

Stephenson de S. L. Galvão

***Modelagem do Sistema Operacional de Tempo Real
FreeRTOS***

Natal - Rn, Brasil

1 de junho de 2009

Stephenson de S. L. Galvão

***Modelagem do Sistema Operacional de Tempo Real
FreeRTOS***

Qualificação de mestrado apresentada ao programa de Pós-graduação em Sistemas e Computação do Departamento de Informática e Matemática Aplicada da Universidade Federal do Rio Grande do Norte, como requisito parcial para a obtenção do grau de Mestre em Ciências da Computação.

Orientador:

Prof. Dr. David Déharbe

UNIVERSIDADE FEDERAL DO RIO GRANDE DO NORTE
CENTRO DE CIÊNCIAS EXATAS E DA TERRA
DEPARTAMENTO DE INFORMÁTICA E MATEMÁTICA APLICADA
PROGRAMA DE PÓS-GRADUAÇÃO EM SISTEMAS E COMPUTAÇÃO

Natal - Rn, Brasil

1 de junho de 2009

Sumário

Lista de Figuras

Lista de Tabelas

1	Introdução	p. 6
1.1	Objetivos	p. 6
1.2	Metodologia	p. 6
2	FreeRTOS	p. 7
2.1	Gerenciamento de Tarefas e CoRotinas	p. 8
2.1.1	Tarefa	p. 8
2.1.2	Escalonador de Tarefas	p. 10
2.1.3	Corotinas	p. 10
2.1.4	Bibliotecas	p. 12
2.2	Comunicação e sincronização entre tarefa	p. 14
2.2.1	Fila de Mensagens	p. 14
2.2.2	Semáforo	p. 15
2.2.3	Mutex	p. 16
2.2.4	Bibliotecas	p. 16
2.3	Criação de uma aplicação utilizando o FreeRTOS	p. 18
2.3.1	Criação de tarefas	p. 18
2.3.2	Criação de filas de mensagem	p. 19
2.3.3	Criação de semáforos	p. 19

3	Método B	p. 20
3.1	Etapas do desenvolvimento em B	p. 20
3.2	Máquina Abstrata	p. 22
3.2.1	Especificação do estado da máquina	p. 23
3.2.2	Especificação das operações da máquina	p. 23
3.3	Obrigação de Prova	p. 28
3.3.1	Consistência do Invariante	p. 28
3.3.2	Obrigação de prova da inicialização	p. 28
3.3.3	Obrigação de prova das Operações	p. 29
3.4	Refinamento	p. 30
3.4.1	Refinamento do Estado	p. 30
3.4.2	Refinamento das Operações	p. 31
3.4.3	Obrigação de Prova do refinamento	p. 32
4	Revisão Literária	p. 35
5	Proposta	p. 36
6	Atividades e Etapas	p. 37
	Referências Bibliográficas	p. 38

Lista de Figuras

2.1	Camada abstrata proporcionada pelo FreeRTOS	p. 7
2.2	Grafo de estados de uma tarefa	p. 9
2.3	Funcionamento de um escalonador preemptivo baseado na prioridade	p. 11
2.4	Grafo de estados de uma corotina	p. 11
2.5	Funcionamento de uma fila de mensagens	p. 15
3.1	Etapas de desenvolvimento de sistema através do método B	p. 21
3.2	Maquina abstrata de tarefas	p. 23
3.3	Operação que consulta se uma tarefa pertence a máquina <i>Kernel</i>	p. 24
3.4	Operação que cria uma tarefa aleatória na máquina <i>Kernel</i>	p. 27
3.5	Refinamento da maquina abstrata de <i>Kernel</i>	p. 31

Lista de Tabelas

1 Introdução

Falar dos grandes desafios (SBC) e do desafio do compilador “Verifying compile”, “Verified Software repository” desafio de Jim Woodcock

1.1 Objetivos

Falar do objetivo da dissertação e não só da qualificação. Items a serem discutidos:

- Abrangência da especificação
- Profundidade em aspectos pelo menos da construção do software
- Se necessário tem a possibilidade de estensão até o nível de assemblagem devido aos códigos em assembler que compoem o FreeRTOS.

1.2 Metodologia

Metodologia da dissertação, no contexto do que já foi feito

2 *FreeRTOS*

O FreeRTOS é um sistema operacional de tempo real enxuto, simples e de fácil uso. O seu código fonte, feito em *C* com partes em *assembly*, é aberto e possui pouco mais de 2.200 linhas de código, que são essencialmente distribuídas em quatro arquivos: `task.c`, `queue.c`, `croutine.c` e `list.c`. Uma outra característica marcante desse sistema está na sua portabilidade, sendo o mesmo oficialmente disponível para 17 arquiteturas monoprocessadores diferentes, entre elas a PIC, ARM e Zilog Z80, as quais são amplamente difundidas em produtos comerciais através de sistemas computacionais embutidos.

Como a maioria dos sistemas operacionais de tempo real, o FreeRTOS provê para os desenvolvedores de sistemas concorrentes de tempo-real acesso aos recursos de *hardware*, facilitando com isso o desenvolvimento dos mesmo. Assim, FreeRTOS trabalha como na figura 2.1, fornecendo uma camada de abstração localizada entre a aplicação e o hardware, que tem como papel esconder dos desenvolvedores de aplicações os detalhes do hardware que será utilizado.

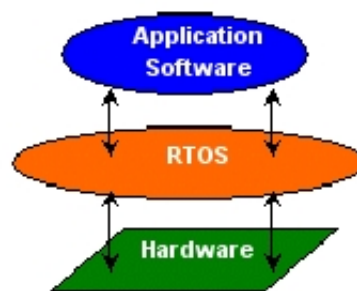


Figura 2.1: Camada abstrata proporcionada pelo FreeRTOS

Para prover tal abstração o FreeRTOS é composto por um conjunto de bibliotecas de tipos e funções que devem ser linkeditadas¹ com o código da aplicação a ser desenvolvida. Juntas, essas bibliotecas fornecem para o desenvolvedor serviços como gerenciamento de tarefa, comunicação e sincronização entre tarefas, gerenciamento de memória e controle dos dispositivos de entrada e saída.

1

A criação de uma aplicação utilizando o FreeRTOS pode ser dividida em duas partes. Na primeira parte são criadas, de acordo com modelos fornecidos pelo FreeRTOS, as tarefas e demais **estruturas de controle** que serão utilizadas pela aplicação. Na segunda parte é feito o cadastramento das tarefas utilizadas pelo sistema assim como a inicialização do mesmo. Por fim, o sistema é **compilado** para arquitetura desejada.

A seguir serão detalhadas os principais serviços providos pelo o FreeRTOS junto com a biblioteca que disponibiliza tão serviço. Após isso será também demonstrado como é criada uma aplicação utilizando o FreeRTOS

2.1 Gerenciamento de Tarefas e CoRotinas

2.1.1 Tarefa

Para entender como funciona o gerenciamento de tarefas do FreeRTOS é necessário primeiramente entender-se o conceito de tarefa. Uma tarefa é uma unidade básica de execução que compõem as aplicações, as quais geralmente são multitarefas. Para o FreeRTOS uma tarefa é composta por :

- Um estado que demonstra a atual situação da tarefa
- Uma prioridade que varia de zero até uma constante máxima definida pelo o usuário
- Uma pilha na qual é armazenada o ambiente de execução (estado dos restradores) da tarefa quando está é interrompida

Os possíveis estados que uma tarefa pode assumir são :

- **Em execução:** Indica que a tarefa esta sendo executada pelo processado
- **Pronta:** Indica que a tarefa está pronta para entrar em execução mas não está sendo executada
- **Bloqueada:** Indica que a tarefa esta esperando por algum evento para continuar a sua execução
- **Suspensa:** Indica que a tarefa foi suspensa pelo kernel através da chamada de uma funcionalidade usada para controlar as tarefas

A permutação que ocorre entre os estados de uma tarefa funciona como demonstra a figura 2.2. Nela uma tarefa com o estado “em execução” pode ir para o estado pronta, bloqueado ou suspenso, uma tarefa com o estado pronto pode ser suspensa ou entrar em execução e as tarefa com o estado bloqueada ou suspensa só podem ir para o estado pronto.

Entranto, vale enfatizar que por tratar-se de um SOTR para arquiteturas monoprocessadores o FreeRTOS não permite que mais de uma tarefa seja executada no mesmo momento. Assim no FreeRTOS apenas uma tarefa pode assumir o estado pronto em um determinado instante, restando as demais os outros estado. Com isso, para decidir qual tarefa deve ser executada existe um mecanismo no sistema operacional denominado escalonador, o qual será detalhado na sessão 2.1.2.

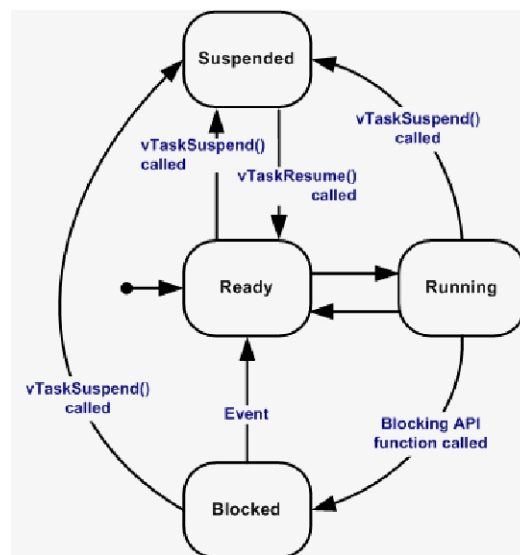


Figura 2.2: Grafo de estados de uma tarefa

Tarefa Ociosa

No FreeRTOS existe também uma tarefa denominada de tarefa ociosa, a qual é executada quando nenhuma tarefa está em execução. A tarefa ociosa tem como principal finalidade excluir da memória tarefas que não serão mais usadas pelo sistema. Assim quando uma aplicação informa para o sistema que uma tarefa não será mais utilizada essa tarefa só será excluída quando a tarefa ociosa entrar em execução. A tarefa ociosa possui a menor prioridade dentre as tarefas que compoem um sistema.

2.1.2 Escalonador de Tarefas

O escalonador é a parte mais importante de um sistema. É ele quem decide qual tarefa deve entrar em execução e realiza entre a tarefa que está no processador, ou seja em execução, com a nova tarefa que irá ocupar o processador, a tarefa que irá entrar em execução. No FreeRTOS o escalonador pode funcionar de três modos diferentes :

- **Preemptivo:** Quando o escalonador interrompe a tarefa em execução mudando o seu estado e ocupa o processador com outra tarefa
- **Cooperativo:** Quando o escalonador não tem permissões de interromper a tarefa em execução, tendo que esperar a mesma interromper a sua execução para que ele possa decidir qual será a próxima tarefa que irá entrar em execução e realizar a troca das mesmas.
- **Híbrido:** Quando o escalonador pode comporta-se tanto como preemptivo como cooperativo.

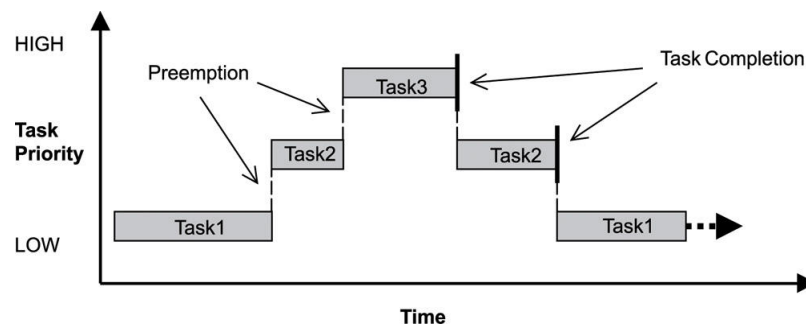
Para as tarefas o escalonador funciona de forma preemptiva, sendo que a decisão de qual tarefa deve entrar em execução e baseada na prioridade e segue a seguinte política: a tarefa em execução deve ter prioridade maior ou igual a tarefa de maior prioridade com o estado “pronta”. Assim sempre que uma tarefa, com prioridade maior que a tarefa em execução, entrar no estado pronto, ele deve imediatamente entrar “em execução”. Um exemplo claro da política preemptiva de prioridade discutida acima pode de visto na figura 2.3, naqual três tarefas, em ordem crescente de prioridade, disputam a execução do processador.

2.1.3 Corotinas

Outro conceito importante suportado pelo FreeRTOS é o de Corotina. Como as tarefas corotinas são unidades de execução independentes que formam uma aplicação. Por isso assim como as tarefas, uma corotina é formada por uma prioridade um estado, sendo a principal diferença entre uma corotina e uma tarefa a falta de uma pilha para armazenar o contexto de execução, a qual está presente nas tarefas e nas corotinas não.

Os estados que uma corotina pode assumir são:

- **Em execução:** Quando a corotina está sendo executada
- **Pronta:** Quando a corotina está pronta para ser executada mas não está em execução



1. Tarefa 1 entra no estado pronto, como não há nenhuma tarefa em execução esta assume controle do processador entrando em execução
2. Tarefa 2 entra no estado pronto, como está tem prioridade maior do que a tarefa 1 ela entra em execução passando a tarefa 1 para o estado pronto
3. Tarefa 3 entra no estado pronto, como está tem prioridade maior do que a tarefa 2 ela entra em execução passando a tarefa 2 para o estado pronto
4. Tarefa 3 encerra a sua execução, sendo a tarefa 2 escolhida para entrar em execução por ser a tarefa de maior prioridade no estado pronto
5. Tarefa 2 encerra a sua execução e o funcionamento do escalonador é passado para a tarefa 1

Figura 2.3: Funcionamento de um escalonador preemptivo baseado na prioridade

- **Bloqueada:** Quando a corotina está bloqueada esperando por algum evento para continuar a sua execução.

As transições entre os estados de uma corotina ocorre como demonstra a figura 2.4. Nela uma corotina em execução pode ir tanto para o estado bloqueado como para o estado suspenso, uma corotina de estado bloqueado só pode ir para o estado pronto e uma corotina de estado pronto só pode ir para o estado “em execução”.

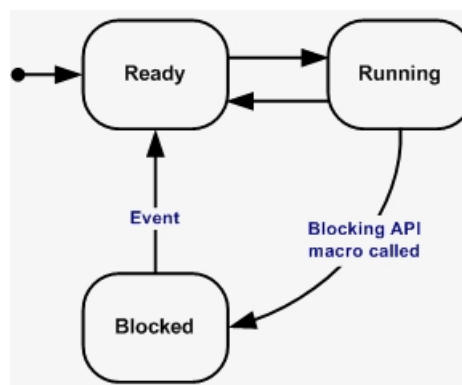


Figura 2.4: Grafo de estados de uma corotina

Assim como nas tarefas, a decisão de qual corotina irá entrar em execução é feita pelo o escalonador. Para as corotinas o escalonador funciona de forma cooperativa e baseada na

prioridade. Com isso, a corotina em execução é quem decide o momento de sua interrupção, sendo que a próxima corotina a entrar em execução será a de maior prioridade entre as corotinas com o estado pronto

2.1.4 Bibliotecas

Para disponibilizar as características discutidas nesta seção o FreeRTOS dispõe das seguintes bibliotecas: Criação de Tarefas, Controle de Tarefas, Utilidades de Tarefas, Controle do Kernel e Corotinas. A seguir tem-se em detalhe a descrição de cada uma dessas bibliotecas junto com as funcionalidades que cada uma delas disponibiliza

Criação de Tarefas

Essa biblioteca é responsável pelo conceito de tarefa. Nela estão presente um tipo responsável por representar uma tarefa do sistema e duas funcionalidades uma para a criação de uma tarefa e outra para a remoção de uma tarefa do sistema. Em seguida tem-se uma lista com todos os tipos e funcionalidades disponibilizados por essa biblioteca.

- **xTaskHandle** - Tipo pelo qual uma tarefa é referenciada. Por exemplo quando uma tarefa é criada através do método *xTaskCreate* ela é retornada pelo método através do tipo *xTaskHandle*
- **xTaskCreate** - Funcionalidade usada para criar uma nova tarefa para o sistema.
- **vTaskDelete** - Funcionalidade usada para indicar que uma tarefa deve ser removida do sistema²

Controle de tarefas

A biblioteca de controle de tarefas realiza determinadas operações sobre as tarefas do sistema. Ela disponibiliza funcionalidades capazes de bloquear, suspender e retornar uma tarefa do estado suspenso, além das funcionalidades de alterar e informar a prioridade de uma determinada tarefa. A lista das principais funcionalidades presentes nessa biblioteca pode ser vista a seguir:

²A verdadeira remoção de uma tarefa do sistema só é feita pela tarefa ociosa 2.1.1, nesse método é apenas indicado para o sistema qual tarefa deve ser removida

- **vTaskDelay** - Método usada para suspender uma tarefa por um determinado tempo. Nesse método, para calcular quando será o tem que a tarefa deve acordar, é levando em consideração o tempo relativo, ou seja, o tempo que o método foi chamado. E por isso, é uma método não indicado para a criação de tarefas cíclicas, pois o tempo que o método é chamado pode variar em cada execução da tarefa devido as interrupções que a mesma pode sofrer.
- **vTaskDelayUntil** - Método usado para suspender uma tarefa por um determinado tempo. Esse método difere do *vTaskDelayUntil* pelo o qual do tempo em que a tarefa deve ser retornada, pois nesse é levado em consideração o tempo em que uma tarefa foi retornada. Assim, se ocorrer uma interrupção o tempo que a tarefa foi retornada não ira mudar, podendo criar assim uma tarefa com intervalos iguais de execução chamada de tarefa cíclica
- **uxTaskPriorityGet** - Método usado para informar prioridade de uma determinada tarefa
- **vTaskPrioritySet** - Método usado mudar a prioridade de uma determinada tarefa
- **vTaskSuspend** - Método usado para suspender uma determinada tarefa
- **vTaskResume** - Método usado retornar uma tarefa

Utilitários de tarefas

É através dessa biblioteca que o FreeRTOS disponibiliza para o usuário informações importantes a respeito das tarefas e do escalonador do sistema . Nela estão presentes funcionalidades com a de retornar uma referência para a atual tarefa em execução, retornar o tempo de funcionamento e o estado do escalonador e retornar o número e a lista das tarefas que estão sendo gerenciadas pelo sistema. Uma listagem das principais funcionalidades dessa biblioteca é encontrada a seguir:

- **xTaskGetCurrentTaskHandle** - Retorna a uma referência para atual tarefa em execução
- **xTaskGetTickCount** - Retorna o tempo decorrido desde a inicialização do sistema
- **xTaskGetSchedulerState** - Retorna o estado do escalonador
- **uxTaskGetNumberOfTasks** - Retorna o número de tarefas do sistema
- **vTaskList** - Retorna uma lista de tarefas do sistema

Controle do Escalonador

Nessa biblioteca estão presentes as funcionalidades responsáveis por controlar as atividades do escalonador do sistema. Nela encontramos funcionalidades responsáveis por inicializar e finalizar as atividades do escalonador, assim como, suspender e retornar a atividades do mesmo. As principais funcionalidades presente nessa biblioteca são :

- **vTaskStartScheduler** - Método que inicia as atividades do escalonador. Usado para a inicialização do sistema
- **vTaskEndScheduler** - Método que termina as atividades do escalonador. Usado para a finalização das atividades do sistema também
- **vTaskSuspendAll** - Método que suspende as atividades do escalonador
- **xTaskResumeAll** - Método que retorna as atividades de uma escalonador suspenso

2.2 Comunicação e sincronização entre tarefa

Frequentemente tarefas necessitam se um com as outras. Por exemplo a tarefa A depende da leitura do teclado feito pela tarefa B. Com isso a uma necessidade de que está comunicação seja feita de maneira bem estruturada e sem interrupções. Devido a isso a maioria dos sistemas operacionais oferecem vários tipos de comunicação entre as tarefas. Que podem ocorrer da seguinte forma: uma tarefa deseja passar informações para outra, duas ou mais tarefas querem utilizar o mesmo recurso e uma tarefa depende do resultado produzido por outra tarefa.

No FreeRTOS assim como na maioria dos sistemas operacionais os mecanismos responsáveis pela a comunicação entre as tarefas são a fila de mensagem, o semáforo e o mutex (Mutual Exclusion). Para entender melhor como funciona a comunicação entre tarefas no FreeRTOS, cada um desses mecanismo será detalhado a seguir

2.2.1 Fila de Mensagens

Filas de mensagens são estruturas primitivas de comunicação entre tarefas. Elas funcionam como, demonstra a figura 2.5, um túnel no qual tarefas enviam e recebem mensagem. Assim quando uma tarefa necessita comunicar-se com outra primeiramente ela envia uma mensagem para o túnel para que a outra tarefa, quando entrar em execução possa ler a mensagem enviada.

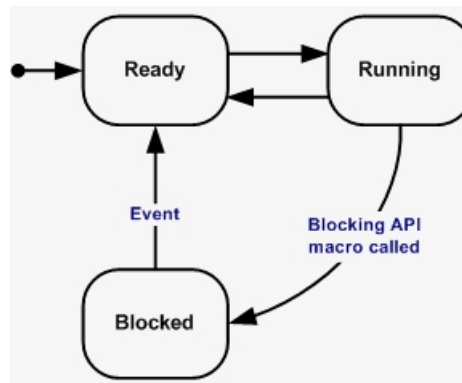


Figura 2.5: Funcionamento de uma fila de mensagens

No FreeRTOS, uma fila de mensagens é formada por uma lista de tamanho fixo que armazena as mensagens, também de tamanhos fixos, enviadas para a lista. Assim, quando uma mensagem é enviada para uma fila, uma cópia dela é armazenada na lista de mensagens para que outra tarefa possa utilizá-la. Entretanto, no lugar de copiar toda mensagem para a lista de mensagens, é possível também armazenar-se apenas uma referência para a mesma, o que torna mais complicado um trabalho do desenvolvedor, pois assim o acesso à mensagem ficará compartilhado entre as tarefas, necessitando com isso de uma estrutura de sincronização para coordenar a utilização da mensagem pelas tarefas.

Além da lista de mensagens uma fila de mensagens é composta por mais duas outras listas, uma para armazenar as tarefas que estão aguardando enviar uma mensagem para a fila e outra para armazenar as tarefas que estão aguardando receber uma mensagem da fila. Assim, quando uma tarefa tenta enviar uma mensagem para uma fila cheia esta é bloqueada e colocada na lista de tarefas aguardando para enviar uma mensagem para a fila até que um lugar na fila seja liberado. O mesmo acontece quando uma tarefa tenta ler uma mensagem de uma fila vazia.

O FreeRTOS, disponibiliza para o usuário funcionalidades que são possíveis de definir o tempo máximo que uma tarefa pode ficar bloqueada esperando por uma fila (liberação de espaço ou chegada de mensagem). E no caso em que existem mais de uma tarefa bloqueadas aguardando por um evento de uma fila, as tarefas de maior prioridade têm preferência sobre as demais.

2.2.2 Semáforo

Semáforos são mecanismos usados na sincronização entre tarefas. Eles funcionam como uma chave que libera, ou não, o uso de um determinado recurso. Assim quando uma tarefa deseja acessar um recurso compartilhado, ela primeiramente deve solicitar o semáforo que coordena o uso do recurso, caso o semáforo esteja liberado, a tarefa tem a permissão de utilizar o

recurso e, em seguida, libera o semáforo, caso contrário, a tarefa é bloqueada até que o semáforo seja liberado.

O FreeRTOS disponibiliza dois tipos de semáforos: o semáforo binário e o semáforo de contador. A diferença entre os dois está apenas no número de tarefas que podem reter o semáforo ao mesmo tempo. No semáforo binário apenas uma tarefa pode reter o semáforo e acessar o recurso compartilhado. E no semáforo com contador existe um número fixo de tarefa que podem reter o semáforo, sendo esse número definido na criação do semáforo e controlado pelo contador. Assim no semáforo com contador para cada tarefa que retem o semáforo o contador é decrementado de um e para cada tarefa que libera o semáforo o contador é incrementado, sendo que o semáforo torna-se indisponível quando o contador for igual a zero.

No FreeRTOS o semáforo binário funciona como uma fila de mensagens com um único item. Assim, quando a fila estiver vazia, indica que o semáforo está sendo usado e, quando a fila estiver cheia, indica que o semáforo está liberado. O mesmo ocorre para o semáforo com contador, só que nesse caso, o tamanho da fila será a quantidade de tarefas que podem reter o semáforo ao mesmo tempo.

2.2.3 Mutex

Mutex são parecidos com o semáforo binário. A única diferença entre os dois é que o mutex implementa um mecanismo de herança de prioridade, o qual impede que uma tarefa de maior prioridade fique bloqueada a espera de um semáforo ocupado por uma tarefa de menor prioridade, causando o que chamamos de inversão de prioridade.

O mecanismo de herança de prioridade funciona da seguinte forma, quando uma tarefa solicita o semáforo ele verifica se a tarefa solicitante possui prioridade maior que a tarefa com o semáforo. Caso afirmativo, a tarefa que retém o semáforo tem, momentaneamente, a sua prioridade elevada, para que assim ela possa realizar a suas funções sem interrupções e, conseqüentemente, liberar mais rapidamente o semáforo.

2.2.4 Bibliotecas

A característica de comunicação e sincronização entre tarefas está dividida em duas bibliotecas, Gerenciamento de fila de mensagens e Semáforo/Mutex. A seguir tem-se a explicação de cada uma dessas bibliotecas.

Gerencialmente de fila de Mensagens

A biblioteca gerenciamento de fila de mensagens é responsável pela criação e utilização da estrutura fila de mensagens. Ela é composta por funcionalidades que instanciam e removem fila de mensagens do sistema assim como também funcionalidades que enviam/recebem mensagens para/de uma fila de mensagens desejada. Abaixo tem-se uma lista com as principais funcionalidades dessas biblioteca.

- **xQueueCreate** - Cria uma instância de uma nova fila de mensagens no sistema
- **vQueueDelete** - Remove uma fila de mensagem do sistema
- **xQueueSend** - Envia um mensagem para a fila
- **xQueueSendToBack** - Envia uma mensagem para o fim da fila
- **xQueueSendToFront** - Envia uma mensagem para o inicio da fila
- **xQueueReceive** - Ler e remove uma mensagem da fila
- **xQueuePeek** - Apenas ler uma mensagem da fila

Semáforo/Mutex

Na biblioteca de semáforo e mutex são implementadas as características de sincronização entre tarefas, ou seja, os mecanismo de semáforo e mutex junto com as suas operações. Assim nessa biblioteca estão presentes funcionalidades que criam e removem semáforos e mutex, além das funcionalidades que solicitam e liberam os semáforos e os mutex. As principais funcionalidades dessa biblioteca pode ser vista a seguir.

- **vSemaphoreCreateBinary** - Cria um semáforo binário
- **vSemaphoreCreateCounting** - Cria um semáforo com contador
- **xSemaphoreCreateMutex** - Cria um mutex
- **xSemaphoreTake** - Solicita a retenção de um semáforo ou de um mutex
- **xSemaphoreGive** - Libera um semáforo ou um mutex retido

2.3 Criação de uma aplicação utilizando o FreeRTOS

Para construir uma aplicação de tempo real utilizando o FreeRTOS o desenvolvedor deve seguir determinadas restrições imposta pelo sistema operacional possibilitando o correto funcionamento da aplicação desenvolvida. Algumas dessas restrições são restrições de configuração e modelos de criação de tarefa e fila de mensagem. Assim com o intuito de ajudar o desenvolvedor a criar suas primeiras aplicações O FreeRTOS disponibiliza em seu código fonte aplicações exemplos divididas em cada uma das plataformas alvo que o FreeRTOS suporta.

Entretanto, a criação e análise é uma atividade que necessita conhecimento maior do funcionamento e funcionalidades do FreeRTOS, fugindo assim o objetivo geral desse capítulo que é proporcionar ao leitor uma breve introdução ao FreeRTOS. Assim para efeito de fixação exemplificação das funcionalidades apresentadas aqui neste capítulo será demonstrado de forma didática (abstrata) como é criada uma aplicação no FreeRTOS, concentrando principalmente na criação de tarefas e fila de mensagem, pois a utilização das demais funcionalidades assemelha-se bastante com essas.

2.3.1 Criação de tarefas

As tarefas são as partes mais importantes de uma aplicação é nela onde são colocadas as rotinas que realizam as funcionalidades de uma aplicação. No FreeRTOS as rotinas de uma tarefa devem seguir um determinado modelo demonstrado a seguir.

modelo de uma rotina de uma tarefa

Após se criada uma tarefa é necessário que essa seja cadastrada no Sistema Operacional, ou seja, a tarefa deve ser adicionada ao FreeRTOS. Esse trabalho é feito através da funcionalidade «nome_da_funcionalidade» («seção da funcionalidade»), demonstrado na figura XXX. Nela é onde são identificados todos os parâmetros que compõem uma tarefa como prioridade, no exemplo «prioridade», tamanho da pila, «xxx» no exemplo e demais parâmetros como nome e XXX. Ao ser criada uma tarefa irá possuir o estado pronto, podendo a mesma mudar seu estado imediatamente para em execução dependendo de sua prioridade.

Assim aplicação completa que define, cria e inicia a execução de uma tarefa é mostrada na figura XXX. Nela percebe-se ainda a presença da funcionalidade XX usada para iniciar as atividades do escalonador e conseqüentemente a do sistema.

2.3.2 Criação de filas de mensagem

Do mesmo modo que uma tarefa, a criação de uma fila de mensagem deve seguir o modelo determinado pelo FreeRTOS

2.3.3 Criação de semáforos

Do mesmo modo que uma tarefa, a criação de uma fila de mensagem deve seguir o modelo determinado pelo FreeRTOS

3 *Método B*

Métodos Formais trata-se de uma abordagem formal para a especificação e construção de sistemas computacionais. Eles utilizam-se de conceitos matemáticos sólidos como lógica de primeira ordem e teorias dos conjuntos para a criação e verificação de sistemas consistentes, seguros e sem ambiguidades. Devido a sua rigosa construção os métodos formais tem sido bastante utilizados na criação de sistemas críticos como industria aeronautica, programas médicos e programas lidam enormes valores monetários.

O método B trata-se de uma abordagem formal usado para especificar e construir sistema computacionais seguros. Ele foi criado por Jean-Raymond Abrial, com a colaboração de outros pesquisadores da universidade de Oxford. Na sua criação foram reunidas várias qualidades presentes nos demais método formais. Entre elas estão as pré e pós condições, condições necessárias para a execução de um método e alcançadas após a execução do mesmo, modularização, abstração e refinamento, estratégia de construção/especificação de sistemas através de vários níveis de abstração.

3.1 Etapas do desenvolvimento em B

O processo de desenvolvimento através do método B inicia-se com um módulo que define o modelo funcional de alto nível do sistema. Em B, esses módulos são denominados de Máquina Abstrata (MACHINE). Nessa fase de modelagem técnicas sémi-formais como UML podem ser utilizadas e em seguida transformadas para a notação formal do método B. Após a criação dos módulos esse são analisados estaticamente para verificar se a sua especificação é coerente e implementável.

Uma vez estabelecido um modelo abstrato inicial do sistema, o método B permite que seja construídos módulos mais concretos do sistema denominados refinamentos, sendo que um refinamento deve estar sempre associado a um modelo mais abstrato. Um refinamento especifica uma decisão de projeto que determina que partes da modelagem do sistema devem ser es-

pecificado em um nível mais concreto. Assim, para garantir a correta especificação de um refinamento este deve ser analisado estaticamente afim de comprovar a sua conformidade com o nível abstrato associado a ela.

Com isso sucessíveis refinamentos são realizados até que modelagem do sistema adquira um nível concreto o bastante para ser implementado. Nesse nível é criado um nível especial de refinamento denominado implementação (IMPLEMENTATION). Nele o nível de abstração da especificação assemelha se com a de uma linguagem algoritmica sendo assim possível da implementação para código em linguagem de programação como C, Java e JavaCard.

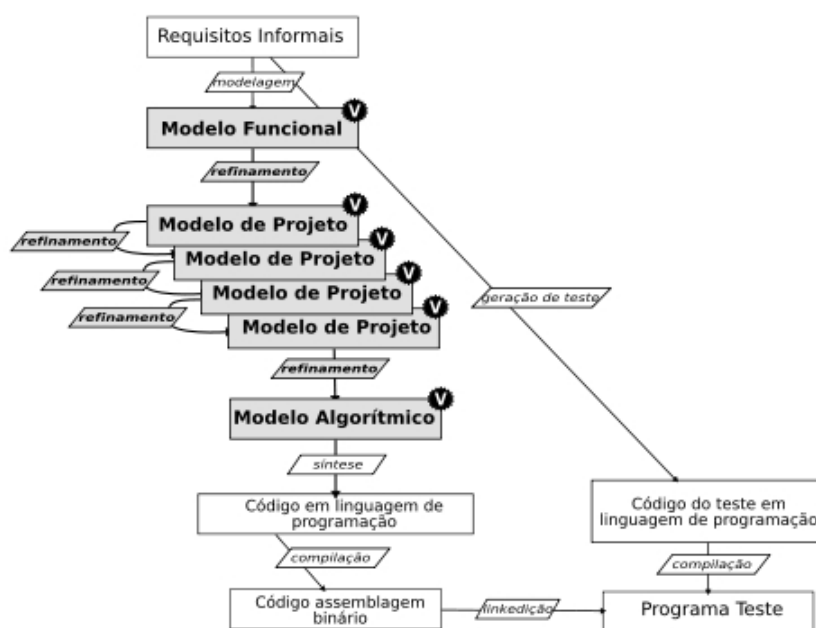


Figura 3.1: Etapas de desenvolvimento de sistema através do método B

Assim o desenvolvimento de sistemas utilizando o método B é feito como demonstra a figura 3.1. Nela os requisitos do sistema são especificados iniciando em um nível abstrato e após sucessivos refinamentos um nível concreto e algorítmico do sistema é alcançado. Em seguida é feita a síntese da especificação para o código de linguagem de programação, sendo possível apartir da especificação funcional inicial gerar teste para o sistema desenvolvido.

Atualmente o desenvolvimento de sistemas utilizando o método B pode ser apoiado por diversas ferramentas que vão desde a análise estática da especificação até a geração de código de linguagem de programação. Devido a isso, o método B utrapassou a barreira acadêmica e passou a ser bastante difundido na indústria de sistemas críticos, principalmente na industrias ferroviárias e automobilística, sendo utilizado em sistemas que atuam no metro de Paris e em subsistemas dos automóveis da Peugeot. Nas próximas seções serão demonstrada as principais etapas de desenvolvimento de um sistema utilizando o método B.

3.2 Máquina Abstrata

A base do método B está na notação de máquina abstrada (em inglês: *Abstract Machine Notation* - AMN) a qual disponibiliza um framework comum para a especificação e construção de sistemas, permitindo também a verificação estática do mesmo. Mais especificamente, a AMN trata-se de uma linguagem de especificação de sistemas formada por módulos básicos de construção chamados de Máquina Abstrata ou simplesmente Máquina.

Cada Máquina Abstrata é composta por diferentes seções, sendo que cada seção é responsável por definir um aspecto da especificação do sistema como: parâmetros, tipos, constantes, variáveis de estado, estados iniciais e transições do sistema. Como, por exemplo, a figura 3.2 contém uma Máquina Abstrata, chamada *Kernel*, a qual especifica um sistema que permite incluir e excluir tarefas até o limite de 10 tarefas e possui as seguintes seções:

MACHINE Nessa seção inicia-se o código da máquina abstrata. Ela identifica a natureza e o nome do módulo, seguido opcionalmente por um ou mais parâmetros separados por vírgula e limitados por parênteses

SETS introduz um novo tipo de entidade, no exemplo é *TASK*. Nesse momento, nenhum detalhe é fornecido quanto à maneira como essa entidade será implementada.

VARIABLES informa o nome das diferentes variáveis que compõem o estado. No exemplo, apenas há uma variável de estado: *tasks*.

INVARIANT especifica o tipo das variáveis de estado assim também como os estados válidos do sistema. Aqui, *tasks* é um conjunto de até 10 elementos do tipo *TASK*. A caracterização lógica do conjunto dos estados válidos é uma das atividades mais importantes da especificação.

INITIALISATION identifica quais são os possíveis estados iniciais do sistema. No caso, *tasks* é o conjunto vazio.

OPERATIONS determina os diferentes tipos de eventos que o sistema pode sofrer. No nosso exemplo, temos operações para adicionar e eliminar um elemento de *tasks*. Uma operação pode ter parâmetros, resultados e pode alterar o valor de variáveis de estado. Um ponto importante encontrado nas operações são as pré-condições, a quais são condições que devem ser satisfeitas para que a operação seja realizada

MACHINE	OPERATIONS	...
<i>Kernel</i>		<i>task_delete(task) =</i>
SETS	<i>task_add(task) =</i>	PRE
<i>TASK</i>	PRE	<i>task ∈ tasks</i>
VARIABLES	<i>task ∈ TASK ∧</i>	THEN
<i>tasks</i>	<i>task ∉ tasks ∧</i>	<i>tasks := tasks − {task}</i>
INVARIANT	card(tasks) < 10	END
<i>tasks ∈ ℙ(TASK) ∧</i>	THEN	END
card(tasks) ≤ 10	<i>tasks := tasks ∪ {task}</i>	
INITIALISATION	END;	
<i>tasks := ∅</i>		

Figura 3.2: Máquina abstrata de tarefas

Com isso a especificação de sistemas utilizando o método B pode ser dividido em duas partes principais, a especificação do estado da máquina e a especificação das operações da máquina. Essas duas partes serão discutidas a seguir.

3.2.1 Especificação do estado da máquina

O estado de uma máquina abstrata pode ser definido em termos de suas variáveis e do seu invariante. Assim o estado de uma máquina é formado pelas as variáveis da máquina junto com suas definições e limitações. É no estado que é definido os estados válidos do sistema.

No estado da máquina são especificados, por meio de cálculo de predicados, da teoria do conjunto e relações, as propriedades estáticas que o sistema deve obedecer. Assim no exemplo da figura 3.2 o estado foi especificado como sendo a variável *tasks* e seu predicados $tasks ∈ ℙ(TASK)$ e $card(tasks) ≤ 10$

3.2.2 Especificação das operações da máquina

Nas operações da máquina é especificado o comportamento dinâmico do sistema. É através das operações que o estado da máquina é alterado, respeitando sempre as restrições do estado da máquina, ou seja, as condições declaradas no invariante da máquina deve ser sempre satisfeita no final da operação.

O cabeçalho de uma operação é composto por um nome, uma lista de parâmetro de entrada e uma lista de parâmetro de saída ¹, sendo que os parâmetro de entrada e os parâmetros são argumentos opcionais. Assim o exemplo mais completo de uma operação pode ser visto na

¹ A notação de máquina abstrata permite que uma operação retorne mais de um parâmetro

figura 3.3, a qual o nome da operação é *query_task*, o parâmetro de entrada é *task* e o parâmetro de saída é *belong*.

A operação propriamente dita é formada por pré-condição e corpo da operação. Na pré-condição, são colocadas as informações sobre todos os parâmetros de entrada da operação e as condições que devem ser satisfeitas para que a operações seja executada. Com isso, a pré condição funciona como uma premissa que deve ser satisfeita para que a operação funcione corretamente.

Por exemplo, na figura 3.2 para que a operação (*add_task*) funcione corretamente e não leve a máquina para um estado inválido as pré-condições $task \in TASK$, $task \notin tasks$ e $card(tasks) < 10$ devem ser obedecidas.

```

ans ← query_task(task) =
PRE   task ∈ TASK
THEN
    IF   task ∈ TASK
    THEN  ans := yes
    ELSE  ans := no
END

```

Figura 3.3: Operação que consulta se uma tarefa pertence a máquina *Kernel*

No corpo da operação é especificado o seu comportamento. Nele os parametros de saída são obrigatoriamente valorados e os estados da máquina são alterado ou consultados. Assim, para realizar essas atualizações de modo formal a notação de máquina abstrata possui um conjunto de atribuições abstratas, denominadas substituições, que possuem regras de como tal atribuições é realizada, o que permite uma análise estática da operações em realação a consistência da máquina. A seguir são demonstradas algumas das principais substituições da AMN.

Substituição Simples

A substituição simples é definida da seguinte forma:

$$x := E$$

Nela x trata-se a variável ou parâmetro de saída, para o qual será atribuído o valor da expressão E . Mais precisamente uma substituição é interpreta da seguinte maneira

$$[x := E]P$$

Assim tem-se que o predicado P deve ser mantido quando a variável x for substituída por E . Por exemplo na operação add_{task} a substituição $tasks := tasks \cup \{task\}$ pode ser vista como $[tasks := tasks \cup \{task\}] \mathbf{card}(tasks) < 10$, Na qual $\mathbf{card}(tasks) < 10$ é o predicado, no caso o invariante da máquina, que deve ser obedecido quando a substituição for realizada, ficando ao final $tasks \cup \{task\} < 10$

Substituição Múltipla

A substituição múltipla trata-se de uma generalização da substituição simples. Ela permite que várias variáveis seja atribuídas simultaneamente. Assim uma substituição múltipla utilizando duas variáveis tem a seguinte forma:

$$x, y := E, F$$

Onde para as variáveis x e y são atribuídos os valores das expressões E e F , respectivamente. Assim da mesma forma que a substituição simples, a múltipla substituição é definida da seguinte maneira:

$$[x := E, y := F]P$$

Na qual P é o predicado que deve ser verdadeiro quando suas variáveis x e y forem substituídas por E e F , respectivamente. Por exemplo, uma máquina que possui o predicado $x < y$ e possui a seguinte substituição $x, y := x + 10, y + 5$ é reduzida a seguinte forma $[x, y := x + 10, y + 5]x < y$, o que resulta em $x + 10 < y + 5$

Substituição Condicional

As substituições simples e múltiplas permitem somente uma opção de especificação onde uma atribuição é sempre feita de maneira uniforme sem opções e sem levar consideração os estados iniciais na operação. Entretanto, as linguagens de programação convencionais disponibilizam um tipo condicional de atribuição na qual é permitido caminhos diferentes de acordo com expressões lógicas que utilizam os valores iniciais das variáveis do sistema. Esse tipo de atribuição é feita através da formação **IF THEN ELSE**.

Assim como nas linguagens de programação, a notação de máquina abstrata também permite a construção de atribuições condicionais, as quais são feitas através da substituição condicional. Com isso, uma substituição condicional funciona da mesma forma que as linguagens de programação, na qual uma expressão lógica é avaliada para saber qual caminho a estrutura deve seguir, e qual atribuição deve ser realizada. A forma como é especificada uma substituição

condicional na ANM pode ser visto a seguir:

IF E THEN S ELSE T

NA especificação acima S e T são substituições tem suas execuções condicionadas pela expressão lógica é E , na qual pode conter variáveis da máquina como também os parâmetros de entrada da operação. Com isso, caso E seja afirmativo a substituição S é realizada e caso ele seja negativo a substituição T é executada. Assim a substituição condicional pode ser interpretada da seguinte forma:

$$[\mathbf{IF} \ E \ \mathbf{THEN} \ S \ \mathbf{ELSE} \ T]P = (E \implies [S]P) \wedge (\neg E \implies [T]P)$$

.

Um exemplo simples da utilização dessa substituição pode ser visto na figura 3.3. Nela a expressão $task \in TASK$ é primeiramente analisada para decidir qual substituição simples deve ser executada. Caso a o resultado da expressão seja afirmativo $ans := yes$ é executado e caso a expressão seja negativa $ans := no$ é executado.

Substituição não determinística ANY

Até agora foram vista apenas substituições determinísticas, ou seja elas possuem um comportamento previsível que leva a apenas um resultado final é possível. Entretanto, as máquinas abstratas de B servem para fazer especificação abstrata de sistemas e componentes e as vezes em certo nível de abstração o comportamento das operações do sistema podem não ser tão previsíveis como as substituições determinísticas exigem. Para resolver esse problema foram criadas as substituições não determinísticas

As substituições não determinísticas tratam-se de substituições que introduzem escolhas aleatórias no corpo das operações, levando a mesma não mais para um estado final previsível e sim para um conjunto de estados finais possíveis. Assim para uma determinada escolha a especificação apenas define em qual conjunto deve ser feita a escolha e não diz nenhuma informação de como tal escolha deve ser feita.

Um exemplo de substituição não determinística da AMN é a substituição **ANY**. Essa substituição possui o seguinte formato:

ANY x WHERE Q THEN T END

Através da especificação assim percebe-se que a substituição **ANY** é formada por três elementos:

x trata-se de uma lista de variável que será utilizada no corpo da substituição e para as quais serão escolhidos valores abstratos delimitados pelo o predicado Q .

Q são predicados que delimitam o conjunto de opções para as variáveis x . Nessa parte as variáveis x devem obrigatoriamente serem tipificadas.

T é denominado corpo da substituição. Nele são colocados atribuições que utilizam-se das variáveis x para atualizar estados ou atribuir valores para os parâmetros de saída de uma operação

Um exemplo da substituição **ANY** pode ser visto na figura 3.4 naqual uma tarefa aleatória a adicionada na máquina *Kernel*. Nela primeiramente a variável *task* é criada para qual será atribuido um valor aleatório. Em seguida, tipo e uma restrição sobre *task* é definida. Por ultimo a variável *task* é adicionada ao conjunto *tasks*. Assim um comportamento não deterministico é atribuido a operação pois para cada execução da operação a variável *task* pode assumir um valor aleatório.

```

random_create =
PRE
  card(tasks) < 9
THEN
  ANY
    task
  WHERE
    task ∈ TASK ∧
    task ∉ tasks
  THEN
    tasks := (tasks) ∪ task
  END
END

```

Figura 3.4: Operação que cria uma tarefa aleatória na máquina *Kernel*

Uma definição para a substituição **ANY** seria:

$$\forall x. (Q \Rightarrow [T]P)$$

Indicando que para todo valor que for escolhido para o conjunto de variável x as substituições T devem garantir o predicado P .

3.3 Obrigação de Prova

Após a criação de uma máquina abstrata utilizando o método B essa deve ser avaliada estaticamente para saber se a mesma é coerente e passível de implementação. Para realizar tal análise o método B dispõe de um conjunto de obrigações de prova que são asserções criadas a partir da especificação de uma máquina abstrata e que devem ser provadas a fim de garantir a correção da especificação.

Resultando da análise estática de uma máquina abstrata através das obrigações de prova avalia-se se essa possui estados válidos, ou seja, se pelo menos uma combinação de estados válidos é alcançada pela máquina e, caso afirmativo, se esses são mantidos pelos invariantes. Com isso as principais obrigações de prova geradas em uma máquina abstrata são: Consistência do Invariante, Obrigação de Prova da Inicialização e Obrigação de Prova das Operações. A seguir é detalhado o que significa cada uma dessas obrigações de prova e como elas são realizadas.

3.3.1 Consistência do Invariante

Nessa obrigação de prova é analisado se o invariante da máquina possui pelo menos uma combinação na qual todos os estados são válidos. Assim essa obrigação de prova é definida da seguinte maneira :

$$\exists v. I$$

Onde v indica o vetor de todas as variáveis da máquina e I representa o Invariante da máquina. Com isso, a definição acima pode ser entendida como: Deve existir pelo menos um valor para o vetor de variáveis v que satisfaça o invariante

Um exemplo da aplicação dessa obrigação de prova na máquina da figura 3.2 seria:

$$\exists tasks. (tasks \in TASK \cap \mathbf{card}(tasks) \leq 10)$$

O que pode ser provado como verdadeiro para $tasks = \emptyset$

3.3.2 Obrigação de prova da inicialização

Outra obrigação de prova necessária para uma máquina abstrata é saber se seu estado inicial satisfaz o invariante. Em outras palavras significa verificar se o estado inicial da máquina é um

estado válido. Assim essa obrigação de prova é definida da seguinte maneira :

$$[T][I]$$

Nela $[T]$ indica as substituições realizadas na inicialização da máquina e $[I]$ indica os predicados definidos no invariante. Assim a obrigação de prova da inicialização da máquina da figura 3.2 pode ser definido como sendo:

$$[task := \emptyset](tasks \in TASK \cap \mathbf{card}(tasks) \leq 10) \Rightarrow \emptyset \in TASK \cap \mathbf{card}(\emptyset) \leq 10$$

O que pode ser facilmente visto como uma verdade.

3.3.3 Obrigação de prova das Operações

Na obrigação de prova das operações deve ser analisado se, quando satisfeita a sua pré-condição, a execução da operação levará a máquina a um estado válido. Assim a definição dessa obrigação de prova pode ser vista da seguinte maneira:

$$I \wedge P \Rightarrow [S]I$$

Na definição acima I representa o invariante da máquina, P representa a pré-condição da operação analisada e S indica as substituições realizadas no corpo da operação. Assim, uma explicação mais precisa desta definição será que quando a máquina estiver em um estado válido e a pré-condição da operação for satisfeita, a execução da operação deve manter a máquina em um estado válido. Nota-se assim que essa obrigação de prova não torna-se necessário ser avaliada para as operações que não alteram o estado da máquina, chamadas operações de consulta como a da figura 3.3, onde apenas o valor do parâmetro de retorno é alterado.

Um exemplo de uma obrigação de prova da operação add_{task} da máquina da figura 2.2 pode ser visto a seguir:

$$(tasks \in TASK \wedge \mathbf{card}(tasks) \leq 10) \wedge (task \in TASK \wedge task \notin tasks) \Rightarrow \\ ([tasks := task \cap tasks]((tasks \in TASK \cap \mathbf{card}(tasks) \leq 10))))$$

3.4 Refinamento

A linguagem abstrata demonstrada até agora é usada para criar uma modelagem funcional de sistemas e componentes. Nela o principal objetivo é descrever o comportamento do sistema sem se preocupar com detalhes de como as informações serão manipuladas pelo computador. Entretanto, para realizar uma modelagem mais concreta e passível de implementação é necessário que notações matemáticas abstratas utilizadas na modelagem abstrata do sistema como conjuntos e não determinismo sejam descritas de forma mais concreta. Assim um sistema pode ser desenvolvido gradativamente, nos quais os estágios intermediários entre a modelagem abstrata e a implementação, são combinações de especificações da construção e detalhes de implementação denominado refinamento.

Refinamentos são decisos de projeto nas quais estruturas abstratas são detalhadas em um nível mais concreto. Com isso, um refinamento deve obrigatoriamente está ligado ao nível mais abstrato realizando as mesmo funcionalidades que este, só que um nível menos abstrato. Para garantir que essa ligação seja realizada de forma correte existem mecanismo de análise estática denominados obrigações de prova do refinamento

A construção de um refinamento é muito parecida com a construção de uma máquina abstrata. Ele, assim como a máquina abstrata, é dividido em seções onde são especificadas as informações do sistema, possuindo basicamente as mesma seção de uma máquina abstrata. A diferença está na seção **REFINEMENT** onde é coloca o nome do refinamento e na seção **REFINES** informa qual a máquina ou refinamento, será refinado. Além disso assim como a construção de uma máquina abstrata pode ser dividida em especificação do estado e especificação das operações, a construção um refinamento pode ser dividido refinamento dos estados e refinamentos das operações

3.4.1 Refinamento do Estado

No refinamento de dados, como é reconhecido o refinamento de estado, tem objetivo de especificar o estado da máquina de uma maneira mais concreta. Assim as estruturas utilizadas na modelagem abstratas são especificadas de uma forma mais próxima utilizada pelo computador. Para isso na especificação do refinamento seus estados são criados de forma concreta e necessariamente esses devem possuir uma ligação com os estados da máquina abstrata chamada de *relação de refinamento*

Por exemplo, a máquina *mathitKernel* da figura 3.2 possui o estado *task* que um conjunto de elementos do tipo *TASK*. Um possível refinamento desse estado é demonstrado pelo re-

finamento *KernelR* demonstrado na figura 3.5. Nele um estado *task* é refinado pelo variável *taskR* que representa uma sequência de tarefas, estrutura mais concreta do que um conjunto, sendo que a relação entre os dois estados, *relação de refinamento* é especificada na preposição $\mathbf{ran}(tasks_r) = tasks$.

REFINEMENT	INVARIANT	OPERATIONS
<i>Kernel_r</i>	$tasks_r \in \mathbf{seq}(TASK) \wedge$	$task_add(task) =$
REFINES	$\mathbf{ran}(tasks_r) = tasks$	BEGIN
<i>Kernel</i>	INITIALISATION	$tasks_r :=$
VARIABLES	$tasks_r := []$	$task \rightarrow tasks_r$
<i>tasks_r</i>		END
		END

Figura 3.5: Refinamento da maquina abstrata de *Kernel*

3.4.2 Refinamento das Operações

Após feito o refinamento do estado da máquina é necessário agora especificar o refinamento das suas operações. O refinamento das operações de uma máquina deve garantir que está possua os mesmo comportamentos que suas operações abstratas, podem até fazer menos ações que a abstrata, sendo propriado apenas as ações adicionais.

As operações de um refinamento devem possuir a mesma assinaturas das operações da máquina abstrata relacionada à ele, com os mesmo nomes e parâmetros de entrada e saída. Entretanto, nas operações de um refinamento não é necessário a declaração da pré condição **PRE**, uma vez que essa foi definida em um nível mais abstrato e são suficientes para garantir que o tipo do parâmetro de entrada permaneça o mesmo e que o invariante da máquina seja mantindo quando a operação for executada.

Um exemplo do refinamento de uma operação pode ser visto na figura 3.5, na operação *add_task*. Nela percebe-se a ausência da pré condição e que assinatura da operação permanece a mesma. A parte alterada foi apenas o corpo da operação que agora foi adaptada para trabalhar com o estado *taskR*.

Um exemplo do refinamento da máquina *Kernel* (figura 3.2) pode ser visto na figura 3.5. Nela o conjunto de tarefas da máquina *Kernel* denominando *task* é refinado como sendo uma sequência de tarefas denominada *taskR*, o que é uma estrutura mais próxima da implementação do que um conjunto. Assim as operações que utilizam-se dessa estrutura também devem ser alteradas com o objetivo de mandar a compatibilidade da operações com a nova representação do estado da máquina.

3.4.3 Obrigação de Prova do refinamento

A análise estática para saber se um refinamento é consistente com o nível abstrato acima dele é feita através de geração de obrigações de prova e pode ser dividida em duas partes, obrigação de prova da inicialização e obrigação de prova das operações. Entretanto, a obrigação de prova das operações possui dois tratamentos possíveis, as obrigações de prova para as operações sem parâmetro de retorno e a obrigação de prova para as operações com parâmetro de retorno. A seguir é demonstrada como é realizada cada uma dessas obrigações de prova.

Obrigação de Prova da Inicialização

Em um refinamento, a ligação entre os estados da máquina abstrata e o refinamento é feito através do *relação de refinamento* a qual será denominada de J . Assim necessariamente a inicialização da máquina abstrata deve possuir algum estado que satisfaça essa ligação, ou melhor dizendo, essa J deve possuir algum estado especificado pela inicialização de máquina abstrata, denominada T . Isso gera a seguinte asserção:

$$\neg[T] \neg J$$

O que define que T deve possuir algum estado válido em J , ou que, J possui algum estado que satisfaça a inicialização T .

Além disso é necessário também que a inicialização do refinamento denominado de TI esta liga a esse conjunto de estados válidos definidos por J e T . Essa ligação ocorre da seguinte forma, todo estado gerado na inicialização de TI deve possuir um correspondente válido de T . Isso gera a seguinte definição

$$[TI] \neg [T] \neg J$$

Assim a obrigação de prova entre as máquina *Kernel* e a máquina *KernelR* fica como demonstra a asserção abaixo:

$$[tasks_r := []] \neg [tasks := \emptyset] \neg (\mathbf{ran}(tasks_r) = tasks)$$

Obrigação de prova da operação sem parâmetro de retorno

Geralmente uma operação é definida como **PRE P THEN S END** sendo o seu refinamento **PRE P THEN SI END**, onde na maioria da vezes P é abstraído. Com isso, do mesmo modo que na inicialização tem-se que os estado gerados em SI devem estar relacionado com alguma execução S , gerando:

$$SI \neg S \neg J$$

Entretando, diferente da inicialização a execução de uma operação deve levar em consideração o estado da máquina anterior à sua realização. Com isso o estado da máquina abstrata junto com o seu refinamento devem ser um estado válido. Uma relevante ligação entre esse estados o invariante I e a sua relação de refinamento J . Além disso, para a correta execução da operação a pré condição da mesma deve ser estabelecido. Assim, unido que uma operação só pode ser executada corretamente quando à uma ligação válida entre os estado da máquina e a sua pré condição for estabelicida, a obrigação de prova de uma operação é feita da seguinte forma:

$$I \wedge J \wedge P \Rightarrow SI \neg S \neg J$$

Por exemplo, a obrigação de prova do refinamento da operação add_{task} da máquina Kernel pode é estabelicida como de acordo com a preprosição abaixo:

$$\begin{aligned} & (tasks \in \mathbb{P}(TASK) \wedge \mathbf{card}(tasks) \leq 10) \wedge \\ & tasks_r = tasks \wedge \\ & task \in TASK \wedge \\ & task \notin tasks \wedge \\ & \mathbf{card}(tasks) < 10 \Rightarrow [tasks := tasks \cup \{task\}] \\ & \neg [tasks_r := task \rightarrow tasks_r] \\ & \neg (tasks_r = tasks) \end{aligned}$$

Obrigação de prova da operação com parâmetro de saída

As operações com parâmetros de saída necessitam de uma atenção especial devido a obrigação de que cada saída possível para o refinamento deve está ligada a uma saída da especificação

abstrata. Assim denominando out' como sendo os parâmetros de saída do refinamento e out os parâmetros de saída da especificação diz-se que cada valor de out' deve possuir um correspondente em out . Em outra palavra, cada execução de SI deve encontrar uma S , naqual out' produzido por SI seja igual ao out produzido por S .

Além da ligação entre o parâmetros de saída, a obrigação de uma operação com retorno também deve obedecer todas as restrições impostas para as obrigações de prova das operações sem parâmetro de saída, ficando da seguinte maneira:

$$I \wedge J \wedge P \Rightarrow SI[out'/out] \neg S \neg J$$

Nela $[out'/out]$ significa que na atribuições de SI os valores de out devem ser substituidos por out' e manter verdadeira a preposição, garantindo que cada produção de out de SI tenha uma correspondente no conjunto out .

4 Revisão Literária

- Enumerar Projetos
- Desafio de software verificado

5 *Proposta*

- Como será feita a modelagem do FreeRTOS
- Falar do estudo do FreeRTOS e identificação dos seus principais conceitos e funcionalidades
- O desenvolvimento progressivo acrescentando novas funcionalidades a cada refinamento
- Ligar a abordagem do compilador verificável ao FreeRTOS
- Dizer como será ou deve feita a união do FreeRTOS para o compilador verificável

6 Atividades e Etapas

Referências Bibliográficas