ETH
Eidgenössische Technische Hochschule Zürich
Swiss Federal Institute of Technology Zurich

Distributed Computing

HS 2010

Prof. Dr. Roger Wattenhofer
R. Eidenbenz, B. Keller, M. Kuhn, R.Meier, S. Welten

Prüfung
Verteilte Systeme
Teil 2

Name	Legi-Nr.

Punkte

Frage Nr.	Erreichte Punkte	Maximale Punkte
9		20
10		10
11		10
12		15
13		14
14		13
15		8
Total		90

9 Multiple Choice (20 Punkte)

Beurteilen sie ob die folgenden Aussagen richtig oder falsch sind und kreuzen sie die entsprechenden Felder an. Eine richtig beurteilte Aussage gibt 1 Punkt, eine nicht beurteilte Aussage 0 Punkte, eine nicht richtig beurteilte Aussage -1 Punkt. Die gesamte Aufgabe wird mit minimal 0 Punkten bewertet.

A) Konsensus

Aussage	**wahr**	**falsch**
Wenn ein univalenter Zustand im Ausführungsbaum (execution tree) erreicht ist, kennen alle Prozesse die Entscheidung.	☐	☐
Wenn ein Algorithmus wechselseitigen Ausschluss (mutual exclusion) lösen kann, kann er auch Konsensus lösen.	☐	☐
Ein Algorithmus welcher bis zu f byzantinische Prozesse toleriert, funktioniert immer auch mit $2f$ Ausfällen (crash failures).	☐	☐
Der King Algorithmus toleriert zwar mehr Byzantiner als der Queen Algorithmus, benötigt aber auch mehr Runden.	☐	☐
Wenn wir das RMW-Register x dazu verwenden können das RMW-Register y zu simulieren und y hat Konsensus-Nummer c, dann hat x auch genau Konsensus-Nummer c.	☐	☐
Ein RMW Register heisst trivial, wenn kein Wert v existiert, so dass $v \neq f(v)$	☐	☐

B) Consistency und Commit Protokolle

Aussage	**wahr**	**falsch**
Eine real time partial order einer Execution definiert für jedes Paar von Operationen dieser Execution, welche von beiden Operationen früher beginnt.	☐	☐
Eine Execution, in welcher für jeden Client eine client partial order definiert ist, ist immer linearisierbar.	☐	☐
Eine Execution, die sequentially consistent ist, ist immer linearisierbar.	☐	☐
Wenn nur ein Knoten, der am Two-phase commit Protokoll beteiligt ist, Byzantinisch ist, funktioniert das Protokoll immer noch.	☐	☐

C) Selfish Peers & P2P.

Aussage	**wahr**	**falsch**
Jedes Spiel besitzt mindestens ein pures Nash Equilibrium.	☐	☐
Ein P2P-System mit Price of Anarchy gleich 2 funktioniert immer noch mindestens halb so gut, wenn sich alle Peers eigennützig (selfish) verhalten, wie wenn sich alle Peers kooperativ verhalten. Nehmen Sie an, dass die eigennützigen Peers keine Koalitionen bilden.	☐	☐
In einem Spiel G mit zwei Spielern lässt sich in $O(k_1^2 k_2 + k_2^2 k_1)$ Rechenschritten entscheiden, ob G ein dominantes Strategieprofil besitzt, wobei k_i die Anzahl verfügbarer Strategien von Spieler i seien.	☐	☐
In einem DHT Search Tree, bei dem neue Peers jeweils eine Random ID wählen, ist die benötigte Anzahl zu schickender Messages für eine Query garantiert in $O(\log n)$, wobei n die Anzahl Peers zum Zeitpunkt der Anfrage ist.	☐	☐
Die Netzwerktopologie in BitTorrent Schwärmen ist abgesehen von kleinen Abweichungen die gleiche wie jene in Chord.	☐	☐
Es kann keine DHT geben, in der die Suche nach einem Key garantiert weniger als $\Theta(\log n)$ Messages benötigt, wobei n die Anzahl Peers in der DHT ist.	☐	☐

D) Locking

Aussage	**wahr**	**falsch**
In Multi-Prozessor Systemen belasten Test&Test&Set (TTAS) Locks die Cache Coherence Mechanismen.	☐	☐
Anderson Queue Locks (ALock) funktionieren besonders gut, wenn die Anzahl Threads unbekannt ist.	☐	☐
MCS Locks sind gut geeignet bei der Verwendung vieler Locks.	☐	☐
Die Effizienz von Backoff Locks wird durch die zugrundeliegende Prozessor Plattform beeinflusst.	☐	☐

10 Konsensus (10 Punkte)

Wir erweitern das Konsensus Problem auf ein Beinahe-Konsensus Problem. Wir möchten erreichen, dass sich 3 Prozesse asynchron und wait-free für maximal 2 verschiedene Werte entscheiden. Die folgende Validitäts-Kondition möchten wir erfüllen: **Wenn alle Prozesse mit dem gleichen Wert v starten, dann entscheiden sich alle korrekten Prozesse für den Wert v.** Wie beurteilen Sie das folgende Protokoll bezüglich der für Konsensus relevanten Kriterien? Löst es Beinahe-Konsensus? Begründen Sie Ihre Antworten!

```
Require: // default und inputs[] sind global definiert und bereits initialisiert. Sie können davon
    ausgehen, dass die Thread-Ids 0, 1 und 2 sind
 1: default := 1;
 2: inputs[] := ['?','?','?'];
 3: procedure ALMOST_CONSENSUS()
 4:     id := this.getThreadId();
 5:     myInput := randomNumber();
 6:     decision := myInput;
 7:     // die Entscheidung
 8:     inputs[id] = myInput;
 9:     for (int i := 0; i ≤ 2; i++) do
10:         if ((inputs[i] ≠ '?') && (inputs[i] ≠ decision)) then
11:             decision := default;
12:         end if
13:     end for
14: end procedure
```

11 Paxos (10 Punkte)

A) (4 Punkte) Wir nehmen an, dass wir bei Paxos 5 Proposer haben, welche sich initial alle einen Wert zwischen 1 und 5 überlegen, auf welchen sich am Ende alle Knoten einigen sollen. Stimmt die folgende Aussage: Wenn 3 der 5 Proposer sich für den Initialwert 5 entschieden haben, dann werden sich am Schluss alle Knoten auf den Wert 5 einigen, sofern das Protokoll terminiert. Begründen Sie Ihre Antwort!

B) (6 Punkte) Wir wollen Paxos mit einem Quorum System an Stelle von Majorities umsetzen. Dazu verwenden wir ein Quorum System, bestehend aus vielen Knoten, wobei die Schnittmenge zweier beliebiger Quoren jeweils genau zwei Knoten sind. Auf jedem der Knoten in diesem Quorum System läuft ein Paxos-Acceptor-Programm. Einer der Acceptor-Knoten arbeitet fehlerhaft: Er antwortet auf ein Prepare zum Teil korrekt mit $acc(x_{last}, n_{last})$ aber manchmal auch mit $acc(x_{old}, n_{old})$, wobei $acc(x_{old}, n_{old})$ eine Nachricht ist, die er schon früher gesendet hat. Ansonsten verhält sich dieser Knoten korrekt. Der Rest der Knoten führt das Paxos-Acceptor-Programm der Vorlesung aus. Zusätzliche, externe Knoten führen das Paxos-Proposer-Programm aus. Keiner der Knoten fällt aus (crasht). Funktioniert Paxos unter diesen Annahmen noch korrekt? Begründen sie ihre Antwort!

12 Byzantines Quorum System (15 Punkte)

Die Rum produzierende Firma Quo stellt Sie ein, um ein Quorum System zu bauen. Sie stellt dabei die folgenden Anforderungen: Das Quorum System soll aus genau 3 Quoren bestehen und muss auch mit einem Byzantinischen Prozessor einwandfrei funktionieren. Sie haben dabei maximal 13 Prozessoren zur Verfügung und die Load muss strikt kleiner als 1 sein.

A) (6 Punkte) Definieren Sie mit Hilfe einer Skizze ein solches Quorum System mit möglichst wenig Prozessoren. Stellen Sie die Prozessoren dabei als Punkte dar und markieren Sie die Quoren.

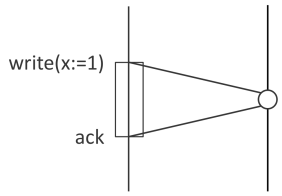
B) (5 Punkte) Warum kann man ein solches System nicht mit weniger Prozessoren realisieren?

C) (4 Punkte) Was sind die Load, Work und die Resilience ihres Systems?

13 Consistency (14 Punkte)

In dieser Aufgabe führen wir ein Konsistenzmodell $\boldsymbol{\alpha}$ ein, das in der Vorlesung nicht behandelt wurde.

Annahmen: Wir nehmen an, dass am Anfang alle Variablen auf 0 initialisiert sind. Alle Werte, die von Write-Operationen geschrieben werden, müssen eindeutig (unique) und grösser 0 sein. Ausserdem nehmen wir an, dass alle write-Operationen acknowledged sind. Das heisst, dass sie erst als beendet gelten, nachdem der Wert auf allen Replika geschrieben wurde. Weiter gilt, dass ein Client nur eine Operation gleichzeitig ausführen kann (siehe Bild).



Definition: Eine Execution ist $\boldsymbol{\alpha}$ **consistent** falls für alle Clients X und für alle Clients Y gilt: X beobachtet nur mit Hilfe seiner Read-Operationen keine Reihenfolge von Write-Operationen von Y, die der tatsächlichen Ausführungsreihenfolge der Write-Operationen von Y widerspricht.

Notation: Verwenden sie in dieser Aufgabe die folgende Notation:

- **write(x:=val)** weist der Variable x den Wert val zu.
- **read(x)=val** ist eine Leseoperation auf der Variable x, die den Wert val zurück liefert.

Execution E1: Jede Zeile beschreibt die Operationen die der jeweilige Client ausführt und die Resultate dieser Operationen. Die Operationen sind pro Client von links nach rechts chronologisch geordnet (d.h. read(x)=2 von Client1 kommt nach write(x:=1) und vor write(x:=11), etc.).

- **Client1:** write(x:=1), read(x)=2, write(x:=11)
- **Client2:** write(x:=2), write(x:=22), read(x)=2
- **Client3:** write(x:=3), read(x)=22, read(x)=1

A) (6 Punkte) Gegeben ist die Execution E1. Ist sie $\boldsymbol{\alpha}$ **consistent**? Begründen sie ihre Antwort in 1-3 Sätzen!

B) (8 Punkte) Gibt es eine Execution mit 2 Clients, die nicht sequentially consistent, aber $\boldsymbol{\alpha}$ **consistent** ist? Falls nein, zeigen sie mit einem formellen Beweis, dass keine solche Execution existiert. Falls ja, geben sie eine solche an und zeigen sie, dass beide Vorgaben (nicht sequentially consistent aber $\boldsymbol{\alpha}$ **consistent**) erfüllt sind.

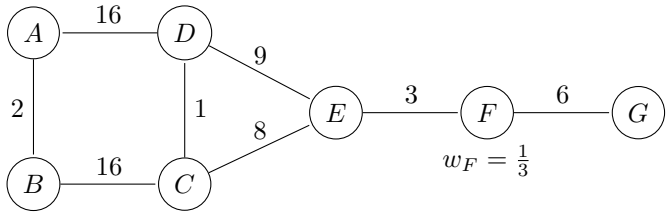
14 Selfish Peers (13 Punkte)

A) Beantworten Sie folgende Fragen mit 1-3 Sätzen:

1) (2 Punkte) Inwiefern können eigennützige (selfish) Teilnehmer einem verteilten System schaden?

2) (2 Punkte) Was versteht man unter einem Nash Equilibrium?

B) (9 Punkte) **Selfish Caching:** Berechnen Sie den Price of Anarchy (PoA) und den optimistischen Price of Anarchy ($OPoA$) des folgenden Caching Netzwerks.



Für alle Peers u gelte $\alpha_u = 10$, und $w_u = 1$ wo nicht anders annotiert.

Zur Erinnerung: Die Caching Kosten α_u eines Peers u sind die Kosten, die für Peer u anfallen, falls er sich dazu entschliesst das File zu cachen. Der Demand w_u eines Peers u widerspiegelt die Häufigkeit, mit der u auf das File zugreifen möchte.

15 Spin Locks (8 Punkte)

Eine Barriere erlaubt einer gegebenen Anzahl von Prozessoren aufeinander zu warten um sich an einem gemeinsamen Punkt zu treffen. Dazu bietet die Barriere eine Methode waitBarrier() an. Die Methode blockiert den aufrufenden Prozessor so lange, bis jeder andere Prozessor die Methode ebenfalls aufgerufen hat. Anschliessend wird die Barriere aufgehoben und jeder Prozessor kann weiterarbeiten. Die Anzahl der Prozessoren ist konstant und zu Beginn bekannt.

Geben Sie eine Implementation der Methode waitBarrier() in Pseudo-Code an. Verwenden Sie dazu nur Spinning, eine shared Integer Variable und die CAS Operation. Weitere lokale Variablen innerhalb der Methode sind ok, aber nicht ausserhalb.