

Embedded Realtime OS FreeRTOS auf STM32F4

Michael Ebert
Ad-hoc Networks GmbH
ebert@ad-hoc.network

Christoph Bläßer
Bundesamt für Sicherheit in der
Informationstechnik
christoph.blaesser@gmx.de

Stichwörter

FreeRTOS, RTOS, ARM, STM32, Real Time.

KURZFASSUNG

Im Rahmen dieser Arbeit wird das Echtzeitbetriebssystem FreeRTOS vorgestellt. Hierzu werden zu Beginn die allgemeinen Eigenschaften für Echtzeitbetriebssysteme beschrieben. Im Verlauf des Textes wird an ausgewählten Beispielen dargestellt, wie FreeRTOS diese Anforderungen berücksichtigt und durch geeignete Programmfunktionen umsetzt.

1. GRUNDLAGEN ECHTZEITSYSTEME

1.1 Echtzeitsysteme und Echtzeitbetriebssysteme

Mit der steigenden Leistungsfähigkeit von modernen μ -Prozessoren, steigen auch die Anforderungen an die Software die auf diese Systeme aufsetzt. Viele dieser Systeme fordern trotz ihrer Komplexität, dass Teile des Programmablauf in bestimmten zeitlichen Grenzen ausgeführt wird und somit vorhersehbar und deterministisch sind. Systeme die solchen Anforderungen unterliegen werden Echtzeitsysteme genannt. Bezogen auf ihre Zuverlässigkeit unterliegen Echtzeitsysteme einer weiteren Unterteilung in Echtzeitsysteme mit weicher Echtzeitanforderungen (soft realtime systems) und Echtzeitsysteme mit harter Echtzeitanforderung (hard realtime systems). Ein weiches Echtzeitsystem soll eine Aufgabe in den vorgegeben zeitlichen Grenzen ausführen, ein überschreiten der zeitlichen Grenzen ist grundsätzlich nicht erlaubt, führt aber nicht unmittelbar zu einem Fehler oder einem Versagen des Gesamtsystems. Ein hartes Echtzeitsystem hingegen muss die gestellte Aufgabe in den vorgegebenen Grenzen ausführen. Durch eine Überschreitung wird das System unbrauchbar und führt dazu, dass das System nicht im vorgesehenen Szenario eingesetzt werden kann. Dabei ist ausdrücklich zu beachten, dass Echtzeit nicht bedeutet, dass ein Programm besonders schnell ausgeführt wird. Die Ausführung eines Programms kann beispielsweise auch gewollt langsam sein und gerade deshalb den gestellten Echtzeitanforderung genügen. Einige Beispielsysteme und deren Echtzeitzuordnung wird in Tabelle 1 gezeigt. Um die grundsätzliche Funktionalität eines Echtzeitbetriebssystems zu erläutern, werden zuerst die Grundmodelle für den Programmablauf eingebetteter Systeme beschrieben. Der Programmablauf eingebetteter Systeme lässt sich auf drei Modelle zurückführen (Abbildung 1). Eingebettete Anwendungen können in einer einzigen Schleife (mit oder ohne Interrupt Unterbrechungen) laufen oder aber in event-gesteuerten nebenläufigen eigenständigen Programmabschnitten (Thread oder Task¹) ausgeführt werden. Die neben-

¹Nachfolgenden wird Task benutzt, da dies der geläufige Begriff bei FreeRTOS ist. In der Literatur zu Echtzeitsystemen ist der

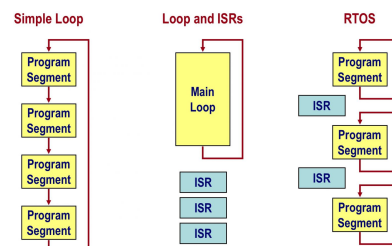


Abbildung 1. Übersicht Programmabläufe in embedded Anwendungen. Unterscheidung von zwei Hauptkategorien: Schleifen-gesteuerte Anwendungen und Event-gesteuerte Anwendungen. Bild-Quelle [5]

läufige Ausführung der unterschiedlichen Programmsegmente ist nur durch einen geeigneten Scheduler, welcher Teil eines RTOS Kernels ist, zu erreichen. Ein RTOS Kernel abstrahiert von der zugrunde liegenden Hardware und ermöglicht weitergehende Steuerung, beispielsweise durch Verwaltung von Timing Informationen. Der Kernel stellt dabei sicher, dass die nächste Task rechtzeitig ausgeführt wird. Der Entwickler ist dafür verantwortlich, dass die Task die gewünschte Aufgabe im zeitlichen Rahmen ausführt. Durch den Einsatz des RTOS Kernels kann der Entwickler jedoch auf Spezifika der Hardware verzichten und die Funktionen des Kernels verwenden. Wie sichergestellt werden kann, dass eine Task harten oder weichen Echtzeitanforderungen entspricht wird Abschnitt 3.2 beschrieben. Für viele kleine Anwendungen kann die Nutzung einer einzigen Schleife durchaus sinnvoll sein, wenn beispielsweise die Ressourcen so knapp sind, dass ein Overhead durch zusätzliche Verwaltungsfunktionen ausgeschlossen werden muss. Ein großer Nachteil der „einschleifen Variante“ ist die permanente Nutzung des Prozessors, auch „processor hogging“ oder „CPU hogging“ genannt. Um den Prozessor in dieser Variante in einen Energiesparmodus zu versetzen sind umfangreiche Kenntnisse über den Prozessor sowie eine sehr strukturierte Programmierung erforderlich, die gerade bei Anpassungen der Software zu Problemen führen kann. Besonders bei akkubetriebenen Geräten wie IoT Devices oder Mobiltelefonen wird sehr genau auf die Energieaufnahme geachtet. Ein RTOS Kernels hingegen arbeiten mit einem Event gesteuerten Programmablauf, ein „CPU hogging“ kann somit vermieden werden. Des Weiteren bieten viele RTOS Kernel sehr einfache Lösungen zur effektiven Nutzung von Energiesparmodis. Dies wird in Abschnitt 2.9 am Beispiel von FreeRTOS und einem ARM μ Prozessor demonstriert. Neben der Echtzeitfähigkeit gibt es aber noch viele weitere Vorzüge für den Einsatz eines Echtzeitbetriebssystems. Durch das Herunterbrechen der Anwendungen in Tasks entstehen viele kleine Module, die jeweils eine kleine Teilaufgabe des Gesamtsystems

Begriff nicht exakt definiert.

übernehmen. Durch ein sauber definiertes Interface zur Kommunikation der Tasks lässt sich die Entwicklungsarbeit leicht auf mehrere Teams verteilen. Dies ermöglicht auch den Einsatz von agilen Entwicklungsmethoden wie Scrum in der Entwicklung von eingebetteten Systemen. Ein weiterer großer Vorteil ist die Erweiterbarkeit von RTOS Anwendungen. Bei Änderungen von Anwendungen die in einer Schleife laufen, ist oft der gesamte Code von dieser Änderungen betroffen. Ein RTOS hat durch die Interprozesskommunikation eine natürliche Lose-Kopplung zwischen den einzelnen Programmfunktionalitäten. Das Ändern oder Hinzufügen von Task sind somit wesentlich einfacher, da andere Task nicht unmittelbar durch diese Änderung betroffen sind.

2. FREERTOS

2.1 Geschichte

FreeRTOS wird seit etwa 10 Jahren von der Firma Real Time Engineers Ltd. in Zusammenarbeit mit verschiedenen Chipherstellern entwickelt. Derzeit unterstützt es 35 Architekturen und wurde mehr als 113000 mal heruntergeladen. Das Entwickler Team unter Führung des Gründers Richard Barry, konzentrieren sich bei der Entwicklung darauf sowohl ein geeignetes Qualitätsmanagement umzusetzen, als auch die Verfügbarkeit der verschiedenen Dateiversionen zu gewährleisten. FreeRTOS wird in zwei verschiedenen Lizenzmodellen angeboten, die eine Anpassung der originären GNU General Public Licence darstellen. Die Open Source Lizenz (FreeRTOS) erhält keine Garantien und keinen direkten Support. Entwickler, die diese freie Lizenz verwenden und Änderungen am RTOS Kernel vornehmen müssen den Quellcode ihrer Änderungen für die Community offenlegen. In der kommerziellen Lizenz (SafeRTOS) kann selbst entwickelter Code als closed source vertrieben werden. Ebenso unterstützt Real Time Engineers Ltd. bei der Entwicklung und bietet entsprechende Garantie für die Echtzeitfähigkeit von FreeRTOS. Real Time Engineers bietet zu FreeRTOS diverse Erweiterungen wie Treiber und Tools. Geführt werden diese Erweiterungen unter dem Namen FreeRTOS Ecosystem, dazu gehören unter anderem ein FAT Dateisystem, TCP/UDP Stacks, sowie TLS/SSL Implementierungen.

2.2 Entwicklungsumgebung

FreeRTOS ist im Prinzip nicht an eine spezielle Entwicklungsumgebung gebunden. Dies liegt vor allem daran, dass FreeRTOS in Form von C-Quellcodedateien zur Verfügung gestellt wird und wie eine Art Bibliothek in die zu entwickelnde Software integriert wird. Die verwendete Entwicklungsumgebung muss lediglich einen geeigneten Compiler für das Zielsystem zur Verfügung stellen. Vor dem Start eines Entwicklungsprojektes ist es dennoch ratsam sich einen Überblick über die verfügbaren IDEs² zu machen. Der wichtigste Punkt der hierbei zu berücksichtigen ist, ist das Debugging. Da ein Echtzeitbetriebssystem eine weitere Abstraktionsebene hinzufügt und wie eine Art Middleware fungiert, lassen sich viele RTOS spezifische Funktionen und Eigenschaften wie Queues, Task Stacks etc. nur mühsam mit einem Debugger wie GDB untersuchen. Viele der marktgängigen Entwicklungsumgebungen bieten daher spezielle RTOS-aware Pakete, so dass ein einfacherer Zugriff auf RTOS Objekte und Eigenschaften möglich ist. Wie die RTOS awareness beim Debug-

ging eingesetzt wird und welche Funktionalitäten sie einem Entwickler bietet wird in Abschnitt 3.1 aufgezeigt. Ein weiterer Punkt der bei der Auswahl der IDE betrachtet werden muss sind die Kosten. Bei proprietären IDEs können oft mehrere tausend Euro Lizenzkosten anfallen. Diese bieten aber den Vorteil der nahtlosen Einbindungen von μ Prozessoren und Echtzeitbetriebssystemen (RTOS awareness). Bei der Entwicklung von ARM μ Prozessoren sind hier Keil (ARM), IAR Workbench und True Studio (Atollic) zu nennen. Diese Entwicklungsumgebungen lassen sich zum Teil auch frei verwenden, allerdings mit starken Einschränkungen wie z.B. der maximalen Codegröße. Auf der nicht proprietären Seite steht Eclipse CDT. Es ist komplett frei in der Verwendung und hat keine Beschränkungen. Der Nachteil ist hier, dass die Integration nicht so einfach ist, wie bei den proprietären IDEs. RTOS awareness wird bei Eclipse durch die Installation weiterer Plugins erreicht. Ein weiterer Nachteil sind die fehlenden Beispielprojekte für Eclipse CDT in der Kombination mit FreeRTOS. Daher müssen Projekte von Grund auf selbst konfiguriert und installiert werden. Da im Laufe dieser Arbeit Eclipse CDT für alle Beispiele verwendet wird, wird in Abschnitt 2.4 das Aufsetzen einer Basiskonfiguration erklärt.

2.3 Zielsysteme STM32F4 (ARM Cortex M4)

Der STM32F4 ist ein von STMicroelectronics entwickelter 32 Bit μ Controller basierend auf einem ARM Cortex M4 Kern. Der STM32F4 läuft auf maximal 168 Mhz. Neben seinen unzähligen Schnittstellen (4x UART, SPI, I2C, Ethernet) bietet der STM32F4 mehrere Energiespar-Modis, die ihn für den Einsatz in energieeffiziente Anwendung, wie IOT Devices interessant machen. Für die Verwendung von FreeRTOS eignet sich der μ Controller besonders gut, da speziell für diesen μ Controller viele Hardware-Funktionalitäten in den FreeRTOS Kernel integriert wurden. Der STM32F4 ist seit 2012 auf dem Markt und erfährt durch eine große Anzahl an online Beispielen eine hohe Beliebtheit in der Entwickler Community. Zum Zugriff auf μ Controller Funktionen stellt STM das Hardware Abstraction Layer, kurz HAL zur Verfügung, siehe Abbildung 2.

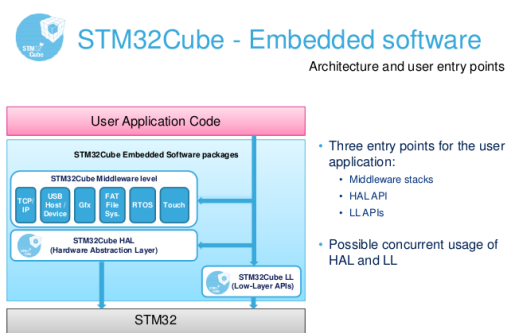


Abbildung 2. Aufbau der zur Verfügung stehenden STM Bibliotheken

Die HAL ermöglicht eine einfache Verwendung der Hardware ohne großen Konfigurationsaufwand. Wie spezielle Hardware-Funktionen des STM32F4 durch FreeRTOS genutzt werden, wird in Abschnitt 2.9 und Abschnitt 2.5.2 gezeigt.

²Integrated Development Environment

Beispiel	Echtzeit Typ	Auswirkung
Tastatur Controller	Soft Realtime	Kurzfristig verzögerte Ausgabe
Echtzeit Media Streaming	Soft Realtime	Bild und Ton kurzfristig asynchron
Computer Numerical Control (CNC)	Hard Realtime	Fehler bei der Fertigung des Teils
Airbag System	Hard Realtime	Möglicher Personenschaden

Tabelle 1. Beispiele von Echtzeitsystemen und deren Auswirkung beim über- oder unterschreiten der Anforderungsgrenzen

2.4 Einrichten und Konfiguration

Ausgangspunkt für die nachfolgenden Codebeispiele ist die derzeit aktuelle Entwicklungsumgebung Eclipse Neon. Diese wird in der C/C++ Variante (CDT) auf dem Entwicklungssystem (Windows 7 Professional) installiert. Im Anschluss muss das GNU ARM Plugin für Eclipse CDT installiert werden, dies ist entweder über den Pluginmanager oder über den folgenden Link erhältlich:

<http://gnuarmeclipse.github.io/>

Das Plugin ermöglicht die Einbindung und die Konfiguration von ARM Cross Compilern. Des Weiteren stellt es einige Beispielprojekte für ARM uController zur Verfügung. Nach der Installation des ARM Plugins, müssen die GCC ARM Toolchain und die GNU Build Tools installiert werden. Die Toolchain kann hier heruntergeladen werden:

<https://launchpad.net/gcc-arm-embedded>

Die Toolchain und die Buildtools stellen nötigen Anwendungen die zum Compilieren und Debuggen der C und C++ Files benötigt werden. Zur Toolchain gehören unter anderem GCC als Cross Compiler und GDB (GNU Debugger) zum Debuggen der Anwendung auf der Zielplattform. GNU Buildtools beinhalte make und rm, die zum Organisieren des Builds benötigt werden. Nach der Installation müssen die Verzeichnisse der Toolchain und der Buildtools im Plugin konfiguriert werden. Mit dieser Konfiguration ist das System nun in der Lage C und C++ Dateien für die Zielplattform zu kompilieren und als Binary File (.elf) bereitzustellen. Zum Übertragen und Debuggen der Anwendung auf dem Zielsystem wird ein ISP-Programmer für ARM benötigt. Folgende ISP-Programmer werden häufig verwendet. Diese Liste ist nicht vollständig und stellt auch keine Empfehlung dar.

- Segger J-Link:
<https://www.segger.com/jlink-debug-probes.html>
- Keil Ulink:
<http://www2.keil.com/mdk5/ulink>
- STM ST-Link/VL:
<http://www.st.com/en/development-tools/st-link-v2.html>

Zur Nutzung des ISP müssen die benötigten Treiber und On-Chip Debugger des Herstellers installiert werden. Nachdem die Basiskonfiguration abgeschlossen ist, kann nun eine Basis Projekt erstellt werden. Hierfür verwendet man am Besten ein Templateprojekt des GNU ARM Plugins, siehe Abbildung 3. Das Templateprojekt beinhaltet bereits alle benötigten Hardware Librarys wie die STM HAL (siehe Abschnitt 2.3) oder das ARM CMSIS (Cortex Microcontroller Software Interface Standard). Das Templateprojekt sollte jetzt kompilieren und mittels ISP-Programmer auf dem Zielsystem ausgeführt werden können. Als

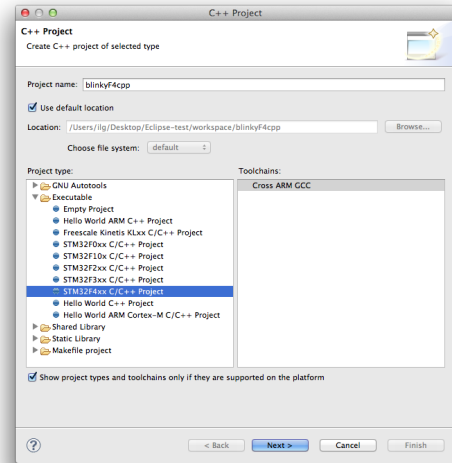


Abbildung 3. Erstellung eines Basisprojekts für den STM32F4 durch das GNU ARM Plugin.

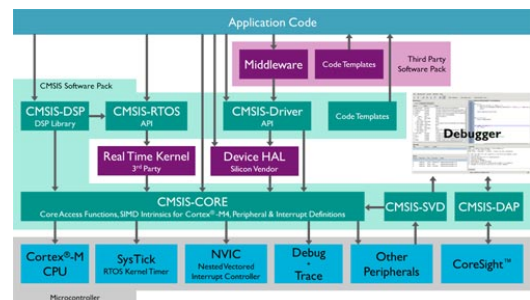


Abbildung 4. CMSIS

nächstes wird FreeRTOS in das Templateprojekt eingebunden, hierfür kann auf www.freertos.org die gepackte Variante der Demoprojekte heruntergeladen werden. Für den STM32F4 stehen spezielle Cortex M4 Portierungen zur Verfügung. Nach der Einbindung sollten die Verzeichnisse wie in Abbildung 5 aussehen.

2.5 Memory Allocation

Beim Erzeugen von RTOS Objekten wie Tasks, Queues oder Semaphore wird Speicher im RAM benötigt. Für die dynamische Speicherverwaltung wird in C und C++ gewöhnlich die Standard C Funktionen malloc() und free() verwendet. Die Funktion malloc() dient zur Allokation von freiem Speicher und free() zur Freigabe von alloziertem Speicher. Für Echtzeitsysteme die auf einem RTOS aufsetzen, sind diese Funktionen aufgrund der folgende Eigenschaften[2] ungeeignet³:

³Heap3 stellt hier eine Ausnahme dar

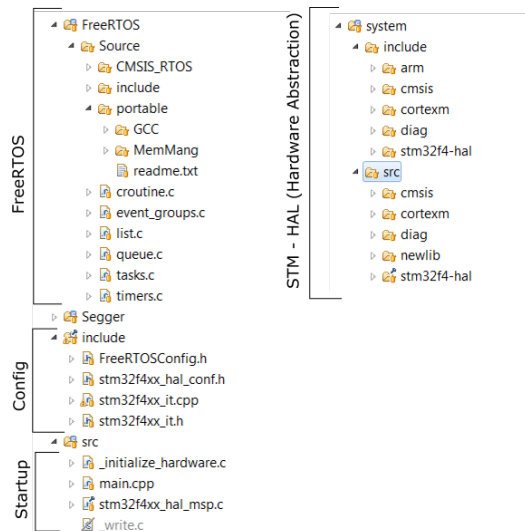


Abbildung 5. Source

- nicht thread safe
- nicht deterministisch
- tendieren zur Fragmentierung des RAM
- schwer zu debuggen
- Bibliotheksfunktionen benötigen viel Speicher

Des Weiteren sind für einige Einsatzgebiete von embedded Anwendungen Zertifikate erforderlich. Speziell in sicherheitskritischen Anwendungen (Medical, Military) ist die dynamische Speicherverwaltung als eine potentielle Fehlerquelle auszuschließen. Für einen solchen Fall bietet FreeRTOS ab Version 9.0 die Möglichkeit der statischen Speicherallozierung, diese werden wir am Ende dieses Abschnitts betrachten. In FreeRTOS werden malloc() und free() durch die Funktionen

```
void *pvPortMalloc( size_t xSize );
und
```

```
void vPortFree( void *pv );
```

ersetzt. Dies hat den Vorteil, dass die Implementierung dieser Funktionen an die jeweilige Anwendung angepasst werden kann. FreeRTOS stellt dem Entwickler fünf unterschiedliche Implementierungen von Speicheralgorithmen (Heap_1.c bis Heap_5.c) zur Verfügung, siehe Abbildung 6. Diese stellen prinzipiell schon die geläufigsten Implementierungen zur Speicherverwaltung. Es bleibt aber auch weiterhin die Möglichkeit eine eigene Speicherverwaltung zu implementieren. In dieser Arbeit werden wir Heap1 etwas genauer betrachten um ein grundsätzliches Verständnis für die FreeRTOS Speicherverwaltung zu bekommen. Heap2 - Heap 5 werden nur kurz beschrieben und können im Detail in [2] und [1] nachgelesen werden. Wie schon am Anfang dieses Abschnitts beschrieben, werden für alle RTOS Objekte Speicher benötigt. Der Speicher für Objekte wie Semaphore und Tasks wird automatisch in den statischen Erzeugerfunktionen der RTOS API alloziert, in dem intern die Funktion *pvPortMalloc()* aufgerufen wird. Die Erzeugerfunktion *xTaskCreate()* beispielsweise, erzeugt eine FreeRTOS Task. Listing 3 zeigt wie *xTaskCreate()* die Funktion *pvPortMalloc()* verwendet um Speicher für den Stack und den Task Control Block zu allozieren. Alle Ob-

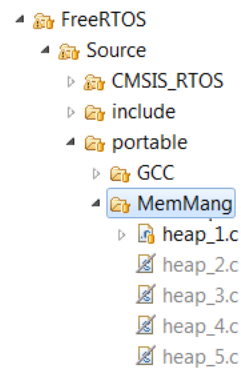


Abbildung 6. Einbindung des Speicheralgorithmus Heap1 in Eclipse CDT. Die Algorithmen Heap2 bis Heap5 sind vom Build ausgeschlossen

jekte die mittels *pvPortMalloc()* alloziert werden, darunter auch der Kernel selbst, teilen sich einen gemeinsamen Adressraum, siehe Abbildung 7. Durch den gemeinsamen Adressraum ist es möglich aus einer Task, auf die Variablen einer anderen Task zuzugreifen. Eine ungewollter Speicherzugriff ist somit durchaus möglich. In Abschnitt 2.5.2 wird gezeigt welche Möglichkeit der STM32F4 und FreeRTOS bieten um Speicherzugriffe sicherer zu gestalten.

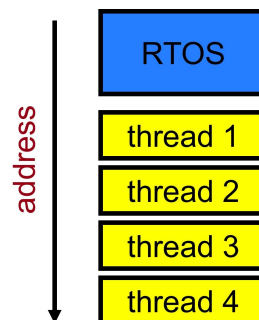


Abbildung 7. Task und Kernel teilen sich in FreeRTOS einen gemeinsamen Adressraum. Dies stellt eine potentielle Fehlerquelle dar. Bild-Quelle [5]

2.5.1 FreeRTOS Algorithmen zur Speicherverwaltung

Bevor Objekte erzeugt werden können, muss ein Pool an Speicher für die Objekte definiert werden. Die einfachste Form einen Memory Pool zu erzeugen ist ein Array. In FreeRTOS nennt sich dieses Array *ucHeap*. Die Größe des Heaps wird durch das Präprozessor-Define *configTOTAL_HEAP_SIZE* (*FreeRTOS_config.h*) konfiguriert. Die Gesamtgröße berechnet sich wie folgt:

$$\text{MaxHeapSize} = \text{configTOTAL_HEAP_SIZE} * \text{Wortbreite}^4$$

Die Speicherverwaltung durch Heap1 ist sehr einfach. Heap1 deklariert lediglich die Funktion *pvPortMalloc()*. Die Funktion *pvPortFree()* wird nicht ausimplementiert. Abbildung 8 zeigt wie sich der Speicher nach dem Erzeugen von zwei Tasks aussieht. Für jede Task wird ein TCB und ein Stack erzeugt, die Speicherobjekte liegen direkt hintereinander, da *pvPortFree()* nicht implementiert ist, kommt es auch

⁴Beim STM32F4 ist die Wortbreite 32 bit


```

1 /****MALLOC**
2 void *pvPortMalloc( size_t xWantedSize )
3 {
4 void *pvReturn = NULL;
5 static uint8_t *pucAlignedHeap = NULL;
6 /* Ensure that blocks are always aligned to
   the required number of bytes. */
7 #if( portBYTE_ALIGNMENT != 1 ){
8 if( xWantedSize & portBYTE_ALIGNMENT_MASK ) {
9 /* Byte alignment required. */
10 xWantedSize += ( portBYTE_ALIGNMENT - (
    xWantedSize & portBYTE_ALIGNMENT_MASK ) );
11 }
12 }
13 #endif
14 vTaskSuspendAll();
15 if( pucAlignedHeap == NULL ){
16 /* Ensure the heap starts on a correctly
    aligned boundary. */
17 pucAlignedHeap = ( uint8_t * ) ( ( (
    portPOINTER_SIZE_TYPE ) &ucHeap[
    portBYTE_ALIGNMENT ] ) & ( ~( (
    portPOINTER_SIZE_TYPE )
    portBYTE_ALIGNMENT_MASK ) ) );
18 }
19 /* Check there is enough room left for the
    allocation. */
20 if( ( ( xNextFreeByte + xWantedSize ) <
    configADJUSTED_HEAP_SIZE ) &&
21 ( ( xNextFreeByte + xWantedSize ) >
    xNextFreeByte ) ) {
22 /* Return the next free byte then increment
    the index past this
23 block. */
24 pvReturn = pucAlignedHeap + xNextFreeByte;
25 xNextFreeByte += xWantedSize;
26 }
27 xTaskResumeAll();
28 return pvReturn;
29 }

```

Listing 1. FreeRTOS Source von `pvPortMalloc()` aus `Heap1.c`. Zuerst wird sichergestellt, dass die Startspeicheradresse dem byte-Alignment des μ Prozessors entspricht. Der STM32F4 ist ein 32Bit μ Prozessor und hat ein byte-Alignment von 4, so dass die Startadresse immer eine Potenz von 4 sein muss. Danach wird der Scheduler deaktiviert und geprüft, ob genug Speicher zur Verfügung steht. Abschließend wird der Speicher im `ucHeap` reserviert.

nicht zu einer Fragmentierung des Speichers. Diese lineare Speicherzuweisung gilt für alle Objekte, die mittels `pvPortMalloc()` alloziert werden, dazu gehören sowohl RTOS spezifische Objekte, als auch Objekte, die durch den Entwickler erzeugt werden. Ein so einfacher Speicheralgorithmus wie `Heap1` hat durchaus seine Berechtigung. Bei vielen embedded Anwendungen wird der Speicher für die benötigten Objekte vor dem Start des Schedulers erzeugt. Eine spätere Freigabe von belegten Ressourcen ist nicht nötig, da die Objekte über die gesamte Laufzeit des Programms bestehen sollen. Genau für solche Anwendungen steht `Heap1` zur Verfügung. Nachfolgend ein Kurzüberblick über die nicht beschriebenen Speicheralgorithmus.

- **Heap2** - Ähnlich `Heap1`. Erlaubt allerdings Speicherfreigabe durch `pvPortFree()`. Best Fit Algorithmus zur Speicherallozierung.
- **Heap3** - Verwendet C Library `Malloc()` und `free()` und deaktiviert den Scheduler zur Speicherallozierung.
- **Heap4** - Ähnlich `Heap1` und `Heap2`. Verwendet First Fit Algorithmus zur Speicherallozierung. Verbindet mehrere kleinere Speicherblöcke zu einem Großen. Minimiert Speicherfragmentierung.

```

1 /****FREE**
2 void vPortFree( void *pv )
3 {
4 /* Memory cannot be freed using this scheme.
   */
5 ( void ) pv;
6 /* Force an assert as it is invalid to call
   this function. */
7 configASSERT( pv == NULL );
8 }

```

Listing 2. FreeRTOS Source von `vPortFree()` aus `Heap1.c`. Da eine Speicherfreigabe in `Heap1` nicht vorgesehen ist, ist diese Funktion leer.

```

1 StackType_t *pxStack;
2 /* Allocate space for the stack
   used by the task being created. */
3
4 pxStack =
5 ( StackType_t * ) pvPortMalloc( ( ( ( size_t )
    usStackDepth )
6 * sizeof( StackType_t ) ) );
7
8 if( pxStack != NULL )
9 {
10 /* Allocate space for the TCB. */
11 pxNewTCB = ( TCB_t * ) pvPortMalloc( sizeof(
    TCB_t ) );
12
13 if( pxNewTCB != NULL )
14 {
15 /* Store the stack location in the TCB. */
16 pxNewTCB->pxStack = pxStack;
17 }
18 // ...
19 }

```

Listing 3. FreeRTOS Source von `xTaskCreate()` aus `Task.c`. Jede Task besitzt einen Stack und einen Task Control Block, beide werden beim Aufruf von `xTaskCreate` (Zeile 5 und Zeile 11) erstellt.

- **Heap5** - Gleicher Algorithmus wie `Heap4` allerdings können mehrere Memory Pools erzeugt werden.

2.5.2 Memory Protection

Embedded Softwaresysteme können einen weitere Steigerung der Zuverlässigkeit erreichen durch den Einsatz einer Memory Protection Unit (MPU). Die MPU bietet eine hardwarebasierende Lösung zur Detektion von ungewollten Speicherzugriffen. Für die MPU des STM32F4 μ Prozessors steht eine spezielle API Portierung von FreeRTOS zur Verfügung (FreeRTOS-MPU). Zur Erzeugung von Task, die die MPU nutzen sollen, muss die Erzeugerfunktion `xTaskCreateRestricted()` verwendet werden. Beim Aufruf der Erzeugerfunktion wird dem Kernel die Stackadresse der Task mitgeteilt, damit dieser die entsprechenden Zugriffsberechtigung der Speicheradressen konfigurieren kann. Die so erzeugten Task werden Restricted Task genannt. Der Zugriff aus einer Restricted Task, auf den Speicher (Task-Stack) einer anderen Restricted Task ist nicht erlaubt. Bei einem nicht erlaubten Speicherzugriff wird automatisch die entsprechende Hookfunktion aufgerufen und ermöglicht es so dem System entsprechend zu reagieren. Restricted Task können sich in einem der folgenden Modis befinden:

- User Mode
- Privileged Mode

```
static uint8_t ucHeap[ configTOTAL_HEAP_SIZE ];
```

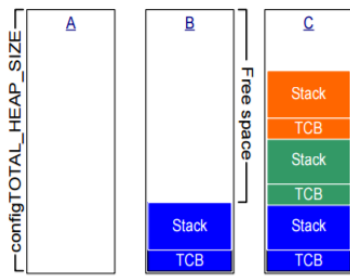


Abbildung 8. Beispiel Speicherbelegung nach drei Instanziierung von Tasks durch die Erzeugerfunktion `xTaskCreate()` unter Verwendung des Speicheralgorithmus Heap1. Bild-Quelle [2]

Im User Mode ist es einer Restricted Task nicht erlaubt auf den Speicher des FreeRTOS Kernels zuzugreifen, so wird verhindert das der Kernel nicht ungewollt modifiziert wird. Nur einer Restricted Task die sich im Privileged Mode befindet ist ein Zugriff auf den Kernel Speicher erlaubt. Dabei geschieht der Wechsel vom User Mode in den Privileged Mode implizit durch den Aufruf einer FreeRTOS API Funktion. Ein Wechsel durch die Task selbst in den Privileged Mode ist nicht möglich.

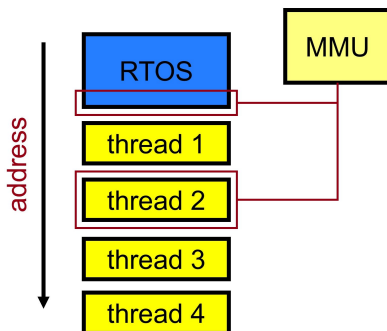


Abbildung 9. Zugriffsrechte für Restricted Task wird durch den RTOS Kernel in der MPU konfiguriert. Der Speicherzugriff wird automatisch durch MPU/ MMU überprüft und im Fehlerfall an den Kernel gemeldet. Bild-Quelle [5]

2.5.3 Static Memory Allocation

Die statische Speicherverwaltung wird durch das Präprozessor-Define `configSUPPORT_STATIC_ALLOCATION 1` in der `FreeRTOS_config` aktiviert. Für die statische Objekterzeugung können die dynamischen Erzeugerfunktionen nicht mehr verwendet werden. Daher stehen spezielle Erzeugerfunktionen für die statische Speicherallozierung zur Verfügung, wie `xTaskCreateStatic()` statt `xTaskCreate()` oder `xSemaphoreCreateBinaryStatic()` statt `xSemaphoreCreateBinary()`. Der Vorteil der statischen Speicherverwaltung ist, dass der Belegte Speicher im RAM schon zur Übersetzungszeit bekannt ist und die potenzielle Fehlerquelle der dynamischen Speicherverwaltung vermieden wird. Nachteil ist, dass mehr RAM verwendet wird als bei den meisten Heap Implementierungen. Heap1 stellt eine geeignete Alternative in der dynamischen Speicherverwaltung, da es die Risiken der dynamischen Speicherverwaltung auf ein Minimum reduziert.

2.6 Scheduling

Der Scheduler ist die Kernkomponente jedes Echtzeitbetriebssystem Kernels, da er eine quasi parallele Ausführung

von Tasks ermöglicht. Eine Task stellt dabei ein eigenständige lauffähige Programmeinheit dar und wird gewöhnlich in einer Schleife ausgeführt. Abhängig vom aktuellen Zustand der Tasks und dem gewählten Schedulingalgorithmus, wählt der Scheduler die nächste Task, die ausgeführt werden soll. Auf einem μ Prozessor mit einem Kern kann dabei immer nur eine Task zur Zeit ausgeführt werden. Der Vorgang des Task-Wechsels durch den Scheduler wird Kontextwechsel oder Contextswitch genannt. Der Kontextwechsel beeinflusst nicht die Instruktionsfolge der Task. Zum Zeitpunkt der Unterbrechung wird durch den Scheduler eine Art Schnappschuss der Task erstellt, alle Register und der Stack der Task werden gesichert. Nachdem der Scheduler die verdrängte Task wieder zur Ausführung ausgewählt hat, werden alle Register und der Stack wieder hergestellt und in die entsprechenden μ Prozessor Register geladen. Die Task wird danach ab der letzten Instruktion fortgeführt. Abbildung 10 zeigt wie eine Task während ihrer Ausführung unterbrochen wird.

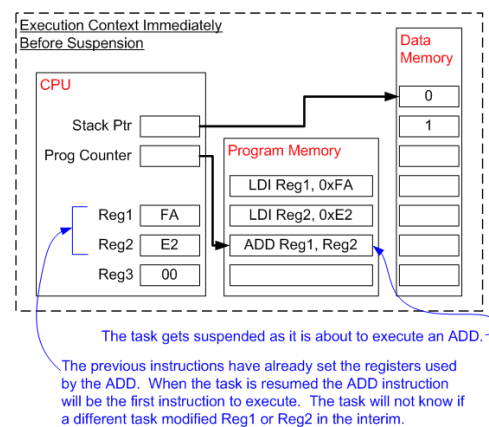


Abbildung 10. Der Kontextwechsel einer Task findet mitten in der Ausführung statt. Alle Register die für die weitere Ausführung benötigt werden, werden durch den Scheduler gesichert. Bild-Quelle [2]

Neben den User-Tasks, die durch den Entwickler erstellt werden, gibt es noch die Idle Task. Diese wird automatisch beim Start des Schedulers erstellt. Die Idle Task hat immer die niedrigste Priorität (0) und wird immer dann ausgeführt, wenn keine User-Task zur Ausführung bereit steht. Die Idle Task ist ein Indikator für überschüssige Prozessorzeit. Mittels der Idle-Hook Funktion kann der Idle Task Funktionalität durch den Entwickler hinzugefügt werden. Wie die Idle Task zum Energiesparen genutzt werden kann, wird in Abschnitt 2.9 beschrieben. Folgende Zustände kann eine FreeRTOS Task im Scheduling annehmen:

- **Running:** Die Task wird zur Zeit vom Scheduler ausgeführt
- **Blocked:** Die Task ist nicht bereit und wartet auf ein Synchronisations- oder ein Timer Event
- **Ready:** Die Task ist bereit und wartet auf ihre Ausführung durch den Scheduler
- **Suspended:** Die Task hat `vTaskSuspend()` aufgerufen und wurde vom Schedulingvorgang ausgeschlossen

Abbildung 11 zeigt ein vollständiges Zustandsdiagramm einer FreeRTOS Task.

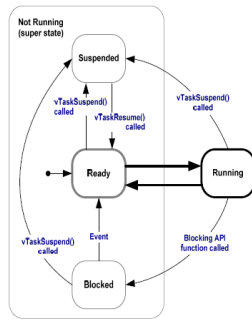


Abbildung 11. Übersicht aller Task Zustandstransitionen in FreeRTOS. Der Zustandswechsel findet entweder durch den Aufruf einer FreeRTOS API Funktion statt oder aber durch Event z.B. Interrupts, Timer-Events. Der Wechsel in den Zustand Running wird durch den Scheduler bestimmt und ist durch den Schedulingalgorithmus definiert. Bild-Quelle [2]

Die Grundlage aller zur Verfügung stehenden Schedulingalgorithmen, ist das Round Robin Verfahren[4]. Dabei werden alle lauffähigen Tasks (Ready) gleicher Priorität in einer Liste verwaltet. Jede Task in der Liste erhält ein gewisses Zeitquantum⁵, welches bestimmt wie lange einer Task der Prozessor zugeteilt wird. Nach Ablauf des Zeitquantums wird ein Kontextwechsel durchgeführt und die nächste Task in der Liste erhält Prozessorzeit. Die ausgeführte Task wird durch den Scheduler automatisch hinten an die Liste angefügt. Da jeder Task in FreeRTOS eine gewisse Priorität zugewiesen wird, ist auch für jede Priorität eine eigene Round Robin-Liste nötig. Dieses Verfahren wird auch Priority Scheduling [4] genannt. Abbildung 12 veranschaulicht den Aufbau dieser Listen und in Listing 4 wird gezeigt wie das Priority Scheduling im FreeRTOS Source Code umgesetzt wurde.

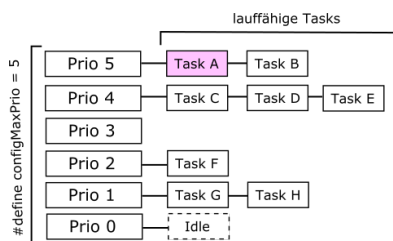


Abbildung 12. Aufbau der Prioritätenliste nach Round Robin in FreeRTOS. Alle aufgeführten Task sind bereit zur Ausführung. Task A wird aktuell durch den Scheduler ausgeführt. Nach dem Ablauf des Zeitquantums, wird A hinter B einsortiert. Die Maximale Priorität wird durch configMaxPrio bestimmt. Die Idle Task wird automatisch durch den Kernel erzeugt und hat immer die niedrigste Priorität.

Dem Entwickler stehen zwei Konfigurationsmöglichkeiten des FreeRTOS Scheduler zur Auswahl. Der Scheduler kann entweder im Cooperative Modus oder im Preemptive Modus ausgeführt werden. Welcher Modus vom Scheduler als Schedulingalgorithmus verwendet wird, wird durch das folgende define in der FreeRTOS config bestimmt.

```
#define configUSE_PREEMPTION
```

Im Preemptive Modus wird eine aktive Task mit niedriger Priorität sofort von einer Task mit höherer Priorität verdrängt und ein Kontextwechsel wird durchgeführt. Im kooperativen Modus hingegen wird ein Kontextwechsel erst

⁵Round Robin definiert nicht die Länge des Zeitquantums

```
1#define taskSELECT_HIGHEST_PRIORITY_TASK() {
2  UBaseType_t uxTopPriority = uxTopReadyPriority
3  ;
4  /* Find the highest priority queue that
5   contains ready tasks. */
6  while( listLIST_IS_EMPTY( &(pxReadyTasksLists[
7    uxTopPriority ]))) {
8    configASSERT( uxTopPriority );
9    —uxTopPriority;
10 }
11 /* listGET_OWNER_OF_NEXT_ENTRY indexes
12 through the list, so the tasks of
13 the same priority get an equal share of the
14 processor time. */
15 listGET_OWNER_OF_NEXT_ENTRY( pxCurrentTCB, &(
16   pxReadyTasksLists[ uxTopPriority ] ) );
17 uxTopReadyPriority = uxTopPriority;
18 } /* taskSELECT_HIGHEST_PRIORITY_TASK */
```

Listing 4. FreeRTOS Source zur Priority Task Selection aus Task.c. Alle lauffähigen Task werden in einem Array verwaltet pxReadyTaskLists. Die Listen verwalten sich durch Referenz-Pointer in den TCBs der einzelnen Tasks

durchgeführt, wenn eine Task den Prozessor explizit durch die Funktion xTaskYield() abgibt. Abbildung 13 zeigt den Vergleich beider Modis durch einen beispielhaften Ablauf.

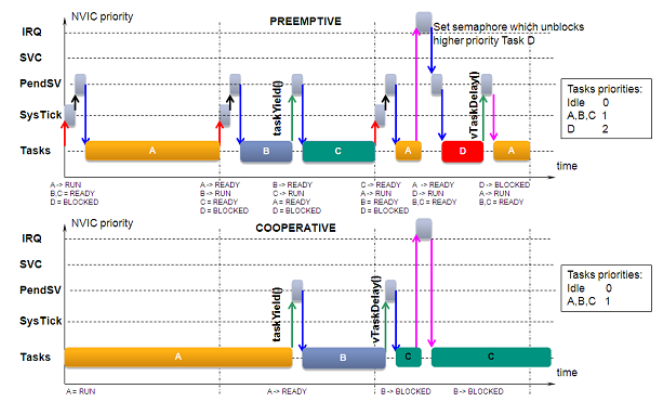


Abbildung 13. Im Co-operative Modus wird der Prozessor von einer Task erst abgegeben, wenn diese explizit taskYield() aufruft. Selbst wenn eine Task mit höherer Priorität in den Ready Zustand wechselt, läuft die Task mit niedrigerer Priorität weiter. Im Gegensatz dazu steht das Pre-Emptive Scheduling (hier mit Time-Slicing), es unterbricht die laufende Task mit niedriger Priorität sofort, sobald eine Task mit höherer Priorität Ready ist. Bild-Quelle [2]

Für den Preemptive Modus bietet FreeRTOS eine weitere Konfigurationsmöglichkeit. Mit der nachfolgenden Pre-Prozessordirektive lässt sich ein Zeitschlitzverfahren (time slicing) aktivieren.

```
#define configUSE_TIME_SLICING 1
```

Durch das Zeitschlitzverfahren wird die zugeteilte Prozessorzeit für Task gleicher Priorität gleichmäßig aufgeteilt. Dies geschieht durch Einführung eines festen Tick-Interrupt Intervalls. Bei jedem Tick Interrupt wird der FreeRTOS SysTickHandler aufgerufen. Listing 5 zeigt die Implementierung des FreeRTOS SysTicks. Der SysTickHandler ist Bestandteil des Schedulers und überprüft bei jeder Ausführung, ob sich eine Task gleicher Priorität im Ready Zustand befindet. Sollte es eine solche Task geben wird ein Kontextwechsel durchgeführt und die Task erhält den Prozessor zugeteilt. Des Weiteren kümmert sich der SysTickHandler um die Verwaltung des TickCount, welcher als Referenz für alle RTOS Timingfunktionen dient. Ab-

bildung 14 zeigt diesen Vorgang nochmal im zeitlichen Verlauf.

```

1 void xPortSysTickHandler( void ){
2   portDISABLE_INTERRUPTS();
3   {
4     /* Increment the RTOS tick. */
5     if( xTaskIncrementTick() != pdFALSE )
6     {
7       /* A context switch is required. Context
8        switching is performed in
9        the PendSV interrupt. Pend the PendSV
10        interrupt. */
11       portNVIC_INT_CTRL_REG =
12         portNVIC_PENDSVSET_BIT;
13     }
14   }
15   portENABLE_INTERRUPTS();
16 }

```

Listing 5. FreeRTOS Source des SysTickHandlers aus Task.c. Der SysTickHandler verwaltet den TickCount. Der TickCount dient allen Timingfunktionen des RTOS Kernels als Zeitreferenz. Des Weiteren wird bei aktivem Time Slicing überprüft ob ein Kontextwechsel nötig ist. Der Kontext wechsel wird dann ggf. durch den PendSVHandler durchgeführt.

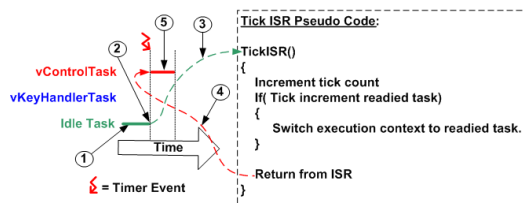


Abbildung 14. Beispielhafter Ablauf eines SysTickInterrupts. (1) keine User Task ist ready, die Idle Task ist aktiv. (2) SysTickInterrupt. (3) SysTickHandler wird aufgerufen. (4) vControlTask ist ready und ein Kontextwechsel wird durchgeführt. vControlTask hat hier die gleiche Priorität wie die IdleTask. (5) vControlTask wird ausgeführt. Bild-Quelle [2]

Die wohl am häufigsten verwendete Konfiguration ist der Preemptive Modus mit aktivem Zeitschlitzverfahren.

```

#define configUSE_PREEMPTION 1
#define configUSE_TIME_SLICING 1

```

Diese Einstellung wird üblicherweise Prioritized Pre-emptive Scheduling with Time Slicing genannt. Abbildung 15 zeigt wie sich diese Konfiguration des Schedulers bei mehreren Task mit unterschiedlicher Priorität verhält.

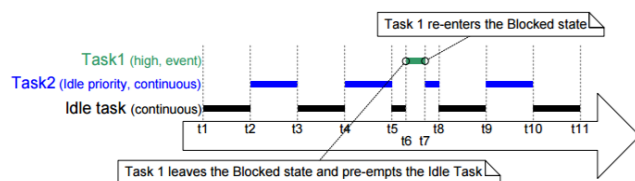


Abbildung 15. Durch das Zeitschlitzverfahren wechseln sich Task1 und Idle Task bei jedem SysTick Interrupt ab, da beide die gleiche Priorität haben. Bei T6 ist Task 1 bereit und verdrängt (preempt) aufgrund ihrer höheren Priorität Task2. Nachdem Task 1 blockiert, wird Task 2 fortgeführt. Bild-Quelle [2]

2.7 Intertask Kommunikation

In Projekten, in denen verschiedene Tasks parallel verarbeitet werden, ist es häufig erforderlich, dass diese Tasks die Möglichkeit besitzen Informationen untereinander auszutauschen. Sei es, weil ein Task Informationen produziert, die ein anderer Task für die weitere Verarbeitung

benötigt, oder auch, weil beide Tasks gemeinsame Ressourcen (bspw. Hardwareregister) verwenden und sichergestellt werden muss, dass die dort hinterlegten Daten jederzeit korrekt sind. Wie bei normalen Betriebssystemen bietet auch FreeRTOS hier verschiedene Funktionen zur Interprozesskommunikation an. Zuerst sind hier die Queues zu nennen. Diese dienen dem klassischen Austausch von Informationen, indem Daten durch einen Task in die Queue hineingeschrieben werden und von einem zweiten Task gelesen werden. Meist bietet eine Queue die Option mehrere Datenpakete zu speichern. In FreeRTOS wird eine Queue mittels des folgenden Kommandos angelegt.

```
xQueueCreate(uxQueueLength, uxItemSize)
```

Der Parameter uxQueueLength bezeichnet hierbei die Anzahl der maximal speicherbaren Elemente, uxItemSize die Größe eines einzelnen Datums. Daten werden in FreeRTOS immer in eine Queue hineinkopiert. Es werden keine expliziten Queues angeboten die Pointer speichern. Es ist jedoch dennoch möglich Pointer als Datum in einer Queue zu hinterlegen, wodurch keine Einschränkung durch die fehlende Implementierung einer expliziten Zeigerqueue entsteht. Die Entwickler müssen hierbei jedoch sicherstellen, dass der Inhalt im Pointerziel immer konsistent ist und keine Speicherzugriffsverletzungen stattfinden. Um einen Überlauf der Queue zu verhindern, werden Tasks die in eine volle Queue hineinschreiben wollen in den Zustand Blocked versetzt. Ebenso werden Tasks behandelt, die versuchen Daten aus einer leeren Queue abzurufen. Um die Echtzeitfähigkeit der Tasks weiter zu gewährleisten, bieten die Funktionen xQueueSendToFront(), xQueueSendToBack() und xQueueReceive() einen Parameter xTicksToWait an, mit dem festgelegt werden kann, wie lange eine Task maximal auf eine Antwort wartet. Erfolgt innerhalb dieser Zeit keine Antwort, so erhält die Task die Rückantwort errQUEUE_FULL bzw. errQueue_EMPTY und wird fortgesetzt. Sofern mehrere Tasks auf eine gemeinsame Queue zugreifen, so wird deren Zugriff im o.g. Fall zuerst nach Priorisierung der Task und danach durch Wartezeit gesteuert. Das heißt Zugriff auf die Queue zum Schreiben bzw. Lesen, je nach Zustand der Queue erhält die Task mit der höchsten Priorität. Existieren zwei Tasks mit der gleichen Priorität, so darf die Task zugreifen, die schon länger auf einen Zugriff wartet. Zur Gruppierung von Queues werden Queue Sets angeboten, die mehrere verschiedenen Queues beinhalten. Die Entwickler von FreeRTOS empfehlen jedoch soweit möglich auf dieses Konstrukt zu verzichten. Daher sei es an dieser Stelle nur der Vollständigkeit halber erwähnt. Neben Queues werden von FreeRTOS Mailboxes angeboten. Diese verhalten sich grundsätzlich wie Queues, beinhalten jedoch nur ein Datenobjekt, welches nach dem Lesen auch nicht direkt gelöscht wird, sondern in der Mailbox verbleibt, bis es von einer Daten erzeugenden Task überschrieben wird. Mailboxes sind vor allem in Szenarien interessant, in denen mehrere Tasks lesend auf ein erzeugtes Datum zugreifen sollen, beispielsweise eine Task zur Verarbeitung und eine niedriger priorisierte Task zur Anzeige. FreeRTOS bietet Semaphoren für die Behandlung von Interrupts an. Hierbei werden zwei Formen der Semaphoren unterschieden. Zum Einen die Binären Semaphoren, die unter Umständen Interrupts verlieren können, zum Anderen die Counting Semaphoren, die die Interrupts mitzählen. Auf diesem Weg kann eine Task auch im Nachhinein feststellen, wie oft ein Interrupt ausgeführt wurde. Die nächste Gruppe der Funktio-

nen zur Interprozesskommunikation sind die Mutexes, eine Sonderform der Semaphoren. Semaphoren werden im folgenden Abschnitt behandelt. Mutexes werden benutzt um Zugriff auf gemeinsam genutzte Ressourcen zu steuern. Wenn ein Task auf eine Ressource zugreifen will, so prüft er vorher, ob er den Mutex erhalten kann. Ist dies nicht der Fall (weil ein anderer Task den Mutex besitzt) so muss der Task warten, bis der andere Task den Mutex zurück gibt. Zur Unterstützung von rekursiven Funktionen bietet FreeRTOS rekursive Mutexes an, die von einer Task mehrfach angefordert werden können. Im Rahmen von Echtzeitsystemen müssen jedoch zwei Risiken beim Einsatz von Mutexes berücksichtigt werden. Zum einen können Deadlocks entstehen. Hierbei versuchen zwei (oder mehr) Tasks zeitgleich auf zwei (oder mehr) Ressourcen zuzugreifen. Beiden Tasks gelingt es mindestens einen Mutex zu erhalten. In der Folge kann keiner der Tasks vollen Zugriff auf die Ressourcen erlangen und wartet jeweils auf den anderen. Der Deadlock kann nur aufgebrochen werden, indem einer der Tasks seine Mutexes zurück gibt und der andere diese erhalten kann. Durch die notwendigen Timeouts kann die Echtzeitfähigkeit des Systems gefährdet werden. Das andere Risiko besteht darin, dass eine niedrig priorisierte Task einen Mutex erhält und damit eine höher priorisierte Task von der Verwendung der Ressource ausschließt. FreeRTOS bietet hierzu eine Möglichkeit an, die niedrig priorisierte Task kurzzeitig auf die Priorität der hoch priorisierten Task zu setzen, sodass hier eine zeitnahe Abarbeitung stattfinden kann. Es kann jedoch auch hier zu Laufzeitproblemen kommen. Die Entwickler von FreeRTOS verwenden daher Wrapper-Funktionen, Gatekeeper genannt, die eine Kapselung der Ressourcen vornehmen und über Queues angesprochen werden. Auf diesem Weg kann auf den Einsatz von Mutexes weitestgehend verzichtet werden. Die dritte und letzte Form der Intertaskkommunikation, die von FreeRTOS angeboten wird, ist die Task Notification. Sie ist die Variante mit dem geringsten Ressourcenaufwand, da anders als bei Queues und Mutexes keine Datenobjekte angelegt werden müssen. Durch das Aktivieren der Task Notifikation innerhalb der FreeRTOS-Config.h (Setzen von configUSE_TASK_NOTIFICATIONS auf 1) wird pro Task ein fester Speicherbereich reserviert, der für die Notification genutzt wird. Task Notifications werden direkt an die Zieltask gesendet. Es findet anders als bei Queues kein Zwischenspeichern der Information statt. Wenn eine Task eine andere Task benachrichtigt, so wird sie in den Zustand blockiert versetzt, bis der Notification Wert in den hierfür vorgesehen Speicherbereich geschrieben wurde. Darüber hinaus ist bei Notifications sichergestellt, dass die Informationen ausschließlich zwischen den beiden beteiligten Tasks ausgetauscht werden. Ein Zugriff eines dritten Tasks oder einer ISR (Interrupt Service Routine) auf diese Kommunikation ist ausgeschlossen.

2.8 Interrupt Handling

Deamon Task,

2.9 Low Power Modes auf Stm32F4

Echtzeitbetriebssysteme kommen immer häufiger in akubetriebenen embedded Systemen zum Einsatz. Solche Systeme verlangen eine effiziente Nutzung der Energieresourcen um einen möglichst langen Betrieb zu gewährleisten. Bezogen auf den μ Prozessor gibt es im Prinzip zwei Wege Energie einzusparen:

- Heruntertakten des μ Prozessors.
- Das System schlafenlegen, wenn keine weiteren Aufgaben anstehen.

Das Heruntertakten des μ Prozessors ist unabhängig vom Einsatz eines RTOS, daher werden wir hier nur den zweiten Punkt genauer betrachten, das Schlafenlegen des μ Prozessors. Abbildung 16 zeigt wie sich die Stromaufnahme

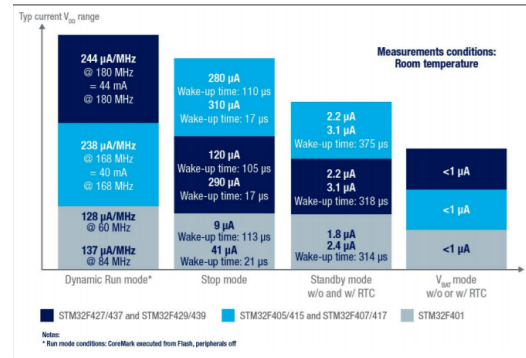


Abbildung 16. Der STM32F4 bietet diverse LowPower Modes. Die Modes haben starke Auswirkung auf die Funktionalität des uControllers während der Schlafphase. Beispielsweise kann um Stop Mode keine UART Schnittstelle benutzt werden. Abhängig von der benötigten Peripherie, wählt der Entwickler einen dieser Modes. Die genutzte Taktfrequenz hat ebenfalls Einfluss auf die Stromaufnahme. Eine Anpassung der Taktfrequenz zur Laufzeit ist ebenfalls möglich.

Quelle: STM32F4 - Power Modes

me beim STM32F4 von 40mA im Normalbetrieb(@168 MHz) auf 2,2µA im Tiefschlafmodus reduzieren lässt. In einfachen Anwendung ist der Zustand in dem ein Gerät schlafen gehen kann, relativ leicht zu ermitteln. In komplexen Systemen die auf einem Echtzeitbetriebssystem wie FreeRTOS aufsetzen und mehrere Task möglicherweise auf unterschiedliche Ressourcen warten, wird es schon schwierig. In diesem Abschnitt wird gezeigt welche Funktionen FreeRTOS zur Verfügung stellt, um einen energieeffizienten Betrieb zu gewährleisten. Eine Möglichkeit ist die Idle - Hook Funktion. Wie bereits in Abschnitt 2.6 beschrieben, wird die IDLE Task von FreeRTOS aktiviert, sobald sich alle User-Tasks im Blocked Zustand befinden. Durch konfigurieren des Präprozessor-Defines

```
#define configUSE_IDLE_HOOK 1;

1 static portTASK_FUNCTION( prvIdleTask,
    pvParameters )
2 {
3     /* Stop warnings. */
4     ( void ) pvParameters;
5
6     /** THIS IS THE RTOS IDLE TASK – WHICH IS
        CREATED AUTOMATICALLY WHEN THE
        SCHEDULER IS STARTED. **/
7
8
9     for( ;; ) {
10 //skipped some code
11 if ( configUSE_IDLE_HOOK == 1 )
12 {
13     extern void vApplicationIdleHook( void );
14     vApplicationIdleHook();
15 }
16 //guess what.. skipped more code
17 }
```

Listing 6. Aufruf der IdleTask Hook Funktion durch die FreeRTOS Idle Task. Aus Task.c

kann die Idle-Hook Funktion aktiviert werden. Diese wird immer aufgerufen, sobald die Idle Task in den Zustand Running wechselt. Die Funktionalität der Idle-Hook Funktion kann frei vom Entwickler implementiert werden. Lis-

```
1 extern "C" void vApplicationIdleHook( void ){
2 /* SysTick Interrupt deaktivieren */
3 SysTick->CTRL &= ~SysTick_CTRL_TICKINT_Msk;
4 //RTC konfigurieren
5 setRTCWakeupTime();
6 //externen Interrupt durch RTC aktivieren
7 enableRTCInterrupt();
8 //deaktiviere alle anderen Interrupt Quellen
9 deactivateExternalDevices();
10 setAllGPIOsToAnalog();
11 disableGPIOClocks();
12 //MCU stoppen und schlafen ZzzZz
13 HAL_PWR_EnterSTOPMode(PWR_LOWPOWERREGULATOR_ON,
    PWR_STOPENTRY_WFI);
14 //Aufgewacht... the show must go on
15 //aktiviere SysTick
16 SysTick->CTRL |= SysTick_CTRL_TICKINT_Msk;
17 //reaktiviere GPIO Clocks
18 enableGPIOClocks();
19 //reaktiviere Externe Interrupt Quellen
20 enableExternalInterrupts();
21 }
```

Listing 7. Pseudocode für eine Idle Hook Funktion

ting 7 zeigt Pseudocode zu einer beispielhaften Implementierung der Idle Hook Funktion. Bevor das System schlafen gelegt werden kann müssen alle GPIOs und IRQs konfiguriert werden, so dass das System nicht unnötiger Weise aufwacht. Des Weiteren werden alle nicht benötigten GPIOs auf Analog gestellt um Energie zu sparen. Als einzige Interrupt-Quelle wird hier eine externe RTC konfiguriert. Mit dem Aufruf von HAL_PWR_EnterSTOPMode() wird der µProzessor in den Schlafmodus versetzt. Die Funktion wird erst wieder verlassen sobald der externe Interrupt der RTC ausgelöst wurde. Danach werden alle GPIOs rekonfiguriert. Ein weiterer Schritt der noch unternommen werden muss, ist das Informieren einer User-Task z.B. mittels Notify oder Message, so dass das System nicht beim nächsten Tick Interrupt wieder die Idle Task aktiviert. Nachteil dieser Variante ist, dass die Nutzung von Software Timer nicht mehr möglich ist. Der FreeRTOS Kernel würde die Idle Hook Funktion auch aufrufen und sich schlafen legen, wenn noch Software Timer aktiv sind. Die Nutzung von absoluten Zeiten ist ebenfalls nicht mehr möglich, da nach der Deaktivierung des Tick Interrupts der Tickcount nicht mehr korrekt ist. Abhilfe schafft hier eine weitere Funktionalität die FreeRTOS zur Verfügung stellt, den sogenannten Tickless Idle Mode. Tickless idle kann durch das folgende Define in der FreeRTOSconfig.h aktiviert werden.

```
#define configUSE_TICKLESS_IDLE 1;
```

Im Gegensatz zur gewöhnlichen Idle Hook Funktion berücksichtigt der Tickless Idle Mode alle ausstehenden Timerfunktionen, dazu gehören alle Software Timer aber auch Tasks die nur für eine gewisse Zeit blockiert sind z.B. durch die Funktion xTaskWaitUntil(). Des Weiteren muss der Tickinterrupt nicht wie in Listing 7 explizit abgeschaltet werden, dies wird hier automatisch durch den Kernel gehandelt. Der Tickless Idle Mode bietet durch die Funktion vTaskStepTick() auch die Möglichkeit den TickCount nach dem Aufwachen anzupassen. Die verpassten TickCounts können beispielsweise durch einen externen Timer oder RTC bestimmt werden. So ist es auch möglich Soft-

ware Timer für absolute Zeiten zu nutzen. Details und Beispiel Implementierungen hierzu findet man unter [1].

3. FREERTOS IN DER PRAXIS

3.1 Komplexität durch Nebenläufigkeit - Debugging von Echtzeitsystemen

Under Construction :D

Durch die Einsatz eines Echtzeitbetriebssystems erhält der Entwickler einige Vorteile die bereits in Abschnitt 1.1 beschrieben wurden. Im Gegenzug entstehen aber durch die Nebenläufigkeit neue mögliche Fehlerquellen. Viele dieser Fehler, lassen sich nicht einfach analysieren und enden beispielsweise im HardFault Handler. Welche Hilfsmittel einem Entwickler speziell bei FreeRTOS (auf STM32F4) zur Verfügung stehen und welche Fehler häufig auftreten ist der Inhalt dieses Abschnitts. Die Arten von Fehler die in einem Echtzeitsystem häufig auftreten lassen sich grob in zwei Kategorien aufteilen:

- Stackoverflow
- Synchronisationsfehler

Bekannte Probleme detailliert erklärt in [4]

- dining philosopherproblem
- reader and writers problem
- producer consumer problem (starvation)

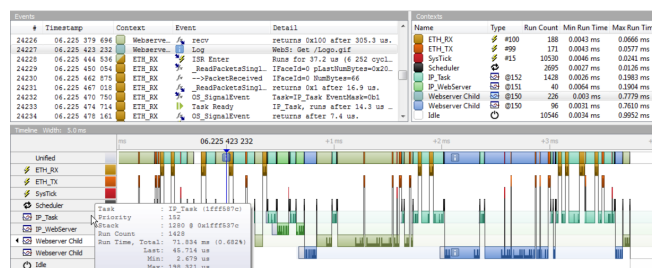


Abbildung 17. Segger Systemview - Not referenced yet

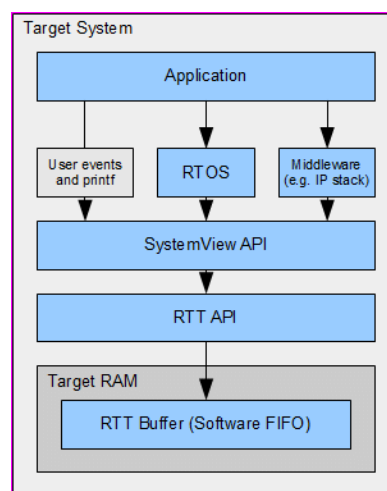


Abbildung 18. Segger Systemview Target - Not referenced yet

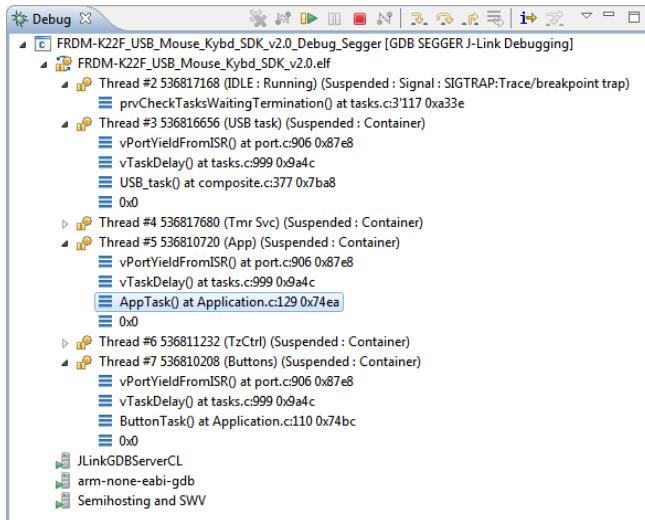


Abbildung 19. Segger Thread Awareness- Not referenced yet

Literatur

1. R. Barry. Freertos.org implementation - advanced.
2. R. Barry. *Mastering the FreeRtos Real time Kernel*. Real time Engineers Ltd., pre-release 161204 edition edition, 2016.
3. D. B. Stewart. Measuring execution time and real-time performance. In *Embedded System Conference*, 2006.
4. A. S. Tanenbaum. *Moderne Betriebssysteme*. Pearson Studium, 2002.
5. C. Walls. Rtos revealed. *Embedded.com*, 2016-2017.

3.2 Echtzeitanalyse

$$\sum_{i=1}^m \frac{C_i}{P_i} \leq 1 \quad (1)$$

aus [4]

$$0 < 1 \leq D_i \left(\sum_{j=1}^{\min(i, n_{intr})} \frac{C_j + 2\Delta_{intr}}{t} \left\lceil \frac{t}{T_j} \right\rceil + \sum_{j=n_{intr}+1}^i \frac{C_j + 2\Delta_{thr}}{t} \left\lceil \frac{t}{T_j} \right\rceil \right) \leq 1 \quad (2)$$

aus [3]

4. ZUSAMMENFASSUNG