

- Umkehrung der Uhrenbedingung gilt nicht

  $$LC(a) < LC(b) \not\Rightarrow a <_k b$$

  $$LC(a) < LC(b) \Rightarrow (a <_k b) \vee (a \| b)$$

  – d.h. aus den Zeitstempeln läßt sich nicht immer eindeutig festlegen, ob zwei Ereignisse kausal voneinander abhängen

- Zukunft kann Vergangenheit nicht beeinflussen

  $$LC(a) < LC(b) \Rightarrow \neg(b <_k a)$$

Erweiterte Lamportzeit

- Lamportzeit ist nicht injektiv

  $$LC(a) = LC(b) \not\Rightarrow a = b$$

- Erweiterung zu einer totalen Ordnung
  – Hinzufügen eines zusätzlichen Kriteriums, z.B. Rechnernummer
  – Zeitstempel für Ereignis e auf Rechner A: $LC_E(A,e)$

- $LC_E(A,a) < LC_E(B,b)$

  $\Leftrightarrow LC(a) < LC(b) \vee (LC(a) = LC(b) \wedge A < B)$

  – Alle Ereignisse haben verschiedene Zeitstempel

- Erweiterte Lamportzeit kausalitätserhaltend

  $$a <_k b \Rightarrow LC(a) < LC(b) \Rightarrow LC_E(A,a) < LC_E(B,b)$$

Überläufe der logischen Uhr

- Überläufe praktisch ausschließen
  - Abschätzung der maximalen Ereignisrate pro Rechner und der maximalen Laufzeit
  - Bitanzahl von LC geeignet wählen
  - Beispiel
    - Maximal 1000 Ereignisse pro Sekunde
    - 32 Bit Zähler: 49 Tage, 17 Stunden, 2 Minuten, 47 Sekunden
    - 64 Bit Zähler: ca. 584 Millionen Jahre
- Spezieller Algorithmus bei Überlauf
  - Auslöser: LC-Überlauf auf einem Rechner
  - Lösungsansätze?

Zusammenfassung Lamportzeit

- Einfache Realisierung
  - Verschicken zusätzlicher Information in jeder Nachricht
    - Identifikation des sendenden Rechners
    - Zeitstempel des Sendeereignisses
- Uhrenbedingung erfüllt

$$a <_k b \Rightarrow LC(a) < LC(b) \Rightarrow LC_E(A,a) < LC_E(B,b)$$

- Umkehrung der Uhrenbedingung gilt nicht

$$LC_E(A,a) < LC_E(B,b) \not\Rightarrow LC(a) < LC(b) \not\Rightarrow a <_k b$$

  - d.h. aus den Zeitstempeln kann i.A. nicht auf eine kausale Abhängigkeit geschlossen werden

Vektorzeit

- Beliebige aber feste Menge von n Rechnern
  - Erweiterung auf dynamische Rechnermengen möglich
- Zeitstempel eines Ereignisses a ist ein Vektor der Größe n
- Verschiedene Realisierungsvarianten
- Schreibweisen
  - Sei VC_k die logische Uhr von Rechner k
  - $VC_k[j]$ bezeichne die j.te Komponente in VC_k

$$VC(a) = \begin{pmatrix} vc_0 \\ \vdots \\ vc_{n-1} \end{pmatrix}$$

Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.21

Realisierung [Mattern 1989]

- Initialisierung von VC auf Rechner k

```
for (i=0;i<n;i++) VC_k[i]:=0;
```

- Lokales Ereignis auf Rechner k

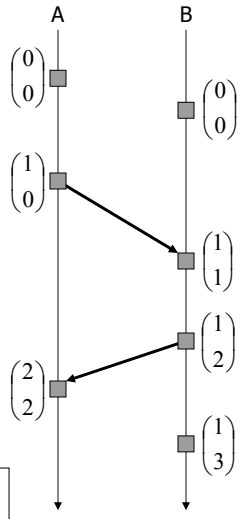
```
VC_k[k]:=VC_k[k]+1;
```

- Sendeereignis auf Rechner k

```
VC_k[k]:=VC_k[k]+1;
Send(Message,VC_k);
```

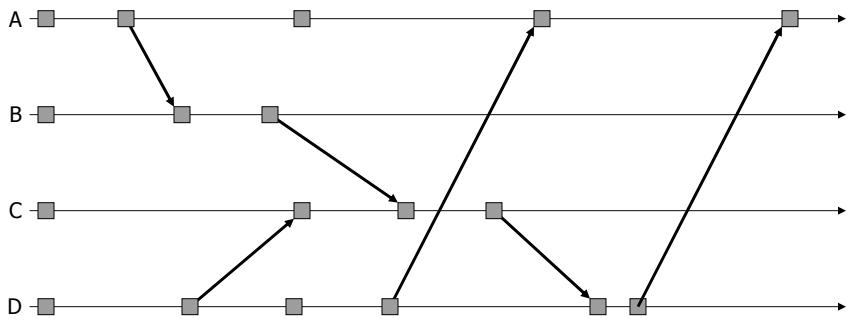
- Empfangsereignis auf Rechner k

```
VC_k[k]:=VC_k[k]+1;
Receive(Message,VC_Sender);
for (i=0;i<n;i++)
        VC_k[i]:=max(VC_k[i],VC_Sender[i]);
```



Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.22

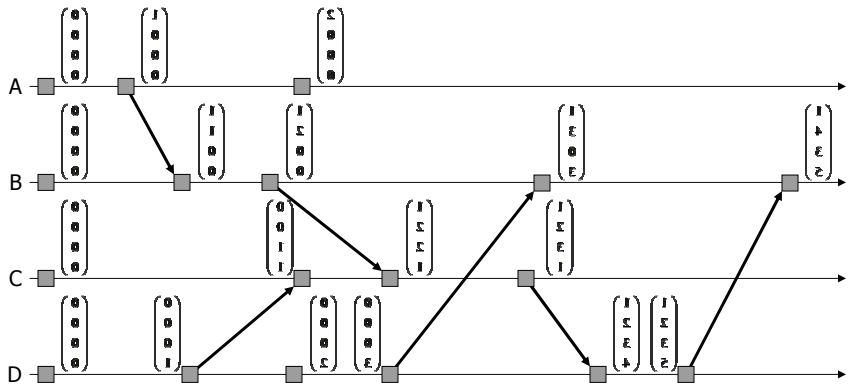
Beispiel



- Wann sind Ereignisse kausal abhängig?
- Wann sind Ereignisse kausal unabhängig?

Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.23

Lösung



Verteilte Systeme, Winter 2002 Folie 5.24

Eigenschaften der Vektorzeit

- Sei va=VC(a) und vb=VC(b)
- Definition:
  Für 2 Zeitstempel VC(a) und VC(b) gilt:

$$va \le vb :\Leftrightarrow \forall i : va[i] \le vb[i]$$

$$va < vb :\Leftrightarrow (va \le vb) \wedge (va \ne vb)$$

$$va \| vb :\Leftrightarrow \neg(va < vb) \wedge \neg(vb < va)$$

- Kausale Abhängigkeit

$$va \le vb$$

- Kausale Unabhängigkeit

$$va \| vb \Rightarrow \exists i, j \in \{0,...,n-1\} : (va[i] < vb[i]) \wedge (vb[j] < va[j])$$

Zusammenfassung Vektorzeit

- Einfache Realisierung
  - Verschicken zusätzlicher Information in jeder Nachricht
    - Identifikation des sendenden Rechners
    - Zeitvektor des Sendeereignisses
- Problematik dynamischer Rechnermengen
- Uhrenbedingung erfüllt

$$a <_k b \Rightarrow VC(a) < VC(b)$$

- Umkehrung der Uhrenbedingung gilt ebenfalls

$$VC(a) < VC(b) \Rightarrow a <_k b$$

  - d.h. aus den Zeitstempeln kann auf eine kausale Abhängigkeit geschlossen werden
  - Beweis?

Zusammenfassung

- Uhrensynchronisation
  - Reicht in vielen Fällen meist aus
  - Uhrenbedingung
    - Sanfter Abgleich einer ev. Uhrenabweichung notwendig
    - Dann gilt natürlich auch die Umkehrung
- Logische Uhren
  - Beschränkung auf kausal abhängige Ereignisse
  - Häufig Erweiterung auf totale Ordnung
    - Kausalität bleibt weiterhin erhalten
    - "Willkürliches" Zusatzkriterium bei unabhängigen Ereignissen
  - Lamportzeit ist einfachste Realisierung
    - Erfüllt Umkehrung der Uhrenbedingung nicht
  - Vektorzeit
    - "Hoher" Aufwand
    - Erfüllt Umkehrung der Uhrenbedingung

Literatur

- F. Christian
  Probabilistic Clock Synchronization
  Distributed Computing, Vol. 3, pp. 146-158, 1989
- R. Gusella, S. Zatti
  The Accuracy of the Clock Synchronization Achieved by TEMPO in Berkeley UNIX 4.3 BSD
  IEEE Trans. on SE, Vol. 15, pp. 847-853, 1989
  (Berkeley-Algorithmus zur Uhrensynchronsation)
- L. Lamport
  Time, clocks and the ordering of events in a distributed system
  CACM, Vol. 21, Nr. 7, pp. 558-565
  (Kausalität, Vektorzeit)

- F. Mattern
  Verteilte Basisalgorithmen
  Informatik-Fachberichte 226, Springer-Verlag, 1989
- D.L. Mills
  Network Time Protocol (NTP) Version 3
  RFC1305