

## Verteilte Synchronisation

- Zeit in verteilten Systemen
- Logische Uhr
- Synchronisation
- Aufgabe 6



- Ist Ereignis A auf Knoten X passiert, bevor Ereignis B auf Knoten Y passiert ist?  
Beispiele: Internet-Auktionen, Industriesteuerungen, ...
  - Prinzipiell keine konsistente Sicht auf Gesamtsystem möglich
    - Unabhängigkeit von Ereignissen
    - Informationsaustausch mit Latenzen verbunden
- ⇒ Nur näherungsweise Lösungen möglich
- Bestes Verfahren abhängig von Einsatzgebiet und notwendigen Eigenschaften



## Echtzeit-basierte Uhren

- Nutzung eines gemeinsamen Zeitsignals
  - Auflösung beschränkt
  - Schwierig über größere Entfernungen  
→ Ausbreitungsgeschwindigkeit: max. 30 cm/ns
- Nachrichten mit Zeitstempel lokaler, physikalischer Uhren versehen
  - Wenig Kommunikationsaufwand
  - Ohne Synchronisation: Zunehmende Abweichungen
- Kombination verschiedener Verfahren zur Verbesserung der Genauigkeit



## Synchronisation von Echtzeituhren: NTP, PTP

- Stellen lokaler Uhr basierend auf Referenzuhr
- In der Praxis verwendete Protokolle
  - Network Time Protocol (NTP)
  - Precision Time Protocol (PTP)
- Prinzipieller Ablauf:  

Zeit →

Server

Client

$t_1$   $t_2$   $t_3$   $t_4$

Sync

Delay Request

Delay Response
- Berechnung von Umlaufzeit & Verzögerung anhand von Zeitstempel
- Annahmen: Laufzeiten symmetrisch und stabil
- Genauigkeit über Internet in der Größenordnung 10 ms



## White Rabbit im CNGS-Experiment

- Messung von Neutrino-Flugzeit zwischen CERN und LNGS (732 km)
- Möglichst genaue Zeitsynchronisation zwischen Standorten
- White Rabbit: Kombination verschiedener Techniken
  - Synchronous Ethernet über Glasfaser
  - Atomuhren als Taktgeber
  - Precision Time Protocol (PTP) mit Hardware-Unterstützung
  - Global Positioning System (GPS)
- Ausgleich von Temperaturschwankungen durch ständige Phasen-Messung
- Genauigkeit: 0,5 ns, Präzision: 10 ps (5 km Teststrecke)



M. Lipiński, T. Włostowski, J. Serrano, and P. Alvarez.

**White Rabbit: a PTP Application for Robust Sub-nanosecond Synchronization.**  
*2011 International IEEE Symposium on Precision Clock Synchronization for Measurement Control and Communication (ISPCS '11)*, p. 25–30, September 2011.



## Überblick

### Verteilte Synchronisation

Zeit in verteilten Systemen

Logische Uhr

Synchronisation

Aufgabe 6



## Logische Uhren

- **Grundidee:** Kausale Zusammenhänge entstehen durch gegenseitige Beeinflussung, d. h. Nachrichtenaustausch in verteiltem System
- **Modell:** Untereinander kommunizierende Prozesse  $P_i$  versehen auftretende Ereignisse  $a$  mit logischem Zeitstempel  $C_i\langle a \rangle$
- **Uhrenbedingung:** Wenn Ereignis  $b$  aufgrund von  $a$  aufgetreten ist ( $a \rightarrow b$ ), muss die Relation  $C_i\langle a \rangle < C_j\langle b \rangle$  gelten
- Eigenschaften: transitiv, asymmetrisch  $\Rightarrow$  Striktordnung  
 $\rightarrow$  Umkehrschluss **nicht** möglich: Aus  $C_i\langle a \rangle < C_j\langle b \rangle$  folgt nicht  $a \rightarrow b$ !
- Erweiterte Ansätze können zusätzliche Eigenschaften garantieren
  - Totalordnung
  - Zuverlässige Unterscheidung abhängiger Ereignisse ( $\rightarrow$  Vektoruhr)



## Uhrenbedingung von Lamport

- Uhrenbedingung im Kontext von kommunizierenden Prozessen
  1. Aufeinanderfolgende Ereignisse innerhalb eines Prozesses erhalten streng monoton steigende Zeitstempel
  2. Senden einer Nachricht muss vor deren Empfang passiert sein, daher muss  $C_i\langle \text{Senden} \rangle < C_j\langle \text{Empfang} \rangle$  gelten
- Regeln für **Implementierung**
  1. Die logische Uhr  $C_i$  eines Prozesses  $P_i$  muss zwischen zwei aufeinanderfolgenden Ereignissen immer inkrementiert werden
  2. Wird eine Nachricht von Prozess  $P_j$  empfangen und deren Zeitstempel  $C_j\langle \text{Senden} \rangle$  ist größer oder gleich dem Wert der Uhr  $C_i$  des Prozesses  $P_i$ , muss die Uhr auf einen Wert größer  $C_j\langle \text{Senden} \rangle$  erhöht werden.



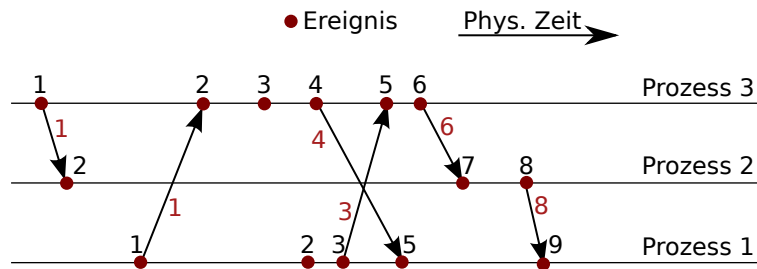
Leslie Lamport.

**Time, Clocks, and the Ordering of Events in a Distributed System.**  
*Communications of the ACM*, 21:558–565, July 1978.



## Uhrenbedingung von Lamport

- Kein genereller Zusammenhang mit Ablauf physikalischer Zeit
  - Kein gleichmäßiger Verlauf
  - Abfolge von Ereignissen nach logischer Zeit nicht zwangsläufig identisch mit physikalischem Auftreten



## Lamport-Uhr: Erweiterungen

- Für viele Anwendungen Totalordnung wünschenswert
  - Wenn Zeitstempel  $C_i\langle a \rangle$  und  $C_j\langle b \rangle$  gleich, gilt weder  $C_i\langle a \rangle < C_j\langle b \rangle$ , noch  $C_j\langle b \rangle < C_i\langle a \rangle$
  - Beliebiges **determiniertes** Verfahren zur Festlegung möglich
  - Am einfachsten: Global eindeutige Prozess-ID entscheidet
  - Keine Beeinflussung der Aussage bezüglich kausaler Zusammenhänge

- Implementierung von Relationen in Java mittels Comparable

```
public interface Comparable<T> {  
    public int compareTo(T obj);  
}
```

- Methode `compareTo()` liefert Zahl abhängig von Relation

Negativ : `this < obj`

0 : `this = obj`, entspricht `equals()`

Positiv : `this > obj`



## Überblick

### Verteilte Synchronisation

Zeit in verteilten Systemen

Logische Uhr

Synchronisation

Aufgabe 6



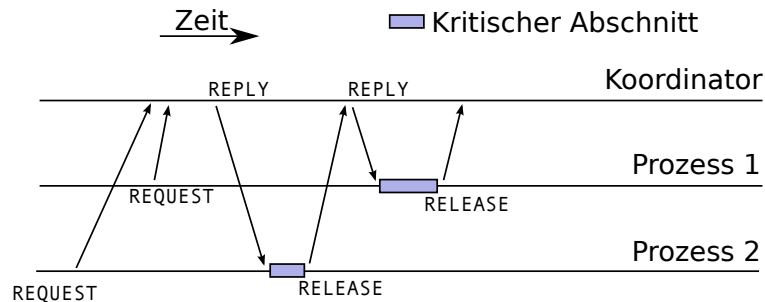
## Synchronisation in verteilten Systemen

- Koordination von Zugriffen auf gemeinsame Betriebsmittel in verteilten Systemen notwendig
- Verschiedene Möglichkeiten:
  - Zentraler Koordinator
  - Koordination untereinander
- Exklusiver Zugriff äquivalent zur Bestimmung totaler Ordnung: Einigung auf Reihenfolge der Zuteilung der Ressource



## Zentraler Koordinator

- Zentraler Prozess ist zuständig für Koordination
- Anfragen werden geordnet und in Reihenfolge freigegeben
- Nachrichtenfolge: REQUEST, REPLY, RELEASE



## Lock-Protokoll von Lamport (1)

- **Idee:** Ausnutzen der totalen Ordnung über Zeitstempel von logischer Uhr bezüglich Lock-Anfragen
- Voraussetzungen:
  - FIFO-Protokoll: Nachrichten eines Absenders müssen immer in der Reihenfolge ankommen, in der sie abgeschickt wurden
  - Zuverlässiger Nachrichtenkanal
  - Toleriert ohne weitere Maßnahmen keine Ausfälle
- Ablauf:
  1. REQUEST via Broadcast an alle Prozesse versenden
  2. Warten bis eigene Anfrage vorne in der REQUEST-Warteschlange steht **und** kein anderer Prozess sich vor dem eigenen Eintrag einreihen kann
  3. Kritischen Abschnitt ausführen
  4. Broadcast der RELEASE-Nachricht zum Freigeben des Locks



## Lock-Protokoll von Lamport (2)

- Warteschlangenverwaltung:
  - Einreihen von eingehenden REQUEST-Nachrichten (auch selbst gesendete)
  - Sortierung nach totaler Ordnung über Zeitstempel logischer Uhr
  - Entfernen des kleinsten Elements bei Empfang von RELEASE (auch selbst gesendete)
- Einreihen vor eigenem Eintrag nicht mehr möglich, wenn von allen Prozessen bereits Nachrichten mit größerem Zeitstempel als der des eigenen REQUESTS empfangen wurden
  - ⇒ Merken des jeweils zuletzt empfangenen Zeitstempels je Prozess
  - FIFO-Eigenschaft garantiert streng monotonen Anstieg



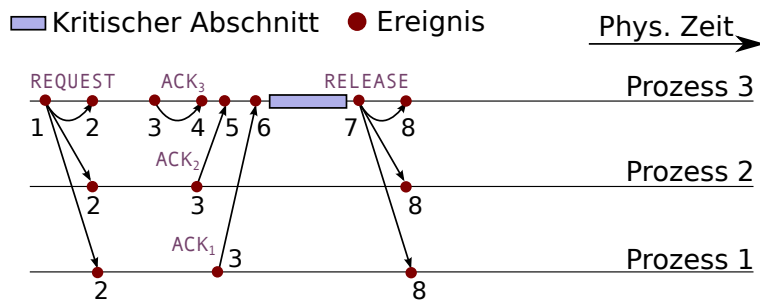
## Lock-Protokoll von Lamport (3)

- Empfang einer REQUEST-Nachricht von anderem Prozess muss zudem mit ACK-Nachricht an Absender quittiert werden
  - Notwendig, um Fortschritt zu garantieren
  - Dient lediglich Erhöhung und Übermittlung logischer Uhr
  - Bestätigung durch Nachrichtenaustausch auf Anwendungsebene implizit möglich
- Eigenschaften:
  - RELEASE-Nachrichten sind total geordnet
  - Erweiterungsmöglichkeiten bezüglich Fehlertoleranz, da REQUEST-Warteschlange implizit repliziert
  - Geringe Latenzen bei häufig beanspruchten Locks
  - Allerdings größeres Nachrichtenaufkommen als bei zentralem Koordinator



# Lock-Protokoll von Lamport (4)

■ Beispiel:



# Überblick

## Verteilte Synchronisation

- Zeit in verteilten Systemen
- Logische Uhr
- Synchronisation
- Aufgabe 6



# Übungsaufgabe 6: Überblick

■ Verteilte Synchronisation mittels Lamport-Lock-Protokoll (für alle)

- Sperrobjekt: Blockieren/Deblockieren und Umwandlung von lokalen Sperranfragen in Ereignisse für Lamport-Lock-Protokollkomponente

```
public class VSLamportLock {
    public void lock();
    public void unlock();
}
```

- Implementierung der Lamport-Lock-Protokollkomponente

```
public class VSLamportProtocol {
    public void init();
    public void event(VSLamportEvent event);
}
```

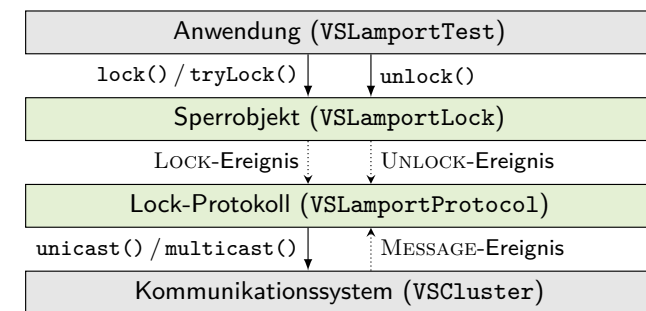
■ Zeitbeschränkte Sperrversuche (optional für 5,0 ECTS)

- Spezifizierbare, maximale Wartetdauer
- Schnittstellenerweiterung

```
public boolean tryLock(long timeout, TimeUnit unit)
    throws InterruptedException;
```



# Zusammenspiel der Komponenten



- Bereitgestellte *Test-Anwendung* mit 4 Testfällen (→ Folie 8-24f.)
- Zu implementierende Lock-Protokoll-Logik
  - **Benutzerschnittstelle** (Sperrobjekt)
  - **Protokollschicht** (Lock-Protokoll)
- Bereitgestelltes *Kommunikationssystem*: Klasse zum zuverlässigen Senden von Ereignissen/Nachrichten an bestimmte (unicast()) oder alle Prozesse (multicast()) im Verbund (Cluster)



## Lock-Protokoll: Benutzerschnittstelle

- Implementierung in zwei Teilen: Benutzerschnittstelle (VSLamportLock) und Protokollschicht (VSLamportProtocol)
- Benutzerschnittstelle bietet Anwendungen blockierenden lock()-Aufruf und unlock()-Aufruf zum Entsperren
- Implementierung des blockierenden Verhaltens durch lokale Semaphore oder wait()/notify()
- Interaktion mit Protokollschicht erfolgt mittels der übergebenen VSLamportProtocol-Referenz im Konstruktor von VSLamportLock

```
public class VSLamportLock {  
    public VSLamportLock(VSLamportProtocol protocol) { [...] }  
}
```



## Lock-Protokoll: Protokollschicht

- Implementierung in Klasse VSLamportProtocol verarbeitet Ereignisse vom Typ VSLamportEvent sequentiell (aus Konsistenzgründen)  
→ Ereignisse haben einen Typ (typ) und ein zugeordnetes Objekt (content)  

```
public class VSLamportEvent {  
    [...]  
    public VSLamportEventType getType() { return type; }  
    public Object getContent() { return content; }  
}
```
- Trennung Protokoll-interner Ereignisse von Ereignissen für die höhere Protokollschicht; vorgegebene Ereignistypen:  

```
public enum VSLamportEventType { MESSAGE, LOCK, UNLOCK }
```

  - Protokollinterner Ereignistyp: MESSAGE (siehe nächste Folie)
  - Typen für Ereignisse aus Benutzerschnittstelle heraus: LOCK und UNLOCK
- Vorsicht beim Umgang mit Lock-Anfragen in der Warteschlange
  - Korrekte Zuordnung zwischen lock()-Aufrufen und dadurch erzeugten REQUEST-Nachrichten notwendig
  - Schnell aufeinanderfolgende Lock-Anforderungen können sonst zu Problemen führen



## Kommunikationssystem

- Vorgegebene Klasse VSClusterImpl implementiert die Schnittstelle des Kommunikationssystems (VSCluster)
  - Ausgelieferte Nachrichten/Ereignisse sind immer vom Typ MESSAGE
  - Jeder einzelne Lamport-Protokoll-Prozess im Verbund unterhält ein eigenes, lokales VSCluster-Objekt
  - Kommunikationssystem läuft stets in einem eigenen Thread, d. h., Ereigniszustellung erfolgt immer aus demselben Thread heraus
- Methoden der Kommunikationsschnittstelle VSCluster
  - ID des lokalen Lamport-Protokoll-Prozesses und #Prozesse im Verbund  

```
public int getProcessID();  
public int getSize();
```
  - Nachricht an einen bestimmten Prozess im Verbund senden  

```
public void unicast(Serializable msg, int processID) throws IOException;
```
  - Nachricht an alle Prozesse im Verbund senden  

```
public void multicast(Serializable msg) throws IOException;
```
- Über unicast() oder multicast() gesendete Nachrichten werden sequentiell in FIFO-Reihenfolge an jedes VSLamportProtocol-Objekt über Aufruf von dessen event()-Methode ausgeliefert



## Test-Anwendung

- Einfaches Testen der Implementierung durch Test-Anwendung
- Konfiguration: zu verwendende Rechner in Datei my\_hosts ablegen
- Ausführung: Start im CIP-Pool mit distribute.sh
  - 1. Parameter gibt Art des Testfalls an (siehe unten)
  - Skripte können im Basisverzeichnis der eigenen Paket-Hierarchie abgelegt werden (Eclipse: bin-Verzeichnis); alternativ:
    - Explizites Spezifizieren des Basisverzeichnisses (2. Parameter, optional)
    - und ggf. (3. Parameter, optional) des Verzeichnisses von my\_hosts
- Überprüfung: Skript checklogs.sh ausführen
- Verschiedene Testfälle (Mindestlaufzeit: 1 Minute)
  - Einfacher Fall (Aufruf mit Parameter simple)
    - Beantragen (lock()) und Freigeben (unlock()) in Schleife
    - Darf nicht stehen bleiben
  - Komplexer Fall (Aufruf mit Parameter fancy)
    - Gegenseitiges Umbuchen von Beträgen zwischen Konten
    - „Sum is“-Zeile darf sich nicht ändern (max. Betrag pro Rechner: 1000)
    - Darf nicht stehen bleiben
  - Testfälle für erweiterte Variante: siehe nächste Folie



## Erweiterte Variante: Zeitbeschränkte Sperrversuche

- Basisvariante (`lock()`) würde Anwendung so lange blockieren, bis der kritische Abschnitt tatsächlich für sie freigegeben ist
- Erweiterung der Sperrobjektimplementierung um folgende Methode

```
public boolean tryLock(long timeout, TimeUnit unit)
    throws InterruptedException;
```
- Spezifizieren einer maximalen Wartedauer (= Blockierzeit) über `timeout` (z. B. 5) und `unit` (z. B. `TimeUnit.MILLISECONDS`)
- Methode reagiert auf Unterbrechung des die Methode aufrufenden Threads mittels einer `InterruptedException`
- Zieht in der Regel Änderungen von `VSLamportLock` **sowie** `VSLamportProtocol` nach sich
- Zwei weitere Testfälle (vgl. 8-24): `simple-try` und `fancy-try`
  - Funktionalität von einfachem (Parameter `simple-try`) und komplexem Fall (Parameter `fancy-try`) grundlegend analog zu `simple-` bzw. `fancy-` Testfall
  - `tryLock()`- statt `lock()`-Aufrufe (jeweils so lange, bis Lock vergeben wurde)
  - Dynamische Anpassung des Timeouts in Abhängigkeit von erfolgreichen und nicht erfolgreichen Aufrufen von `tryLock()`

