I 9. Übung

I.1 Überblick

- Aufgabe 5
  - Fragen
- RPC-Aufrufsemantiken
  - Fehlermodell
- Aufgabe 6
  - Implementierung einer Last-of-Many-Semantik
  - Lösungshinweise
    - Timeout
    - Synchronisation

I.2 Aufgabe 5

- Fragen???

I.3 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!

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...)

3 Fehler & RPC

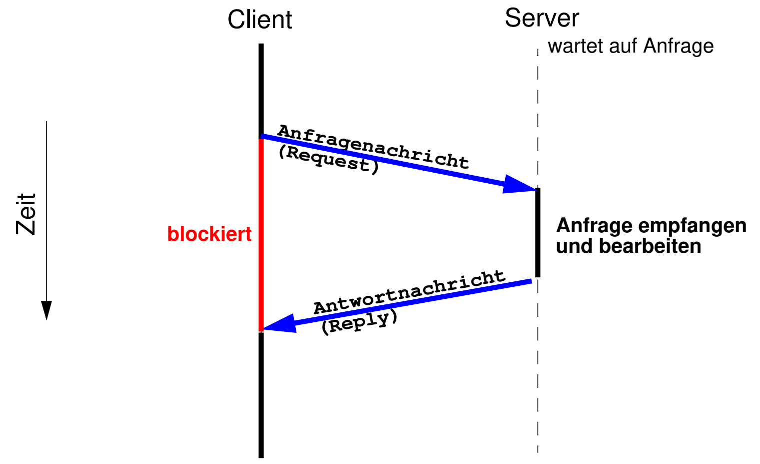
- Lokaler Fall
  - ◆ Ich rufe eine Methode auf, diese wird genau einmal ausgeführt, und kehrt dann zurück: "Exactly-Once-Semantik"
    (Idealfall. Wenn mein Rechner dabei ausfällt, interessieren mich weitere Details nicht...)
  - ◆ Teilweise auch von Interesse: Fehlertolerante Systeme, die Ausfälle durch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

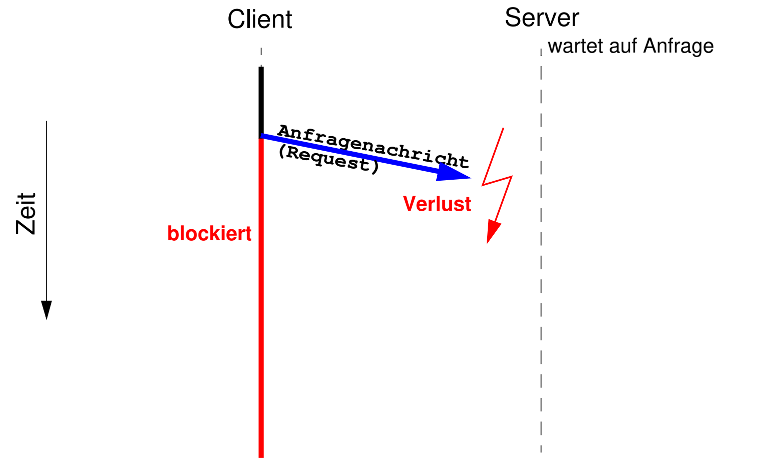
5 Beispiel: Trivialer RPC & Fehler

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



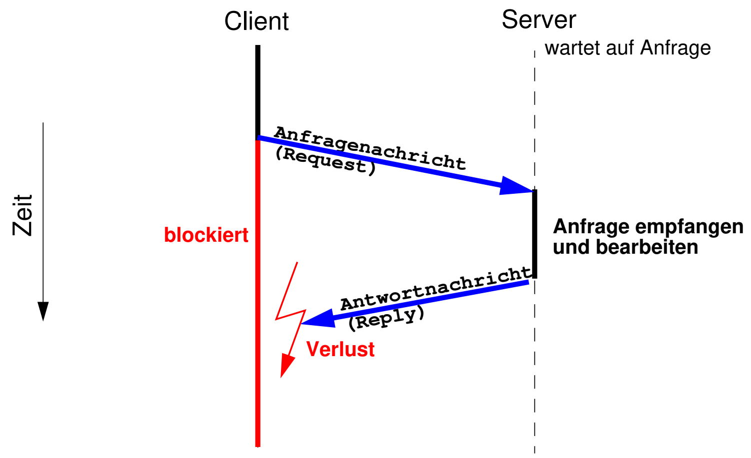
5 Beispiel: Trivialer RPC & Fehler (2)

- Verlust einer Anfragenachricht



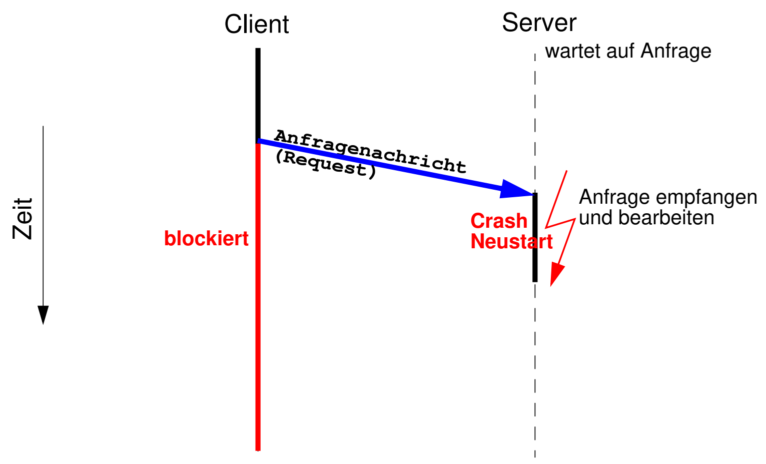
5 Beispiel: Trivialer RPC & Fehler (3)

- Verlust einer Antwortnachricht



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, -verdoppeltungen, -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, -verdoppeltungen, -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

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

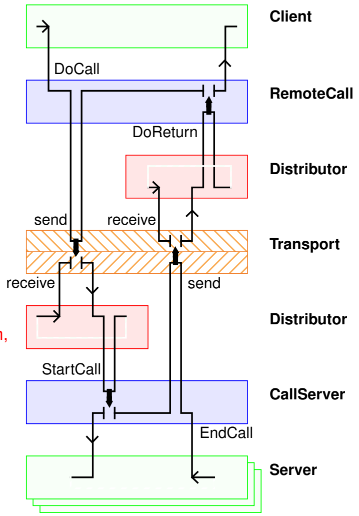
8 RPC-Aufruf genauer betrachtet

- Implementierung von...
  - best effort
    - ...
  - at-most-once
    - ...
  - at-least-once
    - ...
  - last-of-many
    - Eindeutige IDs
    - siehe folgende Seiten

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

(1) Request senden,
mit [ID, SeqNo];
Timeout starten

(2) Request empfangen,
[ID, SeqNo] merken
Methode ausführen



(4) Antwort empfangen
[ID, Seqno] stimmt
Timeout löschen
Ergebnis zu Client

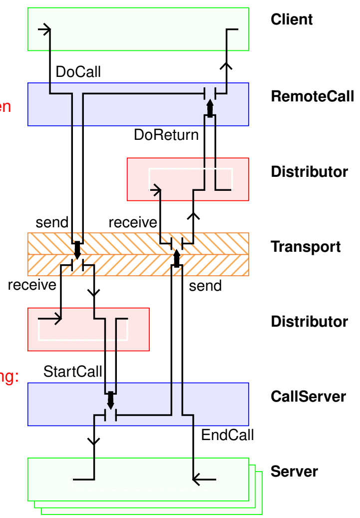
(3) Methode ist fertig
[ID, Seqno] löschen und
mit Ergebnis senden

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

(1) Timeout läuft ab:
Request nochmal senden
gleiche ID, neue Seqno
Timer neu starten

(2) Request kommt an
Fall a)
Methode noch in Bearbeitung:
[ID, neue Seqno merken]

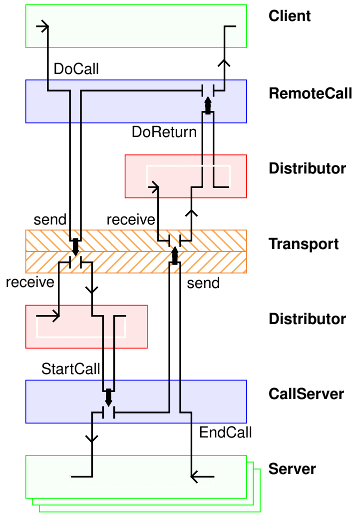
Fall b)
ansonsten:
Methode (u.U. erneut)
ausführen



(3) Antwort kommt an

Falls alte Seqno:
Antwort verwerfen!

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



Weitere Optimierung:

Server merkt sich bereits gesendet Antwort

Bei erneutem Request wird ohne Methodenausführung die Antwort erneut gesendet

"fast" exactly-once-Semantik
Problem: Wie lange Antwort merken?

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?

I.4 Aufgabe 6

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

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

  - (**select** wartet bis sich der Zustand eines Filedeskriptors ändert)

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

- 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

- 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 fogenden Makros:
  - **sigaddset()**, **sigdelset()**, **sigemptyset()**, **sigfillset()**

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

- 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

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 unspezifiziert

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 von Threads 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