Extensão dos mecanismos de gerência de tarefas do sistema operacional TinyOS

Bolsista: Pedro Rosanes Orientador: Silvana Rossetto

Departamento de Ciência da Computação

11 de abril de 2011

Sumário

Resumo

Resumo Redes de Sensores Sem Fio (RSSFs) são formadas por pequenos dispositivos de sensoreamento, com espaço de memória e capacidade de processamento limitados, fonte de energia esgotável e comunicação sem fio. O sistema operacional mais usado na programação desses dispositivos é o TinyOS, um sistema leve, projetado especialmente para consumir pouca energia, um dos requisitos mais importante para RSSFs. O modelo de programação adotado pelo TinyOS prioriza o atendimento de interrupções. Em função disso, as operações são normalmente divididas em duas fases: uma para envio do comando, e outra para o tratamento da resposta (evento sinalizado via interrupção). Esse modelo de programação, baseado em eventos, quebra o fluxo de execução normal, dificultando a tarefa dos desenvolvedores de aplicações. Para que os tratadores de eventos (interrupções) sejam curtos, tarefas maiores são postergadas para execução futura e, para evitar concorrência entre elas, as tarefas são executadas em sequência, uma após a outra (i.e., uma tarefa só é iniciada após a tarefa anterior ser concluída). O objetivo deste trabalho é propor e implementar políticas alternativas de escalonamento de tarefas para o TinyOS visando a construção de abstrações de programação de nível mais alto que facilitem o desenvolvimento de aplicações nessa área.

1 Introdução

Redes de Sensores Sem Fio (RSSFs) caracterizam-se pela formação de aglomerados de pequenos dispositivos que, atuando em conjunto, permitem monitorar ambientes físicos ou processos de produção com elevado grau de precisão. O desenvolvimento de aplicações que permitam explorar o uso dessas redes requer o estudo e a experimentação de protocolos, algoritmos e modelos de programação que se adequem às suas características e exigências particulares, entre elas, uso de recursos limitados, adaptação dinâmica das aplicações, e a necessidade de integração com outras redes, como a Internet.

Sistemas projetados para os dispositivos que formam as redes de sensores devem lidar apropriadamente com as restrições e características particulares desses ambientes. A arquitetura adotada pelo TinyOS [1] — um dos sistemas operacionais mais usados na pesquisa nessa área — prioriza fortemente o tratamento dessas restrições em detrimento da simplicidade oferecida para o desenvolvimento de aplicações. A linguagem de programação usada é o nesC [2], uma extensão de C que provê um modelo de programação baseado em componentes e orietado a eventos. Para lidar com as diversas operações de entrada e saída, o TinyOS utiliza um modelo de execução em duas fases, evitando bloqueios e, consequentemente, armazenamento de estados. A primeira fase da operação é um comando que pede ao hardware a execução de um serviço (ex.: sensoreamento). Este comando retorna imediatamente dando continuidade à execução. Quando o serviço é terminado, o hardware envia uma interrupção, sinalizada como um evento pelo TinyOS. Então, o tratador do evento recebe as informações (ex.: valor sensoreado) e trata/processa essas informações conforme programado. O problema gerado por essa abordagem é a falta da visão de um fluxo contínuo de execução na perspectiva do programador.

O modelo de concorrência divide o código em dois tipos: assíncrono e síncrono. Um código assíncrono pode ser alcançável a partir de pelo menos um tratador de interrupção. Em função disso, a execução desses trechos do programa pode ser interrompida a qualquer momento e é necessário tratar possíveis condições de corrida. Um código síncrono é alcançável somente a partir de tarefas (*tasks*) que são procedimentos adiados (postergados). Tarefas executam até terminar (não existe concorrência entre elas), por isso as condições de corrida, neste contexto, são evitadas. As tarefas são todas escalonadas por um componente do TinyOS que usa uma política padrão de escalonamento do tipo *First-in First-out* [3].

Com o objetivo de oferecer maior flexibilidade aos desenvolvedores de aplicações, a versão mais atual do TinyOS (versão 2.1.x) trouxe novas facilidades. Uma delas é a possibilidade de substituir o componente de escalonamento de tarefas para implementar diferentes políticas de escalonamento [4]. A outra é a possibilidade de usar o modelo de programação multithreading, mais conhecido pelos desenvolvedores de aplicações e que pode ser usado como alternativa para lidar com as dificuldades da programação orientada a eventos.

Neste trabalho avaliamos essas novas facilidades do TinyOS e propomos extensões que visam oferecer facilidade adicionais para os desenvolvedores de aplicações. Inicialmente propusemos novos escalonadores de tarefas, implementando diferentes políticas de escalonamento por prioridade e avaliamos o modelo de multithreading oferecido, comparando diferentes formas de implementação de uma aplicação básica e o custo da gerência de threads. Em seguida, tomando como base o modelo multithreading oferecido, projetamos um mecanismo de gerência cooperativa de tarefas para o TinyOS, visando uma solução alternativa entre o modelo de escalonamento de tarefas que executam até terminar e evitam condições de corrida, e o modelo de execução alternada entre as tarefas que permite maior flexibilidade durante a execução, mas com custo de gerência alto.

O modelo de gerência cooperativa de tarefas é uma solução viável para as redes de sensores sem fios devido simplicidade do hardware. Como os processadores têm somente um núcleo, e não possuem tecnologia hyperthreading, não é possível existir duas unidades de execução rodando em paralelo. Portanto uma gerência cooperativa de tarefas seria uma solução menos custosa, por eliminar a necessidade de mecânismos de sincronização, e diminuir o número de trocas de contexto.

2 Conceitos Básicos

2.1 Rede de Sensores Sem Fio, TinyOS e nesC

Uma rede de sensores sem fio (RSSF) é um conjunto de dispositivos formando uma rede de comunicação *ad-hoc*. Cada sensor tem a capacidade de monitorar diversas propriedades físicas, como intensidade luminosa, temperatura, aceleração, entre outras. Através de troca de mensagens, esses dispositivos podem unir todas essas informações para detectar um evento importante no local, como um incêndio. Essa conclusão é então encaminhada para um nó com maior capacidade computacional, conhecido como estação base. Este nó pode decidir

uma ação a ser tomada, ou enviar a informação pela internet. Uma RSSF é usada para monitorar ambientes de difícil acesso, onde uma rede cabeada seria inviável ou custosa. Alguns exemplos reais do uso de RRSF são: monitoramento da ponte Golden Gate em São Francisco, e dos vulcões Reventador e Tungurahua no Equador [3]. Além da necessidade de serem sem fio, a outra principal característica dos sensores é o baixo consumo de energia. Para evitar manutenções da rede, em ambientes de difícil acesso.

Para aumentar o tempo de vida das baterias, o hardware destes dispositivos tende a ter recursos computacionais limitados. Ao invés de utilizar CPUs, são usados microcontroladores de 8 ou 16 bits, com frequências na ordem de 10 megahertz. Para armazenar o código da aplicação é utilizada uma pequena memória flash, da ordem de 100kB. E para as variáveis existe uma memória RAM, da ordem de 10kB. Os circuitos de rádio também têm uma capacidade reduzida de transferência, da ordem de kilobytes por segundos [3]. Aliado ao hardware, o software também deve ser voltado para o baixo consumo de energia e de memória.

O TinyOS é o sistema operacional mais usado para auxiliar os programadores a desenvolverem aplicativos de baixo consumo. Junto com a linguagem de programação nesC, é provido um modelo de programação baseado em componentes e orientado a eventos. Os componentes são pedaços de código reutilizáveis, onde são definidas claramente suas dependências e os serviços oferecidos, por meio de interfaces. É através da conexão (*wiring*) de diversos componentes que o sistema é montado.

Já o modelo de programação orientado a eventos permite que o TinyOS rode uma aplicação, com somente uma linha de execução, sem a necessidade de ações bloqueantes. Todas as operações de entrada e saída são realizadas em duas fases. Na primeira fase, o comando de E/S sinaliza para o hardware o que deve ser feito, e retorna imediatamente, dando continuidade a execução. A conclusão da operação é sinalizada através de um evento, que será tratado pela segunda fase da operação de E/S.

O modelo de programação baseada em compontenes está intimamente ligada à programação orientada a eventos: Um componente oferece a interface, implementando os comandos e as sinalizações dos evento relacionandos, enquanto outro componente utiliza a esta interface, utilizando os comandos e implementando os tratadores de evento.

Também é implementado o conceito de procedimento postergados, chamados de tarefas, ou *tasks*, no TinyOS. Qualquer componentes pode postar uma tarefa, que será atendida pelo escalonador, algum tempo depois, de forma síncrona. Elas são executadas de forma não preemptiva entre si, o que ajuda a evitar condições de corrida. Além de serem utilizadas para sairmos de um contexto assíncrono para um contexto síncrono. Por exemplo, um tratador de interrupção deve fazer somente o processamento mínimo, como transferência de dados entre o *buffer* e a memória. Após isto, deve postar uma tarefa para sinalizar o evento de conclusão da operação de E/S. Depois de um curto periodo de tempo, esta terefa será atendida, e sinalizará o evento de forma síncrona.

O TinyOS, assim como qualquer outro sistema operacional, também provê um conjunto de abstrações de hardware, como serviços de sensoreamento, comunicação e armazenamento.

A aplicação *Blink*, no anexo A, é utilizada para ilustrar estes conceitos básicos. Nesta

aplicação, são utilizados 3 temporizadores, que ligam/desligam os LEDs toda vez que são ativados. Dentre os conceitos explicados acima, temos:

- Definição das dependências através de interfaces — uses interface Timer<TMilli> as Timer0;
- Conexão entre componentes — components new TimerMilliC() as Timer0; BlinkC.Timer0 -> Timer0;
- Chamada a um comando — call Time0.startPeriodic(250);
- Tratador de evento — event void Timer0.fired()
- Definição de tarefas — task void tarefa()
- Postagem de tarefas — post tarefa();

2.2 Escalonamento de tarefas

As tarefas, por serem procedimentos adiados, necessitam de algoritmos de escalonamento. Estes algoritmos também não podem ser preemptivos, devido a natureza das tarefas do TinyOS. O algoritmo mais simples, e também o padrão do TinyOS, é o *First-Come, First-Served*, onde as tarefas são atendidas segundo a ordem de chegada. Tem um *overhead* mínimo, e não gera *starvation*. Pode ter um tempo de resposta alto, se houver uma grande quantidade de tarefas na fila.

Escalonamento utilizando *deadline* é muito usado em sistemas operacionais de tempo real. Neste algoritmo a próxima tarefa a ser executada é aquela com menor prazo (*deadline*). As diversas variações deste algoritmo utilizam parâmetros como:

- Tempo de entrada na fila de prontos.
- Prazo para começar a tarefa.
- Prazo para terminar a tarefa.
- Tempo de processamento.
- Recursos utilizados.
- Prioridade.
- Existência de preempção.

Porém, o principal parâmetro utilizado pelos algoritmos é a existência ou não de preempção. Caso não exista preempção, faz mais sentido utilizarmos, no escalonamento, o prazo para começar a tarefa. Caso exista preempção, o prazo para terminar a tarefa é utilizado [5]. Um *overhead* bem maior passa a existir, porém o tempo de resposta pode ser aproximadamente estipulado pela própria tarefa.

Em um escalonamento de prioridade fixa, cada tarefa indica, no momento de entrada para fila de prontos, sua importância em relação às outras tarefas. Nestes algoritmos podemos ter preempção por parcela de tempo, na entrada de outras tarefas, ou não ter preempção. No primeiro tipo, pode existir um *overhead* desnecessário quando o *time-slice* da tarefa atual

terminou, porém não existe nenhuma outra com prioridade maior. O segundo tipo resolve este problema: Se existe uma ordem de tarefas na fila, esta ordem só pode mudar caso uma nova tarefa entre. Quando não há preempção, a troca de tarefa só ocorre no final da que está executando. Neste escalonamento também há um *overhead* grande, devido a ordenação das tarefas na fila. Também é introduzido a possibilidade de *starvation* e um alto tempo de resposta para tarefas de baixa prioridade.

O escalonamento de multi-nível é um caso especial do de prioridade fixa. Cada tarefa determina seu nível de prioridade em tempo de compilação. Onde cada nível de prioridade tem uma fila, com política *First-in First-out*, e as filas mais importantes devem ser atendidas por completo para que outra sejam atendidas.

O escalonamento de prioridade dinâmica visa eliminar a possibilidade de *starvation*. Neste caso, a tarefa ainda indica sua importância no momento de entrada para fila de prontos. Porém, as tarefas que estão esperando para executar aumentam de prioridade toda vez que não são atendidas. Apesar disto aumentar significativamente o *overhead*, o *starvation* é eliminado.

2.3 Multithreading e corotinas

a

2.4 Sequência de inicialização do TinyOS

O principal componente do TinyOS, responsável por inicializar o sistema, é chamado *MainC*. Ele inicializa os componentes de hardware e software e o escalonador de tarefas.

Primeiro é configurado o sistema de memória e escolhido o modo de processamento. Com esses pré-requisitos básicos estabelecidos, o escalonador de tarefas é inicializado para permitir que as próximas etapas possam postar tarefas. O segundo passo é inicializar os demais componentes de hardware, permitindo a operabilidade da plataforma. Alguns exemplos são configuração de pinos de entrada e saída, calibração do clock e dos LEDs. Como esta etapa exige códigos específicos para cada tipo de plataforma, o MainC se liga ao componente *PlataformC* que implementa o tratamento requerido por cada tipo de plataforma.

O terceiro passo trata da inicialização dos componentes de software. Além de configurar os aplicativos básicos do sistema, como os *timer*s, nesta etapa são executados também os procedimentos de inicialização dos componentes da aplicação. Para isso, os componentes da aplicação que precisam ser inicializados devem ser amarrados/ligados ao componente *SoftwareInit*. Assim, durante a etapa de inicialização do sistema, os códigos de inicialização dos componentes da aplicação são automaticamente chamados.

Por último, quando todas as etapas foram concluídas, o MainC avisa a aplicação que a inicialização terminou, através do evento *Boot.booted()*. O TinyOS entra no seu laço principal, no qual o escalonador espera por tarefas e as executa. É importante notar que durante todo o processo as interrupções do sistema ficam desabilitadas [6].

2.5 Modelo de concorrência do TinyOS

O TinyOS define o conceito de *tasks* (tarefas) como mecanismo central para lidar com as questões de concorrência nas aplicações. Tarefas têm duas propriedades importantes. Elas não são preemptivas entre si, e são executadas de forma adiada. Isso significa que ao postar uma tarefa, o fluxo de execução continua, sem desvio, e ela só será processada mais tarde. Na definição básica do TinyOS, as tarefas não recebem parâmetros e não retornam resultados.

O TinyOS minimiza os problemas clássicos de concorrência garantindo que qualquer possível condição de corrida gerada a partir de tratadores de interrupção, seja detectada em tempo de compilação. Para que isso seja possível, o código em nesC é dividido em dois tipos:

Código Assíncrono Código alcançável a partir de pelo menos um tratador de interrupção.

Código Síncrono Código alcançável somente a partir de tarefas.

Eventos e comandos que podem ser sinalizados ou chamados a partir de um tratador de interrupção são códigos assíncronos. Eles podem interromper a execução de tratadores de eventos, comandos e *tasks*. Por isso devem ser marcados como *async* no código fonte. Condições de corrida podem ocorrer quando esses trechos de código acessam variáveis compartilhadas. Para contornar isso, deve-se usar o comando *atomic* ou *power locks*.

O comando *atomic* garante exclusão mútua desabilitando interrupções. Dois fatos importantes surgem com o seu uso, primeiro a ativação e desativação de interrupções consome ciclos de CPU. Segundo, longos trechos atômicos podem atrasar outras interrupções, portanto é preciso tomar cuidado ao chamar outros componentes a partir desses blocos.

Algumas vezes é preciso usar um determinado hardware por um longo tempo, sem compartilhá-lo. Como a necessidade de atomicidade não está no processador e sim no hardware, pode-se conceder sua exclusividade a somente um usuário (componente) através de *Power locks*. Para isso, primeiro é feito um pedido através de um comando, depois quando o recurso desejado estiver disponível, um evento é sinalizado. Assim não há espera ocupada (similar ao mecanismo de semáforos). Existe a possibilidade de requisição imediata. Nesse caso nenhum evento será sinalizado: se o recurso não estiver locado por outro usuário (componente), ele será imediatamente cedido, caso contrário, o comando retornará falso. [3, Cap.11].

2.6 Escalonador padrão de tarefas do TinyOS

O componente responsável por gerenciar e escalonar tarefas no TinyOS é o componente *TinySchedulerC*. O escalonador padrão adota uma política *First-in First-out* para agendar as tarefas. Ele também cuida de parte do gerenciamento de energia, colocando a CPU em um estado de baixo consumo quando não há nada para ser executado.

O escalonador padrão provê as interfaces *Scheduler* e *TaskBasic*. As tarefas se conectam ao escalonador através da interface *TaskBasic*. Ao compilar um programa em nesC, todas tarefas básicas viram uma interface desse tipo. Porém, para se diferenciarem é criado um parâmetro na interface [1].

[1] Para mais informações sobre interfaces parametrizadas ver o livro TinyOS Programming[3, s. 8.3 e 9].

Na versão 2.1.x do TinyOS é possível mudar a política de gerenciamento de tarefas substituindo o escalonador padrão. Qualquer novo escalonador tem de aceitar a interface de tarefa padrão, e garantir a execução de todas as tarefas (ausência de *starvation*) [4].

Para alterar o escalonador basta adicionar uma configuração com o nome *TinySchedulerC* no diretório da aplicação e amarrá-la ao componente responsável pela implementação da aplicação. Dentro desta configuração, amarra-se a interface *Scheduler* à implementação do escalonador [4], como mostra o exemplo abaixo:

```
configuration TinySchedulerC {
    provides interface Scheduler; }
implementation {
    components SchedulerDeadlineP;
    Scheduler = SchedulerDeadlineP; }
```

É preciso também criar a interface para o novo tipo de tarefa, com o comando *postTask* e o evento *runTask*. Por exemplo:

```
interface TaskDeadline<precision_tag> {
    async command error_t postTask(uint32_t deadline);
    event void runTask(); }
```

Por último, deve-se amarrar a interface da tarefa com a interface do escalonador. Por exemplo:

```
configuration TinySchedulerC {
    provides interface Scheduler;
    provides interface TaskBasic[uint8_t id];
    provides interface TaskDeadline<TMilli>[uint8_t id];
}
implementation {
    components SchedulerDeadlineP;
    ...
    Scheduler = SchedulerDeadlineP;
    TaskBasic = Sched;
    TaskDeadline = Sched;
}
```

Para que o escalonador funcione corretamente no simulador TOSSIM é preciso adicionar funções que lidam com eventos no simulador. Essas funções foram retiradas do arquivo *opt/tinyos-2.1.1/tos/lib/tossim/SimSchedulerBasicP.nc*. Primeiro é preciso adicionar ao componente *Scheduler* o código abaixo:

```
  bool sim_scheduler_event_pending = FALSE;
  sim_event_t sim_scheduler_event;
  int sim_config_task_latency() {return 100;}
  void sim_scheduler_submit_event() {
    if (sim_scheduler_event_pending == FALSE) {
      sim_scheduler_event.time = sim_time() + sim_config_task_latency();
      sim_queue_insert(&sim_scheduler_event);
      sim_scheduler_event_pending = TRUE;
```

```
    }
  }
  void sim_scheduler_event_handle(sim_event_t* e) {
    sim_scheduler_event_pending = FALSE;
    if (call Scheduler.runNextTask()) {
      sim_scheduler_submit_event();
    }
  }
  void sim_scheduler_event_init(sim_event_t* e) {
    e->mote = sim_node();
    e->force = 0;
    e->data = NULL;
    e->handle = sim_scheduler_event_handle;
    e->cleanup = sim_queue_cleanup_none;
  }
```

Depois, no comando *Scheduler.init()* deve-se adicionar:

```
sim_scheduler_event_pending = FALSE;
sim_scheduler_event_init(&sim_scheduler_event);
```

E, por último, no comando *Scheduler.postTask()*, deve-se adicionar:

```
sim_scheduler_submit_event();
```

2.7 TinyOS Threads

2.7.1 Modelo de threads do TinyOS

TOSThreads permite programação com threads no TinyOS sem violar ou limitar o modelo de concorrência do sistema. O TinyOS executa em uma única thread — no de kernel — enquanto a aplicação executa em uma ou mais threads — nível de usuário. Em termos de escalonamento, o kernel tem prioridade máxima, ou seja, a aplicação só executa quando o núcleo do sistema está ocioso. Ele é responsável pelo escalonamento de tarefas e execução das chamadas de sistemas.

Três tipos de contextos de execução passam a existir: tarefas, interrupções e threads. Tarefas e interrupções podem interromper threads de aplicação, mas não o contrário. Threads tem preempção entre elas, de modo que é necessário o uso de primitivas de sincronização. As opções fornecidas são *mutex*, semáforos, barreiras, variáveis de condição, e contador bloqueante. Esta última foi desenvolvida especialmente para o TinyOS. Seu uso se dá de forma que a thread fica bloqueada até o contador atingir um número arbitrário, enquanto outras threads podem incrementar ou decrementar esta variável através de uma interface específica. O escalonador de threads utiliza uma política *Round-Robin* com um tempo de 5 milisegundos. É ele que oferece toda a interface para manipulação de threads, como pausar, criar e destruir.

As threads podem ser estáticas ou dinâmicas. A diferença está no momento de criação da pilha e do bloco de controle da thread. Nas threads estáticas a criação é feita em tempo de compilação, enquanto nas threads dinâmicas a criação é feita em tempo de execução. O bloco

de controle, também chamado de *Thread Control Block* (TCB), contém informações essenciais da thread, como seu identificador, seu estado de execução, o valor dos registradores (para troca de contexto), entre outras[7]. A troca de contexto é feita por códigos específicos para cada plataforma.

2.7.2 Implementação

A seguir descrevemos detalhes da implementação do *TOSThread*. Mostraremos a organização dos diretório e os códigos fonte mais importantes.

Organização dos diretórios: O diretório raiz do *TOSThread* é */opt/tinyos-2.1.1/tos/lib/tosthreads/*. Abaixo descrevo sua estrutura básica de diretórios e as respectivas descrições[2]:

chips: Código específico de chips.

interfaces: Interfaces do sistema.

lib: Extensões e subsistemas.

- **net:** Protocolos de rede (protocolos *multihop*).
- **printf:** Imprime pequenas mensagens através da porta serial (para depuração).
- **serial:** Comunicação serial.

platforms: Código específico de plataformas.

sensorboards: Drivers para placas de sensoreamento.

system: Componentes do sistema.

types: Tipos de dado do sistema (arquivos header).

Sequência de Boot: Na inicialização do *TinyOS* com threads, primeiro há um encapsulamento da thread principal. Depois o curso original é tomado. A função *main()* está implementada em *system/RealMainImplP.nc*. A partir dela, o escalonador de threads é chamado através de um signal.

```
module RealMainImplP {
    provides interface Boot as ThreadSchedulerBoot;}
implementation {
    int main() @C() @spontaneous() {
        atomic signal ThreadSchedulerBoot.booted();}
}
```

O escalonador de threads, implementado em *TinyThreadSchedulerP.nc*, encapsula a atual unidade de execução como a thread do kernel. A partir de então, o curso normal de inicialização é executado.

```
event void ThreadSchedulerBoot.booted() {
    num_runnable_threads = 0;
    //Pega as informacoes da thread principal, seu ID.
    tos_thread = call ThreadInfo.get[TOSTHREAD_TOS_THREAD_ID]();
```

[2]Todos os arquivos serão referenciados a partir do diretório raiz */opt/tinyos-2.1.1/tos/lib/tosthreads/*. i.e. *types/thread.h*

```
    tos_thread->id = TOSTHREAD_TOS_THREAD_ID;
    //Insere a thread principal na fila de threads prontas.
    call ThreadQueue.init(&ready_queue);

    current_thread = tos_thread;
    current_thread->state = TOSTHREAD_STATE_ACTIVE;
    current_thread->init_block = NULL;
    signal TinyOSBoot.booted();
}
```

Na fase final do *boot*, é feita a inicialização do hardware, do escalonador de tarefas, dos componentes específicos da plataforma, e de todos os componentes que se ligaram a *SoftwareInit*. É então sinalizado que o *boot* terminou, permitindo que o compontente do usuário execute. Por ultimo, o kernel passa o controle para o escalonador de tarefas.

```
void TinyOSBoot.booted() {
    atomic {
        //Inicializa hardware
        platform_bootstrap();
        call TaskScheduler.init();
        call PlatformInit.init();
        //Executa tarefas postas pela funcao a cima
        while (call TaskScheduler.runNextTask());
        call SoftwareInit.init();
        //Executa tarefas postas pela funcao a cima
        while (call TaskScheduler.runNextTask());
    }
    __nesc_enable_interrupt();
    //Sinaliza boot para o usuario
    signal Boot.booted();
    call TaskScheduler.taskLoop();
}
```

No escalonador de tarefas, quando não houver mais *tasks* para executar, o controle é passado para o escalonador de threads.

```
command void TaskScheduler.taskLoop() {
    for (;;) {
        uint8_t nextTask;

        atomic {
            while((nextTask = popTask()) == NO_TASK) {
                call ThreadScheduler.suspendCurrentThread();
            }
        }
        signal TaskBasic.runTask[nextTask]();
    }
}
```

***types/thread.h*:** Este arquivo contém os tipos de dados e constantes excenciais para threads. A seguir estão listados esses dados, e seus respectivos códigos. Estados que uma thread pode assumir, como ativo, inativo, pronto e suspenso.

```
enum {
    TOSTHREAD_STATE_INACTIVE = 0,  //This thread is inactive and cannot be run until started
    TOSTHREAD_STATE_ACTIVE = 1,  //This thread is currently running on the cpu
    TOSTHREAD_STATE_READY = 2,  //This thread is not currently running, but is not blocked and h
    TOSTHREAD_STATE_SUSPENDED = 3,  //This thread has been suspended by a system call (i.e. bloc
};
```

Constantes que controlam a quantidade máxima de threads, e o periodo de preempção. Estrutura da thread que contém dados como identificador, ponteiro para pilha, estado, ponteiro para função, registradores.

```
struct thread {
volatile struct thread* next_thread;
    //Pointer to next thread for use in queues when blocked
thread_id_t id;
    //id of this thread for use by the thread scheduler
init_block_t* init_block;
    //Pointer to an initialization block from which this thread was spawned
stack_ptr_t stack_ptr;
    //Pointer to this threads stack
volatile uint8_t state;
    //Current state the thread is in
volatile uint8_t mutex_count;
    //A reference count of the number of mutexes held by this thread
uint8_t joinedOnMe[(TOSTHREAD_MAX_NUM_THREADS - 1) / 8 + 1];
    //Bitmask of threads waiting for me to finish
void (*start_ptr)(void*);
    //Pointer to the start function of this thread
void* start_arg_ptr;
    //Pointer to the argument passed as a parameter to the start function of this thread
syscall_t* syscall;
    //Pointer to an instance of a system call
thread_regs_t regs;
    //Contents of the GPRs stored when doing a context switch
};
```

Estrutura para controle de chamadas de sistema. Contém seu identificador, qual thread está executando, ponteiro para função que a implementa.

```
struct syscall {
struct syscall* next_call;
    //Pointer to next system call for use in syscall queues when blocking on them
syscall_id_t id;
    //client id of this system call for the particular syscall_queue within which it is being h
thread_t* thread;
    //Pointer back to the thread with which this system call is associated
```

```
void (*syscall_ptr)(struct syscall*);
    //Pointer to the the function that actually performs the system call
void* params;
    //Pointer to a set of parameters passed to the system call once it is running in task contex
```

Também existe uma estrutura chamada *init_block* usada para threads dinâmicas.

***interfaces/Thread.nc*:** Contém os comandos de gerênciamento da thread e um evento para executá-la.

```
interface Thread {
    command error_t start(void* arg);
    command error_t stop();
    command error_t pause();
    command error_t resume();
    command error_t sleep(uint32_t milli);
    event void run(void* arg);
    command error_t join();
}
```

***interfaces/ThreadInfo.nc*:** Contém um comando *get()* para receber as informações da thread.

```
interface ThreadInfo {
    async command error_t reset();
    async command thread_t* get();
}
```

***interfaces/ThreadScheduler.nc*:** Contém os comandos para gerênciar todas as threads. Essas funções servem para pegar informações das threads, inicializá-las e trocar de contexto.

```
interface ThreadScheduler {
    async command uint8_t currentThreadId();
    async command thread_t* currentThreadInfo();
    async command thread_t* threadInfo(thread_id_t id);

    command error_t initThread(thread_id_t id);
    command error_t startThread(thread_id_t id);
    command error_t stopThread(thread_id_t id);

    async command error_t suspendCurrentThread();
    async command error_t interruptCurrentThread();

    async command error_t wakeupThread(thread_id_t id);
    async command error_t joinThread(thread_id_t id);
}
```

***system/ThreadInfoP.nc*:** Contém o vetor que representa a pilha, as informações da thread, como visto em 2.7.2 e a função que sinaliza a execução.

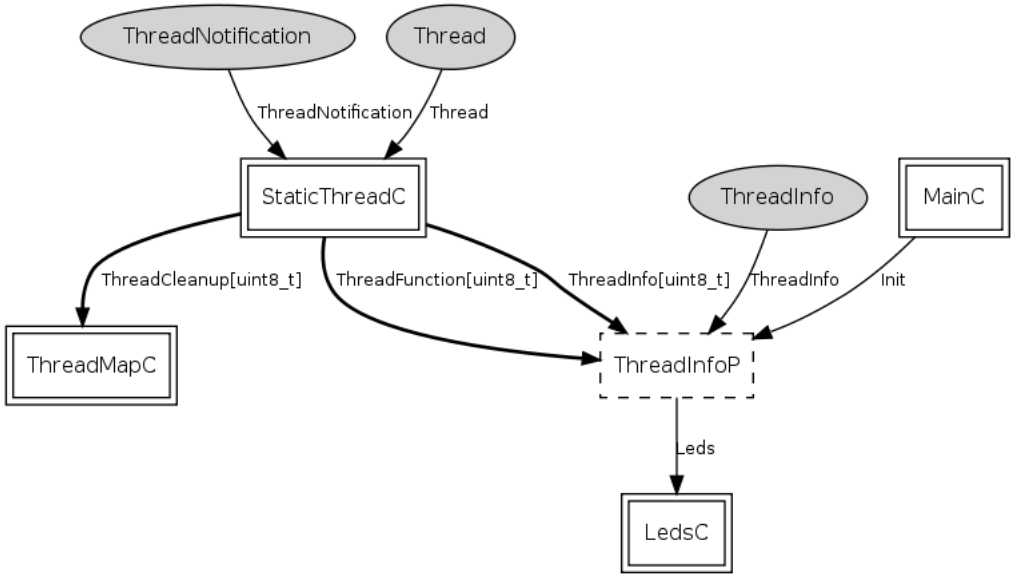
```
generic module ThreadInfoP(uint16_t stack_size, uint8_t thread_id) {
provides {
    interface Init; // Para Inicializar as informacoes
    interface ThreadInfo; // Para exportar as Informacoes da thread
    interface ThreadFunction; // Sinaliza para a thread executar
}}

implementation {
  uint8_t stack[stack_size];
  thread_t thread_info;

  void run_thread(void* arg) __attribute__((noinline)) {
    signal ThreadFunction.signalThreadRun(arg);
  }

  error_t init() {
    thread_info.next_thread = NULL;
    thread_info.id = thread_id;
    thread_info.init_block = NULL;
    thread_info.stack_ptr = (stack_ptr_t)(STACK_TOP(stack, sizeof(stack)));
    thread_info.state = TOSTHREAD_STATE_INACTIVE;
    thread_info.mutex_count = 0;
    thread_info.start_ptr = run_thread;
    thread_info.start_arg_ptr = NULL;
    thread_info.syscall = NULL;
    return SUCCESS;
  }

  ... Comandos de interface ...
}
```

***system/StaticThreadP.nc*:** Tem como principal objetivo servir de interface entre uma thread específica e o escalonador. Por exemplo, se StaticThreadC recebe um comando de pausa, este é repassado para o escalonador executar. Também termina de inicializar a thread e sinaliza o evento *Thread.run*.

```
module StaticThreadP.nc { ... }
implementation {

error_t init(uint8_t id, void* arg) {
    error_t r1, r2;
    thread_t* thread_info = call ThreadInfo.get[id]();
    thread_info->start_arg_ptr = arg;
    thread_info->mutex_count = 0;
    thread_info->next_thread = NULL;
```

```
    r1 = call ThreadInfo.reset[id]();
    r2 = call ThreadScheduler.initThread(id);
    return ecombine(r1, r2);
}

event void

event void ThreadFunction.signalThreadRun[uint8_t id](void *arg) {
    signal Thread.run[id](arg);
}

command error_t Thread.start[uint8_t id](void* arg) {
    atomic {
        if( init(id, arg) == SUCCESS ) {
            error_t e = call ThreadScheduler.startThread(id);
            if(e == SUCCESS)
                signal ThreadNotification.justCreated[id]();
            return e;
        }
    }
    return FAIL;

    ... Continuacao da implementacao da interface thread ...
    ... Todos os comandos sao simplesmente passados para o ...
    ... equivalente no ThreadScheduler ...
}
```

***system/ThreadC.nc*:** Esta configuração é a "interface" da thread com o usuário e com o escalonador. Primeiramente, é ela que prove a interface *interfaces/Thread.nc*, por tanto o programador deve codificar o tratador do evento *Thread.run* e amarrá-lo a este componente. Em segundo lugar, conecta entre si todos os componentes importantes para o gerenciamento. Os principais são *system/MainC* para inicialização da thread no *boot* do sistema, *system/ThreadInfoP.nc* como visto em 2.7.2, e *system/StaticThreadC.nc* como visto em 2.7.2. A figura abaixo permite uma melhor visualização. As elipses são interfaces, os retângulos são componentes e as setas indicam qual interface liga os dois componentes.



***chips/atm128/chip_thread.h*:** Antes de expor as funções do escalonador de threads, é importante expor algumas macros de baixo nível que realizam a troca de contexto. Para guardar o contexto de hardware da thread, criaram a estrutura *thread_regs_t*.

```
typedef struct thread_regs {
    uint8_t status;
    uint8_t r0;
    ...
    uint8_t r31;
} thread_regs_t;
```

Existem também algumas macros para salvar e restaurar estes registradores.

```
 #define SAVE_STATUS(t)                                          \
    __asm__("in %0,__SREG__ \n\t" : "=r" ((t)->regs.status) : );

//Save General Purpose Registers
#define SAVE_GPR(t)                                              \
    __asm__("mov %0,r0 \n\t" : "=r" ((t)->regs.r0) : );  \
    ...

//Save stack pointer
#define SAVE_STACK_PTR(t)                \
    __asm__("in %A0, __SP_L__\n\t"     \
    "in %B0, __SP_H__\n\t"             \
    :"=r"((t)->stack_ptr) : );

#define SAVE_TCB(t) \
   SAVE_GPR(t);       \
   SAVE_STATUS(t);    \
   SAVE_STACK_PTR(t)
```

```
//Definicao das macros de restauracao
...

#define SWITCH_CONTEXTS(from, to) \
    SAVE_TCB(from);                \
    RESTORE_TCB(to)
```

Por último, são definidas duas macros para preparação da thread.

```
 #define SWAP_STACK_PTR(OLD, NEW) \
    __asm__("in %A0, __SP_L__\n\t in %B0, __SP_H__":"=r"(OLD):);\
    __asm__("out __SP_H__,%B0\n\t out __SP_L__,%A0"::"r"(NEW))

#define PREPARE_THREAD(t, thread_ptr)                          \
{   uint16_t temp;                                             \
    SWAP_STACK_PTR(temp, (t)->stack_ptr);                      \
    __asm__("push %A0\n push %B0"::"r"(&(thread_ptr)));        \
    SWAP_STACK_PTR((t)->stack_ptr, temp);                      \
    SAVE_STATUS(t)                                             \
}
```

***system/TinyThreadSchedulerP.nc*:** Durante a inicialização do sistema muitas inicializações são feitas através da interface *Init* amarrada ao compontente *MainC*. Isso ocorre com a *system/StaticThreadP.nc*. Como visto acima, durante a execução desta função, o escalonador é chamado através do comando a seguir.

```
command error_t ThreadScheduler.initThread(uint8_t id) {
    thread_t* t = (call ThreadInfo.get[id]());
    t->state = TOSTHREAD_STATE_INACTIVE;
    t->init_block = current_thread->init_block;
    call BitArrayUtils.clrArray(t->joinedOnMe, sizeof(t->joinedOnMe));
    PREPARE_THREAD(t, threadWrapper);
        //uint16_t temp;                                       \
        //SWAP_STACK_PTR(temp, (t)->stack_ptr);                \
        //__asm__("push %A0\n push %B0"::"r"(&(threadWrapper)));   \
        //SWAP_STACK_PTR((t)->stack_ptr, temp);                \
        //SAVE_STATUS(t)
    return SUCCESS;
}
```

É importante notar que na macro *PREPARE_THREAD()*, o endereço da função *threadWrapper* está sendo empilhado na pilha da thread. Está função encapsula a chamada para a execução da thread.

```
void threadWrapper() __attribute__((naked, noinline)) {
    thread_t* t;
    atomic t = current_thread;

    __nesc_enable_interrupt();
```

```
    (*(t->start_ptr))(t->start_arg_ptr);

    atomic {
        stop(t);
        sleepWhileIdle();
        scheduleNextThread();
        restoreThread();
    }
}
```

No laço principal do escalonador de tarefas, quando não há mais nada para executar, a thread atual é suspensa. Com isso o controle é passado para o escalonador de threads através do comando *suspendCurrentThread()*. Na demostração de código abaixo, algumas chamadas a funções são substituídas pelo seus corpos, para facilitar o entendimento.

```
async command error_t ThreadScheduler.suspendCurrentThread() {
    atomic {
        if(current_thread->state == TOSTHREAD_STATE_ACTIVE) {
            current_thread->state = TOSTHREAD_STATE_SUSPENDED;
            //suspend(current_thread);
            #ifdef TOSTHREADS_TIMER_OPTIMIZATION
                num_runnable_threads--;
                post alarmTask();
            #endif
            sleepWhileIdle();
            //interrupt(current_thread);
            yielding_thread = current_thread;
            //scheduleNextThread();
            if(tos_thread->state == TOSTHREAD_STATE_READY)
                current_thread = tos_thread;
            else
                current_thread = call ThreadQueue.dequeue(&ready_queue);

            current_thread->state = TOSTHREAD_STATE_ACTIVE;
            //fim scheduleNextThread();

            if(current_thread != yielding_thread) {
                //switchThreads();
                void switchThreads() __attribute__((noinline)) {
                    SWITCH_CONTEXTS(yielding_thread, current_thread);
                 }
                //fim switchThreads();
            }
            //fim interrupt(...)
            //fim suspend(current_thread);
            return SUCCESS;
        }
        return FAIL;
```

```
    }
}
```

É muito importante notar que a função *switchThreads()* não é *inline*. Isso significa que os valores dos registradores serão empilhados. Haverá então uma troca de contexto e o registrador SP apontará para a pilha da nova thread. Por último, a função *switchThreads()* retornará para o endereço que está no topo da nova pilha. Este novo endereço, como visto acima, aponta para a função *threadWrapper()*. Esta por sua vez, através de uma função e duas sinalizações executa a thread.

Trocas de Contextos acontecem por três motivos diferentes: ocorrência de uma interrupção, termino do tempo de execução da thread, ou chamadas bloqueantes ao sistema. Para implementar o primeiro caso, é inserida a função *postAmble* ao final de todas as rotinas de processamento de interrupção. Esta função verifica se foi postada uma nova tarefa, e caso positivo, o controle é passado para o *kernel*. Caso contrário, a thread continua a executar logo após o termino do tratador de interrupção. Para implementar o segundo caso, é utilizado um temporizador que provoca uma interrupção ao final de cada *timeslice*. Esta posta uma tarefa, forçando o *kernel* a assumir o controle e escalonar a próxima thread.

As chamadas de sistema transformam os serviços de duas fases dos TinyOS em chamadas bloqueantes. Para o programador isso facilita a programação pois torna o fluxo do código continuo. Para permitir isto, essa nova estrutura posta uma tarefa que executará a primeira fase do serviço (*command*/*call*), suspende a thread e a acorda o *kernel* para escalonar outra thread. Ao chegar o evento (através de uma tarefa), a *syscall* acorda a thread e lhe repassa o dado.

3 Escalonadores propostos para o TinyOS

Nesta seção apresentamos o projeto e as etapas de implementação de novos escalonadores de tarefas para o TinyOS. Implementamos três propostas: escalonador EDF (*Earliest Deadline First*), escalonador com prioridades, e escalonador multi-nível.

3.1 Escalonador EDF (*Earliest Deadline First*)

Este escalonador [3] aceita tarefas com deadline e elege aquelas com menor *deadline* para executar. A interface usada para criar esse tipo de tarefas é *TaskDeadline*. O *deadline* é passado por parâmetro pela função *postTask*. As tarefas básicas (*TaskBasic*) também são aceitas, como recomendado pelo TEP 106[4].

Em contraste, o escalonador não segue outra recomendação: não elimina a possibilidade de *starvation* pois as tarefas básicas só são atendidas quando não há nenhuma tarefa com *deadline* esperando para executar. A fila de prioridades é implementada da mesma forma que a do escalonador padrão2.6, a única mudança está na inserção. Para inserir, a fila é percorrida

[3] O [4] disponibiliza um protótipo

do começo até o fim, procurando-se o local exato de inserção. Portanto, o custo de inserir é $\bigcirc(n)$, e o custo de retirar da fila é $\bigcirc(1)$.

3.2 Escalonador com prioridades

Desenvolvemos um escalonador onde é possível estabelecer prioridades para as tarefas. A prioridade é passada como parâmetro através do comando *postTask*. Quanto menor o número passado, maior a preferência da tarefa, sendo 0 a mais prioritária e 254 a menos prioritária. As *Tasks* básicas também são aceitas, e são consideradas as tarefas com menor prioridade.

Foram encontrados dois problemas de *starvation*. O primeiro relacionado com as tarefas básicas, onde elas só seriam atendidas caso não houvesse nenhuma tarefa com prioridade na fila. Para resolver isso, foi definido um limite máximo de tarefas prioritárias que podem ser atendidas em sequência. Caso esse limite seja excedido, uma tarefa básica é atendida. O segundo é relacionado às próprias tarefas com prioridade. Se entrar constantemente *tasks* com alta prioridade, é possível que as de baixa prioridade não sejam atendidas. A solução se deu através do envelhecimento de tarefas. Ou seja, *tasks* que ficam muito tempo na fila, têm sua importância aumentada.

Dois tipos de estrutura de dados foram usadas para a organização das tarefas, uma fila comum e uma *heap*. Com isso, totalizou-se quatro diferentes versões do escalonador:

1. Fila comum sem envelhecimento
2. Fila comum com envelhecimento
3. Heap sem envelhecimento
4. Heap com envelhecimento

A seguir uma tabela com a complexidade de inserção e remoção para cada escalonador:

Escalonador	Inserção	Remoção
Fila, sem envelhecimento	$\bigcirc(n)$	$\bigcirc(1)$
Heap, sem envelhecimento	$\bigcirc(\log(n))$	$\bigcirc(\log(n))$
Fila, com envelhecimento	$\bigcirc(n)$	$\bigcirc(n)$
Heap, com envelhecimento	$\bigcirc(\log(n))$	$\bigcirc(n)$

3.3 Escalonador multi-nível

No TinyOS, percebe-se uma divisão clara dos tipos de serviços:

Rádio Comunicação sem fio entre diferentes nós da rede através de ondas de rádio.

Sensor Sensoriamento de diferentes características do ambiente.

Serial Comunicação por fio entre um nó e uma estação base (PC).

Básica Outros serviços, como por exemplo temporizador.

Por isso, desenvolvemos um escalonador que divide as tarefas de acordo com os tipos definidos acima. Cada tipo de tarefa tem sua própria fila com política *First-in First-out*, e as filas mais importantes devem ser atendidas por completo para que as outras sejam antendidas.

4 Implementação de co-rotinas para o TinyOS

O modelo que decidimos implementas foi um descrito por Ana Moura em sua tese de doutorado[8, s. 6.2]. Neste modelo existe uma co-rotina principal que é responsável por escalonar as outras co-rotinas.

Nossa implementação utilizou como base a extensão *TOSThreads*, vista na seção 2.7. O primeiro passo foi criar uma cópia do diretório desta extensão e um novo *target* referente a este diretório para o *make* do TinyOS.

Na implementação do *TOSThreads* existem dois casos em que ocorre preempção: termino do *timeslice* e acontecimento de uma interrupção de hardware. Portanto foi preciso modificar esses dois casos. A primeira alteração foi retirar o limite de tempo de execução de cada thread. Para isso o temporizador responsável por essa contagem foi desabilitado. A segunda alteração foi criar um novo tipo de interrupção, que chamamos de interrupção curta. Originalmente, no *TOSThreads*, quando o tratador de interrupção postava uma tarefa, o kernel assumia o controle, executava a tarefa e escalonava a próxima thread da fila. Na nossa implementação, após o kernel executar a tarefa, a thread que foi originalmente interrompida volta a executar. Para isso, foi criado um novo comando no escalonador de threads: *brieflyInterruptCurrentThread()*

```
async command error_t ThreadScheduler.brieflyInterruptCurrentThread() {
    atomic {
        if(current_thread->state == TOSTHREAD_STATE_ACTIVE) {
            briefly_interrupted_thread = current_thread;
            briefly_interrupted_thread->state =
                TOSTHREAD_STATE_BRIEFLYINTERRUPTED;
            interrupt(current_thread);
            return SUCCESS;
        }
        return FAIL;
    }
}

/* schedule_next_thread()
 * This routine does the job of deciding which thread should run next.
 * Should be complete as is.  Add functionality to getNextThreadId()
 * if you need to change the actual scheduling policy.
 */
    void scheduleNextThread() {
        if(tos_thread->state == TOSTHREAD_STATE_READY)
            current_thread = tos_thread;
        else if (briefly_interrupted_thread != NULL)
        {
            current_thread = briefly_interrupted_thread;
            briefly_interrupted_thread = NULL;
        }
        else
            current_thread = call ThreadQueue.dequeue(&ready_queue);
```

```
        current_thread->state = TOSTHREAD_STATE_ACTIVE;
    }
```

Uma vez excluída a preempção, o proxímo passo foi modificar a interface da thread para permitir passagem de controle ao escalonador. Para isso, foi criado o comando *yield()*. É importante notar que este comando pode ser chamado em qualquer ponto do programa, porém só deve ser chamado dentro da thread ao qual o comando se refere.

```
//Arquivo: interfaces/Thread.nc
interface Thread {
    ...
    command error_t yield();
    ...
}

//Arquivo: system/StaticThreadP.nc
module StaticThreadP {
    ...
    command error_t Thread.yield[uint8_t id]() {
        return call ThreadScheduler.interruptCurrentThread();
    }
    ...
}
```

5 Experimentos realizados

Nesta seção apresentamos os experimentos realizados e os resultados obtidos.

5.1 Experimentos com o escalonador de tarefas padrão

Antes de começar a desenvolver outros escalonadores de tarefas, foi feito um experimento com o escalonador padrão que utiliza a política *First in, First Out*. Para medir a complexidade na prática, foi desenvolvida uma aplicação de teste. Nela cada tarefa executa um loop de 65000 iterações, fazendo uma simples multiplicação em cada iteração. O número de tarefas variou entre 20, 50 e 100. Na tabela a seguir pode-se ver o tempo de execução em microsegundos:

Escalonador	20 Tarefas	50 Tarefas	100 Tarefas
Escalonador Padrão	1366	1849	2652

5.2 Experimentos com o escalonador com prioridades

Para avaliar o desempenho com o escalonador com prioridades foi desenvolvida a mesma aplicação de teste, onde cada tarefa executa um loop de 65000 iterações, fazendo uma simples multiplicação em cada iteração. O número de tarefas variou entre 20, 50 e 100. Na tabela a seguir pode-se ver o tempo de execução em microsegundos:

Escalonador	20 Tarefas	50 Tarefas	100 Tarefas
Escalonador Padrão	1366	1849	2652
Fila, sem envelhecimento	1733	4660	13721
Heap, sem envelhecimento	2603	4308	7486
Fila, com envelhecimento	2278	7887	26066
Heap, com envelhecimento	2665	4510	7887

Podemos perceber que, para um número pequeno de tarefas, a fila é mais eficiente que a heap. Isso acontece pois não é compensado o *overhead* do algoritmo da heap.

6 Conclusões

As redes de sensores sem fio podem ser aplicadas em diversas áreas, por exemplo, monitoramento de oscilações e movimentos de pontes, observação de vulcões ativos, previsão de incêndio em florestas, entre outras. Muitas dessas aplicações podem atingir alta complexidade, exigindo a construção de algoritmos robustos, como roteamento de pacotes diferenciado. Os escalonadores desenvolvidos neste trabalho poderão ajudar os desenvolvedores dessas aplicações complexas, oferecendo maior flexibilidade no projeto das soluções, como, por exemplo, a possibilidade de priorizar certas atividades da aplicação (comunicação via rádio ou serial, sensoriamento, etc.). Porém é preciso analisar se o ganho em flexibilidade, oferecido pelo escalonador, irá compensar o *overhead* gerado. Pretendemos realizar ainda outros experimentos com os escalonadores desenvolvidos, considerando diferentes tipos de aplicações.

Sem um fluxo contínuo de execução, sobre a perspectiva do programador, as aplicações grandes ficam difíceis de implementar e entender. O modelo de *threads* oferecido no TinyOS 2.1.X[7] facilita este problema. Entretanto, por ser um modelo preemptivo, o custo de gerência das threads pode implicar em queda de desempenho das aplicações. Com a implementação de um mecanismo de cooperação baseado em co-rotinas pretendemos oferecer uma alternativa a mais para o programador.

7 Anexos

A Blink

A.1 BlinkC.nc:

```
#include "Timer.h"

module BlinkC @safe()
{
  uses interface Timer<TMilli> as Timer0;
  uses interface Timer<TMilli> as Timer1;
  uses interface Timer<TMilli> as Timer2;
  uses interface Leds;
```

```
  uses interface Boot;
}
implementation
{
  task void tarefa()
  {
      dbg("BlinkC", "tarefa\n");
  }

  event void Boot.booted()
  {
    post tarefa();

    call Timer0.startPeriodic( 250 );
    call Timer1.startPeriodic( 500 );
    call Timer2.startPeriodic( 1000 );
  }

  event void Timer0.fired()
  {
    call Leds.led0Toggle();
  }

  event void Timer1.fired()
  {
    call Leds.led1Toggle();
  }

  event void Timer2.fired()
  {
    call Leds.led2Toggle();
  }
}
```

A.2 BlinkAppC.nc:

```
configuration BlinkAppC
{
}
implementation
{
  components MainC, BlinkC, LedsC;
  components new TimerMilliC() as Timer0;
  components new TimerMilliC() as Timer1;
  components new TimerMilliC() as Timer2;
```

```
  BlinkC -> MainC.Boot;

  BlinkC.Timer0 -> Timer0;
  BlinkC.Timer1 -> Timer1;
  BlinkC.Timer2 -> Timer2;
  BlinkC.Leds -> LedsC;
}
```

B Aplicação de Teste do Escalonador com Prioridades

B.1 aplicacaoTesteC.nc:

```
/**
 * Implementa aplicativo de teste do Scheduler de prioridade
 **/

#include "MsgSerial.h"
#include "Timer.h"
#include "printf.h"

module aplicacaoTesteC @safe()
{
    uses interface Boot;
    uses interface Leds;
    uses interface TaskPrioridade as Tarefa1;
    uses interface TaskPrioridade as Tarefa2;
    uses interface TaskPrioridade as Tarefa3;
    uses interface TaskPrioridade as Tarefa4;
    uses interface TaskPrioridade as Tarefa5;
    // ...
    uses interface TaskPrioridade as Tarefa98;
    uses interface TaskPrioridade as Tarefa99;

    uses interface Counter<TMicro, uint32_t> as Timer1;
}
implementation
{
    /* Variaveis */
    unsigned int t1;
    bool over;

    async event void Timer1.overflow()
    {
```

```
    over = TRUE;
}

/* Boot
*/
event void Boot.booted()
{
    over = FALSE;
    t1 = call Timer1.get();
    printf("tempo inicial: %u\n", t1);
    printfflush();

    call Tarefa1.postTask(20);

    call Tarefa2.postTask(10);
    call Tarefa3.postTask(10);
    // ...
    call Tarefa98.postTask(10);
    call Tarefa99.postTask(10);
}

/* Tarefas
*/
event void Tarefa1.runTask()
{
    uint16_t i = 0;
    uint16_t k = 1;
    for (i = 0; i < 65000; i++)
    {
        k = k * 2;
    }
    // Calculo do tempo de execucao
    t1 = call Timer1.get();
    printf("tempo final: %u\n", t1);
    if (over == TRUE)
        printf("Ocorreu Overflow\n");
    printfflush();
}
event void Tarefa2.runTask()
{
    uint16_t i = 0;
    uint16_t k = 1;
    for (i = 0; i < 65000; i++)
    {
        k = k * 2;
    }
}
```

```
    // ...

    event void Tarefa99.runTask()
    {
        uint16_t i = 0;
        uint16_t k = 1;
        for (i = 0; i < 65000; i++)
        {
            k = k * 2;
        }
    }
}
```

B.2 aplicacaoTesteAppC.nc:

```
/**
 * Aplicativo de teste do Scheduler de prioridade
 *
 **/

#include "MsgSerial.h"
#include "Timer.h"
#include "printf.h"

configuration aplicacaoTesteAppC
{
}
implementation
{
  components MainC, aplicacaoTesteC, LedsC, TinySchedulerC;
  components CounterMicro32C as Timer1;

  aplicacaoTesteC.Timer1 -> Timer1;

  aplicacaoTesteC-> MainC.Boot;
  aplicacaoTesteC.Leds -> LedsC;

  aplicacaoTesteC.Tarefa1->
  TinySchedulerC.TaskPrioridade[unique("TinySchedulerC.TaskPrioridade")];
  aplicacaoTesteC.Tarefa2->
  TinySchedulerC.TaskPrioridade[unique("TinySchedulerC.TaskPrioridade")];
  aplicacaoTesteC.Tarefa3->
  TinySchedulerC.TaskPrioridade[unique("TinySchedulerC.TaskPrioridade")];
  aplicacaoTesteC.Tarefa4->
  TinySchedulerC.TaskPrioridade[unique("TinySchedulerC.TaskPrioridade")];
  aplicacaoTesteC.Tarefa5->
```

```
  TinySchedulerC.TaskPrioridade[unique("TinySchedulerC.TaskPrioridade")];

// ...

  aplicacaoTesteC.Tarefa98->
  TinySchedulerC.TaskPrioridade[unique("TinySchedulerC.TaskPrioridade")];
  aplicacaoTesteC.Tarefa99->
  TinySchedulerC.TaskPrioridade[unique("TinySchedulerC.TaskPrioridade")];
}
```

Referências

[1] J. Hill, R. Szewczyk, A. Woo, S. Hollar, D. Culler, and K. Pister. System architecture directions for networked sensors. In *9th International Conference on Architectural Support for Programming Languages and Operating Systems*, pages 93–104, New York, NY, USA, 2000. ACM Press.

[2] David Gay, Phil Levis, Rob von Behren, Matt Welsh, Eric Brewer, and David Culler. The nesC language: A holistic approach to networked embedded systems. *Proceedings of Programming Language Design and Implementation (PLDI)*, June 2003.

[3] Philip Levis and David Gay. *TinyOS Programming*. Cambridge University Press, 2009.

[4] Philip Levis and Cory Sharp. Tep106: Schedulers and tasks. http://www.tinyos.net/tinyos-2.1.0/doc/html/tep106.html.

[5] William Stallings. *Operating Systems: Internals and Design Principles*. Prentice Hall, 5a edition, 2004.

[6] Philip Levis. Tep107: Tinyos 2.x boot sequence. http://www.tinyos.net/tinyos-2.1.0/doc/html/tep107.html.

[7] Kevin Klues, Chieh-Jan Liang, Jeongyeup Paek, Razvan Musaloiu-E, Ramesh Govindan, Andreas Terzis, and Philip Levis. Tep134: The tosthreads thread library. http://www.tinyos.net/tinyos-2.1.0/doc/html/tep134.html.

[8] Ana L. de Moura. *Revisitando co-rotinas*. PhD thesis, PUC-Rio, Rio de Janeiro, Brasil, 2004.