

## **Koordinierungsdienste**

Motivation

Grundkonzept

Chubby

ZooKeeper

Zusammenfassung

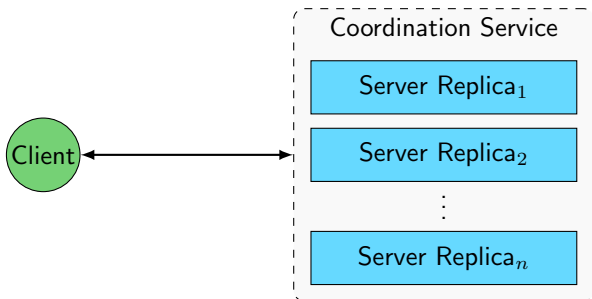


- Charakteristika großer verteilter Cloud-Systeme und -Anwendungen
    - Hohe Anzahl von Komponenten bzw. Prozessen
    - Bereitstellung eines gemeinsamen Diensts durch Kooperation
  - Problem: Kooperation erfordert Mechanismen zur Koordinierung
    - Beispiele für Koordinierungsaufgaben
      - Verteilter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



# Koordinierungsdienste

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



## ■ Standardoperationen

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

## ■ Implementierungsspezifisch: Zusätzliche Hilfsoperationen

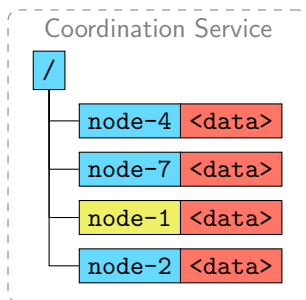
getChildren()	Ausgabe der Pfadnamen von Kindknoten
setACL()	Aktualisierung der Zugriffsrechte für einen Knoten
[...]	

## ■ 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;  
}
```



- Kategorien
  - *Persistente* Knoten
    - Existenz des Knotens unabhängig von Client-Verbindung
    - Explizites Löschen durch einen Client erforderlich
  - *Flüchtige* Knoten (*Ephemeral* Nodes)
    - Existenz des Knotens ist an eine Client-Verbindung gebunden
    - Automatisches Löschen des Knotens bei Verbindungsende bzw. -abbruch
    - Anwendungsbeispiel: Ausfallerkennung
      - \* Client  $C$  erstellt flüchtigen Knoten  $k$
      - \* Andere Clients registrieren sich für Benachrichtigung über Löschung von  $k$
      - \* Ausfall von Client  $C \rightarrow$  Koordinierungsdienst löscht Knoten  $k$
      - \* Registrierte Clients erhalten Mitteilung über Ausfall von Client  $C$
- Dienstunterstützte Knotennamen (*Sequenzielle* Knoten) [Nur in ZooKeeper.]
  - Automatisch generierte Sequenznummer als Teil des Knotennamens
  - Client spezifiziert beim Anlegen des Knotens den Namenspräfix
  - Anwendungsbeispiel: Anführerwahl [Siehe Tafelübung.]



- 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**  
*Proceedings 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
  - Typische Größe: 5 Replikate → Tolerierung von 2 Ausfällen möglich
  - Rollenverteilung bei der Bearbeitung von Anfragen
    - Master-Replikat
      - \* Ausführung aller (lesenden und schreibenden) Client-Anfragen
      - \* Erzeugung und Verteilung von Zustandsaktualisierungen
      - \* Invalidierung von Client-Caches
      - \* Zusätzliche Verwaltung zentraler Datenstrukturen im Hauptspeicher
      - \* Festlegung einer an das Master-Replikat gebundenen *Epochnummer*
    - 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



- 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
  - Kurz vor Ablauf eines Sitzungs-Lease
    - Master-Replikat **deblockiert** KeepAlive-Fernaufruf
    - Antwort des Fernaufrufs enthält Dauer der Lease-Verlängerung [Standardwert: 12s]
    - Client bestätigt Lease-Verlängerung mit erneutem 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-Replikant stellt Flaschenhals dar
  - Bearbeitung schreibender und lesender Anfragen
  - Verwaltung von Sitzungen→ Entlastung des Master-Replikants erforderlich
- Lösungsansatz: Einsatz von Client-Caches für Nutz- und Metadaten
- Invalidierung von Cache-Inhalten
  - Master-Replikant verwaltet eine Liste mit Informationen darüber, welche Daten jeder Client in seinem Cache zwischengespeichert haben könnte
  - Bei jeder modifizierenden Anfrage
    - Master-Replikant sendet Invalidierungen an alle betroffenen Clients
    - Clients löschen die entsprechenden Daten aus ihrem Cache
    - Clients bestätigen dem Master-Replikant die Invalidierung
    - Master-Replikant führt Anfrage aus, sobald alle Bestätigungen betroffener Clients vorliegen bzw. deren 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
    - Löschen und Deaktivieren des eigenen Cache
    - Eintritt in eine Wartephase (*Grace Period*, Dauer: z. B. 45 s)
    - Nach Ablauf der Wartephase
      - \* Abbruch sämtlicher Aufrufe
      - \* Fehlermeldung an die Anwendung
    - 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
  - Wahl einer neuen Epochenummer → Identifikation veralteter Anfragen
  - Rekonstruktion der Master-Datenstrukturen im Hauptspeicher [Soweit möglich.]
  - Senden einer *Fail-Over*-Benachrichtigung an alle bekannten Clients
  - Warten auf Bestätigungen der kontaktierten Clients
  - Wechsel in den Normalzustand



- ZooKeeper [Weitere Details in der Tafelübung.]
  - Apache-Projekt: <http://zookeeper.apache.org/>
  - Produktiveinsatz: Yahoo, Facebook, Twitter,...
  - Bereitstellung von *wartefreien* Datenknoten
  - 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 Client werden in FIFO-Reihenfolge bearbeitet
- Literatur
  -  Patrick Hunt, Mahadev Konar, Flavio P. Junqueira, and Benjamin Reed  
**ZooKeeper: Wait-free coordination for Internet-scale systems**  
*Proceedings 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 allen Replikaten
  5. 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
  
- **ZooKeeper-spezifische Schnittstellenerweiterung: sync-Operation**
  - Bearbeitung aller ausstehenden Schreibanfragen
  - *Langsame Leseanfrage*: Auf sync-Aufruf folgende Leseoperation
  - Auswirkung der sync-Operation nicht auf einzelne Knoten begrenzt



- Koordinierungsdienste
  - Speicherung kleiner Datenmengen ( $< 1$  MB)
  - Verwaltung von Daten mittels Knoten in einer Baumstruktur
    - Persistente Knoten
    - Flüchtige Knoten
    - Sequenzielle Knoten
  - Bereitstellung eines Benachrichtigungsdiensts
  - Fehlertoleranz durch Replikation
- Chubby
  - Dienst für grobgranulare Locks
  - Bereitstellung starker Konsistenzgarantien
  - Einsatz von Client-Caches
- ZooKeeper
  - Verzicht auf Locks: Wartefreie Datenobjekte
  - Hohe Effizienz für Leseanfragen durch abgeschwächte Konsistenzgarantien

