

# Middleware – Cloud Computing

## Koordinierungsdienste

---

Wintersemester 2024/25

Tobias Distler

Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg  
Lehrstuhl Informatik 4 (Systemsoftware)



**Lehrstuhl für Informatik 4**  
Systemsoftware



**FRIEDRICH-ALEXANDER  
UNIVERSITÄT  
ERLANGEN-NÜRNBERG**

TECHNISCHE FAKULTÄT

## Koordinierungsdienste

Motivation

Grundkonzept

Chubby

ZooKeeper

# Koordinierungsaufgaben in der Cloud

- Charakteristika großer verteilter Cloud-Systeme und -Anwendungen
    - Hohe Anzahl von Komponenten bzw. Prozessen
    - Bereitstellung eines **gemeinsamen Diensts durch Kooperation**
  - Problem: Kooperation erfordert **Mechanismen zur Koordination**
    - Beispiele für Koordinierungsaufgaben
      - Verteilter gegenseitiger Ausschluss
      - Wahl eines Anführers
      - Verteilte (Prioritäts-)Warteschlangen
    - Anforderungen
      - Zuverlässigkeit
      - Verfügbarkeit
- Zur eigentlichen Anwendung orthogonale Problemstellungen
- Herausforderungen
    - Wie lässt sich Koordination mittels eines **externen Diensts** bereitstellen?
    - Wie sehen mögliche Kompromisse zwischen Effizienz und Konsistenz aus?

## Koordinierungsdienste

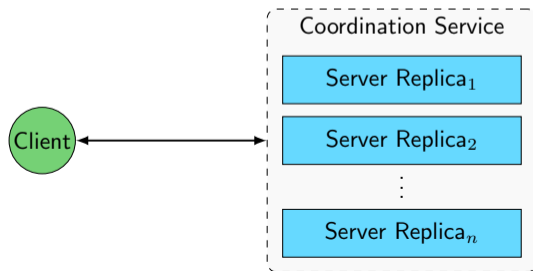
Motivation

**Grundkonzept**

Chubby

ZooKeeper

- **Speicherung kleiner Datenmengen** ( $< 1 \text{ MB}$ )
  - Verwaltung mittels Knoten in einer Baumstruktur
  - Dateisystemartiger Zugriff auf Nutz- und Metadaten
- Bereitstellung eines **Benachrichtigungsdiensts**
  - Clients spezifizieren *Watches* für Ereignisse, über die sie informiert werden möchten
  - Beispielergebnisse: Anlegen/Löschen eines Knotens, Änderung von Daten
- Fehlertoleranz durch **Replikation**



## ■ Standardoperationen

Operation	Beschreibung
<code>create()</code>	Anlegen eines Knotens
<code>getData()</code>	Auslesen der Nutz- und Metadaten eines Knotens
<code>setData()</code>	Aktualisieren der Nutzdaten eines Knotens
<code>delete()</code>	Löschen eines Knotens

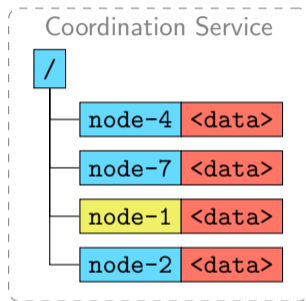
## ■ Implementierungsspezifisch: Zusätzliche **Hilfsoperationen** (Beispiele)

<code>getChildren()</code>	Ausgabe der Pfadnamen von Kindknoten
<code>setACL()</code>	Aktualisierung der Zugriffsrechte für einen Knoten

## ■ Bedingte Ausführung von Operationen

- Problem: Korrektheit vom vorherigen Zustand abhängiger Aktualisierungen
- Lösungsansatz
  - Verwaltung eines Versionszählers für jeden Knoten
  - Bearbeitung einer Operation nur, falls Versionsnummer weiterhin aktuell ist

# Anwendungsbeispiel: Prioritätswarteschlange



```
CoordinationService cs = create connection;
```

```
void insert(Object o, Priority p) {  
    /* Encode priority in node name. */  
    String nodeName = "/node-" + p;  
    /* Create node and set its data to o. */  
    cs.create(nodeName, o);  
}
```

```
Object remove() {  
    /* Find node with the highest priority. */  
    String[] nodes = cs.getChildren("/");  
    String head = node from nodes with highest priority  
according to its name;  
  
    /* Get node data and remove node. */  
    Object o = cs.getData(head);  
    cs.delete(head);  
    return o;  
}
```

- Persistente Knoten
  - Existenz des Knotens unabhängig von Client-Sitzung
  - **Explizites Löschen** durch einen Client erforderlich
  
- Flüchtige Knoten (Ephemeral Nodes)
  - Existenz des Knotens ist an eine Client-Sitzung gebunden
  - **Automatisches Löschen** des Knotens bei Sitzungsende bzw. -abbruch
  - Anwendungsbeispiel: Ausfallerkennung
    - Client  $C$  erstellt flüchtigen Knoten  $k$
    - Andere Clients registrieren sich für Benachrichtigung über Löschung von  $k$
    - Ausfall von Client  $C$  → Koordinierungsdienst löscht Knoten  $k$
    - Registrierte Clients erhalten Mitteilung über Ausfall von Client  $C$



## Koordinierungsdienste

Motivation

Grundkonzept

**Chubby**

ZooKeeper

## ■ Anforderungen

- Dienst zur **Wahl eines Anführers**
- Beispiel: Master-Server im Google File System
- Typisches Nutzungsprofil eines Lock
  - Lock wird einmal angefordert
  - Wechsel des Lock-Halters üblicherweise nur nach Ausfällen

## ■ Chubby

- Ausrichtung auf **grobgranulare Locks** [→ Haltezeiten von Stunden oder sogar Tagen]
- Bereitstellung starker Konsistenzgarantien
- Unterstützung einer großen Anzahl von Client-Prozessen [z. B. 90.000 [Burrows]]
- **Zuverlässigkeit wichtiger als Performanz**

## ■ Literatur



Mike Burrows

**The Chubby lock service for loosely-coupled distributed systems**

*Proc. of the 7th Symposium on Operating Systems Design and Implementation (OSDI '06),*  
S. 335–350, 2006.

- Client-Bibliothek
  - Senden von Anfragen an Chubby
  - Verwaltung eines **Antwort-Cache für Nutz- und Metadaten**
- Server-Seite: Chubby-Zelle
  - Replikation
    - Typische Zellengröße: 5 Replikate → Tolerierung von 2 Ausfällen möglich
    - Konsistenzwahrung mit Hilfe des *Paxos*-Protokolls [Details in der Veranstaltung *Verteilte Systeme*.]
  - Master-Replikat
    - **Ausführung aller (lesenden und schreibenden) Client-Anfragen**
    - Erzeugung und Verteilung von Zustandsaktualisierungen
  - Andere Replikate
    - **Einspielen von Zustandsaktualisierungen**
    - Keine Aktion bei lesenden Anfragen
    - Wahl eines neuen Master-Replikats bei Ausfall des vorherigen

## ■ Zugriff auf einen Knoten erfolgt mittels **Handle**

- Vergleiche: Dateideskriptor in UNIX
- Operationen
  - `Open()`: Erzeugung eines Handle
    - \* Festlegung des Zugriffsmodus (z. B. Schreiben, Lesen, Lock-Anforderung)
    - \* Spezifizierung der abonnierten Ereignisse
  - `Close()`: Schließen eines Handle

## ■ **Locks**

- Verfügbare Modi
  - Exklusives Schreiber-Lock
  - Geteiltes Leser-Lock
- Lock-Vergabe unabhängig vom Zugriff auf die Nutz- und Metadaten des korrespondierenden Knotens (*Advisory Locks*)
- Operationen
  - `Acquire()`: Anfordern eines Lock
  - `Release()`: Rückgabe eines Lock

# Verwaltung von Client-Sitzungen

- Grundlegendes Konzept
  - Sitzung: **Temporäre Garantie von Chubby an einen Client**
    - Vom Client erzeugte Knoten-Handles bleiben gültig
    - Vom Client gehaltene Locks werden nicht neu vergeben
  - Festlegung der Dauer einer Sitzung mittels Lease
- Verlängerung einer Sitzung
  - Bei Sitzungsaufbau
    - Client initiiert *KeepAlive*-Fernaufruf zum Master-Replikat
    - Master-Replikat **blockiert** in dem Fernaufruf
  - Vor Ablauf eines Sitzungs-Lease
    - Master-Replikat **deblockiert** *KeepAlive*-Fernaufruf
    - Antwort des Fernaufrufs enthält Dauer der Lease-Verlängerung [Standardwert: 12 Sekunden]
    - Client startet erneuten *KeepAlive*-Fernaufruf
- **Vorzeitige Rückkehr** aus einem *KeepAlive*-Fernaufruf
  - Benachrichtigung eines Clients über abonnierte Ereignisse
  - Vorteil: Ansatz funktioniert auch für durch Firewalls geschützte Clients

- Problem: **Master-Replikat stellt Flaschenhals dar**
  - Bearbeitung schreibender und lesender Anfragen
  - Verwaltung von Sitzungen

→ Entlastung des Master-Replikats erforderlich
- Lösungsansatz: **Einsatz von Client-Caches** für Nutz- und Metadaten
- Invalidierung von Cache-Inhalten
  - Master-Replikat verwaltet eine Liste mit Informationen darüber, welche Daten jeder Client in seinem Cache zwischengespeichert haben könnte
  - Bei jeder **modifizierenden Anfrage**
    1. Master-Replikat sendet Invalidierungen an alle betroffenen Clients
    2. Clients löschen die entsprechenden Daten aus ihrem Cache
    3. Clients bestätigen dem Master-Replikat die Invalidierung
    4. Master-Replikat führt Anfrage aus, sobald alle Bestätigungen betroffener Clients vorliegen bzw. deren Sitzungs-Leases ausgelaufen sind
  - Realisierung: Ausnutzung des KeepAlive-Fernaufruf-Mechanismus

- Korrekter Client schafft es nicht, sein Sitzungs-Lease zu verlängern
  - Möglicher Grund: **Überlastung bzw. Ausfall des Master-Replikats**
  - Vorgehensweise auf Client-Seite
    1. Löschen und Deaktivieren des eigenen Cache
    2. Eintritt in eine Wartephase (**Grace Period**, Dauer: z. B. 45 Sekunden)
    3. Nach Ablauf der Wartephase
      - \* Abbruch sämtlicher Aufrufe
      - \* Fehlermeldung an die Anwendung
    4. Bei Wiederherstellung einer Verbindung zu einem Master-Replikat
      - \* Verlängerung des Sitzungs-Lease
      - \* Reaktivierung des eigenen Cache
- **Wechsel des Master-Replikats** (z. B. bei Ausfall): Aktionen des neuen Master
  1. Rekonstruktion der Master-Datenstrukturen im Hauptspeicher
  2. Senden einer *Fail-Over*-Benachrichtigung an alle bekannten Clients
  3. **Warten auf Bestätigungen** der kontaktierten Clients
  4. Wechsel in den Normalzustand

## Koordinierungsdienste

Motivation

Grundkonzept

Chubby

ZooKeeper



## ■ ZooKeeper [Weitere Details in den Übungen.]

- Apache-Projekt: <http://zookeeper.apache.org/>
- Produktiveinsatz: Yahoo, Facebook, Twitter,...
- Verwaltung des Zustands im Hauptspeicher
- Periodische Sicherungspunkte auf Festplatte

## ■ Hauptunterschiede zu Chubby

- Keine direkte Unterstützung von Locks
- Keine vom System verwalteten Client-Caches
- **Abgeschwächte Konsistenzgarantien**
  - Auf allen Replikaten: Identische Ausführungsreihenfolge für Schreibanfragen
  - Alle Anfragen desselben Clients werden in FIFO-Reihenfolge bearbeitet

## ■ Literatur



Patrick Hunt, Mahadev Konar, Flavio P. Junqueira, and Benjamin Reed

**ZooKeeper: Wait-free coordination for Internet-scale systems**

*Proc. of the 2010 USENIX Annual Technical Conference (ATC '10)*, S. 145–158, 2010.

## ■ Server-Seite: **ZooKeeper-Zelle**

- Typische Größe: 5 Replikate
- Rollenverteilung
  - *Leader*-Replikat
  - *Follower*-Replikate

## ■ Client: Sitzungsaufbau zu **beliebigem Replikat**

- Ziel: Verteilung des Kommunikationsaufwands auf alle Replikate
- Client kommuniziert im Normalfall ausschließlich mit einem Replikat

## ■ Bearbeitung zustandsmodifizierender Anfragen

1. Client sendet Anfrage an das mit ihm verbundene Replikat *R*
2. Replikat *R* leitet die Anfrage an das *Leader*-Replikat weiter
3. **Leader bearbeitet die Anfrage** und erzeugt eine Zustandsaktualisierung
4. Ausführung der Zustandsaktualisierung auf (letztendlich) allen Replikaten
5. Nach lokaler Aktualisierung: Replikat *R* sendet Antwort an den Client

## ■ Bearbeitung **lesender Anfragen**

1. Client sendet Anfrage an das mit ihm verbundene Replikat  $R$
2. Replikat  $R$  führt Anfrage direkt aus
3. Replikat  $R$  sendet Antwort an den Client

## ■ Mögliche Konsequenz: **Lesen veralteter Zustände**

- Leseanfragen können Schreibanfragen anderer Clients „überholen“
- Beispiel: Client  $C_1$  ist mit Replikat  $R_1$  verbunden, Client  $C_2$  mit Replikat  $R_2$ 
  1. Client  $C_1$  legt erfolgreich einen Knoten  $k$  an
  2. Client  $C_1$  sendet eine Nachricht an Client  $C_2$ , dass Knoten  $k$  angelegt wurde
  3. Client  $C_2$  erhält beim Versuch auf  $k$  zuzugreifen eine Fehlermeldung von Replikat  $R_2$ , dass der Knoten nicht existiert→ Replikat  $R_2$  hatte die Anfrage von Client  $C_1$  noch nicht ausgeführt

## ■ ZooKeeper-spezifische Schnittstellenerweiterung: sync-Operation

- Bearbeitung aller ausstehenden Schreibanfragen
- **Langsame Leseanfrage:** Auf sync-Aufruf folgende Leseoperation