



INSTITUTE FOR REAL-TIME COMPUTER SYSTEMS
TECHNISCHE UNIVERSITÄT MÜNCHEN
PROFESSOR SAMARJIT CHAKRABORTY



**Das ist ein etwas längerer Titel
dieses leeren Diplomarbeitssgerüsts**

Nadja Peters

Master's Thesis

**Das ist ein etwas längerer Titel
dieses leeren Diplomarbeitengerüsts**

Master's Thesis

Supervised by the Institute for Real-Time Computer Systems
Technische Universität München
Prof. Dr. sc. Samarjit Chakraborty

Executed bei Siemens

Advisor: Dipl.–Ing. Philipp Kindt

Author: Nadja Peters
Arcisstraße 21
80333 München

Submitted in May 2013

Acknowledgements

Vielen Dank . . .

München, im Monat Jahr

Inhaltsverzeichnis

Abbildungsverzeichnis	vii
Tabellenverzeichnis	ix
Abkürzungsverzeichnis	xi
1 Einleitung	1
1.1 Realzeitbetriebssysteme	1
1.2 Welche Eigenschaften werden verglichen?	1
1.3 Relevante Betriebssysteme	1
1.3.1 Linux	1
1.3.2 FreeRTOS	1
2 Benchmarking	3
2.1 Performanz	3
2.1.1 Latenzzeiten von Interrupts	4
2.1.2 Unterbrechung von Task durch ISR	6
2.2 RT-Features	6
2.2.1 RT-Features von Linux/Posix	7
2.2.2 RT-Features von FreeRTOS	8
2.2.3 Task Switching	9
2.2.4 Preemption-Zeit	10
2.2.5 Semaphor Shuffle Time	10
2.2.6 Message Passing	11
2.2.7 DLB Time	11
2.3 Speicherzugriffe	12
2.3.1 FreeRTOS	12
2.3.2 Verifizierung	14
2.3.3 Multiprozessorunterstützung	14
3 Testszenarien	15
4 Auswertung der Ergebnisse	17
5 Zusammenfassung und Ausblick	19
6 Notizen	21

Inhaltsverzeichnis

Literaturverzeichnis

23

Abbildungsverzeichnis

Tabellenverzeichnis

Tabellenverzeichnis

Abkürzungsverzeichnis

RCS Realzeit-Computer-Systeme

RTOS Realtime Operation System (Realzeitbetriebssystem)

POSIX Portable Operating System Interface

ISR Interrupt Service Routine

IRQ Interrupt Service Request

SMP Symmetric Multiprocessor

Zusammenfassung

Die Kurzfassung . . .

1 Einleitung

1.1 Realzeitbetriebssysteme

- Was sind RTOS und was macht sie aus?
- Warum verwendet man sie anstatt herkömmlicher Betriebssysteme oder dedizierter Hardware?
- Verschiedene Arten von RTOS und ihre Vor-/Nachteile (Wofür eignen sich bestimmte Systeme besonders gut, grober Überblick über vorhandenes)
- Beschreiben der Zielhardware/Randbedingungen
- Auskristallisieren, warum in der Arbeit gerade Linux RT Patch und FreeRTOS verwendet werden (evtl noch andere, z.B. MicroCOS, Xenomai)

1.2 Welche Eigenschaften werden verglichen?

1.3 Relevante Betriebssysteme

1.3.1 Linux

1.3.2 FreeRTOS

- Tasks können die gleiche Priorität haben
- Tick rate bestimmt Zeitauflösung → je öfter es aufgerufen wird, desto mehr Zeit wird für das Betriebssystem aufgewendet (Task switches werden dann ausgeführt)
- Normalerweise sollten ISR so kurz wie möglich sein. Deswegen wird ein hoch priorisierter Task aus der ISR aufgerufen, der eine Priorität größer oder gleich dem System-Interrupt hat und wird dadurch nicht durch das System unterbrochen
- A mutex, binary semaphore and a counting semaphore is using the existing queue mechanism.

1 *Einleitung*

- Mutexes include priority inheritance mechanism, binary semaphores do not. This makes binary semaphores the better choice for implementing synchronisation (between tasks or between tasks and an interrupt), and mutexes the better choice for implementing simple mutual exclusion.
- Rekursiver Mutex: Ein Mutex kann mehrfach gelockt werden, muss aber auch mehrfach wieder entlockt werden.

2 Benchmarking

Vergleichskriterien für Betriebssysteme:

- Performanz
- Sicherheit
- Ressourcen-/Speicherverbrauch
- Speicherverwaltung

2.1 Performanz

1. Latenzzeiten/Jitter

- a) Interrupt durch Taster → Aufblinken von LED (die Zeit, die das Aufblinken benötigt, kann gemessen und abgezogen werden, so dass nur die Zeit vom Drücken des Tasters bis zum Ausführen der ISR bleibt)
- b) Andere Interruptquellen? (→ z.B CAN, Ethernet, SPI, ...)
- c) Verschiedene Taktzeiten von FreeRTOS

2. Durchsatz an Daten

- a) Ethernet
- b) CAN
- c) SPI

3. Bootzeit

- a) Was hat Einwirkungen auf die Bootzeit?
- b) Indikatoren → Wann ist das System hochgefahren?
- c) Bestimmtes Programm wird gestartet → z.B. Aufleuchten von LED
- d) Bestimmte Programme können den Bootvorgang aufzeichnen (Bootchart)

2.1.1 Latenzzeiten von Interrupts

Für die Latenzzeit von Interrupts soll ein Interrupt von einer externen Quelle ausgelöst werden und dann wird gemessen, wann die Interruptserviceroutine betreten wird. Konkret wird periodisch ein GPIO-Interrupt durch einen Signalgenerator in Hardware ausgelöst. Die GPIO wird über das EMIO-Interface angebunden. In der dazugehörigen ISR wird eine LED angeschaltet. Es wird die Zeit zwischen dem Setzen des Interruptsignals und aufblinken der LED gemessen. Von dieser Zeit muss abgezogen werden, wie lange das Anschalten der LED und die Zeitmessung an sich dauert. Grundsätzlich wird jede Messung 1024 Mal durchgeführt. Für die Zusatzmessungen sind die Durchschnittszeiten interessant. Für die Hauptmessung ist zusätzlich der Worst-Case-Fall zu beachten.

FreeRTOS

Bei FreeRTOS werden die Interrupts unabhängig vom Betriebssystem verwaltet. Der EMIO-GPIO-Interrupt hat nach dem System-Timer die höchste Priorität.

Axi-Timer: 50 MHz

Ergebnis:

Anz. Messungen	19100
Durchschnittswert	754,8ns
Standardabweichung	8,5977ns (19.31 ns)
Minimalwert	740ns
Maximalwert	780ns
Durchschnittswert LED-Anschalten	700-740ns (130 ns)
Durchschnittswert Timer-Overhead	520ns (9ns)
LED-Overhead bei ISR-Messung	220ns (121 ns)
Durchschnitt - Overhead	633,8ns
Durchschnitt - Overhead (Taktzyklen)	422 Zyklen

mit Task:

LinuxRT

Messung mit wmb(): Ergebnis:

Messung ohne wmb(): Ergebnis:

Messung For-Loops in Zyklen:

Messung While-Loops in Zyklen:

Overhead Timer-Messung: 6Zyklen

Anz. Messungen	19100
Durchschnittswert	754,8ns
Standardabweichung	8,5977ns (19.31 ns)
Minimalwert	719ns
Maximalwert	840ns
Durchschnittswert LED-Anschalten	700-740ns (130 ns)
Durchschnittswert Timer-Overhead	520ns (9ns)
LED-Overhead bei ISR-Messung	220ns (121 ns)
Durchschnitt - Overhead	633,8ns
Durchschnitt - Overhead (Taktzyklen)	422 Zyklen

Anz. Messungen	19160
Durchschnittswert	13,569us
Standardabweichung	1,4412us
Minimalwert	8us
Maximalwert	28,8us
Durchschnittswert LED-Anschalten	
Durchschnittswert Timer-Overhead	
LED-Overhead bei ISR-Messung	
Durchschnitt - Overhead	s
Durchschnitt - Overhead (Taktzyklen)	

Overhead Registerzuweisung: $19 - 6 = 13\text{Zyklen} = 19\text{ns}$

Messung der Registerzuweisung mit `wmb()`¹⁾

¹⁾ `wmb()` (These functions insert hardware memory barriers in the compiled instruction flow; their actual instantiation is platform dependent. An `rmb` (read memory barrier) guarantees that any reads appearing before the barrier are completed prior to the execution of any subsequent read. `wmb` guarantees ordering in write operations, and the `mb` instruction guarantees both. Each of these functions is a superset of barrier). Das bedeutet, dass die Schreiboperationen auf die Hardware bis zu dieser Barriere abgeschlossen sein müssen und man davon ausgehen kann, dass der Hardwarezugriff bereits erfolgt ist. Somit kann man messen, wie lange ein Hardwarezugriff zum Beschreiben einer LED dauert und diese Zeit von der Gesamtzeit abziehen. Um ein sinnvolles Ergebnis zu erhalten, sollte auch die Messung

Anz. Messungen	19130
Durchschnittswert	13,406us
Standardabweichung	1,3419us
Minimalwert	8,6us
Maximalwert	32us
Durchschnittswert LED-Anschalten	
Durchschnittswert Timer-Overhead	
LED-Overhead bei ISR-Messung	
Durchschnitt - Overhead	s
Durchschnitt - Overhead (Taktzyklen)	

2 Benchmarking

For-Loop 0	Runden 16	180
For-Loop 1	Runden 32	304
For-Loop 2	Runden 64	533
For-Loop 3	Runden 128	1045
For-Loop 4	Runden 264	2133
For-Loop 5	Runden 512	4117
For-Loop 6	Runden 1024	8213
For-Loop 7	Runden 2048	16405
For-Loop 8	Runden 4096	32789
For-Loop 9	Runden 8192	65557

Loop 0	Runden 16	171
Loop 1	Runden 32	301
Loop 2	Runden 64	535
Loop 3	Runden 128	1047
Loop 4	Runden 264	2135
Loop 5	Runden 512	4119
Loop 6	Runden 1024	8215
Loop 7	Runden 2048	16407
Loop 8	Runden 4096	32791
Loop 9	Runden 8192	65559

2.1.2 Unterbrechung von Task durch ISR

Ein Task läuft und speichert in einer While-Schleife immer die aktuelle Zeit. Er wird durch eine ISR unterbrochen. Sobald der Task wieder anläuft, wird wieder die Zeit gemessen. Die gesuchte Zeit ist die Different aus Start- und Endzeit.

Die übliche Methode für Interrupt Service Routinen in FreeRTOS ist, einen hochpriorisierten Task laufen zu lassen, der an einem binären Semaphor blockiert. Wird die ISR aufgerufen, wird dieser Task wieder deblockiert.

2.2 RT-Features

1. Welche Unterschiede/Gemeinsamkeiten gibt es zwischen FreeRTOS und Linux?
2. Prioritäten
3. Flags (s. Semaphore)
4. Posix-Features in Linux

mit wmb() arbeiten.

2.2.1 RT-Features von Linux/Posix

Threads

Threads in Unix sind Teile von Prozessen. Allerdings hat ein Thread einen eigenen Stack Pointer, eigene Register, Scheduling Properties, Signale und andere Daten. Ein Thread existiert, solange der Elternprozess existiert. Ein Prozess kann mehrere Threads haben. Es kann Datenaustausch von Threads im Rahmen eines Prozesses geben. Ein Thread verbraucht deutlich weniger Ressourcen als ein Prozess. Inter-Thread-Kommunikation ist deutlich schneller, weil alles in einem Adressraum stattfindet. Bei Inter-Prozess-Kommunikation ist mindestens ein Kopiervorgang von Prozess zu Prozess erforderlich.

Mutexes

An Mutexen kann geblockt werden, aber es kann auch ausprobiert werden, ob sie bereits gelockt sind, und dann kann was anderes gemacht werden.

Conditions

Conditions werden im Zusammenhang mit Mutexen benutzt und dienen zur Synchronisation von mehreren Threads, die Datenabhängig sind. Zur Benutzung: An einer Condition kann gewartet werden. Zuvor muss ein bestimmter Mutex genommen worden sein. Wenn man den Befehl `pthread_cond_wait` ausführt, dann wird damit gewartet und der Mutex automatisch losgelassen. Ein anderer Thread kann sich denselben Mutex holen und dann eine bestimmte Datenverarbeitung an einer Variable durchführen. Wenn dadurch die Bedingung erfüllt wird, ruft dieser Thread die Funktion `pthread_cond_signal`, die den anderen Thread aufweckt, sobald der Mutex losgelassen wurde.

Join

Threads können *gejoint* werden. Dieses ist ein Synchronisationsmechanismus von PThreads. Wird `pthread_join` aufgerufen, blockiert der aktuelle Thread, bis der zu synchronisierende Thread beendet ist.

Message queues

`mqd_t`

Scheduling

`schedPxLib` `sched_getScheduler`, gibt entweder `SCHED_FIFO` oder `SCHED_RR` zurück.
`sched_get_priority_max` `sched_get_priority_max` `sched_rr_get_interval`

Semaphores

`semPxLib`

2.2.2 RT-Features von FreeRTOS

Relevante Features:

Tasks

Tasks unter FreeRTOS können mit verschiedenen Prioritäten erstellt werden. Der `idleTask` hat immer die niedrigste Priorität. Tasks haben verschiedene Zustände:

- **Running:** Task wird ausgeführt. Es kann zur Zeit nur einen einzigen Task geben, der gerade ausgeführt wird.
- **Ready:** Wartet darauf, ausgeführt zu werden, da ein anderer Task gerade vom Scheduler gescheduled wurde
- **Blocked:** Task wartet auf ein Ereignis und wird nicht ausgeführt. Grund kann ein Delay oder das Warten an einer Queue oder einem Semaphor sein.
- **Suspended:** Ein Task wurde von einem anderen Task oder sich selber suspendiert. Dieser Status kann nur durch einen Aufruf der Funktion `xTaskResume` fortgesetzt werden.

Scheduling Policy

Die Policy wird *Fixed Priority Preemptive Scheduling* genannt. Jedem Task wird eine eigene Priorität zugewiesen, wobei Tasks auch die gleiche Priorität haben können. Für jede Priorität existiert eine eigene Liste.

Queues

Queues werden benutzt, um Nachrichten zwischen Tasks auszutauschen. Von einer Queue kann zerstörend oder nicht zerstörend gelesen werden und drauf geschrieben werden. Wenn

ein Task an einer Queue wartet, kann er für eine bestimmte Zeit blockiert werden. Eine Queue kann mit unterschiedlichen Größen erzeugt werden. Es gibt auch sogenannte Queue-Sets, die es ermöglichen an mehreren Queue oder auch Semaphoren zu warten.

Semaphore

Es gibt drei verschiedene Arten von Semaphoren (s. 2.2.5), Mutexe, binäre Semaphore und Counting Semaphors. Semaphore werden als Queue implementiert. Werden Semaphore als Mutexe verwendet, ist die Prioritätsvererbung ebenfalls verfügbar. Ein Task kann immer nur an einem Mutex warten, da die Implementierung der Mutexe relativ simpel ist. Wenn ein Mutex von einem niederprioritären Task losgelassen wird, kriegt er automatisch seine ursprüngliche Priorität zurück. Die zur Prioritätsvererbung gehörigen Code-Teile werden über Präprozessormacros eingebunden. Sollten also keine Mutexe verwendet werden, sollte das Macro auf jeden Fall auf undefiniert bleiben.

2.2.3 Task Switching

Unter Task Switching versteht man die Zeit, die der Scheduler braucht, um von einem Task zu einem anderen zu wechseln. Dieser Wechsel wird nach der Scheduling-Strategie des Schedulers vollzogen, d.h. der Task wird nicht etwa durch einen Interrupt oder durch einen höher prioritären Task unterbrochen.

FreeRTOS

Variante 1 Es werden zwei Tasks *Task1* und *Task2* erzeugt. Diese Tasks haben einen Workload, der darin besteht, in einer For-Schleife eine Variable hoch zu zählen. Nach jedem Inkrementieren der Variable wird ein Context-Switch erzwungen (mit `taskYIELD()`). Wenn die Variable eine bestimmte Höhe erreicht hat, wird das Experiment beendet. Es wird dabei die Zeit gemessen, die zwischen dem Betreten des ersten Tasks und dem Verlassen des letzten Tasks vergeht. Ein Task-Switch trifft also zwei Mal so häufig auf, wie die Schleife durchgelaufen wird.

Von der gemessenen Zeit muss noch der eigentliche Workload abgezogen werden. Dafür werden vor dem Starten der Tasks zwei For-Schleifen durchlaufen mit der gleichen Anzahl an Durchgängen wie in den Tasks.

Variante 2 Es werden zwei Tasks erzeugt, in denen eine For-Schleife mit der Anzahl der Testdurchläufe ausgeführt wird. In der Schleife befindet sich in der Reihenfolge:

- Starte Messung
- Erzwingt Task-Switch mit `taskYield()`

2 Benchmarking

- Stoppe Messung

Der Vorteil an dieser Methode ist, dass es keinen Overhead gibt. Diese Messung ist also genauer. Von dem Ergebnis muss noch die Messzeit von sechs Zyklen abgezogen werden. Zu beachten ist, dass beide Tasks damit beginnen, die Startzeit der Messung zu speichern. Das führt dazu, dass die erste Startzeit überschrieben wird. Die letzte Startzeit ist dafür ungültig und darf nicht in dem Endergebnis berücksichtigt werden.

2.2.4 Preemption-Zeit

Die Preemption-Zeit ist die Zeit, die benötigt wird, um einen Task-Switch zu vollziehen, wenn ein niederpriorer Task durch einen Interrupt oder durch einen höher priorisierten Task oder einen Interrupt unterbrochen wird. Das bedeutet, der Scheduler wird außerhalb des regulären Tick-Interrupts aufgerufen.

FreeRTOS

Ein niederpriorer Task verrichtet Arbeit. Dieser Task wird nach einer bestimmten Zeit von einem höher priorisierten Task unterbrochen. Es gibt zwei Funktionen in FreeRTOS, um einen Delay herbeizuführen: *vTaskDelay* und *vTaskDelayUntil*. *vTaskDelay* wacht nach einer bestimmten Anzahl von Ticks auf. Um die Zeit zu messen, kann die Startzeit in einer Endlosschleife im arbeitenden Task dauerhaft ausgelesen werden. Wenn der Task unterbrochen wird, wurde die aktuellste Zeit vorher gespeichert. Sobald der höher priorisierte Task aufgewacht ist, wird wieder die Zeit gemessen. Das *vTaskDelayUntil* wird nur jeden Tick ausgeführt.

Eine andere Möglichkeit, die Preemption Zeit zu messen, ist, dass ein hochpriorer Task sich selbst verabschiedet und hinterher von einem niederprioren Task aufgeweckt wird. Dieses führt direkt zu einem Context-Switch.

Noch eine Möglichkeit ist es, einen hoch priorisierten Task 1 zu suspendieren und dann einen niedriger priorisierten Task 2 laufen zu lassen. Während der Task 2 läuft, wird ein Interrupt ausgelöst, der Task 1 fortsetzt und somit einen Context-Switch erzeugt.

Linux

2.2.5 Semaphore Shuffle Time

Die Semaphore Shuffle Time ist die Zeit, die ein Task braucht, um an einem von einem anderen Task genommenem Semaphore aufzuwachen, wenn dieser wieder losgelassen wird. Dieser Versuch kann durchgeführt werden, indem ein Task einen Semaphore nimmt und danach ein Context-Switch durchgeführt wird.

2.2.6 Message Passing

Task 1 wartet auf eine Nachricht, Task 2 schickt eine Nachricht, Task 1 wacht auf und empfängt die Nachricht.

FreeRTOS

Messages werden durch Queues implementiert.

Linux

2.2.7 DLB Time

Die Deadlock breaking time ist die Zeit, die benötigt wird, um einen potenziellen Deadlock durch Prioritätsvererbung aufzulösen. Folgendes Beispiel der Prioritätsinversion verdeutlicht die Wichtigkeit der Prioritätsvererbung: Ein niederpriorer Task greift nach einem Mutex M. Dann wird er von einem mittelprioren Task unterbrochen. Dieser wiederum wird von einem hochprioren Task unterbrochen, welcher ebenfalls nach dem Mutex M greift und blockiert. Damit wird wieder Task 2 aufgerufen, welcher nun für immer Task 1 und damit auch den Mutex M blockiert, sodass der höher priorisierte Task niemals ausgeführt wird.

Mit der Prioritätsvererbung bekommt Task 1 vorübergehend die Priorität von Task 3. Damit kann er nicht von Task 2 blockiert werden und nach getaner Arbeit den Mutex wieder freigeben. Damit kann der hoch priore Task seine Arbeit verrichten.

FreeRTOS

Es werden zwei Tasks erzeugt: Task 1 und Task 3. Task 3 ist der hochpriore Task und legt sich direkt schlafen. Task eins läuft in einer Schleife. Zuerst nimmt er sich den Mutex, dann startet er Task 2. Task 2 hat die mittlere Priorität und setzt Task 3 fort. Task 3 versucht nun nach dem Mutex zu greifen und wird blockiert. Da für Mutexe in FreeRTOS eine Prioritätsvererbung stattfindet, wird wie erwartet Task 1 fortgesetzt und gibt den Mutex wieder frei. Es wird die Zeit gemessen, ab der Task 3 versucht, auf den Mutex zuzugreifen, bis der Mutex freigegeben und der Task deblockiert wird.

Linux

2.3 Speicherzugriffe

1. Speicherplatzverbrauch des gesamten Systems
2. MPU-Unterstützung
3. In welchem Rahmen sind dynamische Speicherzugriffe möglich?
4. Ggf. Zeitverbrauch bei Speicherallokation/-fragmentierung
 - a) Allokation von z.B. 1000 Paketen und Messen der Zeit
 - b) Vergleich von Context Switch mit Speicher Allokation und ohne (?)
 - c) Vergleich von verschiedenen Methoden der Speicherallokation → Was ist der Worst Case, der passieren kann?

2.3.1 FreeRTOS

Es gibt immer eine Mindestfrakturgröße. Außerdem sind die Funktionen Thread-Save, d.h. können durch keinen anderen Task unterbrochen werden. Ausnahmen davon bildet je nach Implementierung Fall 3.

Heap_1.c

Blöcke werden allokiert, wenn genug Speicher da ist und nie wieder freigegeben.

Zugriffszeit	Konstant
Worst Case	Nicht mehr genügend Speicher vorhanden
Schlussfolgerung	Schnell, aber vorher überlegen, ob der Speicher für die Lebensdauer der Anwendung reicht.
Testfall	Einfaches Allozieren, da kein Rechenaufwand durch Freigaben notwendig.

Heap_2.c

Es gibt eine minimale Blockgröße. Es gibt eine Liste, in der die Blöcke nach Größe sortiert sind. Es wird immer der nächst größte Block alloziert → Iteration durch Liste. Kein Verschmelzen von Blocks bei Freigabe. Zu große Blocks werden aufgeteilt. Der neu entstandene Block wird wieder in die Liste einsortiert. Nur sinnvoll, wenn der allozierte Speicher immer in etwa die gleiche Größe hat.

Zugriffszeit	Am Anfang konstant, weil nur ein Block. Sobald die Liste mehrere Elemente besitzt, ist die Zugriffszeit linear abhängig von der Länge der Liste.
Worst Case	Nicht mehr genügend Speicher vorhanden oder es ist Speicher vorhanden, aber nicht mehr an einem Stück oder es gibt sehr viele kleine Segmente in der Liste und nur ein größeres ganz hinten
Schlussfolgerung	Durch Freigaben langsamer als in Fall eins. Nicht sinnvoll, wenn allozierte Blockgröße variiert.
Testfall	Allozieren von möglichst vielen minimal großen Blöcken und einem, der die doppelte Größe hat. Alle wieder freigeben → Lange Liste mit vielen Einträgen → Nochmal den größeren Block allozieren. Die Zeit für die Längste Freigabe kann auch gemessen werden.

Heap_3.c

Maskierte malloc und free Aufrufe des jeweiligen Compilers.

Zugriffszeit	
Worst Case	
Schlussfolgerung	
Testfall	

Heap_4.c

Liste mit Blockzeigern und Blockgröße. Liste wird durchsucht, bis ein passendes Element gefunden wird. Bei Freigabe werden nebeneinander liegende Blöcke wieder zusammengeführt.

Zugriffszeit	Wie in Fall zwei, aber insgesamt schneller, da Blöcke bei der Freigabe wieder zusammengeführt werden und insgesamt tendenziell weniger Blöcke durchiteriert werden müssen.
Worst Case	Wie in Fall zwei
Schlussfolgerung	Flexibelste Alternative, Freigabe ist geringfügig langsamer als in Fall zwei, weil Blöcke noch zusammengeführt werden.
Testfall	Allozieren wie in Fall zwei. Freigabe von jedem zweiten Block, sodass Speicher segmentiert bleibt. Dann nochmal den hintersten Block allozieren.

2.3.2 Verifizierung

- Unter welchen Voraussetzungen ist eine Verifizierung möglich?
- Verifizierung bei einem ganz bestimmten Szenario

2.3.3 Multiprozessorunterstützung

3 Testszzenarien

- Verschiedene Auslastung (IO, Tasks, ohne Belastung, Speicherzugriffe) mit unterschiedlichen Ausführungsperioden
- Wie wirkt sich RT-Patch aus im Vergleich zum normalen Linux?
- Ggf. vorhandene Messinstrumente von Linux nutzen (?)
- Wie kann man die Performanz v.a. von Linux verbessern? → Abspecken des Systems

4 Auswertung der Ergebnisse

4 *Auswertung der Ergebnisse*

5 Zusammenfassung und Ausblick

5 Zusammenfassung und Ausblick

6 Notizen

- Alternative Betriebssysteme: microCOS, microLinux, Xenomai
- Multiprozessoren
- Verbesserungen für RT-Linux?
- Allgemeine, anerkannte Benchmarking-Methoden (Algorithmen): Rhealstone ist für Realzeit-Betriebssysteme geeignet (Whetstone und Dhrystone eher für verschiedene Hardwarearchitekturen)
- Messen von Bootzeiten mit bootchart
- Linux schneller machen durch Laden der Treiber zur Laufzeit?

Literaturverzeichnis