

I.1 Überblick

- RPC-Aufrufsemantiken
 - ◆ Fehlermodell
- Aufgabe 6
 - ◆ Implementierung einer Last-of-Many-Semantik
 - ◆ Lösungshinweise
 - Timeout

2 Fehler & RPC

- Lokaler Fall
 - ◆ Ich rufe eine Methode auf, diese wird genau einmal ausgeführt, und kehrt dann zurück: "Exactly-Once-Semantik"
(Idealfall. Wenn mein Rechner dabei ausfällt, interessieren mich weitere Details nicht...)

I.2 Transparenz beim RPC

1 Rückblick

- Alles bisher betrachteten Probleme drehten sich um die Parameterübergabe (lokaler vs. verteilter Fall)
 - ◆ Call-by-Value
 - ◆ Call-by-Value/Result
 - ◆ Call-by-Reference
 - ◆ Probleme mit Gültigkeitsbereichen, lokalen Repräsentationen, Kommunikationskosten, ...
- Bisher vorausgesetzt
 - ◆ Alles läuft fehlerfrei ab!

3 Fehler & RPC

- Lokaler Fall
 - ◆ Ich rufe eine Methode auf, diese wird genau einmal ausgeführt, und kehrt dann zurück: "Exactly-Once-Semantik"
(Idealfall. Wenn mein Rechner dabei ausfällt, interessieren mich weitere Details nicht...)
 - ◆ Teilweise auch von Interesse: Fehlertolerante Systeme, die Ausfälle durch Zustandssicherungen verkraften können:
Transaktionales Verhalten ("All-Or-Nothing-Semantik") angestrebt.

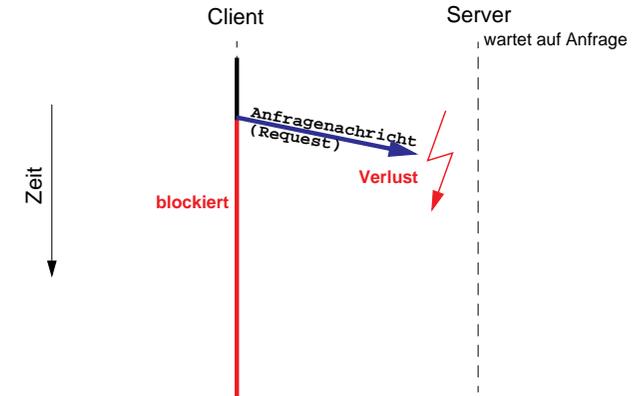
4 Fehler & RPC

- Lokaler Fall
 - ◆ Ich rufe eine Methode auf, diese wird genau einmal ausgeführt, und kehrt dann zurück: "Exactly-Once-Semantik" (Idealfall. Wenn mein Rechner dabei ausfällt, interessieren mich weitere Details nicht...)
 - ◆ Teilweise auch von Interesse: Fehlertolerante Systeme, die Ausfälle durch Zustandssicherungen verkraften können: Transaktionales Verhalten ("All-Or-Nothing-Semantik") angestrebt.
- Verteilter Fall
 - ◆ Viel mehr Fehlermöglichkeiten
 - Im Kommunikationssystem: Nachrichten gehen verloren, kommen in geänderter Reihenfolge an, werden dupliziert, werden verändert
 - Server-Rechner fällt aus
 - Client-Rechner fällt aus

VS - Übung

5 Beispiel: Trivialer RPC & Fehler (2)

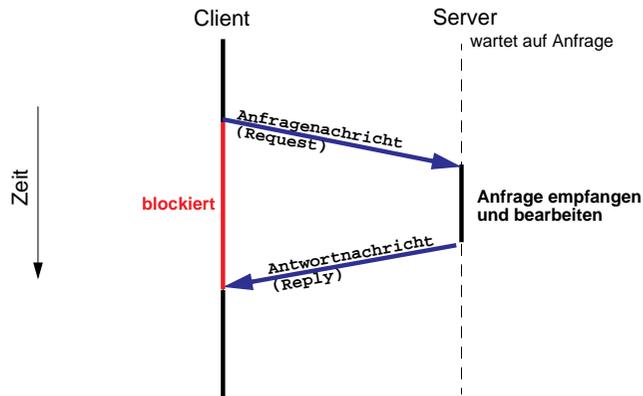
- Verlust einer Anfragenachricht



VS - Übung

5 Beispiel: Trivialer RPC & Fehler

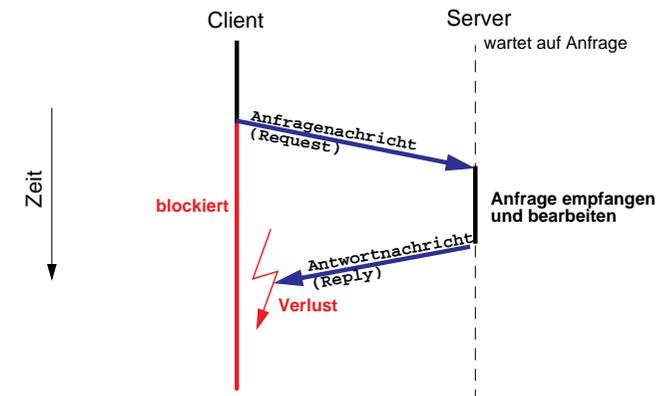
- einfachster RPC ist ein primitives request/reply-Protokoll:



VS - Übung

5 Beispiel: Trivialer RPC & Fehler (3)

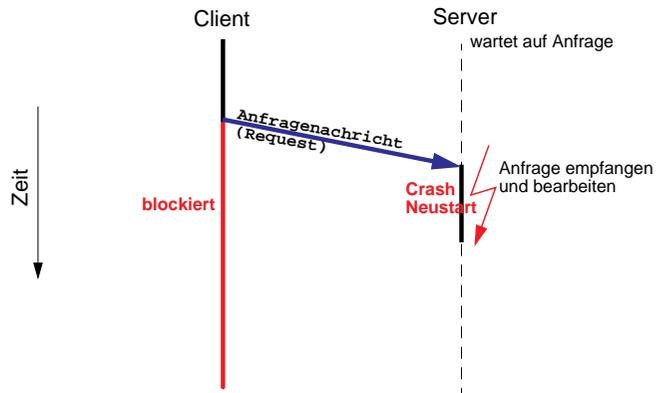
- Verlust einer Antwortnachricht



VS - Übung

5 Beispiel: Trivialer RPC & Fehler (4)

- Fehler während des Ausführens der Methode



6 Was kann man tun?

- Erster Versuch: Zuverlässiges Kommunikationsprotokoll verwenden (z.B. TCP statt UDP)
- Vorteil:
Problem der Nachrichtenverluste, -verdoppelungen, -veränderungen, Reihenfolge-Änderung gelöst...
- Nachteile/Probleme?

6 Was kann man tun?

- Erster Versuch: Zuverlässiges Kommunikationsprotokoll verwenden (z.B. TCP statt UDP)
- Vorteil:
Problem der Nachrichtenverluste, -verdoppelungen, -veränderungen, Reihenfolge-Änderung gelöst...
- Nachteile/Probleme:
 - ◆ Overhead (Verbindungsaufbau, Request und Reply mit ACK, Verbindungsabbau) führt zu Performanceverlust bei Fehlerfreiheit
 - ◆ Was tun z.B. bei "Connection Closed", oder wenn Server vorübergehend ausgefallen ist?
Zusätzliche Fehlerbehandlung trotzdem notwendig!
 - ◆ Falls TCP nicht automatisch vorhanden (z.B. kleine eingebettet Systeme):
Implementierung von TCP relativ aufwendig!

6 Was kann man tun?

- Zweiter Versuch: Eigene Fehlerbehandlung bei Verlust von Nachrichten
- Anfrage nach einem *Timeout* erneut schicken
 - ◆ bei Verlust der Anfrage: ok
 - ◆ bei Verlust der Antwort wird die Methode doppelt ausgeführt
 - Idempotente Methode?
 - ◆ Vielleicht war auch kein Fehler aufgetreten, die Antwort wurde einfach noch nicht geschickt (längere Ausführungsdauer der Methode)?

7 RPC-Aufruf genauer betrachtet

- Abhängig von der gewünschten Aufrufsemantik
 - ◆ Abkehr vom Idealbild einer "Exactly-Once-Semantik"
 - ◆ Mögliche Varianten sollten aus Vorlesung bereits bestens bekannt sein!

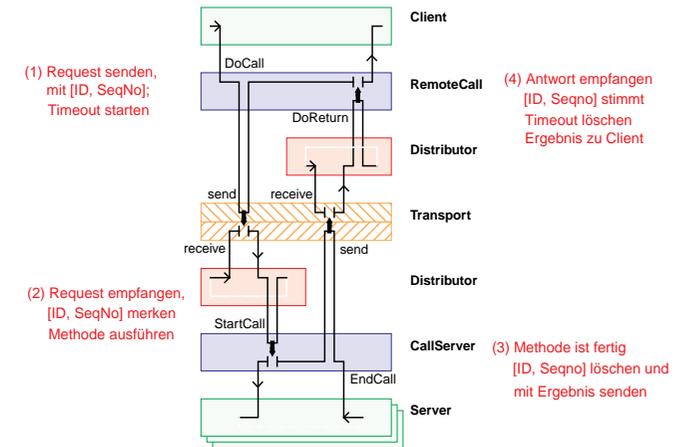
8 RPC-Aufruf genauer betrachtet

- Implementierung von...
 - ◆ best effort
 - ...
 - ◆ at-least-once
 - Timeout, Wiederholung
 -
 - ◆ at-most-once
 - Aufrufkennung
 - Ergebnisspeicherung
 - ...
 - ◆ last-of-many
 - Eindeutige IDs (Wiederholungskennung)
 - ...
 - siehe folgende Seiten

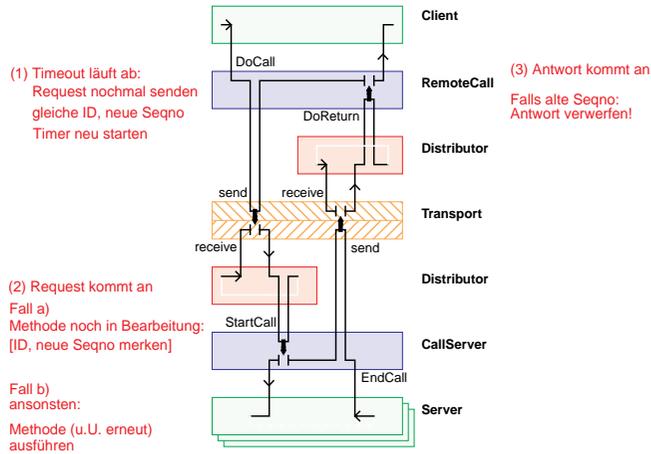
8 RPC-Aufruf genauer betrachtet

- Abhängig von der gewünschten Aufrufsemantik
 - ◆ Abkehr vom Idealbild einer "Exactly-Once-Semantik"
 - ◆ Mögliche Varianten sollten aus Vorlesung bereits besten bekannt sein!
 - Best-Effort
 - At-Least-Once
 - At-Most-Once
 - Last-Of-Many
 - Last-One (Last-Of-Many mit Orphan-Behandlung, siehe Vorlesung)
- Wie implementiert man diese?

9 Last-of-Many-Semantik (Nelson-RPC)



9 Last-of-Many-Semantik (Nelson-RPC)



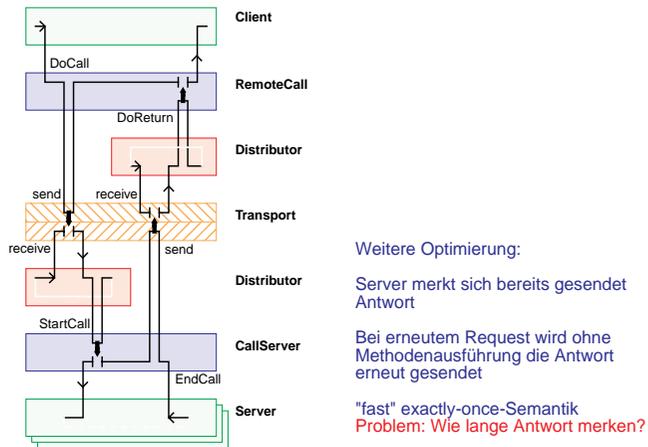
VS - Übung

9 Was kann man tun?

- Verhinderung der Mehrfach-Ausführung
 - ◆ eindeutige IDs pro Anfrage; Wiederholung mit gleicher ID
 - Server kann feststellen, dass diese Anfrage schon bearbeitet wurde.
 - ◆ Was soll der Server tun, wenn er eine Anfrage erneut bekommt?
 - Falls Antwort noch nicht gesendet wurde (alte Anfrage noch in Bearbeitung), kann er die Anfrage verwerfen.
 - Ansonsten: Antwortnachrichten speichern und bei wiederholter Anfrage erneut versenden.
 - ◆ Wie lange soll der Server eine Antwortnachricht speichern?

VS - Übung

9 Last-of-Many-Semantik (Nelson-RPC)



VS - Übung

I.3 Aufgabe 6

- Timeout
 - ◆ Aufgabe: eine bestimmte Zeit lang warten
- mit Signalen (siehe nächste Folien) relativ kompliziert
- mittels `select` oder `poll`
 - ◆ ungeeignet wenn die Threads als User-Level Threads implementiert sind
 - ◆ Beispiel: 2 Sekunden warten mit `select`

```
struct timeval timeout;
timeout.tv_sec = 2;
timeout.tv_usec = 0;
select(1, NULL, NULL, NULL, &timeout);
```
 - ◆ ... mit `poll`

```
poll(NULL, 0, 2000);
```
 - ◆ (`select` und `poll` warten bis sich der Zustand eines Filedeskriptors ändert)

VS - Übung

1 Zeitgeber

■ Timer einstellen

```
#include <unistd.h>
unsigned int alarm(unsigned int sec);
```

- ◆ nach `sec` Sekunden wird ein `SIGALRM` ausgelöst
- ◆ `sec == 0` löscht den Timer falls noch nicht abgelaufen

■ Alternative (für periodische `SIGALRM` Signale):

- ◆ Intervalltimer einstellen (`setitimer`)

2 Wiederholung: POSIX-Signale

■ verzögerte Signale

- ◆ während der Ausführung der Signalhandler-Prozedur wird das auslösende Signal blockiert
- ◆ bei Verlassen der Signalbehandlungsroutine wird das Signal deblockiert
- ◆ es wird maximal ein Signal zwischengespeichert

■ mit `sa_mask` in der `struct sigaction` kann man zusätzliche Signale blockieren

■ Modifikation der Signal-Maske vom Typ `sigset_t` mit folgenden Makros:

- ◆ `sigaddset()`, `sigdelset()`, `sigemptyset()`, `sigfillset()`

2 Wiederholung: POSIX-Signale

■ Signalhandler installieren:

```
#include <signal.h>

int sigaction(int sig,          /* Signal */
              const struct sigaction *act, /* Handler */
              struct sigaction *oact ); /* Alter Handler */
```

- ◆ Handler bleibt installiert, bis neuer Handler mit `sigaction` installiert wird

■ `sigaction` Struktur

```
struct sigaction {
    void (*sa_handler)(int);
    sigset_t sa_mask;
    int sa_flags;
};
```

- ◆ `sa_handler`: Signal-Handler oder `SIG_DFL`, `SIG_IGN`
- ◆ `sa_mask`: Signalmaske während der Ausführung des Signal-Handlers
- ◆ `sa_flags`: Verhalten beim Signalempfang
(z.B.: `SA_NODEFER`, `SA_RESTART`)

2 Wiederholung: POSIX-Signale

■ Beispiel:

```
#include <signal.h>
void my_handler(int sig) { ... }
...
struct sigaction action;
sigemptyset(&action.sa_mask);
action.sa_flags = 0;
action.sa_handler = my_handler;
sigaction(SIGUSR1, &action, NULL); /* return abfragen ! */
```

2 Wiederholung: POSIX-Signale

■ Ändern der prozessweiten Signal-Maske

```
int sigprocmask(int how, /* Verknüpfung der Masken */
               const sigset_t *set, /* neue Maske */
               sigset_t *oset); /* alte Maske */
```

◆ how:

- **SIG_BLOCK**: Vereinigungsmenge zwischen übergebener und alter Maske
- **SIG_SETMASK**: Setzen der Maske ohne Beachtung der alten Maske
- **SIG_UNBLOCK**: Schnittmenge zwischen inverser übergebener Maske und alter Maske

2 Wiederholung: POSIX-Signale

■ Unterbrechen von Systemcalls

- ◆ der Systemcall setzt dann **errno** auf **EINTR**
- ◆ in einigen UNIXen (z.B. 4.2BSD) werden unterbrochene Systemcalls automatisch neu aufgesetzt
- ◆ bei einigen UNIXen (SVR4, 4.3BSD), kann man für jedes Signal einstellen (**SA_RESTART**), ob ein Systemcall automatisch neu aufgesetzt werden soll
- ◆ POSIX.1 läßt dies un spezifiziert

2 Wiederholung: POSIX-Signale

■ Warten auf Signale

```
int sigsuspend(const sigset_t *mask);
```

- ◆ wartet auf Signale, die in **mask** enthalten sind
- ◆ (**mask** wird damit zur aktuellen Signal-Maske)
- ◆ kehrt nach Bearbeitung des Signalhandlers zurück

■ Abfrage blockierter Signale

```
int sigpending(sigset_t *set);
```

- ◆ **sigpending** speichert alle Signale, die blockiert sind, aber empfangen wurden, in **set** ab

3 Signalsemantik bei PThreads

■ Grundlegendes Signal-Behandlungskonzept unverändert:

- ◆ Signal ignorieren / Default-Reaktion / Signal abfangen

■ Einstellung gilt immer für alle Threads eines Prozesses

■ Problem

- ◆ welchem Thread wird ein eintreffendes Signal zur Bearbeitung zugestellt

3 Signalzustellung

- Lösung unterscheidet nach der Art der Signal-Entstehung
- Traps: synchron durch die Programmausführung erzeugt (Segmentation fault, Illegal instruction, ...)
 - ◆ Signal wird an den verursachenden Thread zugestellt
- Explizite Signalerzeugung durch das Programm (Funktion `pthread_kill`)
 - ◆ Signal wird an den angegebenen Ziel-Thread zugestellt
- Interrupts: asynchron von "außen" erzeugt (Interrupt, Quit, Hangup, SIGIO, ...)
 - ◆ Signal wird dem gesamten Prozess zugestellt

3 Signal-Masken

- Signale können in UNIX maskiert werden
- Signal-Masken werden an neu erzeugte Threads vererbt
- Threads können thread-spezifische Signal-Masken setzen

```
#include <pthread.h>
#include <signal.h>

int pthread_sigmask(int how, const sigset_t *set,
                   sigset_t *oset);
```

- Bearbeitung von Signalen an den gesamten Prozess:
 - ◆ Zustellung erfolgt an einen der Threads, die das Signal nicht blockiert haben
 - ◆ Auswahl des Threads erfolgt zufällig