

Um Modelo de Alocação de GTS's em Redes IEEE 802.15.4 com Provisão de QoS para Mensagens Periódicas com Restrições Temporais

Tiago Semprebom^{†*}, Carlos Montez^{*}, Ricardo Moraes[◇], Francisco Vasques[♣]

[†] *Área de Telecomunicações - Instituto Federal de Santa Catarina, Campus São José, Brasil*

^{*} *Departamento de Automação e Sistemas - Universidade Federal de Santa Catarina, Brasil*

[◇] *LabSEC - Laboratório de Segurança em Computação, Universidade Federal de Santa Catarina, Brasil*

[♣] *IDMEC - Faculdade de Engenharia, Universidade do Porto, Portugal*

{tisemp, montez}@das.ufsc.br, vasques@fe.up.pt, ricardo.moraes@ufsc.br

Resumo—Este artigo introduz uma política de escalonamento de GTSS a fluxos de mensagens de tempo real aplicados a redes IEEE 802.15.4. O modelo nomeado (s,t)-slot garante que ao menos s fluxos de mensagens serão servidos durante um intervalo de tempo $t \times BI$ (Beacon Intervals), utilizando um teste de escalonabilidade dinâmico. A avaliação da proposta apresentada, conduzida experimentalmente, indica a factibilidade de sua implementação em nodos sensores compatíveis com o padrão IEEE 802.15.4. Analiticamente demonstra-se a adequação da proposta com o algoritmo de escalonamento EDF, o qual permite garantir requisitos de QoS, diferentemente da política FIFO originalmente oferecida por este padrão.

Palavras-Chave—IEEE 802.15.4, Redes de Sensores sem Fios, WPAN, Tempo Real.

I. INTRODUÇÃO

Nos últimos anos, observa-se o crescimento do uso de tecnologias sem fios em vários domínios de aplicação, que necessitam de provimento de Qualidade de Serviço (QoS) em suas execuções. Dentro deste contexto, o conjunto de protocolos normalizados IEEE 802.11 e IEEE 802.15.4 são os principais candidatos a tornarem-se padrão *de facto* para os casos de Redes Locais (WLAN) e Redes de Sensores sem Fios (RSSF), respectivamente.

O IEEE 802.15.4 task group [1] em conjunto com a Aliança ZigBee¹ tem desenvolvido a especificação para um padrão de redes LR-WPAN (*Low-Rate Wireless Personal Network*). Este padrão não foi desenvolvido especificamente para RSSF, porém características como baixo consumo energético, baixa taxa de transmissão e baixo custo se encaixam com as necessidades destas redes.

Este trabalho investiga a utilização de RSSF IEEE 802.15.4/ZigBee para suportar aplicações com requisitos de comunicação com restrições temporais. Por exemplo, aplicações de controle via rede, onde dados de controle devem ser periodicamente transferidos entre sensores, controladores e atuadores de acordo com metas temporais (*deadlines*) estritas.

Aplicações de tempo real (TR) periódicas assumem, usualmente, que todas as suas ativações serão executadas, ou seja, que todos os seus *deadlines* serão atendidos a cada período. No

caso de aplicações TR que envolvem envio de mensagens via rede, isso implica que todas as mensagens enviadas precisam alcançar seus destinos antes de seus *deadlines*. Por outro lado, existem aplicações em que o descarte de algumas mensagens pode ser tolerados ou compensados, desde que estes descartes ocorram de forma esparsa. Diversos trabalhos exploram estas características [3], [4], [10], [12], [13].

A tolerância a perdas de *deadlines* pode ser expressa como uma porcentagem. Em uma rede IEEE 802.15.4 operando no modo com *beacon*, por exemplo, uma tarefa periódica pode assumir que seu período coincide com o período do superquadro e pode desejar realizar suas transmissões em pelo menos um compartimento (*slot*) de cada superquadro – 100% de *deadlines* atendidos. Para uma outra tarefa, a execução de uma transmissão a cada dois superquadros consecutivos pode ser suficiente – 50% de *deadlines* atendidos. Esta tolerância é dependente da aplicação, sendo possível usar técnicas de interpolação ou estimação, como filtro de Kalman [9], para compensar o não recebimento de uma mensagem periódica.

Para que seja factível o oferecimento de QoS em RSSF, faz-se necessário a utilização de um mecanismo que permita diferenciar tipos de tráfego de mensagens na sub-camada de Controle de Acesso ao Meio (MAC). Dentro deste contexto, o protocolo IEEE 802.15.4 prevê garantias para aplicações de TR, através do uso de compartimentos garantidos - GTS (*Guaranteed Time Slot*). Este mecanismo permite que no máximo sete compartimentos sejam alocados em cada superquadro, durante o período sem contenção (CFP). Desta forma, cada nodo que deseja alocar um compartimento de tempo garantido, solicita de forma explícita ao Coordenador da rede uma quantidade de compartimentos para realizar suas transmissões. Este recurso escasso é rapidamente exaurido, caso se considerem redes com grande quantidade de nodos.

Este trabalho apresenta uma nova abordagem de escalonamento de compartimentos garantidos (GTSS) segundo o modelo (s,t)-slot aplicado a redes IEEE 802.15.4. O trabalho é baseado numa técnica de escalonamento conhecida como (m,k)-firm que foi proposto em [2]. Esta técnica foi inicialmente proposta e aplicada no contexto do escalonamento de sistemas operacionais de tempo real em situações de sobrecarga. As

¹ZigBee Specification - www.zigbee.org/

principais contribuições para o problema de escalonamento (s,t)-slot aplicado em redes IEEE 802.15.4 são:

- Proposição de um novo modelo de tarefas em conformidade com a especificação IEEE 802.15.4. O modelo (s,t)-slot considera a alocação de s mensagens em um intervalo de $t \times BI$ (*Beacon Intervals*) consecutivos.
- Um teste de escalabilidade e um algoritmo de alocação de GTSs, 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.

Diferentemente do trabalho introduzido em [12], neste trabalho o Coordenador PAN realiza um teste de admissão com base nas restrições (s,t)-slot de cada tarefa e na quantidade de GTSs disponíveis para alocação, calculando de forma dinâmica a escala de execução das instâncias das tarefas segundo o algoritmo de escalonamento EDF (*Earliest Deadline First*).

O restante deste trabalho está organizado como segue: A Seção II traz uma visão geral do protocolo IEEE 802.15.4, juntamente com o mecanismo de alocação de GTS. Na Seção III apresenta-se a descrição do modelo de sistema utilizado neste trabalho. O classificador e o algoritmo de escalonamento de tarefas adotados são apresentados na Seção IV. A avaliação da proposta é realizada na Seção V. Finalmente, as conclusões do trabalho são discutidas na Seção VI.

II. PADRÃO IEEE 802.15.4

O padrão IEEE 802.15.4 [1] especifica a Sub-camada de Acesso ao Meio (MAC) e a camada Física para redes LR-WPANs. Dois modos de operação são suportados:

- 1) **modo sem beacon:** neste modo de operação os nodos podem simplesmente enviar seus dados usando CSMA/CA sem compartimentos, não utilizando a estrutura do superquadro.
- 2) **modo com beacon:** são periodicamente gerados *beacons* pelo coordenador com a finalidade de sincronizar os dispositivos e identificar a PAN. Um quadro de *beacon* faz parte do primeiro compartimento de um superquadro, o qual insere a identificação de todos os quadros a serem trocados entre os nodos e o coordenador PAN.

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 os períodos inativos.

A estrutura do superquadro é definida por dois parâmetros: O primeiro *macBeaconOrder* (BO) define o intervalo durante o qual o coordenador deve transmitir os quadros de *beacon*. A relação entre o BO e BI é apresentada na Equação 1.

$$BI = aBaseSuperframeDuration \times 2^{BO}, \quad (1)$$

para $0 \leq BO \leq 14$

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

$$SD = aBaseSuperframeDuration \times 2^{SO}, \quad (2)$$

para $0 \leq SO \leq BO \leq 14$

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 numa frequência de 2.4 GHz ISM, a qual será considerada no restante deste trabalho. Para maiores informações sobre os possíveis períodos, consulte [11].

A Fig. 1 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).

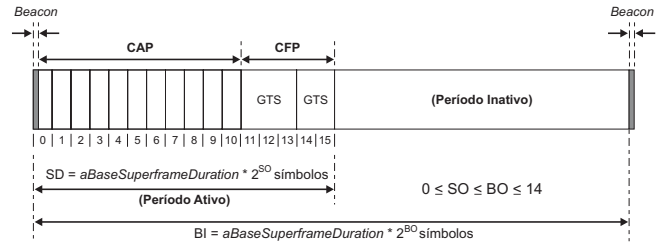


Fig. 1. Estrutura do superquadro IEEE 802.15.4.

A. Alocação de compartimentos garantidos (GTSs)

O GTS é a parte do superquadro dedicada para uso exclusivo de alguns dispositivos 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 compreender um ou mais compartimentos em um superquadro. O Coordenador PAN pode alocar, simultaneamente, no máximo até sete GTSs por superquadro, enquanto houver disponibilidade. Um GTS deve ser previamente reservado antes de sua utilização. Cada GTS deve ser desalocado quando a sua utilização não é mais necessária e pode ser desalocado a qualquer momento pelo Coordenador PAN ou pelo dispositivo que solicitou originalmente sua alocação. Um dispositivo que solicitou alocação de GTSs 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 uma ordem FIFO (*First-in, First-out*), devendo alocar todos os GTSs de forma contígua na parte final do superquadro. O Coordenador PAN toma a decisão de alocação dentro de um intervalo de tempo de até quatro superquadros.

III. MODELO DO SISTEMA

Aplicações com restrições de TR estritas (*hard*) não toleram perdas em suas ativações. Porém em muitos casos, a própria aleatoriedade do meio de comunicação conduz a impossibilidade de oferecer tais garantias. Esta característica, presente

em muitos ambientes de comunicação, fica ainda mais evidente nos sistemas sem fio, onde o meio de comunicação é aberto. Por exemplo, em ambientes industriais onde o tráfego de TR, como o existente entre controladores e atuadores necessitam, muitas vezes, co-existir com tráfego de controle supervísório (*download* de arquivos etc).

Desta forma, se existirem mais do que sete solicitações de alocação de GTSs chegando ao Coordenador PAN e se cada requisição possuir sua demanda de QoS especificada na forma de restrições (s,t)-slot, o Coordenador PAN poderá montar uma escala de execução factível para atender as demandas de um conjunto de tarefas solicitantes. O principal problema tratado nesse trabalho é como o Coordenador PAN deve escalonar o número máximo de GTSs – sete, segundo a especificação IEEE 802.15.4 – durante períodos sem contenção entre um número superior a sete nodos sensores solicitantes, respeitando as restrições (s,t)-slot de cada nodo. Formalmente o problema pode ser apresentado da seguinte forma:

Considera-se um conjunto $\Gamma = \{\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_n\}$ de N fluxos de mensagens periódicas independentes. Cada fluxo τ_i é caracterizado por uma 5-tupla $((s_i, t_i), C_i, P_i, D_i)$, onde C_i representa a duração de uma mensagem do fluxo τ_i , P_i representa a sua periodicidade, D_i denota o *deadline* relativo das mensagens, s_i e t_i representam as restrições (s,t)-slot para fluxo de mensagens τ_i . No caso específico deste modelo, um fluxo de mensagens periódicas suporta uma aplicação de TR executando em um dispositivo da rede. Adicionalmente esse trabalho assume os seguintes pressupostos:

- A1. A duração das mensagens é discreta ($C_i = 1$ compartimento).
- A2. O período do fluxo de mensagens τ_i é múltiplo do *Beacon Interval* ($P_i = t_i \times BI$).
- A3. O *deadline* relativo das mensagens é igual ao seu período ($D_i = P_i$).

Os pressupostos A1 e A2 advém do fato de que tanto a duração de um compartimento de tempo quanto o valor de BI (indica a periodicidade dos fluxos de mensagens) são flexíveis e podem ser configurados através dos parâmetros *Beacon Order* (BO) e *Superframe Order* (SO). Desta forma, os valores de BO e SO podem ser facilmente ajustados pelo Coordenador PAN de acordo com as demandas das aplicações de TR que estão sendo executadas. Então, a unidade de tempo (granularidade) do fluxo de mensagens τ_i é o compartimento.

Cada fluxo de mensagens τ_i possui uma restrição (s_i, t_i) e uma duração de mensagem $C_i = 1$. Desta forma, podemos considerar que $C_i = s_i \times ST$ (duração do compartimento) e $P_i = D_i = (t_i \times BI)$, o que significa que o escalonador deve garantir a alocação de s_i compartimentos em cada t_i Intervalos de Beacon (BI) consecutivos. Em outras palavras esta abordagem realiza uma transformação (s,t)-slot em um novo padrão (C_i, P_i, D_i) , permitindo emular a natureza preemptiva do algoritmo EDF adotado no escalonador de tarefas.

O algoritmo *Earliest Deadline First* (EDF) é baseado no cálculo de *deadline* absoluto das tarefas; a tarefa mais próxima de uma perda de *deadline* é a primeira selecionada para executar. Sabe-se que o EDF é ótimo entre a classe de algoritmos preemptivos, no sentido que se existe uma escala factível para um conjunto de tarefas então a escala produzida

pelo algoritmo EDF para o mesmo conjunto também será factível. No trabalho clássico de Liu e Layland [6] prova-se que um conjunto de tarefas periódicas é escalonável pelo algoritmo EDF se e somente se $U \leq 1$ (utilização $\leq 100\%$) para os casos onde $D_i = P_i$. Liu [7] mostrou posteriormente que a densidade de um conjunto de tarefas dado por $\sum_{i=1}^N \left(\frac{C_i}{\min\{D_i, P_i\}} \right) \leq 1$ é condição de escalonabilidade suficiente para sistemas escalonados segundo o algoritmo EDF, para o caso geral em que $D_i \leq P_i$. A abordagem proposta neste trabalho consiste em um algoritmo de classificação de fluxos de mensagens, um teste de admissão e um algoritmo de escalonamento, os quais são apresentados na próxima Seção.

IV. ABORDAGEM PROPOSTA

A. Classificador de fluxos (s,t)-slot

No classificador de fluxos utilizado nesta proposta, mensagens do fluxo τ_i são classificadas como mandatórias ou opcionais, baseado-se em seus valores de QoS (s,t)-slot. Uma mensagem classificada como mandatória deve ser transferida durante períodos livres de contenção, utilizando compartimentos de tempo garantido (GTS). Mensagens classificadas como opcionais devem ter suas tentativas de envio durante períodos com contenção, onde apenas garantias probabilísticas podem ser oferecidas (Fig. 2).

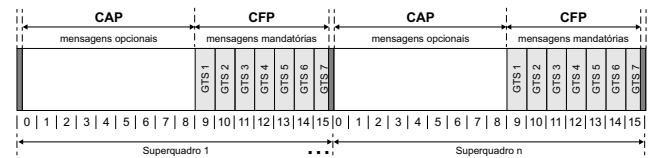


Fig. 2. Alocação de mensagens em superquadros consecutivos.

O classificador adotado sempre classifica a primeira mensagem do fluxo τ_i como mandatória [2]. Por exemplo, um fluxo com restrições (1,4)-slot possui um padrão de marcação 1 0 0 0, onde '1' representa a primeira mensagem marcada como mandatória e '0' indica as três mensagens subsequentes marcadas como opcionais. Desta forma, o fluxo τ_i deve realizar sua primeira transmissão durante o CFP e, posteriormente, as suas três mensagens opcionais deverão tentar ser transferidas no CAP. Uma mensagem marcada como mandatória será transferida em um dos GTSs disponíveis no superquadro vigente (máximo de 7 GTSs), porém não necessariamente no primeiro GTS do superquadro.

Encontrar um padrão de marcação de instâncias ideal para qualquer conjunto de tarefas pode ser uma tarefa árdua. Alguns autores como [5] e [8], afirmam que a classificação de instâncias das tarefas em mandatórias ou opcionais trata-se de um problema NP-difícil considerando valores de períodos, restrições t e tempo de computação arbitrários.

B. Algoritmo proposto

Neste artigo considera-se um agrupamento de nodos IEEE 802.15.4 operando em topologia estrela. Este agrupamento é composto por um conjunto de nodos sensores, com cobertura de um nodo especial que executa funções de Coordenador PAN. O modo de operação com *beacon*, que é adequado para

o provimento de garantias temporais para aplicações sensíveis ao tempo, é utilizado. Quando o Coordenador PAN seleciona esse modo de operação, a estrutura do superquadro é utilizada para gerenciar a comunicação entre os dispositivos associados a rede. Neste caso, quadros de *beacon* são periodicamente transmitidos pelo Coordenador PAN para identificar os elementos da rede e sincronizar os dispositivos. Estes quadros também são utilizados para informar os valores dos parâmetros BO e SO que determinam a duração do superquadro.

As garantias (s,t)-slot são providas às aplicações em duas etapas: i) *um teste de admissão* e ii) *uma política de escalonamento de GTSs*. Considerando que N é o número total de nodos que solicitam alocação de GTS e que cada nodo possui suas demandas de QoS representados na forma de restrições (s,t)-slot, utiliza-se neste trabalho o teste de escalonabilidade proposto em [6], [7], que consiste em verificar que $\sum_{i=1}^N \left(\frac{C_i}{\min\{D_i, P_i\}} \right) \leq 1$. Conforme apresentado na Seção III, $C_i = s_i \times ST$ e $P_i = D_i = t_i \times BI$, portanto, deve-se verificar se $\sum_{i=1}^N \left(\frac{s_i \times ST}{t_i \times BI} \right) \leq 1$. É importante notar que em cada Intervalo de Beacon (BI) há no máximo 7 GTSs disponíveis de duração igual a ST e tempos fixos, ou seja, $BI = N_{GTS} \times ST$. Logo, como ST e N_{GTS} são constantes, o teste de escalonabilidade se resume a:

$$\sum_{i=1}^N \left(\frac{s_i}{t_i} \right) \leq N_{GTS} \quad (3)$$

Este teste é realizado pelo Coordenador PAN com a chegada de uma requisição de alocação de GTS. Caso o teste de admissão falhe, ou seja, se o fator de utilização exceder 100%, a solicitação de alocação é inserida em uma fila de requisições opcionais (L_{CAP}) para posteriormente ser executada durante o CAP. Caso contrário, a nova solicitação de alocação é admitida e inserida em uma fila de requisições mandatórias (L_{GTS}). O valor N_{GTS} representa o número mínimo de GTSs que devem ser utilizados exclusivamente para este conjunto de mensagens classificadas como mandatórias.

A segunda fase consiste em dinamicamente selecionar qual nodo deve executar suas transmissões utilizando GTS em um superquadro específico. Neste trabalho o algoritmo de escalonamento adotado é baseado no algoritmo de escalonamento de tarefas EDF (Fig. 3).

C. Exemplo de aplicação

Considere uma aplicação industrial executando sobre uma rede IEEE 802.15.4, onde o Coordenador PAN informa aos nodos da rede os parâmetros $BO = SO = 1$. Como a periodicidade do superquadro (BI) e a duração do compartimento (ST) estão relacionados com BO e SO (Equações 1 e 2), todos os dispositivos da rede sabem que $BI = 30,7$ ms e $ST = 1,92$ ms. Conforme descrito nesta proposta a duração do compartimento de tempo (*slot*) deve ser suficiente para comportar as transmissões das mensagens dos dispositivos da rede. Neste exemplo, é possível a transmissão de até 60 bytes. Se algum nodo necessitasse transmitir uma quantidade maior de dados, diferentes valores para BO e SO deveriam ser utilizados. Alternativamente, o nodo poderia solicitar a alocação de dois ou mais compartimentos, alocando uma parte da transmissão em cada um dos compartimentos. Suponha que

```

1: Classifica mensagens do fluxo  $\tau_i$  em mandatória ou opcional
2: if nova requisição  $i$  chegou then
3:   if  $\sum_{i=1}^N \left( \frac{s_i}{t_i} \right) \leq N_{GTS}$  then
4:     teste_admissão = TRUE
5:     insere requisição na fila  $L_{GTS}$ 
6:   else
7:     teste_admissão = FALSE
8:     insere requisição na fila  $L_{CAP}$ 
9:   end if
10: end if
11: for all superquadros do
12:   for all requisição de GTS  $j$  do
13:     calcula deadline_absoluto
14:   end for
15:   ordena  $L_{GTS}$  segundo deadline_absoluto
16:   executa requisições da cabeça de  $L_{GTS}$  em CFP
17:   executa requisições da cabeça de  $L_{CAP}$  em CAP
18: end for
    
```

Fig. 3. Algoritmo de escalonamento de compartimentos.

os nodos sensores A e B desejam entrar nesta rede e que eles tenham os seguintes requisitos:

- A: deseja transmitir 45 bytes com restrições (1,2)-slot.
- B: deseja transmitir 60 bytes com restrições (2,5)-slot.

Como todas as aplicações conhecem *a priori* a quantidade máxima de bytes que podem ser transmitidos, é necessário informar apenas as restrições (s,t)-slot de cada nodo. O Coordenador PAN por sua vez executa o teste de admissão (Equação 3) e classifica as mensagens em mandatórias ou opcionais.

O algoritmo EDF toma decisões de escalonamento no momento da chegada de uma mensagem. Todos os fluxos de mensagens possuem seus períodos P_i múltiplos da periodicidade do superquadro. Além disso, o modelo assume que os fluxos iniciam suas transmissões quando tiverem a primeira mensagem autorizada, pelo Coordenador PAN no descritor de GTS. Desta forma, o fluxo de mensagens sempre tem início no início do próximo superquadro. Como não há a possibilidade de um fluxo ter início no decorrer de um superquadro, a abordagem proposta não difere do algoritmo EDF ao que concerne aos instantes de decisão de escalonamento.

V. AVALIAÇÃO DA PROPOSTA

O objetivo desta seção é demonstrar a factibilidade/compatibilidade de implementação da proposta em dispositivos sensores IEEE 802.15.4. Os estudos foram conduzidos através de análise experimental a partir de um cenário real. O OpenZB que implementa a pilha de protocolos especificada pelo padrão IEEE 802.15.4 foi utilizado nesta avaliação. Esta implementação foi desenvolvida em NesC sobre o sistema operacional TinyOS. Dispositivos sensores MicaZ ligados em topologia estrela foram utilizados nos experimentos.

O superquadro utilizado possui duração de 122,9 ms (BI) sendo que cada compartimento do superquadro tem duração de 7,68 ms (ST), comportando mensagens de até 240 bytes. Construiu-se um cenário com seis nodos, sendo um deles o

Coordenador PAN – responsável pela sincronização da rede, pelas execuções do teste de escalabilidade e do algoritmo de escalonamento dos pedidos de alocação de GTS. Os cinco nodos restantes, disputavam a alocação de três compartimentos de tempo garantido ($N_{GTS} = 3$). Neste caso, a cada BI há uma reserva de tempo de 23,04 ms ($N_{GTS} \times ST$) que é alocado na forma de GTSs pelo coordenador PAN, autorizando determinados nodos acessarem o meio de comunicação sem períodos de contenção.

Durante a realização dos ensaios os nodos sensores realizavam medições no ambiente, processavam o dados obtidos e os transmitiam após o pedido de alocação de GTS. Os nodos sensores foram configurados considerando as seguintes restrições (s,t)-slot: nodo 1: (1,1)-slot, nodo 2: (1,2)-slot, nodo 3: (1,2)-slot, nodo 4: (2,4)-slot e nodo 5: (2,4)-slot. Considerando os parâmetros do conjunto e $N_{GTS} = 3$, observa-se que todas as mensagens podem ser admitidas (Equação 3), desta forma o algoritmo de escalonamento pode produzir uma escala compatível com as restrições (s,t)-slot de cada nodo (Fig. 4).

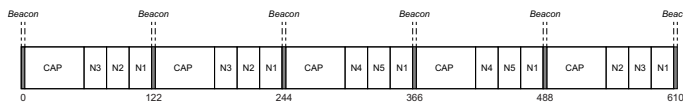


Fig. 4. Escala de execução considerando restrições (s,t)-slot.

Ainda de acordo com os parâmetros especificados pelo conjunto de nodos é importante observar que é garantido a cada um deles os seguintes tempos de computação (C_i) e períodos (P_i):

- N1: ($C_1 = 7,7$ ms), ($P_1 = 122$ ms)
- N2: ($C_2 = 7,7$ ms), ($P_2 = 244$ ms)
- N3: ($C_3 = 7,7$ ms), ($P_3 = 244$ ms)
- N4: ($C_4 = 15$ ms), ($P_4 = 488$ ms)
- N5: ($C_5 = 15$ ms), ($P_5 = 488$ ms)

A escala de execução apresentada considera apenas a execução das ativações mandatórias de cada dispositivo². Porém, ativações classificadas como opcionais realizam suas transmissões durante períodos com contenção (CAP).

O trabalho apresentado mostra que algoritmos de escalonamento sofisticados podem ser implementados de forma eficaz sobre nodos com baixa capacidade de memória e processamento, como é o caso dos dispositivos utilizados em redes de sensores IEEE 802.15.4, melhorando de forma significativa a utilização dos GTSs, onde se pode oferecer QoS para dispositivos em conformidade com restrições (s,t)-slot.

VI. CONCLUSÕES

Considerando a flexibilidade de algumas aplicações de TR tolerarem descartes de algumas mensagens e o número reduzido de compartimentos de tempo garantido em redes IEEE 802.15.4, um caminho lógico a seguir é explorar as restrições de TR das aplicações que usam esta rede de sensores, buscando otimizar a utilização deste recurso escasso. Infelizmente, a utilização apropriada de mecanismos de TR em redes de sensores sem fios não tem sido profundamente investigada pela

comunidade científica. Prover garantias temporais em redes de sensores sem fios ainda é um desafio em aberto.

Este trabalho apresentou um novo escalonador de GTSs em redes IEEE 802.15.4, o qual busca maximizar a utilização desse recurso no caso de redes que suportam a transferência de mensagens de tempo real modeláveis de acordo com o modelo (s,t)-slot. Um teste de escalabilidade determinístico para o algoritmo proposto é também introduzido. O teste, garante que um conjunto de fluxos de mensagens admitido, conseguirá transferir as mensagens mandatórias dos dispositivos que desejam realizar suas transmissões durante períodos sem contenção. Mensagens que tenham sido classificadas como opcionais podem efetuar tentativas de transmissão durante períodos com contenção.

Ensaio conduzido de forma experimental apresentam melhorias na alocação de GTSs pelos dispositivos da rede utilizando o modelo de fluxos de mensagens introduzido neste trabalho. O modelo (s,t)-slot proposto promove melhor utilização do recurso, possibilitando que mais do que sete dispositivos possam fazer uso dos compartimentos de tempo garantido, buscando atender suas restrições (s,t)-slot. O teste de escalabilidade funciona como um controle de admissão, evitando que o Coordenador PAN seja sobrecarregado com pedidos de alocação de GTSs em uma rede de larga escala.

Além disso, a implementação do modelo proposto não apresenta alterações no protocolo IEEE 802.15.4, assegurando compatibilidade com o padrão.

REFERÊNCIAS

- [1] 802.15.4. Part 15.4: Wireless Medium Access Control (MAC) and Physical Layer (PHY) Specifications for LR-WPAN. in *IEEE-SA Standards Board 802.15.4-2006*, 2006.
- [2] M. Hamdaoui and P. Ramanathan. A Dynamic Priority Assignment Technique for Streams with (m,k)-firm Deadlines. *IEEE Trans. Computers*, 44(12):1443–1451, 1995.
- [3] J. P. Hespanha, P. Naghshabrizi, and Y. Xu. A survey of recent results in networked control systems. *Proc. of the IEEE*, 95(1):138–162, 2007.
- [4] M. Lemmon, Q. Ling, and Y. Sun. Overload management in sensor-actuator networks used for spatially-distributed control systems. *Sensys '03*, 5(7):162–170, 2003.
- [5] J. Li, Y.Q. Song, and F. Simonot-Lion. Schedulability analysis for systems under (m,k)-firm constraints. *IEEE International Workshop on Factory Communication Systems*, pages 23–30, 2004.
- [6] C. L. Liu and J. W. Layland. Scheduling Algorithms for Multiprogramming in a Hard Real-Time Environment. *ACM*, 20(1):46–61, 1973.
- [7] J.W.S Liu. *Real-Time Systems*. Prentice-Hall, 2000.
- [8] A. K. Mok and W. Wang. Window constrained real-time periodic task scheduling. In *Proc. 22nd RTSS*, pages 15–24, 2001.
- [9] Eduardo F. Nakamura, Antonio A. F. Loureiro, and Alejandro C. Frery. Information fusion for wireless sensor networks: Methods, models, and classifications. *ACM Comput. Surv.*, 39, 2007.
- [10] L. Schenato, M. Franceschetti, and S. S. Sastry. Foundations of control and estimation over lossy networks. *Proc. IEEE*, 95(1):163–187, 2007.
- [11] T. Semprebom, C. Montez, R. Moraes, F. Vasques, and R. Custodio. Distributed DBP: A (m,k)-firm based distributed approach for QoS provision in IEEE 802.15.4 networks. *ETFA 2009*, pages 1–8, 2009.
- [12] T. Semprebom, C. Montez, G. Zomer, F. Vasques, and P. Portugal. Escalonamento Dinâmico de GTS's em Redes IEEE 802.15.4. In *SBRC'2010, Gramado*, pages 277–290, 2010.
- [13] A. Willig. Recent and emerging topics in wireless industrial communications: A selection. *IEEE Trans. on Ind. Inf.*, 4(2):102–124, 2008.

²A escala completa de execução capturada pelo sniffer de rede IEEE 802.15.4 pode ser obtida em www.das.ufsc.br/tisemp/escala.pdf