

## Escalonamento Dinâmico de Compartimentos de Tempo Garantido em Redes IEEE 802.15.4

Tiago Semprebom<sup>1,2,3</sup>, Victor Maryama<sup>1</sup>, Gustavo Zomer<sup>1</sup>,  
Carlos Montez<sup>1</sup>, Francisco Vasques<sup>3</sup>, Paulo Portugal<sup>3</sup>

<sup>1</sup>Departamento de Automação e Sistemas (DAS)  
Univ. Federal de Santa Catarina (UFSC) – Florianópolis, SC – Brasil

<sup>2</sup>Instituto Federal de Santa Catarina (IFSC)  
Campus São José – 88103-310 – São José, SC – Brasil

<sup>3</sup>UISPA/ISR, Faculdade de Engenharia  
Universidade do Porto (UP) – 4200-465 – Porto – Portugal  
{*tisemp,montez,pportugal,vasques*}@fe.up.pt

**Resumo.** O padrão IEEE 802.15.4 oferece uma solução flexível de comunicação para redes LR-WPAN. Quando ativo, o modo com beacon habilita comunicação de tempo real através da adoção de GTS (Guaranteed Time Slot). No entanto, este modo de transmissão suporta apenas que sete dispositivos da rede possam se beneficiar deste recurso em cada superquadro. Este trabalho, introduz uma nova técnica de escalonamento dinâmico de GTSs baseada no modelo de tarefas  $(m,k)$ -firm. A abordagem proposta garante, através de um teste dinâmico de escalonabilidade, que ao menos  $m$  mensagens sejam transmitidas em compartimentos garantidos em uma janela de  $k$  superquadros consecutivos. A avaliação da abordagem foi conduzida em duas vias: analiticamente e experimentalmente através de um protótipo em nodos Micaz. Os resultados analíticos garantem a exequibilidade da solução apresentada, enquanto que os experimentais apontam para a simplicidade de implementação da proposta em um cenário real.

### 1. Introdução

Atualmente, vem se considerando cada vez mais o uso de redes sem fios em sistemas de automação industrial e controle de processos [Willig 2008]. A motivação mais evidente é a necessidade de redução da quantidade de cabos em plantas industriais, proporcionando a redução de custos de construção e manutenção dos sistemas. Além do mais, torna-se mais simples a configuração dinâmica das máquinas, oferecendo mobilidade e flexibilidade aos sistemas de controle industriais.

Nos últimos anos, um número significativo de trabalhos de pesquisa está sendo efetuado no desenvolvimento de redes sem fios com requisitos de qualidade de serviço (QoS). Portanto, é provável que num futuro próximo, a disponibilidade de soluções de redes sem fio irá também gerar um padrão *de facto* para comunicação sem fio em ambientes industriais, onde o conjunto de protocolos normalizados IEEE 802.11 [802.11 2003] e IEEE 802.15.4 [802.15.4 2006] são os principais candidatos para os casos de, respectivamente, redes locais e redes de sensores.

No entanto, os requisitos de comunicação para ambientes industriais são muito específicos. Para além do tráfego genérico, similar àquele encontrado em ambientes de

escritório/doméstico, existe tráfego com requisitos de tempo real. Este tráfego está tipicamente associado a aplicações de controle, para as quais os dados devem ser periodicamente transferidos entre sensores, controladores e atuadores de acordo com metas de tempo real críticas.

O IEEE 802.15.4 task group [802.15.4 2006] em conjunto com a Aliança ZigBee<sup>1</sup> têm desenvolvido a especificação para um padrão de redes LR-WPAN (*Low-Rate Wireless Personal Network*). Este padrão não foi desenvolvido especificamente para redes de sensores sem fios (RSSF), porém o padrão se apresenta adequado. Características como baixo consumo energético, baixa taxa de transmissão e baixo custo tipicamente se encaixam com as necessidades das RSSF.

O protocolo IEEE 802.15.4 prevê garantias para aplicações de tempo real, através do uso de compartimentos garantidos – GTS (*Guaranteed Time Slot*). Quando a rede opera no modo com *beacon*, uma largura de banda pode ser reservada exclusivamente para transmissão de um dispositivo que necessite de garantias temporais. Este período de tempo no qual há compartimentos garantidos é denominado CFP (*Contention Free Period*). Desta forma, o mecanismo de GTS oferece uma previsão do pior caso de desempenho para os dispositivos da rede, pois os dispositivos que alocam GTS não precisam disputar acesso ao meio com outros dispositivos da rede.

Uma limitação do mecanismo de GTS é o número reduzido de compartimentos que podem ser alocados aos nodos da rede. De acordo com o padrão, apenas sete compartimentos podem ser alocados durante o CFP. Este recurso escasso pode rapidamente esgotar-se quando considerado uma rede com grande número de nodos. Como consequência, os dispositivos que não possuem nenhum compartimento alocado, devem tentar realizar suas transmissões durante o CAP (*Contention Access Period*), usando o mecanismo de acesso ao meio CSMA/CA, o qual não provê nenhuma garantia temporal.

Muitas atividades existentes em ambientes industriais, como amostragem de sensores, devem ser realizadas periodicamente, e executadas com tempos de resposta limitados. Em abordagens tradicionais, muitas dessas aplicações assumem que não há perdas de ativações periódicas. Porém alguns trabalhos mais recentes [Lemmon et al. 2003, Hespanha et al. 2007, Schenato et al. 2007, Aquino et al. 2008, Willig 2008] investigam os efeitos de descartes de ativações no desempenho dos sistemas e propõem o uso de algumas técnicas onde descartes de ativações periódicas de mensagens são tolerados, desde que estes descartes ocorram de forma esparsa.

No entanto, o emprego dessas abordagens em redes de sensores sem fios não tem sido profundamente investigado. Considerando a flexibilidade de algumas aplicações periódicas em tolerar descartes, e o número reduzido de compartimentos garantidos (GTS) oferecido atualmente pelo padrão IEEE 802.15.4, este trabalho introduz uma nova política de escalonamento de compartimentos, a qual garante deterministicamente – através de um teste de escalabilidade (um teste de admissão) – o atendimento das restrições periódicas impostas das aplicações que executam em cada nodo da rede.

O restante deste trabalho é organizado como segue: Na Seção 2 apresentam-se os principais trabalhos relacionados encontrados na literatura. A Seção 3 traz uma visão geral do protocolo de acesso ao meio IEEE 802.15.4, juntamente com o mecanismo de alocação de GTS. Na Seção 4 apresenta-se a descrição do modelo de sistema utilizado

---

<sup>1</sup>ZigBee Specification - [www.zigbee.org/](http://www.zigbee.org/)

neste trabalho. O escalonador de tarefas e a análise de escalonabilidade são introduzidos na Seção 5. A avaliação da proposta é realizada na Seção 6. Finalmente, a Seção 7 traz as discussões finais acerca do trabalho.

## 2. Trabalhos Relacionados

Em meados da década de 1990, o trabalho de [Hamdaoui and Ramanathan 1995] introduziu a noção de deadlines (m,k)-firm. Segundo este modelo clássico, garantias de serviço são aplicadas para tarefas como pacotes de streams ou tarefas periódicas<sup>2</sup>. O algoritmo apresentado naquele trabalho utiliza o conceito de distância para falha como heurística para atribuição de prioridades. Uma tarefa que esteja em proximidade de perder mais do que  $m$  deadlines dentro de uma janela de  $k$  requisições de serviço recebe a prioridade mais alta do sistema (este modelo tolera  $k - m$  descartes). No mesmo ano, quase que simultaneamente, [Koren and Shasha 1995] introduziram o modelo Skip-over. Neste segundo trabalho, cada tarefa é caracterizada por um parâmetro de descarte  $s$ , o qual representa a tolerância desta tarefa para perda de deadlines. A distância entre dois descartes consecutivos deve ser ao menos  $s$  períodos.

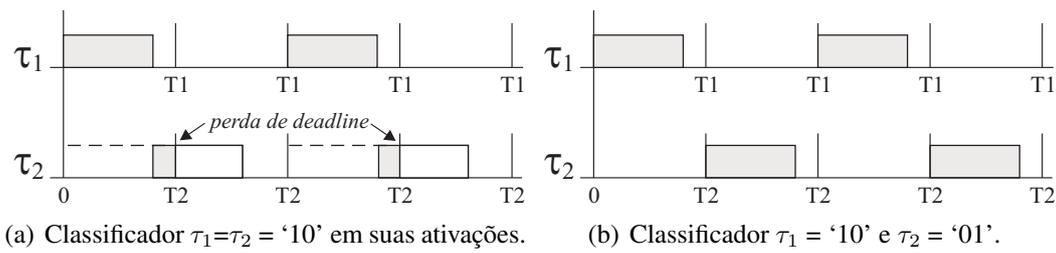
Mais recentemente, alguns trabalhos da literatura têm contribuído com o intuito de prover garantias no atendimento de ativações periódicas de tarefas segundo o modelo (m,k)-firm [Bernat and Burns 1997, Ramanathan 1999, Montez et al. 1999, West and Zhang 2004, Goossens 2008]. De uma forma geral, estes trabalhos têm procurado desenvolver técnicas de escalonamento, as quais, juntamente com testes de escalonabilidade, consigam oferecer garantias no atendimento de tarefas, considerando suas tolerâncias a perdas de ativações periódicas sem que ocorra uma falha.

Em [Ramanathan 1999] o autor apresentou um classificador de tarefas com restrições (m,k)-firm, no qual um algoritmo determina dinamicamente se as instâncias de tarefas serão mandatórias (1) ou opcionais (0). As tarefas mandatórias recebem as maiores prioridades do sistema, as quais são garantidas por um teste baseado no algoritmo Taxa Monotônica (*Rate Monotonic*). O teste de escalonabilidade apresentado não é exato, no entanto, uma vez admitido pelo teste, o conjunto de tarefas sempre é escalonável. Apesar do algoritmo de classificação apresentar-se simples (adequado para aplicações de RSSF), o mesmo apresenta algumas limitações. O primeiro *job* de cada tarefa é sempre classificado como mandatório (Figura 1(a)), o que implica que o pior caso de tempo de execução de cada tarefa ocorre no primeiro *job*. Desta forma, o classificador não considera que alguma tarefa do conjunto pode descartar sua primeira ativação sem falhar (Figura 1(b)). Esta característica do classificador insere um pessimismo significativo no projeto do teste de escalonabilidade, onde a primeira instância de cada tarefa é sempre considerada como mandatória.

Segundo [Quan and Hu 2000, Mok and Wang 2001], a classificação ótima de *jobs* em mandatória ou opcional é um problema que não pode ser tratado em tempo polinomial (NP-difícil) para valores arbitrários de períodos, de valores de janela  $k$  e de tempos de computação. O trabalho apresentado em [Quan and Hu 2000] propõe uma heurística para geração dos padrões de *jobs* mandatórios/opcionais através de um algoritmo genético. Apresenta-se também um teste suficiente mas não necessário (teste não exato), onde,

---

<sup>2</sup>O termo tarefa, no contexto de tempo real, significa um recurso a ser escalonado. Neste trabalho, a execução de uma tarefa será equivalente à transmissão de uma mensagem enviada por um nodo (ocupação de tempo de processador vs. ocupação do meio de transmissão).



**Figura 1. Classificação de tarefas (m,k)-firm em mandatórias ou opcionais.**

através da manipulação dos períodos das tarefas, é gerado um novo conjunto de tarefas com períodos harmônicos. A solução proposta pelos autores é adequada apenas para abordagens *off-line*, onde o algoritmo probabilístico (genético) tenta encontrar um particionamento entre tarefas mandatórias e opcional realizável, produzindo, então, uma possível escala de execução para o conjunto de tarefas. Encontrar períodos harmônicos para um conjunto de tarefas demasiadamente grande pode ser uma tarefa custosa, e muitas vezes intratável computacionalmente.

Em [Li et al. 2004] é apresentado um teste de escalonabilidade suficiente onde garantias (m,k)-firm são atribuídas as tarefas de forma garantida. O teste considera um modelo de tarefas não-preemptivo, o qual utiliza o algoritmo de distância para falha (DBP) em conjunto com o algoritmo EDF (*Earliest Deadline First*).

Um modelo de alocação dinâmica de compartimentos garantidos em redes IEEE 802.15.4 é apresentado em [Semprebom et al. 2009]. A abordagem garante que pelo menos  $m$  mensagens são alocadas em compartimentos garantidos para qualquer janela de  $k$  superframes consecutivos. O modelo oferece garantias temporais para aplicações com restrições (m,k)-firm em duas fases: (i) um teste de escalonabilidade determinístico, executado no nodo central da rede e uma política de alocação dinâmica de prioridades, baseada na distância para falha das tarefas. Apesar da proposta apresentada pelos autores possuir um teste de escalonabilidade exato (necessário e suficiente), algumas restrições foram consideradas no modelo de tarefas. Primeiramente, todas as tarefas do conjunto devem possuir o mesmo período, o qual coincide com o período do superquadro da rede. Segundo, o tempo de computação ( $C_i$ ) das tarefas é sempre igual a um compartimento. Finalmente, todas as tarefas do conjunto devem possuir o mesmo valor de  $k$ , o que para algumas aplicações pode ser demasiadamente restritivo.

## 2.1. Contribuições do artigo

Neste trabalho propõe-se uma nova abordagem de escalonamento de tarefas (m,k)-firm aplicado à alocação de compartimentos garantidos em redes IEEE 802.15.4. Apresenta-se também um teste de escalonabilidade exato, concebido como um teste de admissão, executado no Coordenador PAN<sup>3</sup>. Abaixo seguem as contribuições deste artigo para o problema de escalonamento (m,k)-firm aplicado em redes IEEE 802.15.4:

- Um novo método de alocação de GTS para aplicações com restrições temporais segundo o modelo de tarefas (m,k)-firm em redes IEEE 802.15.4. A proposta encontra-se em conformidade com a especificação, propondo alterações mínimas no protocolo CSMA/CA, sendo compatível com os equipamentos projetados segundo o padrão IEEE 802.15.4.

<sup>3</sup>Existe apenas um dispositivo deste tipo por rede, cuja principal função é formar a rede.

- Um teste de escalabilidade determinístico, o qual garante a execução de todas as instâncias mandatórias de um dispositivo IEEE 802.15.4.
- Avaliação do modelo através de análise experimental em um cenário real, considerando os *overheads* do ambiente, desconsiderados em avaliações por simulações.

Diferentemente dos trabalhos citados anteriormente, o trabalho proposto tira proveito do fato da primeira ativação de uma tarefa  $i$  poder ser classificada como opcional (por exemplo, a primeira ativação de  $\tau_2$  da Figura 1(b)). Este comportamento é refletido quer no algoritmo do classificador, quer no teste de escalabilidade proposto. Adicionalmente, o modelo adotado neste trabalho flexibiliza o modelo (m,k)-firm original, implementando um modelo mais adequado para redes de comunicação. Em vez de garantir que haverá  $m$  deadlines atendidos a cada  $k$  janela de mensagens periódicas, o teste proposto neste trabalho garante que cada tarefa conseguirá enviar  $m$  mensagens a cada  $k$  períodos.

### 3. Padrão IEEE 802.15.4

O padrão IEEE 802.15.4 [802.15.4 2006] especifica a Sub-Camada de Acesso ao Meio (MAC) e a camada física para LR-WPANs. O protocolo MAC suporta dois modos de operação que devem ser selecionados pelo coordenador:

1. **modo sem *beacon***: neste modo de operação os nodos podem simplesmente enviar seus dados usando CSMA/CA sem compartimento. Neste modo não se utiliza a estrutura do superquadro.
2. **modo com *beacon***: os *beacons* são periodicamente gerados pelo coordenador com a finalidade de sincronizar dispositivos e identificar a PAN. Um quadro de *beacon* é a primeira parte de um superquadro, o qual embute todos os quadros trocados entre os nodos e o coordenador PAN. Trocas de dados entre nodos também são possíveis durante a duração do superquadro.

Neste trabalho, considera-se apenas o modo com *beacon*. Quando um coordenador seleciona o modo com *beacon*, ele força a utilização da estrutura do superquadro para gerenciar a comunicação entre os dispositivos que são associados com a PAN. O superquadro é contido em um BI (*Beacon Interval*) e limitado por dois quadros de *beacon*, possui um período ativo (dividido em 16 compartimentos igualmente espaçados) e um período inativo. O coordenador interage com a PAN durante o período ativo, e entra em modo de economia de energia durante períodos inativos.

A estrutura do superquadro é definida por dois parâmetros: O primeiro *macBeaconOrder* (BO) define o intervalo no qual o coordenador deve transmitir os quadros de *beacon*. A relação entre o BO e BI são apresentados na Equação 1. Se  $BO = 15$ , o coordenador não deve transmitir quadros de *beacon* (superquadro passa a não existir).

$$BI = aBaseSuperframeDuration \cdot 2^{BO}, \quad \text{para } 0 \leq BO \leq 14 \quad (1)$$

O segundo atributo é o *macSuperFrameOrder* (SO) este atributo define o comprimento do período ativo do superquadro. Os valores de SO e SD (*Superframe Duration*) podem ser verificados na Equação 2.

$$SD = aBaseSuperframeDuration \cdot 2^{SO}, \quad \text{para } 0 \leq SO \leq BO \leq 14 \quad (2)$$

Nas Equações 1 e 2,  $aBaseSuperframeDuration$  denota o valor mínimo de duração do superquadro para  $SO = 0$ . Este valor corresponde a 15,36 ms, assumindo uma taxa de transmissão de 250 kbps e frequência de 2.4 GHz ISM, o qual será considerado no restante deste trabalho.

A Figura 2 ilustra a estrutura do superquadro. O período ativo é composto por três partes: *beacon*, CAP (*Contention Access Period*) e CFP (*Contention Free Period*). O *beacon* deve ser transmitido sem período de contenção (CSMA/CA), iniciando no compartimento 0. O CAP deve começar imediatamente após o quadro de *beacon*. O CFP, caso exista, deve ocorrer imediatamente após o CAP e se estende até o término da porção ativa do superquadro. Todos os compartimentos devem ser alocados dentro do CFP. Se o mecanismo de comunicação utiliza exclusivamente o CAP, um dispositivo que deseja se comunicar deve competir com outros dispositivos usando o CSMA/CA com compartimentos. Todas as transmissões devem ser finalizadas antes do fim do CAP, ou antes do início do período inativo (se houver).

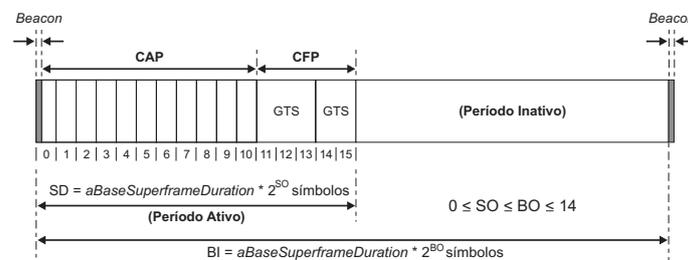


Figura 2. Estrutura do superquadro IEEE 802.15.4

### 3.1. Alocação de compartimentos garantidos (GTS)

O GTS (*Guaranteed-Time Slot*) é a porção do superquadro dedicado exclusivamente para um dispositivo específico da rede. O GTS permite aos dispositivos acessarem o meio de comunicação sem períodos de contenção dentro do CFP. Um GTS é alocado pelo Coordenador PAN, e deve ser utilizado apenas para comunicação entre o Coordenador PAN e o dispositivo associado. Um único GTS pode estender um ou mais compartimentos em um superquadro. O Coordenador PAN pode alocar, simultaneamente, no máximo até sete GTSs por superquadro, enquanto houver disponibilidade no superquadro. Um GTS deve ser previamente reservado antes de sua utilização. Cada GTS deve ser desalocado quando sua utilização não é mais necessária, e um GTS pode ser desalocado a qualquer momento pelo Coordenador PAN ou pelo dispositivo que solicitou originalmente sua alocação. Um dispositivo que solicitou uma alocação de GTS também pode realizar transmissões durante o CAP. Todas as transmissões realizadas no CFP devem ser completadas um IFS (*Interframe Spacing*) antes do término do seu período de GTS.

Por padrão, a alocação de GTS é realizada respeitando ordem FIFO (*First-in, First-out*), todos os GTS devem ser alocados de forma contígua na parte final do superquadro. O Coordenador PAN deve tomar a decisão de alocação de um GTS dentro de  $aGTSDescPersistenceTime$  (por padrão,  $aGTSDescPersistenceTime = 4$ ) superquadros. Portanto, após o recebimento de uma mensagem de reconhecimento, o dispositivo que solicitou alocação de GTS permanece monitorando a chegada de beacons e aguarda ao menos  $aGTSDescPersistenceTime$  superquadros. Se nenhum descritor de GTS aparecer no quadro de beacon para o dispositivo, dentro de  $aGTSDescPersistenceTime$ , a alocação de GTS é considerada faltosa.

Caso a solicitação de GTS seja aceita pelo Coordenador PAN, este gera um descritor de GTS com as especificações de alocação. Esta informação é inserida no campo de descritor de GTS, contida dentro de cada superquadro, e enviada pelo Coordenador PAN. Dispositivos que recebem alocação de GTS devem monitorar o recebimento de quadros de beacon e verificar quais compartimentos de tempo estão alocados no superquadro atual.

#### 4. Modelo do Sistema

Uma das motivações para o desenvolvimento deste trabalho advém do fato de abordagens de reserva de recursos adotada por alguns sistemas de tempo real poderem trazer sérios problemas de desperdício de recursos. Grande parte dos sistemas de tempo real projetados desta forma raramente utilizam todos os recursos reservados. No entanto, aplicações no domínio de controle e automação industrial precisam de uma especificação mais precisa de como o sistema atenderá suas restrições temporais. O modelo de tarefas proposto por [Hamdaoui and Ramanathan 1995] pode ser utilizado para projetar essa classe de sistemas.

Considerando uma rede IEEE 802.15.4, o modelo de tarefas (m,k)-firm pode ser utilizado na alocação de compartimentos no Coordenador PAN. É possível considerar que uma tarefa perdeu deadline caso não consiga transmitir sua mensagem no último superquadro. Portanto, se existem mais do que sete solicitações de compartimentos no Coordenador PAN, e cada requisição possui sua especificação (m,k)-firm, então o Coordenador PAN pode executar o escalonamento dessas requisições segundo as restrições (m,k)-firm das tarefas, almejando evitar a ocorrência de falhas dinâmicas. Adicionalmente, um teste de escalabilidade pode ser realizado com a chegada de uma nova tarefa no sistema, objetivando verificar a escalabilidade do conjunto de tarefas. A nova tarefa periódica deve ser admitida no sistema apenas se sua execução não prejudicar as garantias oferecidas ao conjunto já admitido.

Assume-se que o Coordenador PAN inicializa a rede definindo a estrutura do superquadro através dos parâmetros BO (*beacon order*) e SO (*superframe order*). Cada dispositivo sensor que deseja alocar compartimentos, envia uma solicitação juntamente com suas restrições (m,k)-firm para o Coordenador PAN. Cada dispositivo possui sua tolerância em perder algumas mensagens, conhecida em tempo de projeto, representadas na seguinte forma: no mínimo  $m$  compartimentos deverão ser garantidos para a transmissão de qualquer  $k$  mensagens consecutivas.

O principal problema tratado neste trabalho é como o Coordenador PAN deve escalonar  $S$  compartimentos durante períodos sem contenção (CFP) entre  $N$  dispositivos que solicitam a utilização deste recurso. O escalonamento deve considerar as restrições (m,k)-firm de cada nodo  $i$  da rede. Buscando manter conformidade com a especificação IEEE 802.15.4, a proposta não impõe nenhuma alteração no protocolo existente. No entanto, as restrições (m,k)-firm de cada dispositivo devem ser inseridas no campo de dados destinado ao Coordenador PAN, em virtude do campo “reservado”, disponível no campo de requisição de compartimentos, ser composto por apenas 2 bits, podendo ser insuficiente para informar restrições (m,k)-firm para algumas aplicações.

Formalmente, nossa abordagem pode ser descrita como segue. Um conjunto de  $N$  tarefas periódicas independentes pode ser representado como  $\Gamma = \{\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n\}$ , ordenadas em ordem decrescente de prioridade. A política de atribuição de prioridades adotada neste trabalho é o Taxa Monotônica, onde  $P_1 \leq P_2 \leq \dots \leq P_N$ . Cada tarefa é preemptiva

e caracterizada por uma 4-tupla  $(P_i, C_i, m_i, k_i)$ , onde  $P_i$  representa o período,  $C_i$  representa o tempo de execução (tamanho da mensagem) e  $m_i$  e  $k_i$  representam as restrições (m,k)-firm de uma tarefa  $i$  ( $1 \leq m_i \leq k_i$ ).

A estrutura de um superquadro no padrão IEEE 802.15.4 é composta por dezesseis compartimentos, sendo os nove primeiros compartimentos ocupados pelo quadro de beacon e CAP (período com contenção) e sete compartimentos restantes para alocação de compartimentos (período sem contenção). Segundo a especificação, o menor compartimento tem duração de 15,36 ms, e para este trabalho, considera-se que um compartimento equivale a uma unidade de tempo (*ut*). Como exemplo, uma tarefa que possui tempo de computação (*Worst-Case Execution Time* - WCET) em 40 ms irá ocupar 3 compartimentos de tempo.

No caso específico no nosso modelo, uma tarefa periódica representa uma aplicação executando em um dispositivo da rede onde os períodos das tarefas são múltiplos da periodicidade do superquadro. O tempo de computação da tarefa é representado pela duração de um compartimento de tempo. Finalmente, conforme previamente mencionado,  $m_i$  e  $k_i$  representam as restrições (m,k)-firm para a tarefa  $\tau_i$ , o qual ao menos  $m$  mensagens devem ser transmitidas dentro de qualquer janela de  $k$  mensagens consecutivas, buscando evitar uma condição de falha dinâmica (uma falha dinâmica ocorre quando uma restrição (m,k)-firm é violada). Assume-se que:

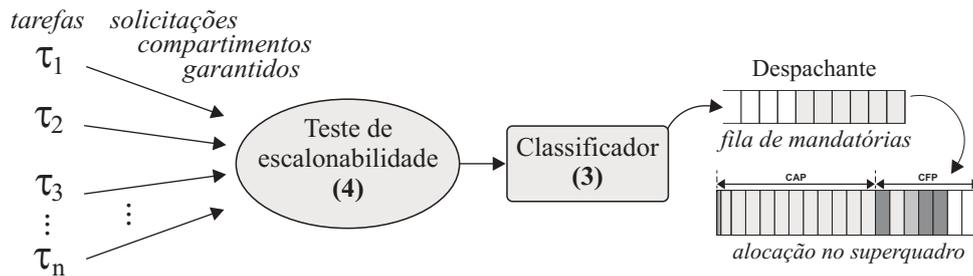
- $C_i = l_i \cdot ut$ ,  $l_i \in \mathbf{Z}^+$ : Tempo de computação é múltiplo da unidade de tempo (*ut*);
- $1 \leq m_i \leq k_i$ ,  $m_i$  e  $k_i \in \mathbf{Z}^+$

## 5. Abordagem proposta

Esta seção introduz primeiramente o algoritmo de classificação de tarefas (m,k)-firm proposto, derivado do trabalho de [Ramanathan 1999]. Posteriormente, apresenta-se o teste de escalabilidade, baseado no conceito de demanda de tempo das tarefas, proposto inicialmente por [Lehoczky et al. 1989].

A Figura 3 ilustra o modelo conceitual adotado neste trabalho. Solicitações de alocação de compartimentos são enviadas ao Coordenador PAN, onde um teste de escalabilidade (teste de admissão) é executado com a chegada de uma nova requisição de alocação de compartimentos garantidos para uma tarefa periódica. Após admitido no conjunto de requisições aceitas, durante a execução das tarefas suas ativações periódicas são classificadas em mandatórias ou opcionais por um classificador, o qual envia as instâncias definidas como mandatórias para uma fila de mandatórias. Por fim, uma tarefa despachante tem a função de remover as tarefas da fila de mandatórias e alocar os compartimentos garantidos entre as tarefas requisitantes. A retirada das tarefas da fila de mandatórias respeita a prioridade estática das tarefas. Este modelo pode ser concebido como um modelo de conservação de trabalho (*work-conserving*), onde o escalonamento de tarefas é nulo apenas quando não existem mensagens a serem transmitidas [Zhang 1995].

Sem perda de generalidade, o modelo proposto considera a execução das tarefas mandatórias segundo prioridade fixa (Taxa Monotônica). O período com contenção CAP é modelado como uma tarefa mandatória  $\tau_0$ , que é sempre executada com a prioridade mais alta do sistema. Desta forma, a tarefa  $\tau_0$  sempre executa, ocupando todos os 9 compartimentos de tempo disponíveis durante o intervalo de tempo CAP, ou seja, um intervalo de tempo CAP é garantido em todos os superquadros. Por outro lado, as solicitações de compartimentos garantidos são modelados por tarefas  $\tau_1, \dots, \tau_n$ .



**Figura 3. Modelo de conservação de trabalho.**

A classificação das instâncias da tarefa  $\tau_i$  em mandatória ou opcional é baseada nos valores  $m_i$  e  $k_i$  de cada tarefa. Assim uma instância de  $\tau_i$  ativada no instante  $w.P_i$  é marcada como mandatória se a igualdade na Equação 3 é verificada, ou marcada como opcional caso contrário. O valor de  $w$ , calculado pela Equação 3, é usado com o objetivo de classificar as instâncias de uma tarefa  $i$  em mandatória ou opcional.

$$w = \left\lceil \left\lfloor \frac{(w-1).m_i}{k_i} \right\rfloor \frac{k_i}{m_i} \right\rceil + 1, \quad \text{onde } w = 1, 2, 3, \dots \quad (3)$$

Considere uma aplicação de tempo real composta por três tarefas periódicas:

- $\tau_0$ :  $C_0 = 9$   $P_0 = 16$  (1,1)-firm (corresponde ao escalonamento do CAP)
- $\tau_1$ :  $C_1 = 5$   $P_1 = 32$  (1,2)-firm
- $\tau_2$ :  $C_2 = 16$   $P_2 = 48$  (1,1)-firm

Como a utilização total do conjunto é superior a 1.0, nenhum algoritmo convencional é capaz de escalonar todas as instâncias do conjunto. No entanto, uma política de escalonamento que considere as restrições (m,k)-firm das tarefas, executando apenas as instâncias mandatórias do conjunto, pode gerar uma escala de execução. Considerando que cada tarefa possui uma prioridade fixa atribuída, ordenada em Taxa Monotônica, sendo  $\tau_0$  a tarefa mais prioritária do conjunto. O classificador marca as instâncias mandatórias de todas as tarefas do conjunto. Desta forma, o algoritmo classificador marca todas as instâncias de  $\tau_0$  e  $\tau_2$  como mandatórias, pois ambas possuem restrições (1,1)-firm. As instâncias 2, 4, 6, 8, 10... da tarefa  $\tau_1$  são marcadas como opcionais.

Respeitando a prioridade estática das tarefas,  $\tau_0$  é executada primeiro, seguida de  $\tau_1$ . A tarefa  $\tau_1$  não consegue transmitir sua mensagem na primeira ativação, porém realiza suas transmissões na chegada de sua segunda ativação. Por fim,  $\tau_2$  realiza suas transmissões.

### 5.1. Análise de escalonabilidade

Análises de escalonabilidade são utilizadas para antecipar o comportamento do sistema computacional, e determinar se as restrições temporais das tarefas poderão ser atendidas em tempo de execução. Algumas notações apresentadas neste trabalho são tradicionais dentro da área de sistemas de tempo real, como:  $P_i$ : intervalo mínimo entre ativações (Período da tarefa  $i$ ),  $w.P_i$ :  $w$ -ésima chegada periódica da tarefa  $i$ , e  $C_i$ : tempo de execução da tarefa  $i$  (conhecido também como *worst-case execution time*).

Em [Lehoczky et al. 1989] os autores propuseram um teste baseado na demanda de tempo de processador. Assumindo o conceito de instante crítico [Liu and Layland 1973] para um conjunto de tarefas escalonado segundo algoritmo Taxa Monotônica, a tarefa de mais alta prioridade  $i$  terá sua primeira execução dentro de seu deadline se existir um tempo  $0 < t \leq P_i$  tal que a demanda de tempo no processador, da tarefa  $i$  de mais alta prioridade seja menor ou igual a  $t$ .

**Teorema 1** *O instante 0 (zero) é o instante crítico para a tarefa  $\tau_i$ , onde  $i = 1, 2, 3, \dots, N$ .*

**Prova 1** *No instante 0, todas as tarefas do conjunto possuem uma instância marcada como mandatária, porém segundo o algoritmo proposto, as instâncias são enviadas para uma fila de tarefas mandatárias, e executadas de acordo com sua prioridade fixa. Desta forma uma tarefa  $\tau_i$  executa com prioridade  $i$  antes de todas as instâncias de  $\tau_j$ , assumindo  $j > i$ . Assim, o tempo de resposta de  $\tau_i$  não sofre interferência das tarefas  $\tau_j$ . Considere que  $j < i$ . O maior número de instâncias mandatárias de  $\tau_j$  irá acontecer no intervalo  $[0, P_i]$ , pois  $\tau_j$  é a tarefa mais prioritária. Sendo assim, as instâncias de  $\tau_i$  executadas no instante 0, receberão os maiores tempo de resposta possíveis.*

A Equação 4 apresenta o teste de escalonabilidade derivado de [Lehoczky et al. 1989] proposto.

**Teorema 2** *Dado um conjunto de tarefas  $\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_N$ , ordenado por prioridade fixa, e seja:*

$$W_i(t) = \left\lceil \frac{w \cdot m_i}{k_i} \right\rceil C_i + \sum_{j=1}^{i-1} \left\lceil \left\lceil \frac{t}{P_j} \right\rceil \frac{m_j}{k_j} \right\rceil C_j, \quad \text{onde } w = 1, 2, \dots, k_i \quad (4)$$

*Caso  $0 < t \leq P_i$  :  $W_i(t) \leq t$ , então o algoritmo de escalonamento proposto consegue garantir o atendimento das restrições  $(m,k)$ -firm da tarefa  $\tau_i$ .*

**Prova 2** *Considere a primeira instância de uma tarefa  $\tau_i$  com deadline  $P_i$ . Segundo o algoritmo proposto, se  $T_j < T_i$ , então as instâncias mandatárias de  $\tau_j$  possuem maior prioridade que as instâncias mandatárias de  $\tau_i$ . O valor de  $\sum_{j=1}^{i-1} \left\lceil \left\lceil \frac{t}{P_j} \right\rceil \frac{m_j}{k_j} \right\rceil C_j$  representa o número de instâncias mandatárias de  $\tau_j$ , as quais os tempos de ativação são menores que  $t$ . O valor  $W_i(t)$  representa o tempo de computação necessário para executar a primeira instância mandatária de  $\tau_i$ <sup>4</sup> e o tempo de computação de todas as instâncias mandatárias com prioridade maior que  $\tau_i$ , as quais possuem tempo de ativação menor ou igual a  $t$ . Desta forma, se  $0 < t \leq P_i$  :  $W_i(t) \leq t$ , então a primeira instância de  $\tau_i$  será atendida no tempo  $t$ . Como a primeira ativação de  $\tau_i$  foi ativada no instante de tempo 0 e 0 é o instante crítico para a tarefa  $\tau_i$ , as restrições  $(m,k)$ -firm de  $\tau_i$  são garantidas pelo algoritmo de escalonamento. O teorema segue para todas as tarefas  $i$ .*

Como  $\left\lceil \frac{t}{P_j} \right\rceil$  é um valor crescente, exceto nos momentos das chegadas das tarefas, os únicos valores de  $t$  que precisam ser testados são os múltiplos dos períodos das tarefas entre zero e  $k_i \cdot P_i$ .

<sup>4</sup>Considerando que a primeira ativação da tarefa  $\tau_i$  pode falhar.

## 5.2. Algoritmo proposto

A abordagem proposta oferece garantias (m,k)-firm às aplicações em duas etapas. Primeiramente um teste de admissão (Algoritmo 1) verifica a escalonabilidade do sistema a cada nova solicitação de compartimentos garantidos. Caso a condição de escalonabilidade (linha 3, Algoritmo 1) seja satisfeita a nova tarefa é admitida no conjunto. Caso contrário, a tarefa é rejeitada.

---

### Algoritmo 1 Teste de admissão

---

```

1: if uma nova requisição de compartimento garantido chega then
2:   calcula  $W_i(t)$ 
3:   if  $(0 < t < P_i)$  and  $(W_i(t) \leq t)$  then
4:      $teste\_admissao = 1$ 
5:   else
6:      $teste\_admissao = 0$ 
7:   end if
8: end if

```

---

A segunda fase da abordagem proposta (Algoritmo 2) é realizada após a execução do teste de escalonabilidade. Quando uma nova tarefa é admitida no sistema, o algoritmo realiza o particionamento das instâncias da tarefa  $i$  admitida, inserindo-as em uma fila de instâncias mandatórias ( $L_m(i)$ ) ou opcionais ( $L_o(i)$ ). Antes da execução do próximo superquadro o algoritmo aloca compartimentos para as instâncias mandatórias da tarefa  $i$  de maior prioridade ( $h_p(i)$ ). Caso, durante a montagem da escala, existam compartimentos livres, uma instância opcional da tarefa mais prioritária  $i$  recebe, antecipadamente, a alocação do compartimento, sendo que, na próxima ativação mandatória da tarefa  $i$ , uma instância não é ativada.

---

### Algoritmo 2 Escalonamento dinâmico de compartimentos

---

```

1: for all uma nova tarefa admitida do
2:   if  $(w = \lfloor \lceil \frac{(w-1) \cdot m_i}{k_i} \rceil \frac{k_i}{m_i} \rfloor + 1)$  then
3:     insira requisicao  $i$  na fila  $L_m(i)$ 
4:   else
5:     insira requisicao  $i$  na fila  $L_o(i)$ 
6:   end if
7: end for
8: for all proximo superquadro do
9:   if  $(L_m(i) \neq -1)$  {se fila não está vazia} then
10:    atende requisicao de compartimento de  $L_m(i)$  de  $hp(i)$ 
11:   else
12:     $L_m(i) \leftarrow 0$  {garante fila vazia}
13:   end if
14:   if existem compartimentos livres then
15:    atende requisicao de compartimento de  $L_o(i)$  de  $hp(i)$ 
16:   end if
17: end for

```

---

## 6. Avaliação da Proposta

O objetivo desta seção é avaliar o impacto da abordagem frente a abordagem convencional oferecida pelo padrão IEEE 802.15.4. Os estudos foram conduzidos através de análise experimental a partir de um cenário real. Utilizou o OpenZB<sup>5</sup> para avaliação da abordagem proposta neste trabalho. O OpenZB implementa a pilha de protocolos especificada pelo padrão IEEE 802.15.4, desenvolvido em NesC sobre o sistema operacional TinyOS e compatível com os dispositivos MicaZ,<sup>6</sup> utilizados em topologia estrela.

Na implementação, nenhuma alteração ao padrão IEEE 802.15.4 foi realizada, apenas adição do teste de escalabilidade e do algoritmo de atribuição de GTS segundo prioridade fixa (RM), ambos inseridos no código do OpenZB no dispositivo coordenador da rede. Os dispositivos que solicitam alocação de compartimentos garantidos (GTS) enviam suas restrições (m,k)-firm dentro do campo de dados da requisição, em virtude do campo “reservado” disponível no campo de solicitação de GTS ter apenas 2 bits.

Foram considerados 4 nodos, sendo um dos dispositivos o Coordenador PAN. Os outros três dispositivos solicitavam alocação de GTS para realizarem suas transmissões de acordo com o conjunto de tarefas mostrado a seguir:

- $\tau_0$ :  $C_0 = 9$   $P_0 = 16$  (1,1)-firm
- $\tau_1$ :  $C_1 = 2$   $P_1 = 16$  (1,1)-firm
- $\tau_2$ :  $C_2 = 4$   $P_2 = 18$  (1,3)-firm
- $\tau_3$ :  $C_3 = 6$   $P_3 = 32$  (1,1)-firm

O fator de utilização total do conjunto de tarefas é superior a 100%. Porém, assumindo-se as restrições (m,k)-firm do conjunto, passa a ser viável a construção de uma escala de execução. A tarefa  $\tau_0$  representa a tarefa mais prioritária do sistema, consumindo o tempo equivalente ao CAP em cada superquadro. A Figura 4 mostra as quatro tarefas (4 dispositivos MicaZ) intercalando suas transmissões entre os superquadros.

O trabalho apresentado mostra que algoritmos de escalonamento sofisticados podem ser implementados eficazmente sobre nodos com baixa capacidade de processamento, melhorando de forma significativa o funcionamento de uma RSSF típica no caso de sobrecarga e de não ocorrência de falhas dinâmicas.

## 7. Conclusões

Este trabalho apresentou um novo escalonador de compartimentos garantidos (GTS) em redes IEEE 802.15.4, o qual busca otimizar a utilização desse recurso escasso no caso de redes que suportam a transferência de mensagens de tempo real modeláveis de acordo com o modelo (m,k)-firm. Um teste de escalabilidade determinístico para o algoritmo proposto é também introduzido. O teste, baseado em demanda de tempo, garante que um conjunto de tarefas admitido, conseguirá executar as instâncias mandatórias dos dispositivos que desejam realizar suas transmissões durante períodos sem contenção.

A avaliação da proposta foi conduzida em duas vias: de uma forma analítica e foi garantido que a abordagem proposta garante o escalonamento de compartimentos; de uma forma experimental foi garantido que a abordagem proposta pode ser facilmente adaptada em dispositivos IEEE 802.15.4, necessitando de mínimas alterações.

<sup>5</sup><http://www.open-zb.net/>

<sup>6</sup>[www.xbow.com](http://www.xbow.com)

Frame	Time(us)	Len	MAC Frame Control	Seq Num	Dest PAH	Dest Addr	Source PAH	Source Addr	Invalid Data	FCS	
00335	+878192 =60713152	22	Type Sec Pend ACK IPAN BCN N N N Y	0x92	0x1234	0xFFFF	0x0000	0x46 0xC8 0x82 0x00 0x04 0x00 0x5B 0x02 0x00 0x29 0x00			quadro de beacon
00336	+6384 =60719536	17	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N N N	0xB8	0x1234	0x0000	0x1234	0x0001 0xDD 0xF9 0xDF 0xBF	RSSI Corr CRC -19 0x6C OK		tarefa $\tau_1$
00337	+134480 =60854016	15	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N Y N	0x82	0x1234	0x0000	0x1234	0x0002 0xFF 0x8B	RSSI Corr CRC -17 0x6C OK		tarefa $\tau_2$
00339	+29760 =60884768	15	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N Y N	0xFF	0x1234	0x0000	0x1234	0x0004 0xEE 0x3D	RSSI Corr CRC -21 0x6B OK		tarefa $\tau_4$
00341	+878016 =61763792	25	Type Sec Pend ACK IPAN BCN N N N Y	0x93	0x1234	0xFFFF	0x0000	0x46 0xC8 0x83 0x00 0x04 0x00 0x1F 0x03 0x00 0x4E 0x02 0x00 0x29 0x00			quadro de beacon
00342	+6416 =61770208	17	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N N N	0xB9	0x1234	0x0000	0x1234	0x0001 0xDD 0xF9 0xDF 0xBF	RSSI Corr CRC -19 0x6C OK		tarefa $\tau_1$
00343	+134416 =61904624	15	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N Y N	0x83	0x1234	0x0000	0x1234	0x0002 0xFF 0x8B	RSSI Corr CRC -17 0x6B OK		tarefa $\tau_2$
00345	+29904 =61936048	15	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N Y N	0x20	0x1234	0x0000	0x1234	0x0003 0xC3 0xF6	RSSI Corr CRC -29 0x6B OK		tarefa $\tau_3$
00347	+61024 =61998080	15	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N Y N	0x00	0x1234	0x0000	0x1234	0x0004 0xEE 0x3D	RSSI Corr CRC -21 0x6C OK		tarefa $\tau_4$
00349	+815424 =62814496	22	Type Sec Pend ACK IPAN BCN N N N Y	0x94	0x1234	0xFFFF	0x0000	0x46 0xC8 0x82 0x00 0x04 0x00 0x5B 0x02 0x00 0x29 0x00			quadro de beacon
00350	+6512 =62821008	17	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N N N	0xBA	0x1234	0x0000	0x1234	0x0001 0xDD 0xF9 0xDF 0xBF	RSSI Corr CRC -19 0x6B OK		tarefa $\tau_1$
00351	+134352 =62955360	15	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N Y N	0x84	0x1234	0x0000	0x1234	0x0002 0xFF 0x8B	RSSI Corr CRC -17 0x6C OK		tarefa $\tau_2$
00353	+29712 =62986064	15	Type Sec Pend ACK IPAN DATA N N Y N	0x01	0x1234	0x0000	0x1234	0x0004 0xEE 0x3D	RSSI Corr CRC -21 0x6B OK		tarefa $\tau_4$

Figura 4. Captura de quadros transmitidos para o nodo coordenador da rede IEEE 802.15.4

Os autores deste trabalho desconhecem a existência de outros trabalhos que abordem o problema de escalonamento de compartimentos garantidos numa abordagem (m,k)-firm, para o caso genérico de períodos de requisições não limitados ao comprimento dos superquadros.

## Referências

- 802.11 (2003). IEEE Standard for Information Technology - Wireless LAN Medium Access Control and Physical Layer Specification. *ANSI/IEEE Std 802.11, 1999*.
- 802.15.4 (2006). Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for Low-Rate Wireless Personal Area Network (LR-WPAN). *in IEEE-SA Standards Board 802.15.4-2006*.
- Aquino, A. L., Cabral, R., Loureiro, A. F., and Fernandes, A. O. (2008). Um algoritmo de reducao de dados para aplicacoes de tempo real em redes de sensores sem fio. *26 Simpósio Brasileiro de Redes de Computadores (SBRC 2008)*, pages 833–846.
- Bernat, G. and Burns, A. (1997). Combining (n/m)-hard deadlines and dual-priority scheduling. *Proc. RTSS*, pages 46–57.
- Goossens, J. (2008). (m k)-firm constraints and dbp scheduling: impact of the initial sequence and exact schedulability test. *16th Int. Conference on Real-Time and Network Systems*. Accepted for publication.

- Hamdaoui, M. and Ramanathan, P. (1995). A dynamic priority assignment technique for streams with (m,k)-firm deadlines. *IEEE Trans. Computers*, 44(12):1443–1451.
- Hespanha, J. P., Naghshtabrizi, P., and Xu, Y. (2007). A survey of recent results in networked control systems. *Proc. of the IEEE*, 95(1):138–162.
- Koren, G. and Shasha, D. (1995). Skip-over: Algorithms and complexity for overloaded systems that allow skips. *Proc. RTSS*, pages 110–117.
- Lehoczky, J., Sha, L., and Ding, Y. (1989). The rate monotonic scheduling algorithm: Exact characterization and average case behavior. *11th the IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS'89)*, pages 166–171.
- Lemmon, M., Ling, Q., and Sun, Y. (2003). Overload management in sensor-actuator networks used for spatially-distributed control systems. *SenSys '03*, 5(7):162–170.
- Li, J., Song, Y., and Simonot-Lion, F. (2004). Schedulability analysis for systems under (m,k)-firm constraints. *IEEE International Workshop on Factory Communication Systems*, pages 23–30.
- Liu, C. L. and Layland, J. W. (1973). Scheduling algorithms for multiprogramming in a hard real-time environment. *Journal of ACM*, 20(1):46–61.
- Mok, A. K. and Wang, W. (2001). Window constrained real-time periodic task scheduling. *In Proc. 22nd RTSS*, pages 15–24.
- Montez, C., Fraga, J., Oliveira, R., and Farines, J.-M. (1999). An adaptive scheduling approach in real-time corba. *In The 2nd IEEE Int. Symp. on Object-oriented Real-time Distributed Computing*, pages 301–309.
- Quan, G. and Hu, X. S. (2000). Enhanced fixed-priority scheduling with (m,k)-firm guarantee. *21st IEEE Real-Time Systems Symposium (RTSS'00)*, pages 79–88.
- Ramanathan, P. (1999). Overload management in real-time control applications using (m, k)-firm guarantee. *IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems*, 10(6):549 – 559.
- Schenato, L., Franceschetti, M., and Sastry, S. S. (2007). Foundations of control and estimation over lossy networks. *Proc. of the IEEE*, 95(1):163–187.
- Semprebom, T., Montez, C., Moraes, R., Vasques, F., and Portugal, P. (2009). Dynamic gts scheduling of periodic skippable slots in ieee 802.15.4 wireless sensor networks. *In 8th FET'09*, pages 110–120.
- West, R. and Zhang, Y. (2004). Dynamic window-constrained scheduling of real-time streams in media servers. *IEEE Trans. on Computers*, 53(6):744–759.
- Willig, A. (2008). Recent and emerging topics in wireless industrial communications: A selection. *IEEE Trans. on Indust. Informatics*, 4(2):102–124.
- Zhang, H. (1995). Providing end-to-end performance guarantees using non-work-conserving disciplines. *Computer Communications: Special Issue on System Support for Multimedia Computing*, 18.