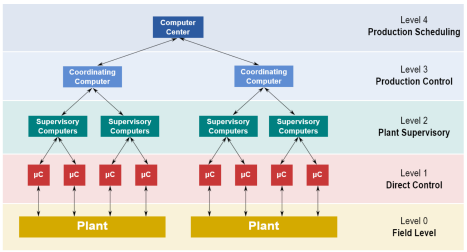
1 SW1 Software und tools

1.1 Design und Architektur

- **Mikrocontroller:** Verwendung bei geringem Kosten und Stromverbrauch. Eignet sich für integrierung auf PCB
- **FPGA:** Verwendung wenn mehr Leistung gewünscht als bei μC und man Funktionen direkt in HW implementieren möchte (vgl. hoher Stromverbrauch)
- **Embedded Linux:** Verwendung wenn man Netzwerkstacks und Internet nutzen möchte. Bietet grosse Funktionalität. Nachteil; nicht gut für "harteËchtzeit Anwendungen (langer bootvorgang).
- **Host:** Verwendung bei grossen Systemen. Host ist ähnlich wie PC. Wird oft für GUI und SCADA (Control And Data Acquisition) verwendet.

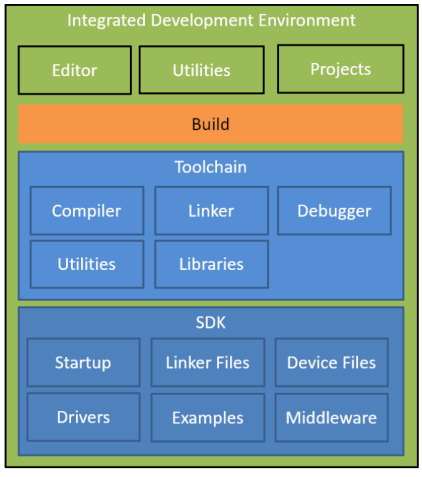
Oft werden Systeme als Kombination verschiedener Blöcke Realisiert.



1.2 Crossdevelopment

Wenn man nicht auf der selben Entität entwickeln kann spricht man von Host und Target. Auf dem host wird entwickelt, auf dem target ausgeführt. Auf dem Host wird für das Target entwickelt. Dazu nutzt man eine Toolchain.

- **Target:** Ist Zielsystem für das entwickelt wird (wofür)
- **Host:** Umgebung auf der entwickelt wird (womit)
- **Toolchain:** Besteht aus Compiler, linker, debugger, standard libraries und anderen Tools
- **Buildumgebung:** Steuert Toolchain und Übersetzungsvorgang. Wird oft mit makefiles gemacht.
- **IDE:** nicht zwingend notwendig



2 SW2 Software und Device Treiber

2.1 Device Driver

- **Interface:** Abstrahiert von Hardware. Sollte einfach und verständlich sein
- **Synchronisation:** Kann Synchron sein Gadfly, Polling oder asynchron mit Interrupts, Events oder Callbacks (was ist mit snchronisation gemeint dude)
- **Organisation:** Einfach: Eine Schnittstellendatei, eine Quelltextdatei (UART,SPI I^2C) Komplex: Mehrere Dateien mehrere Verzeichnisse
- **Konfiguration:** Treiber sollte konfigurierbar sein. Gängig ist durch Konfdatei, über Schnittstelle oder mit Makros. Siehe: https://mcuoneclipse.com/2019/02/23/different-ways-of-software-configuration/

2.2 File Formate

- **ELF/Dwarf:** ist ein Standard Format zur Beschreibung eines 'Executable' (Elf) zusammen mit der Debug (Dwarf) Information
- **S19 Motorola S-Record:** Repräsentation der Daten in textueller Form.
  Das S19 Format ist ein textuelles und zeilenorientiertes Format, welches 'S' Record ID , Länge , Adresse , Daten und eine Checksumme beinhaltet. Im Folgenden ein Beispiel:
  S1 13 7AF0
  0A0A0D0000000000000000000000000000 61
- **Intel Hex:** Das Intel Hex Format ist auch ein text- und zeilenbasiertes Format, bei dem ein Start Code , Länge , Adresse , Typ , Daten und eine Checksumme verwendet wird. Nachfolgend auch hier ein Beispiel:
  : 10 0100 00
  21460136012147013600 7EFE09D21901 40
- **Binary:** Beim Binary Format sind keine zusätzlichen Informationen vorhanden. Bei diesem Format sind in der Datei einfach die 'rohen' Bytes abgespeichert.

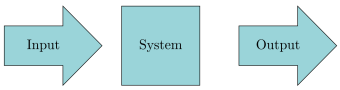
Gemeinsam zu Datei-Formaten von S19, Intel Hex und Binary ist es dass diese keine Debug Information enthalten (mussen).
Die benötigen Formate können entweder mit den GNU Werkzeugen direkt oder in Eclipse in einem Post-Build Step generiert werden. In der MCUXpresso Eclipse IDE können gleich mehrere Formate gleichzeitig in eine Post-Build Step erstellt werden

3 SW3 System

3.1 Systeme

Ein System ist eine Menge von interagierenden oder zusammenhängenden Einheiten, welche ein integrales Ganzes bilden.

- **Transformierende Systeme:** Verarbeitet Eingabestrom in Ausgabestrom. Verarbeitet Daten typischer weise kontinuierlich.



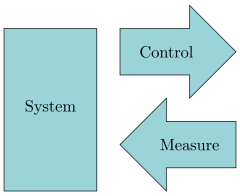
$$O(s) = P(I(s)) \tag{1}$$

Dabei ist $I()$ eine Eingabe Funktion, $I(s)$ ein Eingabestrom und $P(s)$ die Systemfunktion. Der Eingabestrom wird von der Systemfunktion verarbeitet und erzeugt einen Ausgabestrom $O(s)$. Def. "Multichannel System": Ein transformierendes System mit mehreren Ein- und Ausgabeströmen.

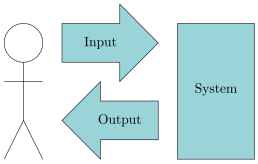
$$O_m(s) = P(I_n(s)) \qquad m,n \in \mathbb{R} \tag{2}$$

Eigenschaften: Verarbeitungsqualität (gut oder was?), Durchsatz, Systemausnutzung. Benötigen eine gewisse Menge an Speicher. Optimiert auf geringen speicherverbrauch. Konflikt mehr speicher schnellere verarbeitungszeit, aber teurer. Sind oft periodische Systeme (Datenlogger, lesen und verarbeiten Daten mit einer gewissen Periode).

- **Reaktive Systeme:** Unterscheiden sich zu transformierenden Systemen dadurch, dass Sie auf Ereignisse warten. Sind typischerweise Steuer- und Regelsysteme.



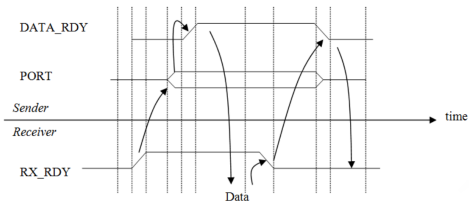
- **Interaktive Systeme:** Stellen Schnittstelle zu Benutzer her. Auf kurze Antwortzeit und weil teuer auf hohe auslastung optimiert.



4 SW4 Synchronisation

- **Systeme** Computer arbeiten in ihrer eigenen Zeitdomäne. Dies führt zu synchronisationsproblemen mit der Zeitdomäne der echten welt. Ein Echtzeitsystem muss die richtige Antwort zur Richtigen Zeit liefern.Timing = Zeitverhalten, wichtiger Begriff. Betrachtet man beispielsweise ein I/O System, stellt man fest, dass dieses nur korrekt funktioniert, wenn Daten zuerst eingelesen und dann gesendet werden. Sendet man zu frühm, gehen daten verloren. Um dies zu bewerkstelligen muss man den Ablauf synchronisieren. Es gibt für verschiedene Probleme/Systeme unterschiedliche Synchronisationsvarianten.
- **Handshaking** Synchronisation für Kommunikation. Ziel ist sicherzustellen, dass eine Meldung empfangen wird.
  1. Empfänger Signalisierten zuerst dass bereit Rx_RDY.
  2. Sender legt daten an PORT, Teilt mit dass bereit $DATA_RDY$
  3. Empfänger liest daten, signalisiert dass Daten empfangen RX_RDY
  4. Sender bestätigt dies mit $DATA_RDY$ um neuen Zyklus zu beginnen

  Dieser Prozess wird "Handshaking"genannt. Wird oft bei Kommunikationsprotokollen verwendet.




```
1  #define WAIT_TIME 10000
2  void read(void){
3    size_t i;
4
5    PORTB.DDRO = 1; /*pin B0 as output
         pin*/
6    for (i=0; 9<sizeof(buffer); i++) {
7      int j;
8      PORTB.B0 = 1; PORTB.B0 = 0; /*
           Pulse Handshake*/
9      j = WAIT_TIME;
10     while (j--){
11       --asm("nop");
12     }
13     buffer[i] = PORTA;/*was macht
           diese Zeile*/
14   }
15 }
```

i initialisieren für Arraylänge, also Bitlänge. PortB als Output definieren, Was macht dieses struct? In der For Schlaufe wird B0 kurz auf high und dann auf Low gesetzt. Es wird also ein sehr kurzer Puls ausgesendet (woher weiss ich wie lange der Puls andauert?).Danach wird dann jeweils eine kurze Zeit gewatet, Befor dann die Daten des Port A eingelesen werden. Welche Rolle hat hier PORTA, ist das die Schnittstelle wo informationen empfangen werden?

```
void read(void){
  size_t i;

  PORTB.DDR1 = 1;/*pin B1 as output
       pin*/
  PORTB.B1 = 1;/*B1 initially high*/
  for (i=0; i<sizeof(buffer); i++){
    PORT.B1=0;/*initiate handshaking
         with setting B1 low*/
    while (!PORT.B0){}
    while (PORT.B0){}/*synchronize*/
    buffer[i]=PORTA;
    PORTB.B1=1;/*end handshake*/
  }
}
```

Das Programm ist eine Erweiterung des ersten. B1 wird auf 1 gesetzt. Daten sollen nicht gesendet werden. Danach wird B1 auf 0 gesetzt. Daten sollen empfangen werden.Solange B0 auf 0 ist soll gewartet werden. Wenn B0 auf 1 geht soll gewaret werden, bis B0 wieder auf 1 ist. Es soll also gewartet werden, bis ein Puls von B0 gesendet und empfangen wurde. Danach wird in das Array geschrieben. Aber ich verstehe nicht weshalb B0 nicht nochmals in diesem codebeispiel implementiert wurde. Man müsste schon die beide Beispiele irgendwie vereinen, oder? Und wird jetzt für jedes Zeichen das gesendet wird, ein Puls ausgesendet? Wie wird geregelt, dass das richtige bit eingelesen wird beim lochkarten beispiel?Wie könnte die Synchronisation beim lochkarten beispiel in pseudocode aussehen?

- **Realtime Synchronisation** Ist ein Weg ein Programm zu verzögern. Die Methode heisst Realtime weil sie eine Echte Zeit wartet um zu synchronisieren.

```
void read(void){
  size_t i;

  for (i=0; i<sizeof(buffer); i++){
    for (int j=0; j<10000; j++){
      /*wait some time*/
    }
    buffer[i]=PORTA;
  }
}
```

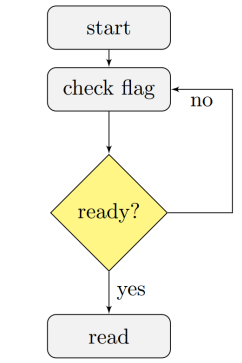
Bei diesem Programm beispiel wird in der äusseren for-Schleife jeweils in das Array geschrieben. Diese zu durchlaufen benötigt Zeit. Diese Zeit ist inhärent. Die innere Schleife dient dazu explizit Zeit zu verbraten, diese Zeit nennt man explizit. Die innere Schleife gibt dem PortA etwas mehr Zeit etwas in den Buffer zu schreiben. Ist die Wartezeit an die Geschwindigkeit des Motors angepasst so kann man erfolgreich Daten einlesen. Das Beispiel unten wäre eine noch verfeinerte Variante.

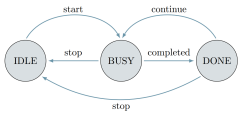
```
void read(void){
  size_t i;

  for (i=0; i<sizeof(buffer); i++){
    for (int j=0; j<10000; j++){
      --asm("nop")
    }
    buffer[i]=PORTA;
    }
}
```

Man kann auch einfach eine Wartefunktion mit einem Timer erstellen und diese verwenden.

```
void read(void){
  size_t i;

  for (i=0; i<sizeof(buffer); i++){
    WaitMs(500):
    buffer[i]=PORTA;
  }
}
```

- **Gadfly Synchronisation aka Polling** Bei der Realtimesynchronisation wartet man länger als nötig, bei der Gadfly synchronisation wird dies vermieden. Man überprüft periodisch einen Zustand und fährt





Codebeispiel Gadfly für Lochkartenleser:

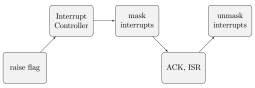
```
void read(void) {
  size_t i;

  for (i=0; i<sizeof(buffer); i++){
    while (!PORTB.B0){
    /*solange eine Null anliegt wird
         gewartet
    Null=kein Loch*/
    }
    buffer[i]=PORTA;
    while (PORTB.B0){
    /* es wird gewartet bis wieder
         eine Null kommt
    also bis das Loch den Sensor
         ueberquert hat */
    }
  }
```

Hier wird gleich zweimal mit Gadfly synchronisiert, oder?

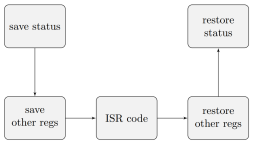
- **Gadfly Synchronisation aka Polling**

Realtimesync. und Gadflysync. haben den Nachteil, dass diese Rechenzeit auf der CPU oder der MCU verwenden. Die Interruptsync. umgeht dieses Problem. Die idee ist, dass man eine Anfrage startet und dann asynchron benachrichtigt wird.

Interrupts sind in die Logik der Hardware eingebaut. Es ist wichtig dass man sich bewusst ist, dass beim auslösen eines Interrupts etliche operationen automatisiert ablaufen.



Zudem ist es wichtig zu wissen, dass nicht alle Coreregister auf dem Stack gespeichert werden können. Dies hat zur Folge dass der Programmierer oder der Compiler die Statusrettung der betroffenen Register ermöglicht wird. Das eintreten und Verlassen der Interrupts ist atomar, also ohne unterbrechung



Beispiel Code für Parkticket leser.

```
volatile bool isrFlag=false;
void GPIO_ISR(void){
  AcknowledgeInterrupt
  isrFlag=true;
}

void read(void){
  size_t i;

  isrFlag=false;
  ConfigureGPIO(rising_edge);
  EnableInterrupt(gpio_isr);
  for (i=0; i<sizeof(buffer); i++){
    while (!isrFlag){};
    buffer[i]=PORTA;
    isrFlag=false;
  }
}
```

Es kann nur in den Buffer geschrieben werden sobald ein Interrupt ausgelöst wurde. Die interruptroutine setzt einfach das isrFlag auf true. In C und C++ spezifiziert volatile, dass sich der Wert der Variable jederzeit ohne expliziten Zugriff im Quelltext ändern kann. Zudem verhindert volatile dass die Variable vom Compiler wegoptimiert wird. Das Programm greift somit immer auf den in der Hardware vorhandenen Wert zu. Daher kann diese Variable dazu verwendet werdenm, den Prozess zu synchronisieren. Wichtig ist, die ISR sollte allgemein immer sehr schnell abgearbeitet werden, damit diese Keine anderen ISR mit tieferer Priorität blockiert. Wenn ich nicht in der Interrupt Routine etwas mache, sondern nur ein Flag setze, wo ist dann der Unterschied zum Polling?

- **GPIO Interrupts** Mit dem Software Development Kint (SDK) kann man Interrupts auch auf den GPIOs verwenden. Man muss dazu den Pin bzw. ein GPIO Port auf Input schalten und die ISR definieren. Der Code Hierfür könnte wie folgt aussehen:

```
void PORTB_IRQHandler(void){
  GPIO_PortClearInterruptFlags(
       BOARD_BUTTON_DOWN_GPIO, 1U<<
       BOARD_BUTTON_DOWN_PIN);
}

void main(void){
  gpio_pin_config_t sw_config = {
    kGPIO_DigitalInput, 0,
    };
    GPIO_pinInit(
         BOARD_BUTTON_DOWN_GPIO,
         BOARD_BUTTON_DOWN_PIN, &
         sw_config);
    PORT_SetPinInterruptConfig(
         BOARD_BUTTON_DOWN_PORT,
         BOARD_BUTTON_DOWN_PIN,
         kPORT_InterruptFallingEdge);
    EnableIRQ(PORTB_IRQn);
}
```

5 SW5 RTOS

Um Echtzeitbedingungen einhalten zu können, benötigt man ein RTOS. Weiterhin kann man mit Hilfe eines RTOS das System erweitern ohen die Komnplexität massiv zu erhöhen (Skalierbarkeit).

- **Realität** Def: Echtzeit-Systeme können für die echte Welt benutzt wreden. Echtzeit ist eine Anforderung an ein System. Diese Anforderung kann an alle Systemklassen (transformierend, reaktiv und interaktiv) gestellt werden.
- **Rechtzeitigkeit** Ein Rechnersystem unterscheidet zu anderen Systemen. Ein Rechner ist getaktet und alles passiert synchron mit dem Clock. Ein Rechnersystem ist über Aktuatoren und Sensoren mit der echten Welt verbunden. Ein Echtzeitsystem muss zur richtigen Zeit agieren können (Richtigzeit wäre besser). Was richtig ist, hängt von der Anwendung ab.
  - Absolute Rechtzeitigkeit Einschalten der Bewässerung jeden Tag zur gleichen Zeit
  - Nachdem festgestellt wurde, dass der Gartenboden trocken ist, soll in der darauf folgenden Nacht zum Zeitpunkt xy die bewässerung für eine gewisse Zeitspanne laufen.
- **Echtzeit für Rechner** Ein echtzeit System muss zur richtigen Zeit das Richtige tun.
- **Echtzeit für Rechner** Ein Echtzeitsystem ist ein System, dessen Richtigkeit der Berechnungen nicht nur von der Logischen korrektheit der Rechnung abhängt, sondern auch vom Zeitpunkt zudem die Rechnung produziert wurde. Wenn die zeitlichen Rahmenbedingungen nicht eingehalten werden können, so spricht man von einem System Fehler. Das bedeutet also, dass man beweisen muss, dass das richtige Resultat zur richtigen Zeit aufgetreten ist. Wichtig, die Geschwindigkeit eines Rechners ist nicht konstant. Ein Computer ist als Echt-

zeitsystem klassifiziert, wenn er auf externe Ereignisse in der echten Welt reagieren kann: mit dem richtigen Resultat, zur richtigen Zeit, unabh¨angig der Systemlast, auf eine deterministische und vorhersehbare Weise. Dies kann man nur sicherstellen wenn man zu jedem möglichen Zeitpunkt mit den jeweils gegenwärtigen Informationen des Systemzustandes bestimmen kann, was der nächste Systemzustand sein wird. Problematisch ist dabei, dass wenn ein Prozess die Zeitbedingung nicht einhalten kann, das ganze System diese dann auch nicht einhalten kann.s

- **Harte und weiche Echtzeit** Von harter Echtzeit spricht man, wenn durch das Nichteinhalten der Zeitvorgabe das System als nicht Funktionsfähig deklariert wird. Bei weicher Echtzeit führt ein Nichteinhalten der Zeitvorgabe zu einer Degradierung.(Bsp. Video Encoder)
- **Periodische Echtzeit** Ist das Verwendete System sehr schnell, so kann man verschiedene Dinge quasi gleichzeitig erledigen.

```
for (;;) {
  if ( time ==530) { /* start at 05:30
       am */
    StartIrrigation () ; /* turn relay
       on */
  } else if ( time ==535) { /* stop at
      05:35 am */
    StopIrrigation () ; /* turn relay
       off */
}
```

Da dies einen μC kaum auslastet, kann man noch weitere Funktionen einfügen.

```
for (;;) {
  if ( time ==530) { /* start at 05:30
       am */
    StartIrrigation () ; /* turn relay
       on */
  }
  if ( time >530 && time <535) { /*
      irrigate from 05:30 am to 05:35
       am */
/* control the water pump , needs to
    be called every 10 ms: */
  ControlIrrigation () ;
  WaitMs (5) ; /* wait 5 ms (
       additional 5 ms will be added
       ) */
  }
  MeasureHumidity () ; /* needs to be
      called every 5 ms */
  WaitMs (5) ;
  if ( time ==535) { /* stop at 05:35
       am */
    StopIrrigation () ; /* turn relay
       off */
  }
}
```

6 SW6 FreeRTOS

6.1 FreeRTOS Lizenz

War zu Beginn unter modifizierter GNU GNU Public License erhältlich. Nach Übernahme von Amazon wurde diese aber in eine MIT Lizenz umgewandelt.

- Keine Kostenfolge
- Keine Einschränkungen
- Kann: Kopieren, ändern, einbinden, publizieren, berteilen, sublizenzieren, verkaufen
- Copyright und Bedingungen müssen unverändert weitergegeben werden

6.2 Distributionen

FreeRTOS hat seine offizielle Web Seite auf http://www.freertos.org und kann von dort auch heruntergeladen werden. Abbildung 5.6 zeigt die übliche Struktur der Dateien. FreeRTOS und seine Dateien ist auch auf SourceForge oder seit 2020 auch auf GitHub verfügbar. Von der Hochschule Luzern ist eine Portierung von FreeRTOS im McuOnEclipse SourceForge Projekt verfügbar. Dies ist eine Version welche im gleichen Port mehrere Mikrocontroller Architekturen unterstutzt (S08, S12(X), S12X, phische Konfiguration mittels Processor Expert (Abbildung 5.8. Diese Version verfügt über eine Shell, Low Power Timer und Tickless Idle Unterstützung mit zusätzlichen RTOS Tracing Funktionen wie z.B Percepio Tracealizer und Segger SystemViewer. Eine Version ohne Processor Expert ist auf GitHub im McuOnEclipseLibrary Projekt verfügbar.

6.3 Architektur

- **Philosophie** Der Kernel ist sehr klein und benötigt nur wenige Dateien.Ist überwiegend in C formuliert, teile des Interrupthandlings sind in Assembler.Kann auch mit einer Anwendung in C++ benutzt werden(was heisst das?).Der Kernel ist statisch konfiguriert. Dies bedeutet, dass sich die meisten Einstellungen in einer HeaderDatei (FreeRTOSConfig.h) modifizieren lassen. Dies bedeutet, dass der Kernel statisch auf die Anwendung abgestimmt ist(Wicht wie beispielsweise eine Library).
  - Preemtive Scheduling Es Läuft immmer der Task mit der höchsten Priorität. Tasks mit gleicher Priorität teilen sich die Rechenzeit (fully preemptive with round robin time slicing-> alte was?)
  - Cooperative Scheduling Ein Kontext Switch (Was isch en kontegschd switsch?) findet nur statt wenn ein Task blockiert oder explizit ein 'Yield' aufruft. Ein 'Yield' ist die Auforderung an den Kernel, einen Kontext Switch vorzunehmen.

  Der Kernel benötigt im Prinzip nur zwei Interrupt arten:

  - Tick Interrupt einen periodischen Interrupt welcher einen Kontext Switch (Preemption) auslösen kann und welcher dazu dient, einen Zähler (Tick Counter) fur die Zeitbasis nachzuführen. Für Cortex-M ist dies meis der SysTick.
  - Software Interrupt ein interrupt welcher vom Kernel ausgel¨ost werden kann um einen Kontext Switch zu veranlassen.

  Der Tick Interrupt wird als timing base genutzt. Der Kernel zählt nicht in Sekunden, sondern in Ticks. Mit dem TickInterrupt kann man eine beliebeige Zeitverzögerung generieren. Wenn Beispielsweise ein Tickinterrupt 10 millisekunden benötigt und man möchte einen Task um 500 Millisekunden verzögern, dann benötigt der Kernel 50 Ticks. Das Tickinterrupt beeinflusstdas timing des ganzen kernels. Typische tickinterrupt perioden sind 10ms oder 1ms .Eine schnellere tickinterrupt periode erhöht die Interruptload auf ein System, dies ist zu berücksichtigen. FreeRTOS unterstützt eine Tickinterrupt Periode von bis zu 1kHz. FreeRTOS hat immer einen Laufenden Task, den IDLE Task.RTOS verwendet normale globale variablen für den eigenenen state und den kernel. Für die Liste der verfügbaren task descriptors werden globale pointer genutzt. Alle anderen dynamischen Daten die zur Laufzeit erzeugt werden, sind im Heap. Der heap ist ein memorypool um speicher zur laufzeit dynamisch zu allozieren. Die Taskpriorität nimmt nimmt mit zunehmenden Zahlen zu. Der IDLE TASK wäre dementsprechend 0. Es ist Möglich Tasks zur Laufzeit zu erstellend und löschen. Jeder Task hat seinen eigenen context, stack und stack variablen. Auf den Cortex-M modellen wird der Main Stack Pointer für die interrupts verwendet, und der Process Stack Pointer für die Tasks verwendet. Das Betriebssystem verwendet softwareinterrupts um zwischen tasks zu wechseln. Task stacks sind designed wie interrupt stacks. Wird also ein neuer Task gestartet, geschieht dies gleich wie beim Rückkehren eines Interrupts (was auch immer das heissen soll). Tasks laufen typischer weise in einer endlos for-Schleife.

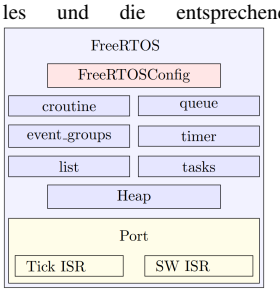
```
static void MyTask ( void * params ) {
  ( void ) params ; /* not used */
  for (;;) {
    /* do the work here ... */
  } /* for */
  /* never return */
}
```

Tasks laufen bis sie von einem anderen Task beendet werden. Die einzige ausnahme ist wenn sich ein Task selbst beendet.

```
static void SuicideTask ( void *params )
    {
  ( void ) params ; /* not used */
  /* do the work here */
  vTaskDelete ( NULL ); /*killing
      myself*/
  /*won't get here since i am dead :D
      */
}
```

RTOS wird mit *vTaskStartScheduler*() gestartet. Diese Funktion kreiert dann auch gleich den IDLE task. Der IDLE task hat die Priorität $tskIDLE_PRIORITY$, also null und führt unterhaltungs und instandhaltungs aufgaben aus für den Kernel.

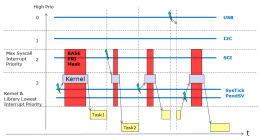
- **Block Diagramm** Das Betriebssystem benötigt lediglich 10 source files und die entsprechenden Headerfiles.



  - FreeRTOSconfig ist ein header file mit makros zur Konfiguration der Einstellungen des Betriebssystems.
  - croutine implementiert Co-Routinen support in croutine.c. Co-routinen sind mini-threads welche denselben Task teilen.
  - event_groups impementieren support für event flags in event_group.c
  - list in list.c implementiert ein list handling welches intern von RTOS genutzt wird (BSP. für eine liste wartender objekte)
  - queue ist ein modul welches die queue, semaphore und mutex unterstützung(WTF?) implementiert
  - timer wwird genutzt um die timer zu implementieren (timer.c).
  - task implementiert den scheduler in task.c
  - heap ist ein heap manager und heap speicher. Es werden verschiedene implementationsvarianten angeboten (heap_1.c, heap_2.c ...)
  - Port implementiert RTOS für eine bestimmte architektur, Mikrocontroller und toolchain. Port ermöglicht RTOS den zugang zu Hardware Funktionalitäten. Enthält implemenation Tickinterrupt und SoftwareInterrupt.
  - Zusätzlich gibt es noch middleware für FreeRTOS (unter einer anderen Lizenz). Beispielsweise Trace,file systems, oder commmand line interface (CLI)
- **Kernel und Interrupts** Da interrupts zu jeder Zeit eintreten können, muss speziel darauf geachtet werden, dass routinen ablaufinvariant implementiert werden. RTOS Kernel übernimmt nur 2 Interrupts(SoftwareInterrupt=SVCall und PendableSrvReq, Tick interrupt = SysTick on ARM) alle anderen Interrupts werden von den Programmen ausgeführt?. Das RTOS Application Programming Interface (API) kann ebenfalls von einer ISR aufgerufen werden. Viele FreeRTOS ports erlauben es den Kernel mit einem Interrupt zu unterbrechen. Waraum auch immer macht dies den Kernel effizienter und verringert die interrupt verzögerungszeit. Es ist nicht erlaubt die RTOS API aus einem Interrupt heraus aufzurufen. Die einzige Aunahme gilt für API funktionen die so aussehen xTaskGetTickCountFromISR, das FromISR ist die ausnahme. also de abschnitt peili nit würkli....

```
TickType_t xTaskGetTickCountFromISR (
      void )
{
  TickType_t xReturn ;
  UBaseType_t uxSavedInterruptStatus ;
  portASSERT_IF_NTRPT_PRITY_NVALD () ;
  uxSavedInterruptStatus =
    prtTCK_TYPE_SET_NTRPT_MSK_FM_ISR
        () ;
  {
    xReturn = xTickCount ;
  }
  prtTCK_TYPE_CLR_NTRPT_MSK_FRM_ISR (
    uxSavedInterruptStatus );
  return xReturn ;
}
```

- **ARM Cortex-M Interrupts** Um den Kernel effizient zu gestalten, wird angenommen, dass keine anderen Threads oder Interrupts zugriff auf den Kernel haben, also Kernel Routinen aufrufen (aber möglich ist es schon, oder?). Beim Cortex M4 gibt es eine BASEPRI(nicht bei Cortex M0+) Register, welches zum maskieren benutzt wird (ich glaube zum Maskieren der Interruptpriority?).

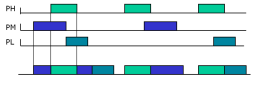


Aus irgend einem Grund ist es wichtig, dass Systick und PendSV mit der geringsten Dringlichkeit agieren. Die applikations taskshaben virtuell auch die geringste priorität(ok demfall?). Daher können diese auch jeder Zeit von jedem Interrupt unterbrochen werden (isch glaub guet demfall). Wen der Interrupt für den Kernel ist (SysTick oder PendSV -> hä?) dann wird der kernel allen interrupts sofort den max Syscall Interrupt Priority zuweisen. Dann wird der Kernel nicht von den weniger stark priorisierten Interrupts belästigt(aber welche interrupts erhalten denn jetzt diese Prio?). Zusätzlich dazu vereinfacht dann dies die reentrancy des Kernelcodes. Wieso? sobald der Kernel die BASEPRI interrupt Blockierung aktiviert hat, ist der Kernel von Aufrufen durch fromISR() und anderen RTOS API aufrufen geschützt (hä? was? ok...). Allerdings heisst das aber, dass Interrupt mit einer höheren Prio als der max Syscall Interrupt Priority den Kernel unterbrechen können (also die Ausführung dessen Codes) und nicht von dessen Verzögerung beeinträchtigt sind. Warum auch immer bedeutet das, dass solche interrupts nicht einfach alle RTOS API funktionen verwenden können.... nüt hani verstande.

6.4 Tasks

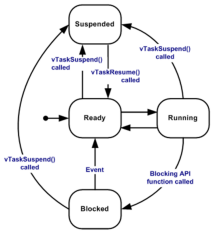
- **Priority-based Preemptive Scheduling**
  FreeRTOS kann für zwei verschiedene scheduling modes konfiguriert werden. Dies wird vom konfigurationsmakro config_USE_PREEMPTION kontrolliert?
  - Preemptive Scheduling: Der Scheduler hat die Kontrolle über die CPU und kann laufende Tasks abbrechen.
  - Cooperative Scheduling: Der Task behält kontrolle über die CPU bis er diese wieder an den Scheduler zurück gibt.

  FreeRTOS verwendet ein Prioritäten basierendes Preemptive Scheduling. Das bedeutet, dass der Scheduler immer den ready task mit der höchsten Priorität "laufen"lässt. Es muss aufgepasst werden, dass die tasks mit tiefer Priority auch zum zug kommen (ja und wie macht man das?).



Jeder Task hat eine Priorität (0 bis configMAX_PRIORITIES - 1). Das Makro configMAX_PRIORITIES ist definiert in FreeRTOSConfig.h. Falls mehrere Tasks mit gleicher Priorität zur gleichen Zeit gelöst werden sollen, wird der Scheduler time-slicing andwenden (dies wird im file configUSE_TIME_SLICING kontrolliert) und allen Tasks gleich viel Rechenzeit gewährleisten.

- **Task States** In FreeRTOS kan jeder der tasks in einem der folgenden Zustände sein:
  - Running: Der Task wird auf der CPU ausgeführt. Es kann nur ein Task auf einmal ausgeführt werden.
  - Suspended: Der Task muss nichts ausführen, der task schläft.
  - Ready: Der Task ist bereit für die Ausführung (nicht suspended oder blocked), wurde noch nicht vom Scheduler zum Ausführen gebracht
  - Blocked: Der Task ist blockiert, wartet also auf ein Objekt oder ein Event.



- **Time Slicing** Falls configUSE_TIME_SLICING nicht definiert ist oder auf 1 gesetzt ist, dann wird FreeRTOS standardmässig time slicing zwischen tasks verwenden. RTOS wird also den ready Task mit der höchsten Priorität starten. CPU Zeit wird zwischen den ready Tasks mit gleicher priorität aufgeteilt(steht irgendwas mit time of the tick interrupt, versteh isch nisch oida).Falls configUSE_TIME_SLICING 0 sein sollte, dann wird RTOS beim auftreten des TickInterrupts nicht zu einem anderen ready task mit der selben Priorität wechseln.
- **IDLE Task** • IDLE Task wird von vTaskStartScheduler() erstellt.
  - Wird mit Hilfe von tskIDLE_PRIORITY und configMINIMAL_STACK_SIZE erstellt.
  - Läuft immer wenn kein anderer Task Läuft.
  - Falls in einer Anwendung vTaskDelete() verwendet wurde, räumt IDLE Task den Speicher auf. Daher sollte man schauen dass der IDLE Task immer Rechenzeit erhält (nicht ausgehungert wird).
  - Ruft IDLE Hook auf.

```
static void prvIdleTask ( void *
    pvParameters ) {
  for (;;) {
    RemoveDeletedTasksFromList () ;
    if (! configUSE_PREEMPTION ) {
      taskYIELD () ;
    } else if ( configIDLE_SHOULD_YIELD
        ) {
      if ( NofReadyTasks (
          tskIDLE_PRIORITY ) >1) {
        taskYIELD () ;
      }
    }
    IdleHook () ;
  } /* for */
}
```

configIDLE_SHOULD_YIELD bestimmt beim einem preemtiven Scheduler ob der IDLE Task gleich die Kontrolle an einen Task im Ready Zustand abgeben soll, oder ob er auf die nächste Unterbrechung (Preemption) warten soll. Hierzu wird ein taskYIELD() verwendet, welches einen Kontextswitch veranlasst.

- **Blinky Task** Beispiel BLinkyTask erstellen. Wird entweder im main() oder innerhalb eines anderen Tasks erstellt.

```
BaseType_t res ;
TaskHandle_t taskHndl ;
res = xTaskCreate ( BlinkyTask , /*
    function */
  "␣Blinky␣", /* Kernel awareness name
      */
  500/ sizeof ( StackType_t ) , /* stack
      */
  ( void *) NULL , /* task parameter */
  tskIDLE_PRIORITY +1 , /* priority */
  & taskHndl /* handle */
  );
if ( res != pdPASS ) { /* error
    handling here */ }
```

- xTaskCreate() wird der Task erstellt
- Als erstes Argument wird der Name (oder besser: Funktionszeiger) (BlinkyTask) der Task Funktion ubergeben.
- Danach werden ein String mit dem Namen (Blinky) für den Debugger und der Task Awareness.
- 500/sizeof(StackType_t) gibt Anzahl Bytes auf Stack. Als alternative könnte man auch configMINIMAL_STACK_SIZE verwenden,
- $(void*)NULL$ ist ein optionaler Input Parameter. dieser Zeiger wird dem Task als Argument übergeben, kann aber auch mit NULL gesetzt werden.Es ist zu beachten, dass das Objekt auf das der Zeiger zeigt zur Taskausfuhrungszeit auch ¨ noch existiert, das heisst z.B. auf eine globale Variable zeigt.
- tskIDLE PRIORITY gibt üblicherweise die Priorität des Tasks an, hier also 0. Optional kann auch ein Task Handle angegeben werden (call-by-reference), d.h. wo der Handle gespeichert werden soll.
- xTaskCreate() gibt einen Fehler Code vom Typ BaseType_t zrurück. Falls xTaskCreate() ein pdPASS zurückgibt hat es funktioniert, ansonsten ist ein Fehler aufgetreten, z.B. war nicht genügend Speicher vorhanden.

Der Task selber Sieht wie eine normale Funktion aus:

```
static void BlinkyTask ( void *
    pvParameters ) {
  ( void ) pvParameters ; /* not used
      */
  for (;;) {
    LED_Neg () ;
  }
}
```

Der Task läuft normalerweise in einer Endlosschleife (ausser er löscht sich selbst). Der Task hat kein Return da er nirgends zurückkehren kann. Man sieht auch den Task Parameter (void Zeiger) welcher beim einstellen angegben wurde. Bei nicht-nutzung kann der Parameter auch auf coid gecastet werden, damit der Compiler keine Warnung ausgibt. Im oben Dargestellten Code wird die LED so schnell wie möglich negiert. Der Task verwenet die ganze Rechenzeit. Dies ist unbefriedigend, man sollt dem Scheduler Rechenzeit zurück geben.

```
static void BlinkyTask ( void *
    pvParameters ) {
  for (;;) {
    LED_Neg () ;
    vTaskDelay ( pdMS_TO_TICKS (50) )
        ;
  }
}
```

- vTaskDelay() gibt Rechenzeit zurück, da ja sonst die armen Tasks mit niedriger Prio hungern müssen.
- pdMS_TO_TICKS berechnet benötigte Ticks.

```
/* Converts a time in milliseconds to
    a time in ticks . This macro
can be overridden by a macro of the
    same name defined in
FreeRTOSConfig .h in case the
    definition here is not suitable
    for
your application . */
#ifndef pdMS_TO_TICKS
  #define pdMS_TO_TICKS ( xTimeInMs )
      \
    (( TickType_t ) ((( TickType_t ) (
        xTimeInMs ) * ( TickType_t )
      configTICK_RATE_HZ ) / (
        TickType_t ) 1000) )
#endif
```

- configTICK_RATE_HZ ist 1000 (1 ms), dann ergibt pdMS_TO_TICKS(50) die Anzahl von 50 Ticks.

- configTICK_RATE_HZ ist 100 (10 ms), dann ergibt pdMS_TO_TICKS(50) die Anzahl von 5 Ticks.
- configTICK_RATE_HZ ist 100 (10 ms), dann ergibt pdMS_TO_TICKS(15) die Anzahl von 1 Tick. Beachte dass die Division ganzzahlig ist.

Das Macro pdMS TO TICKS kann auch anwendungsspezifisch überschrieben werden Dies ist z.B. nötig, falls man eine Tick Frequenz höher als 1 ms verwenden möchte.Das vTaskDelay() wartet die angegebene Anzahl Ticks vom Zeitpunkt des Aufrufs. Für das folgende Beispiel bedeutet dies, dass der Task nicht mit einer fixen Frequenz läuft, sondern je nachdem wie viel Zeit im 'do something' verbraucht wird:

```
static void MyTask ( void * pvParameters ) {
  for (;;) {
    /* do something here */
  vTaskDelay ( pdMS_TO_TICKS (50) );
  }
}
```

Möchte man eine fixe Frequenz erreichen, muss man vTaskDelayUntil() verwenden:

```
void vTaskDelayUntil ( TickType_t * pxPreviousWakeTime , const
  TickType_t xTimeIncrement );
```

Hierbei ubergibt man als ersten by-reference Parameter einen Zeiger auf die ¨ Zeit (Tick Count), bei der man zuletzt am Laufen war:

```
static void BlinkyTask ( void * pvParameters ) {
  TickType_t xLastWakeTime = xTaskGetTickCount () ;
  for (;;) {
    LED_Neg () ;
    vTaskDelayUntil (& xLastWakeTime , pdMS_TO_TICKS (50) ) ;
  }
}
```

Den aktuellen Tick Zähler bekommt man mit xTaskGetTickCount(). Den Wert übergibt man dann als Zeiger. Damit weiss das Betriebssystem, wie lange vTaskDelayUntil() effektiv warten soll. Der Wert des Zählers ist dann bei der Rückkehr von vTaskDelayUntil() auf den neuen Wert angepasst, muss ihn also nicht nochmals setzen. Damit wird eine konstannte Frequenz des Tasks erreicht, unabhängig der Ausfuhrungszeit des Tasks.

- **Task Control Ubersicht** Mit dem FreeRTOS Task Control API wird die Ausführung der Tasks beeinflusst:
  - Task verzögern: vTaskDelay(), vTaskDelayUntil()
  - Prio zur Laufzeit ändern: uxTaskPriorityGet(), vTaskPrioritySet()
  - Task anhalten und weiterfahren lassen: vTaskSuspend(), vTaskResume(), vTaskResumeFromISR()
  - vTaskPrioritySet: Beim Erstellen eines Tasks wird schon eine Priorität zugewiesen. Man kann zur Laufzeit die Priorität von Tasks ändern, um zum Beispiel auf eine geänderte Auslastung zu reagieren. Generell sollte man dies aber sehr sorgfältig planen, da eine dynamische Anderung des Systems die Komplexität erhöht und zu unerwunschten Nebeneffekten führen kann. Um die Priorität eines Tasks zu ändern braucht man den Task Handle oder NULL fur den aufrufenden Task. Auch sollte ¨ die Funktion nur von einem Task Kontext benutzt werden

```
void vTaskPrioritySet ( TaskHandle_t pxTask , unsigned portBASE_TYPE
  uxNewPriority );
```

Nachfolgend ein Beispiel, bei dem die Priorit¨at eines Tasks um 1 erh¨oht wird.

```
xTaskCreate ( vTaskCode , "␣MyTask␣", configMINIMAL_STACK_SIZE ,
    NULL ,
  tskIDLE_PRIORITY , & xHandle );
...
vTaskPrioritySet ( xHandle ,
    tskIDLE_PRIORITY +1) ;
```

6.5 Kernel Control

Die Kernel Control API ermöglicht es einem den Kernel zu Kontrollieren.

- Starten und Beenden des Kernels: vTaskStartScheduler(), vTaskEndScheduler()
- Kernel Task Switching und anhalten und wieder einschalten: vTaskSuspendAll(), vTaskResumeAll()
- Kontrolle an ready Task abgeben: taskYIELD()

- **vTaskStartScheduler** Startet den Scheduler:

```
void vTaskStartScheduler ( void );
```

  - Bewirkt Wechsel vom Init zum Running state.
  - Erstellt den IDLE task mit config_MINIMAL_STACK_SIZE und tskIDLE_PRIORITY. Falls SoftwareTimer aktiviert sind wird auch ein daemon timer aktiviert (was au immer das si sött...)
  - Der ready task mit der höchsten Priorität wird gestartet (bin mit nicht sicher ob das jetzt von den Softw timern abhängt, aber denke nicht)
  - Kehrt nicht zurück bis vTaskEndScheduler() aufgerufen wird.
  - Meistens werden zuerst alle Tasks erstellt und dann wird vTaskStartScheduler() aufgerufen.

```
void vTaskEndScheduler ( void );
```

- **vTaskEndtScheduler** • Beendet den Kernel
  - Springt dort zurück wo vTaskStartScheduler() aufgerufen wurde.
  - Benötigt setjmp(), lingjmp() welche nicht für jeden FreeRTOS port implementiert sind. Der MCUOnEclipse FreeRTOS port hat dies für alle architekturen implementiert.

```
void vTaskSuspendAll ( void ) ;
```

- **vTaskSuspendAll** • Erzwingt den Wechsel vom aktiven in den suspended Zustand
  - Nach dem Aufruf dieser Funktion wird kein Kontext switch vorkommen bis xTaskResumeAll() aufgerufen wurde.
- **xTaskResumeAll** • Ist das Gegenteil von SuspendAll-Y bringt den Kernel zurück in den Aktiven Zustand.
  - Der Rückgabewert der Funktino ist pdFALSE falls kein bzw pdTRUE falls ein kontext switch mit dem API aufruf stattgefunden hat.
  - Ist pdFalse falls kernel noch im suspended state ist.
- **taskDISABLE ENABLE_Interrupts** Codebeispiel:

```
void taskENTER_CRITICAL ( void ) ;
void taskEXIT_CRITICAL ( void );
void vPortEnterCritical ( void ) {
  portDISABLE_INTERRUPTS () ;
  uxCriticalNesting ++;
}
void vPortExitCritical ( void ) {
  uxCriticalNesting - -;
  if ( uxCriticalNesting == 0) {
    portENABLE_INTERRUPTS () ;
}
}
```

  - taskENTER CRITCAL() und taskEXIT CRITCAL() werden um im Kernel die task Critical section zu machen.
  - Critical Section deaktiviert die Interrupts aber nur auf Kernel level.
  - Die Implementation verwendet einen counter welcher das nesting kritischer makros erlaubt.
  - Es gibt Ports die Interrupts immer Erlauben wenn der Counter null erreicht. Auch wenn taskENTER CRITCAL() verwendet wurde (alte was)
  - Keine anderen FreeRTOS API Funktionen innerhalb eines kritischen bereichs eines Tasks aufrufen (hä).
- **taskYELD** Codebeispiel:

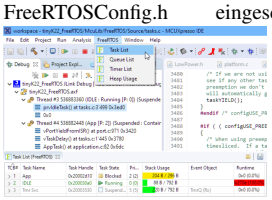
```
#define taskYIELD () portYIELD ()
#define portYIELD () vPortYieldFromISR ()
void vPortYieldFromISR ( void ) {
  /* Set a PendSV to request a context switch . */
  *( portNVIC_INT_CTRL ) = portNVIC_PENDSVSET_BIT ;
  /* Barriers are normally not required but do ensure the code is
    completely within the specified behavior for the architecture . */
  __asm volatile ("␣dsb␣");
  __asm volatile ("␣isb␣");
}
```

  - task YIELD() ist typischerweise als makro implementiert.
  - damit kann ein task einen Kontext switch verlangen.
  - im kooperativen RTOSmodus kann so ein task kontrolle zurück an den kernel geben, der scheduler wird dann den nächst höher priorisierten Task (hä)

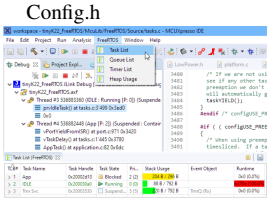
6.6 RTOS Visualisierungen

Hilfsmittel zur Überwachung des Systemzustandes.

- **Eclipse Plugins** Viele Eclipse IDE Distributionen wie etwa MCUXpresse haben spezielle Plugins und Views. Gewisse Erweiterungen erlauben sogar ein Debugging auf Taskebene. Die Meisten Views sind Stop Mode views.
- **Task List View** Das Bild zeigt die Liste mit den Tasks. Damit diese Informationen verfügbar sind, muss ein #define im FreeRTOSConfig.h eingeschaltet werden.



  - Einschalten mit configUSE_TRACE_FACILITY
  - Informationen über Tasks: TCB (Task Control Block), Namen, Handle
  - Task Zustand, Basis Priorität und aktuelle Priorität
  - Stack Benutzung
  - Event Objekte: worauf der Task wartet/blockiert ist
  - Runtime: Wieviel Prozent der Rechenzeit benutzt
- **Queue List View** Mit dieser Ansicht können die aktuellen Queues im System angezeigt werden . Da in FreeRTOS sowohl Semaphore und Mutex mit Queues realisiert sind, dient diese Anzeige auch dafür. Da die Queues in FreeRTOS ohne Namen erstellt werden, sollten diese zur Laufzeit mit einem Namen in der Registry versehen werden
  - Anzeigen der Queues, inklusive Semaphore und Mutex
  - Queue Name muss mit vQueueAddToRegistry() registriert werden
  - configQUEUE REGISTRY SIZE in FreeRTOSConfig.h



Nachfolgend ein Beispiel, wie man die Registry auf 10 Eintr¨age einstellt:

```
#define configQUEUE_REGISTRY_SIZE 10
```

Untenstehendes Beispiel zeigt, wie man nach dem Erstellen einer Queue ihr einen Namen gibt, damit man diese im Debugger ansehen kann:

```
static xQueueHandle SQUEUE_Queue ;
Queue = xQueueCreate ( SQUEUE_LENGTH
    , SQUEUE_ITEM_SIZE );
if ( Queue == NULL ) {
  for (;;) {} /* out of memory ? */
}
vQueueAddToRegistry ( Queue , "␣
    ShellQueue␣");
```

Sollten die Plätze nicht ausreichen, kann man jederzeit einen Namen mit vQueueUnregisterQueue() wieder austragen. Dies geschieht auch wenn man die Queue löscht.

- **Segger Real Time Transfer** Die bisherigen Möglichkeit verwenden den Debugger, um Daten über das Betriebssystem anzuzeigen. Eine andere Möglichkeit ist es während dem Laufen der Anwendung die Daten 2uber einen Kommunikatinoskanal zu übertragen. Ein Weg dazu ist die Verwendung von SEGGER RTT:
  - Bidirektionale Kommunikation über Debug Schnittstelle
  - Benötigt SEGGER J-Link Hardware oder Debug Schnittstelle (z.B OpenSDA)
  - Kleiner Speicherbedarf: 500 Bytes Flash, 50 RAM pro Kanal
  - Spezielle Viewer oder Telnet (Port 19021) (McuOnEclipse nachlesen)

  Mittels dem RTT Protokoll können nun Daten während dem Betrieb gesendet werden und z.B vom SystemViewern dargestellt werden
- **FreeRTOS Trace Hooks** Damit RTOS Daten senden Kann, muss es zuerst instrumentiert werden. Dies geschieht durch Hooks, wie im folgenden Bsp:

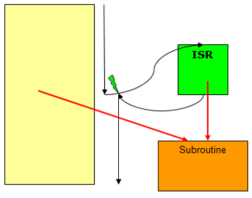
```
#ifndef traceTASK_SWITCHED_OUT
  /* Called before a task has been
       selected to run . pxCurrentTCB
    holds a pointer
  to the task control block of the
       task being switched out . */
  #define traceTASK_SWITCHED_OUT ()
#endif
```

Diese Hooks werden dann verwendet, um Daten zu senden und aufzuzeichnen

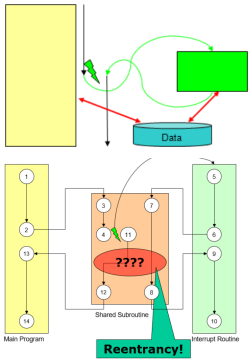
- Trace Hooks im Kernel (Instrumentierung): Task erstellen, Kontext switch,
- Kernel meldet an strategischen Stellen Aktivität
- Einschalten mit configUSE_TRACE_HOOKS
  - Eigenes Aufzeichnen und Tracing
  - Percepio FreeRTOS + Trace
  - Segger System Viewer
- **Segger System Viewer** Mit so einem Viewer kann der momentane Zustand des Systems und auch der Ablauf über die Zeit betrachtet werden.
- **Percepio Tracealizer**

6.7 Reentrancy

- **Gemeinsamer Code:** Im Softwareengeneering wird der Code oftmals einem Refactoring unterzogen. Ein Teil dieses Refactoring ist es teile des Codes in gemeinsame Subroutinen zusammenzufassen. Jetzt kann es vorkommen dass genaud dieser Code vorkommen Hauptprogramm und von der ISR genutzt wird.



- **Gemeinsame Daten**
- **Reentrancy** Mit reentrancy bezeichnet man das Wiedereintreten in eine Subroutine. Das Problem dabei ist, dass unter Umständen Zwei Programme auf die Gleiche Variable zugreiffen und diese dann verändern. Das würde zu falschen Resultaten führen.



Da jeder Zeit ein Interrupt auftreten kann, muss jede Soubroutine reentrant sein (was heisst das? Wieso). Im Unten dargestellten Beispiel wird eine Variable hochgezählt, immer wenn einer Von zwei Tastern gedrückt wird.

```
int cntr = 0;

void BtnA ( void ) {
  cntr ++;
  printf ("a:␣%d\r\n", cntr );
}

void BtnB ( void ) {
  cntr ++;
  printf ("b:␣%d\r\n", cntr );
}
```

Man erwartet jetzt eigentlich, das der Variablen wert immer um eins erhöht wird. Dies ist aber nicht der Fall.

```
  a: 1
  b: 2
  a: 3
  b: 4
  a: 4
```

Der Grund dafür ist, dass das Erhöhen des Zählers mit einer Load-Increment-Store Sequenz gemacht wird. Hierbei kann es passieren, dass ein Interrupt die Sequenz unterbricht und zu einem Falschen Resultat führt.

```
ld cntr , R0 (3)
inc R0 (4)
     ld cntr , R0 (3)
     inc R0 (4)
     st R0 , cntr (4)
     print cntr (4)
st R0 , cntr (4)
prinf cntr (4)
```

Einfach gesagt; Die Taste wird gedrückt, es soll eine 4 gespeichert werden. Es werden 4 Assembly Schritte dafür benötigt. Ein Interrupt unterbricht aber beim zweiten Schritt, da die Taste ein Zweites Mal gedrückt wurde. Jetzt wird 3 um eins erhöht und 4 wird abgespeichert. Dann geht der Code zurück und speichert nochmals die 4 die vor dem unterbruch erzeugt wurde.

- **Disable and Enable Interrupts** Diese Problem wird durch das Unterbrechen von Interrupts generiert. Man kann dieses Problem also umgehen, indem man das Unterbrechen von Interrupts verhindert. Die Sprache C hat keine Interrupt Unterstützung, man muss dies daher mit Makros umsetzen. Bsp für Cortex.

```
#define DISABLE_INTERRUPTS { __asm
     volatile ("␣cpsid␣i") ;}
#define ENABLE_INTERRUPTS { __asm volatile
      ("␣cpsie␣i") ;}
```

Damit kann man folgende Subroutinen reentrant machen.

```
#define DISABLE_INTERRUPTS { __asm
     volatile ("␣cpsid␣i") ;}
#define ENABLE_INTERRUPTS { __asm volatile
      ("␣cpsie␣i") ;}
int cntr = 0; /* number of people in
     the room */

void Inc ( void ) {
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  cntr ++;
  ENABLE_INTERRUPTS ;
}

void Dec ( void ) {
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  cntr - -;
  ENABLE_INTERRUPTS ;
}
```

Dies führt zu folgender verbesserter Version

```
void Inc ( void ) {
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  cntr ++;
  ENABLE_INTERRUPTS ;
}
```

```
void doCounting ( void ) {
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  if ( cntr <100) {
  Inc () ;
  }
  print ( cntr );
  ENABLE_INTERRUPTS ;
}
```

Problem hierbei ist, dass alle Interrupts eher lange ausgeschaltet sind. Dies führt zu einer grossen Interrupt Latenz. Zudem werden in der Funktion Inc() die Interrupts wieder eingeschaltet. Eine weiter Optimierung könnte so Aussehen.

```
void Inc ( void ) {
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  cntr ++;
  ENABLE_INTERRUPTS ;
}
```

Die Variable cntr würde wie folgt benutzt:

```
void doCounting ( void ) {
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  bool isLess = cntr <100;
  ENABLE_INTERRUPTS ;
  if ( isLess ) {
    Inc () ;
  }
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  print ( cntr );
  ENABLE_INTERRUPTS ;
}
```

Diese Variante verschlimmert alles. Die Variable ist zwar geschützt, aber falls die Ausgabe des Zählers zusammenhängen soll, wird dies nicht erreicht. Das Heisst wir müssen uns etwas anderes überlegen.

- **Disable and Enable Interrupts** Problem beim ein und ausschalten von interrupts → es können unbeabsichtigt interrupts wider eingeschaltet werden.

```
void Inc ( void ) {
  DISABLE_INTERRUPTS ;
  cntr ++;
  ENABLE_INTERRUPTS ;
}

void main ( void ) {
  /* interrupts are disabled , we will
       enable them later */
  Inc () ;
  /* Upps ! interrupts are suddenly
       enabled ! */
}
```

Es scheint also irgendwie noch sinnvol ztu sein zu Wissen ob beim verlassen der Critical Section(Wasch di critical section?) die Interrupts schon ausgeschaltet waren oder nicht. Dazu kann man ja den Zustand in einer lokalen Variable speichern.

```
#define CriticalVariable () \
  uint8_t cpuSR /* variable to store
       current status */
```

Hiermit kann man nun per Inline Assembler den Zustand in dieser Variable speichern.

```
#define EnterCritical () \
  do { \
    __asm ( \
      "␣mrs␣r0␣,␣PRIMASK␣\n"\
      "␣cpsid␣i␣\n"\
      "␣strb␣r0␣,␣cpuSR␣\n"\
  ); \
} while (0)
```

Beim Verlassen der Critical Section wird dann der vorherige Zustand hergestellt:

```
#define ExitCritical () \
  do { \
    __asm ( \
    "␣ldrb␣r0␣,␣cpuSR␣\n"\
    "␣msr␣PRIMASK␣,r0␣\n"\
  ); \
} while (0)
```

Hiermit kann man eine Critical Sectino nun auch veschachtelt realisieren:

```
void Inc ( void ) {
  McuCriticalSection_CriticalVariable
       () ;

  McuCriticalSection_EnterCritical ()
       ;
  cntr ++;
  McuCriticalSection_ExitCritical () ;
}
void doCounting ( void ) {
  McuCriticalSection_CriticalVariable
       () ;

  McuCriticalSection_EnterCritical ;
  Inc () ;
  McuCriticalSection_ExitCritical ;
}
```

Damit wäre das Problem gelöst.

6.8 Heap Memory

FreeRTOS nutzt einen dynamischen Speicherbereich namens heap. Der Heap wird verwendet für:

- Stack memory für tasks
- RTOS interne Strukturen wie Task Control Block (TCB)
- Allozieren von Semaphoren, Mutex und Queues (was au immer die Begriff bedütend)
- Dynamische Speicherallozierung von programmen mit pvPortMalloc()

FreeRTOS kommt mit einer eigenen Heap implementation. Es unterstützt 5 verschiedene Speicher allozierungsarten(Schemes). Diese sind konfiguriert von configFRTOS_MEMORY_SCHEME. Diese Sind implementiert in heap_1.c, heap_2.c etc. Es kann immer nur eine Implementatino aktiv sein in einem Projekt. Die grösse des heap memory wird konfiguriert (in bytes) von configTOTAL_HEAP_SIZE.

- **Heap Schemes** Je nach Anwendung sollte eine passende Speicher allozierung verwendet werden. Da jede Allozierungsart ein eigenes file hat, ist es möglich eine eigene Allozierungsart zu implementieren.
  - Scheme 1: Speicher und Tasks können nur alloziert werden, aber nicht befreit(freed?). Funktioniert für viele Anwendungen wo Speicher zu beginn alloziert wird, aber nicht released. Das Schema ist deterministisch(timing kann garantiert werden) , keine speicher Fragmentierung. (Und wieso)
  - Scheme 2: Speicher blöcke können dealoziert werden. Freed Blöcke werden nicht gemerged. Dies kann zu Speicherfragmentierung führen. Es ist effizienter als das standard malloc() und free(), allerdings auch nicht deterministisch.
  - Scheme 3: ist ein tread-safe wrapper ja fuck kein planen
  - Scheme 4:Ist eigentlich das gleiche wie scheme 2, aber macht speicher merging und verhindert so speicherfragmentierung.
  - Mach speicher block merging wie in scheme 4. Ermöglicht das aufteilen des Heapspeichers in verschiedene Blöcke. Diese Blöcke sind nicht angrenzend. vPortDefineHeapRegions() muss verwendet werden, um die speicher regionen zu definieren, bevor speicher alloziert wird.?
- **Speicher Fragmentierung** Mit scheme 2 ist es möglich Speicher zu fragmentieren, da die freien Speicherblöcke nicht zusammengeführt werden. Selbst wenn genug Speicher zur verfügung stünde, allozieren eines neuen Blockes kann fehlschlagen, da die Blöcke nicht zusammengeführt wurden. Je nachdem wie viele freie Speicherblöcke vorhanden sind, ist das System nicht deterministisch. Es braucht zeit, bis ein passender freier Block gefunden wurde. Diese Scheme kann verwendet werden, wenn tasks, queues,semaphores,mutexes etc. gelöscht werden sollen. Sollte nicht verwendet werden, wenn die Anwendung zufällige oder dynamische allozierung bzw. deallozierung durchführt. Weil es eben zu Fragmentierung führt.
- **Speicher für die Anwendung** FreeRTOS stellt folgende API zum allozieren und befreien von Speicher zur Verfügung(und die anzahl freier memory bytes).
  - pvPortMalloc() alloziert einen neuen Memory Block der grösse xWantedSize oder NULL wenn es nicht funktioniert hat.
  - vPortFree() befreit einen zuvor allozierten Block. Da kein heap garbage collector vorhanden ist, muss die Anwendung nicht verwendete Speicherblöcke selbst freigeben.
  - xPortGetFreeHeapSize() retourniert die totale anzahl freier bytes (inklusive fragmention? ok?). Diese methode kann nicht zur Lokalisierung grösster Speicherblöcke verwendet werden(falls fragmentiert)ok?demfall....

```
void * pvPortMalloc ( size_t
     xWantedSize );
void vPortFree ( void * pv );
size_t xPortGetFreeHeapSize ( void );
```

Bei dynamischer Speicher allozierung kann es immer vorkommen, dass der heap manager keine freien Speicherblöcke mehr findet. In diesem Fall ist der return Pointer NULL, und sollte überpruft werden. Der nachfolgend dargestellte Code allozierteinen neuen Speicherblock um einen String zu speichern. Der Block wird danach wieder befreit.

```
void foo ( void ) {
  uint8_t * bufP ; /* pointer to
       buffer */
  bufP = ( uint8_t *) pvPortMalloc (
       sizeof ("␣Hello␣")) ;
  if ( bufP == NULL ) {
    for (;;) ; /* ups! Out of memory ?
         */
  }
  ( void ) strcpy ( bufP , "␣Hello␣");
       /* copy data */
  /* do something with data */
  vPortFree ( bufP ); /* release
       memory */
}
```

6.9 Hooks

Ermöglichen über Ereignisse (Hooks) informiert zu werden. (gleubs)

- **Übersicht** Hooks sind in FreeRTOS synchrone Callbacks. Das System ruft über vordefinierte Namen Funktionen in der Anwendung auf. Diese Hooks sind optional, d.h. diese können, müssen aber nicht verwendet werden. Wenn man die Hooks nicht benötigt, dann sollte man auf diese aus Performance-Gründen verzichten. Das Ein-und Ausschalten erfolgt über Makros im FreeRTOSConfig.h, wobei 0 den Hook ausschaltet. Es gibt folgende Hooks:
  - idle Hook Wird Aufgerufen, wenn das RTOS nichts zu tun hat. Dieser Hook wird of Für lowpoer Anwendungen benötigt.
  - Tick Hook Wird aufgerufen für jeden System Zeit Tick. Dieser kann als Timer Ersatz dienen.
  - Malloc Failed Hook Wird aufgerufen wenn Speicherallozierung fehlschlägt. Dieser Hook wird im Fehlerfall aufgerufen.
  - Stack Overflow Hook Dieser Hook wird aufgerufen, wenn ein Stacküberlauf festegestellt wird. Dieser Hook dient auch em Fehlerfall
- **Idle Hook** Folgendes Makro in FreeRTOSConfig.h kontrolliert den Idle Hook:

```
#define configUSE_IDLE_HOOK 1 /* 1: use
     Idle hook ; 0: no Idle
  hook */
#define configUSE_IDLE_HOOK_NAME
     vApplicationIdleHook
```

Mit dem ersten makro kann man den Hook ein oder ausschalten.Das zweite Makro definiert den namen der Funktion, welche aufgerufen wird. Der Idle Hook wird vom Idle Task bei jedem Schleifendurchlauf aufgerufen. Da der Idle Task nicht wirklich wartet, sondern dauernd die Schleife ausführt, kann es sein dass der Hook mehrfach und dauernd aufgerufen wird. Eine übliche Implementation ist es im Hook in den Low Power Modus zu gehen, bis ein interrupt den modus verlässt:

```
void vApplicationIdleHook ( void ) {
  /* Called whenever the RTOS is idle
       ( from the IDLE task ) */
  CPU_EnterLowPowerMode () ; /* wait
       for interrupt */
  /* here an interrupt woke us up */
}
```

Beim ARM Cortex-M kann man die WFI (Wait For Interrupt) Instruktion verwenden: diese schaltet das Clcoking der CPU aus, es werden keine Instruktionen ausgeführt und der Prozessor ist somit schon in einem einfachen Stromsparmodus.

```
void vApplicationIdleHook ( void ) {
  __asm volatile ("␣dsb␣");
  __asm volatile ("␣wfi␣");
  __asm volatile ("␣isb␣");
}
```

Die Instruktion dsb (data Synchronisation Barrier) und isb (Instructin Sychronisation Barrier) werden zur Sicherheit mit angegeben. Eine mögliche Erweiterung ist das Schalten eines Pins oder einer LED:

```
void vApplicationIdleHook ( void ) {
  Pin_Toggle () ;
  __asm volatile ("␣dsb␣");
  __asm volatile ("␣wfi␣");
  __asm volatile ("␣isb␣");
}
```

Damit kann man extern anzeigen, wann man in den Low-Power Modus geht: wenn der Pin sich ändert, geht die Anwendung in den Low-Power Modus. Zu beachten ist, dass z.B. ein Tick Interrupt den Wait Modus unterbricht, und dass der Scheduler möglicherweise einen anderen Task an die Reihe nimmt. Somit funktioniert ein naiver Ansatz mit LED an - WFI-LEDaus hier nicht. (?)

- **Tick Hook**

  Immer wenn der TickInterrupt passiert, dann wird auch

```
#define configUSE_TICK_HOOK 1 /* 1: use
     Tick hook ; 0: no Tick
  hook */
#define configUSE_TICK_HOOK_NAME
     vApplicationTickHook
```

Damit hat man einen einfachen Timer mit der Frequenz des RTOS Tick Interrupts zur Verfügung.

```
void vApplicationTickHook ( void ) {
  /* Called for every tick interrupt
       */
  PIN_Toggle () ; /* debug tick
       interrupt */
}
```

Da der Hook im Interrupt Kontext läuft, gilt auch hier: kurz und schnell halten, nicht blockieren. Falls man RTOS Funktionen benutzt, darf man auch nur diejenigen mit FROMISR() am Anfang verwenden.

- **Malloc Failed Hook** Dieser Hook wird aufgerufen, falls im FreeRTOS Heap kein Speicher mehr zur Verfügung steht. Das RTOS braucht Speicher fürdealle seine dynamischen Strukturen, wie Listen von Tasks oder den Stack für die Tasks. Folgende Makros strategischen im FreeRTOSConfig.h zur Verfügung:

```
#define configUSE_MALLOC_FAILED_HOOK 1 /* 1: use MallocFailed hook ; 0: no MallocFailed hook */
#define configUSE_MALLOC_FAILED_HOOK_NAME McuRTOS_vApplicationMallocFailedHook
```

  Dies bedeutet, dass man immernoch die Rückgabewerte überprüfen sollte, da der Hook ja ausgeschaltet werden kann. Typioscherweise kann man nicht viel machen, wenn man keinen Speicher mehr hat. eine standard Implementation des Hooks schaltet die Interrupts aus und stoppt mit dem Debugger:

```
void vApplicationMallocFailedHook ( void ) {
  /* Called if a call to pvPortMalloc () fails because there is
    insufficient free memory available in the FreeRTOS heap .
    pvPortMalloc () is called internally by FreeRTOS API functions
    that create tasks , queues , software timers , and semaphores .
    The size of the FreeRTOS heap is set by the
    configTOTAL_HEAP_SIZE configuration constant in
    FreeRTOSConfig .h. */
  taskDISABLE_INTERRUPTS () ;
  __asm volatile ("␣bkpt␣#0") ;
  for (;;) {} /* stop for debugging */
}
```

  Falls man keinen Speicher mehr aht, könnte es daran liegen, dass der heap nicht gross genug gewählt wurde, zu viel Speicher alloziert wird oder dass Speicher nicht freigegeben wird.
- **Stack Overflow Hook** Der Stack Overflow Hook wird aufgerufen, wenn das RTOS einen Task Stack Overflow entdeckt. Folgende Einstellungen sind im FreeRTOSConfig.h verfügbar:

```
#define configCHECK_FOR_STACK_OVERFLOW 1 /* 0 is disabling
  stack overflow . Set it to 1 for Method1 or 2 for Method2 */
#define configCHECK_FOR_STACK_OVERFLOW_NAME vApplicationStackOverflowHook
```

  Auch hier aknn die anwendung nicht viel maachen ausser für den Debugger anhalten:

```
void vApplicationStackOverflowHook ( xTaskHandle pxTask , char *
pcTaskName ) {
  /* This will get called if a stack overflow is detected during
    the context switch . Set configCHECK_FOR_STACK_OVERFLOWS to 2
    to also check for stack problems within nested interrupts ,
    but only do this for debug purposes as it will increase the
    context switch time . */
  taskDISABLE_INTERRUPTS () ;
  __asm volatile ("␣bkpt␣#0") ;
  for (;;) {} /* stop for debugging */
}
```

  das Betriebssystem kennt das ende des Task Stacks und kann somit überprüfen, ob der Stack pointer (SP) noch gültig ist. Mit 1 oder 2 kann manzwischen zwei Detektionsmethoden wählen:
  - Methode 1: Der SP wird beim kontext Wechsel überprüft, ober er sich immernoch innerhalb des gültigen Stackbereichs befindet. Diese Methodeist sehr schnell und einfach, es kann aber nicht detektiert werden, ob vorher z.B. durch einen Aufruf der STack schon überlaufen ist.
  - Methode 2: Bei dieser Methode wird zuerst die Methode 1 angewandt. Zusätzlich wird überprüft ob ein bereich von 16 Bytes am Ene des Stacks immernoch mit den gleichen Werten gefüllt ist. Diese Methode ist besser, braucht aber auch recht viel zeit für jeden Taskwechsel. Auch kann diese Methode nicht alle Fälledetektieren, da nicht immer alle Bereiche auf dem Stack auch wirklich überschrieben werden.