

## Guaranteed Time Slots Allocation in Multi-Node Wireless Sensor Networks\*

FAN Shurui\*, YAN Shen, GAO Meng

(School of Information Engineering, Hebei University of Technology, Tianjin 300401, China)

**Abstract:** With unique characteristics of low power consumption and low cost, IEEE 802.15.4 standard is widely used in the modern industrial wireless networks. It can provide the lowest 0.006% of duty ratio to reduce power consumption and offer real-time service for the node through the guarantee time slots (GTS) mechanism. However, IEEE 802.15.4 can only provide real-time guarantees service for certain nodes, which is lack of flexibility for large-scale networks. A shared security timeslot allocation policy by multi-node is present for overcome the shorting of special GTS allocation method, taking into account the traffic specifications and the delay requirements of the flows. The policy enables the use of a GTS by multiple nodes, and still ensure delay and bandwidth requirements. Numerical analysis clearly showed that, compared with the traditional method, the improvement of allocation policy can effectively improve the bandwidth utilization.

**Key words:** industrial wireless network; GTS allocation; real-time service; bandwidth utilization

EEACC:6250

doi:10.3969/j.issn.1004-1699.2014.07.021

## 多节点共享保障时隙分配策略\*

范书瑞\*, 闫伸, 高蒙

(河北工业大学信息工程学院, 天津 300401)

**摘 要:** 在现代工业无线网络中, IEEE 802.15.4 标准以其独特的低功耗、低成本特点被广泛应用。IEEE 802.15.4 可以提供最低 0.006% 的占空比, 最大限度降低功耗, 同时提供的保障时隙 GTS 机制为节点提供了实时服务保障。然而, 在为大规模节点提供保障时, IEEE 802.15.4 提供的 GTS 机制缺乏灵活性, 只能为有限节点提供实时保障服务。本文针对这一问题提出一种多节点共享保障时隙分配策略, 允许多个数据流在满足延迟需求前提下, 共享同一个 GTS, 减少带宽浪费。分析表明, 多节点共享的保障时隙分配策略与普通分配方法相比, 可有效提高带宽利用率。

**关键词:** 工业无线网络; 保障时隙分配; 实时服务; 带宽利用率

中图分类号: TP273

文献标识码: A

文章编号: 1004-1699(2014)07-0976-06

近年来, 无线网络技术快速发展, 在实时性和可靠性方面取得进步, 为其在工业的应用提供了可能。在传感层采用无线措施是实现工业环境下物联网的关键, 现在主流的工业无线网络技术主要解决现场通信问题。目前由 IEC TC65 推出的 WirelessHART<sup>[1]</sup>、美国仪表系统与自动化协会 ISA 推出的 ISA100.11a<sup>[2]</sup> 和我国自主研发的 WIA-PA<sup>[3]</sup> 标准形成三足鼎立的局面。IEEE802.15.4 标准则以其技术的合理性和先进性的统一, 被广泛应用于以上 3 个工业标准中。文献[4]采用自触发采样策略减少网络利用和

能耗损耗的同时, 确保了网络性能。文献[5]针对能量敏感问题设计了模型预测控制, 确保 WSN 鲁棒性。这些也都证明 IEEE802.15.4 适用于现代工业网络控制系统。

IEEE802.15.4 可以提供最低 0.006% ( $1/2^{14}$ ) 的占空比, 最大限度降低功耗, 同时提供的 GTS 机制为节点提供了一种实时服务保障, 满足对时间敏感场合的应用, 可预测每个应用节点的最糟糕性能。信标使能模式下, PAN 协调器周期性的发送信标帧同步网络, 对请求实时保障的节点分配 GTS。超帧

项目来源: 河北省自然科学基金项目 (F2013202102); 河北省科学研究与发展计划项目 (11213566); 国家级大学生创新创业训练计划立项项目 (201310080009)

收稿日期: 2014-01-02 修改日期: 2014-06-09

共有7个GTS, 每个GTS至少占用一个时隙

最多可以分配7个GTS形成CFP阶段, 因此享用GTS保障的节点就不能超过7个, 其余节点使用CSMA/CA协议竞争使用CAP阶段。文献[6]采用网络演算方法研究有限的时隙资源分配, 提高可享受保障服务的节点数, 是一种最糟糕情况下的确定性分析方法。文献[7]对时隙CSMA/CA机制建模进行了分析, 但是当高优先级节点较多时, 依然不能避免CSMA/CA机制本身不可预测的弊端。为了满足有严格传输时延期限要求场合的应用, 文献[8]提出自适应调整占空比的方法, 文献[9]提出保障时隙调度算法, 这种两种算法都需要设备节点掌握网络全局信息, 在网络参数改变时应变力较差。文献[10]提出一种多信标的超帧提高带宽利用率, 文献[11]提出的时分信标调度TDBS(Time Division Beacon Scheduling)根据负载大小改变信标帧BI发送间隔, 并且文献[12]对TDBS的系统容量进行了分析, 实际上就是改变了超帧结构, 需要全局设备节点同步调整。

对大规模节点提供保障时, GTS机制缺乏灵活性, 只能为有限节点提供实时保障服务。本文介绍一种共享GTS策略, 允许多个数据流在满足延迟需求前提下, 共享同一个GTS。同时通过减少GTS带宽浪费提高CFP利用, CFP长度最小化使得CAP最大化。共享GTS的关键就是分析给定数据流共享确定时隙的可调度性, 并且不需要单独考虑数据流周期信息, 而是采用了一种更一般的到达曲线描述达到流量, 是基于网络演算的一种描述。

## 1 保障时隙带宽利用与分配

IEEE 802.15.4在PAN协调器同步的星型拓扑基础上, 通过子协调器可以扩展出簇结构网络, 用于组建大规模传感采集网络。设定每个网络节点 $i$ 产生数据流 $F_i$ , 受限于到达曲线 $a_i(t) = b_i + r_i t$ , 其中 $b_i$ 是最大猝发数据大小,  $r_i$ 是平均到达速率,  $D_i$ 表示 $F_i$ 的最大延迟需求。采用 $F_{\text{spec } i} = (b_i, r_i, D_i)$ 表示数据流 $F_i$ 。

$R_{\text{TS}}$ 表示每个时隙的保障带宽,  $R_{k\text{TS}}$ 表示分配了 $k$ 个时隙GTS的保障带宽:

$$R_{k\text{TS}} = k \cdot R_{\text{TS}} \quad (1)$$

需要考虑的主要问题就是对 $N$ 个数据流 $F_{\text{spec } i} = (b_i, r_i, D_i)$ 的请求节点, 如何公平的分配 $k$ 个时隙。在保证网络中设备节点传输时延界限要求的情况下,  $N$ 个数据流共享 $k$ 个时隙的GTS, 必须满足2个条件<sup>[12]</sup>:

$$\text{条件 1: } \sum_{i=1}^N r_i \leq R_{k\text{TS}} \quad (2)$$

$$\text{条件 2: } D_{i, \max} \leq D_i, \forall 1 \leq i \leq N$$

条件1表示到达速率 $r_i$ 的总和不能超过 $k$ 个时隙完整带宽, 条件2表示为每个数据流 $F_i$ 分配的GTS延迟界限不能超过最大延迟需求。

### 1.1 专用GTS带宽利用

考虑一个数据流 $F_i = (b_i, r_i, D_i)$ , 对节点 $i$ 分配 $k_i$ 个时隙的GTS, 带宽利用率定义为:

$$U_{k_i\text{TS}} = \frac{r_i}{R_{k_i\text{TS}}} = \frac{r_i}{k_i \cdot R_{\text{TS}}} \quad (3)$$

将CFP阶段的 $k(k = \sum_{i=1}^N k_i)$ 个时隙分配给 $N$ 个节点, 在CFP阶段所有分配的GTS平均带宽利用定义为:

$$U_{\text{CFP}} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N U_{k_i\text{TS}} = \frac{1}{N \cdot R_{\text{TS}}} \sum_{i=1}^N \frac{r_i}{k_i} \quad (4)$$

可分配的最小带宽是由单个时隙提供的 $R_{\text{TS}}$ , 节点 $i$ 要求分配 $k_i$ 个时隙的GTS, 则GTS提供的保障带宽和节点 $i$ 的到达速率 $r_i$ 满足:

$$(k_i - 1) \cdot R_{\text{TS}} < r_i \leq k_i \cdot R_{\text{TS}} \quad (5)$$

从式(1)、式(3)和式(5)可得:

$$\frac{k_i - 1}{k_i} < U_{k_i\text{TS}} \leq 1 \quad (6)$$

所以, 最小带宽利用界限为<sup>[11]</sup>:

$$U_{\min}^k = \frac{k-1}{k} \forall k, 1 \leq k \leq 15 \quad (7)$$

从图1可以看出, 分配一个时隙的GTS利用率最低。这是由于数据流的到达速率只是占用了不可分割带宽 $R_{\text{TS}}$ 的很小一部分。所以考虑到达速率比较低的WSN中, 在满足数据流延迟要求的前提下, 可以与其他节点共享时隙。

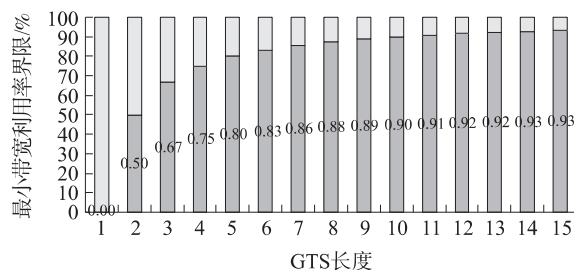


图1 GTS带宽最小利用率

### 1.2 提高带宽利用的共享GTS分配

$N$ 个数据流总到达速率小于或等于GTS保障带宽, 就可以共享一个GTS。而主要问题是, 在每个信标间隔BI间寻找适当的时隙分配调度, 使为每个数据流提供的保障带宽大于或等于它们的到达速率。循环调度RRS为GTS提供了一个比较平等的共享方式, 为所有数据流提供了一个无任何差别的

相同数目的保障带宽。每个数据流到达速率需要共享的 GTS 小于平均 GTS 时 RRS 有效。\$N\$ 个数据流 \$F\_{\text{spec},i} = (b\_i, r\_i, D\_i), i=1, \dots, N\$ 平均分配 \$k\$ 个时隙的多个 GTS 则:

$$r_i \leq \frac{k \cdot R_{\text{TS}}}{N}, \forall i=1, \dots, N \quad (8)$$

各个数据流的到达速率一致时,平均共享 GTS 比较有效。共享 GTS 的每个数据流都要满足式(2),与 WSN 中每个传感器采用相同采样速率的情况比较一致。为了简便且不失一般性,分析一个时隙的数据流分配。原因有2点:WSN 中的数据流产生速率比较低;单个时隙分配更能反映 i-GAME 方法。

根据共享 GTS 分配的定义, \$N\$ 个数据流 \$F\_{\text{spec},i} = (b\_i, r\_i, D\_i), i=1, \dots, N\$ 分配 \$k\$ 个时隙的 GTS 利用率:

$$U_{\text{KTS}}^N = \frac{1}{k \cdot R_{\text{TS}}} \sum_{i=1}^N r_i \quad (9)$$

GTS 中单个数据流的利用率:

$$U_{i, \text{KTS}} = \frac{r_i}{k \cdot R_{\text{TS}}} \quad (10)$$

与专用分配一个时隙一致,共享 GTS 分配的到达速率 \$r\_i \leq R\_{\text{TS}}\$。问题简化为,对 \$k\$ 个时隙长的 CFP,平均分配共享 GTS,其中 \$k \leq N\$。在这种情况下,CFP 长度不能超过 7 个时隙,因为最多可以分配 7 个 GTS,每个 GTS 长度是 1 个时隙。

## 2 共享 GTS 分配举例

假定 IEEE802.15.4 簇网络中,PAN 协调器设定超帧结构 \$BO = SO = 0\$,相应的 \$BI = SD = 15.36\$ ms, \$T\_{\text{slot}} = 0.96\$ ms 和 \$R\_{\text{TS}} = 9.38\$ kbit/s。

对于速率是 \$R\$,延迟时间为 \$T\$ 的速率-延迟服务曲线一般描述为:

$$\beta_{R,T}(t) = R \cdot (t - T)^+ \quad (11)$$

对于 \$n\$ 个时隙 GTS 提供的保障带宽是 \$R\_n\$,延迟时间是 \$T\_n\$,可知提供的速率-延迟服务曲线是:

$$\beta_{R_n, T_n}(t) = R_n \cdot (t - T_n)^+ \quad (12)$$

其中 \$R\_n\$ 是保障带宽, \$T\_n\$ 是等待时间。保障带宽是信标间隔内所传输数据与信标间隔 \$BI\$ 的比值,单个时隙的保障带宽 \$R = \frac{T\_{\text{data}}}{BI} \cdot C\$。\$n\$ 个时隙的 GTS 内保障带宽是单时隙带宽的 \$n\$ 倍:

$$R_n = n \cdot \frac{T_{\text{data}}}{BI} \cdot C \quad (13)$$

保障服务的等待时间:

$$T_n = BI - n \cdot T_{\text{slot}} \quad (14)$$

可得 \$n\$ 个时隙 GTS 的延迟上界

$$D_{n, \text{max}} = \frac{b}{n \cdot \frac{T_{\text{data}}}{BI} \cdot C} + (BI - n \cdot T_{\text{slot}}) \quad (15)$$

### 2.1 1 个节点调度实例

设定节点 \$A\$ 产生数据流 \$F\_A\$ 受限到达曲线 \$a\_A(t) = 0.4 + 3t\$ kbit,向 PAN 协调器发送 GTS 分配请求的流量规格是 \$F\_{\text{spec},A} = (400 \text{ bit}, 3 \text{ kbit/s}, 150 \text{ ms})\$。PAN 协调器根据资源现状决定是否接受数据流 \$F\_A\$ 请求。根据式(13)和(14)可得保障带宽 \$R\_n = 9.38\$ kbit/s 和等待时间 \$T\_n = BI - nT\_{\text{slot}} = 14.40\$ ms。单时隙 GTS 提供的服务曲线:

$$\beta_{1, \text{node}, \text{TS}}(t) = \frac{b}{R_n} + T_n = 9.38 \cdot (t - 14.40)^+ \text{ kbit}$$

如图2描述了节点 \$A\$ 的 GTS 分配和它的服务曲线。采用式(15),PAN 协调器根据 \$F\_{\text{spec},A}\$ 可以计算单个时隙的延迟保障边界:

$$D_{A, \text{max}} = \frac{b}{R_n} + T_n = 57.04 \text{ ms}$$

同时单个时隙分配的保障带宽 \$9.38\$ kbit/s 大于到达速率 \$3\$ kbit/s。式(2)中的条件得到满足,因此对数据流分配单个时隙。节点 \$A\$ 使用了 GTS 的部分带宽,根据式(9)可以计算利用率 \$r\_A/R\_{\text{TS}} = 31.98\%\$。

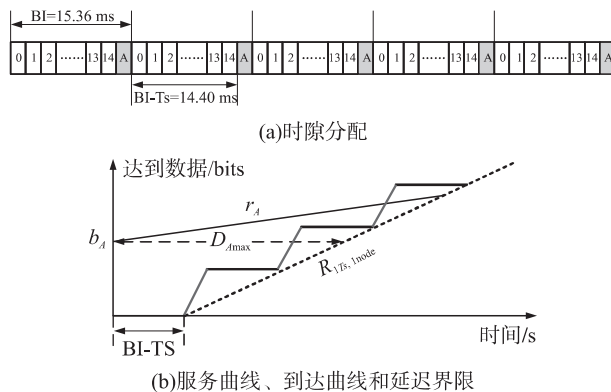


图2 一个节点的单个时隙分配

### 2.2 2 个节点调度实例

在节点 \$A\$ 基础上,节点 \$B\$ 产生数据流 \$F\_B\$,按规格要求 \$F\_{\text{spec},B} = (400 \text{ bits}, 3 \text{ kbit/s}, 150 \text{ ms})\$ 申请分配 GTS。

采用循环调度共享一个时隙,在每个信标间隔 \$BI\$ 间交替变化两个数据流,如图3(a)。图3(b)对节点 \$A\$ 和节点 \$B\$ 采用另外一种不同于循环调度的方式,虽然保障带宽没有变化,但改变了服务曲线。最大的等待延迟变成 \$3BI - TS = 45.12\$ ms,此时 \$F\_{A, \text{max}} = F\_{B, \text{max}} = 130.41\$ ms 也可以满足式(2)中的2个条件。图3(c)描述了每个数据流对应的服务曲

线, 其中分配时隙  $2BI - TS = 29.76 \text{ ms}$ , 节点  $A$  速率  $b_A = 3 \text{ kbit/s}$ , 节点  $B$  速率  $b_B = 3 \text{ kbit/s}$ 。

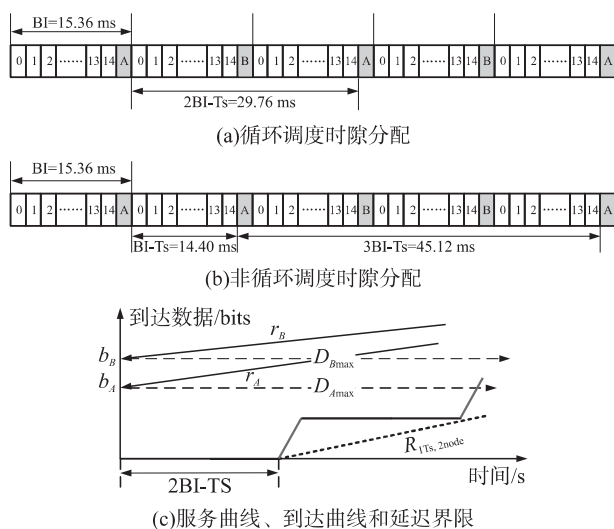


图 3 两个节点的单个时隙分配

### 2.3 3 个节点的调度实例

在节点  $A$  和节点  $B$  的基础, 节点  $C$  产生数据流  $F_c$ , 按规格要求  $F_{spec} = (400 \text{ bit } 3 \text{ kbit/s } 150 \text{ ms})$  申请分配 GTS。根据循环调度, 计算为每个数据流提供的服务曲线  $\beta_{3node, 1TS}(t) = 3.12 \cdot (t - 45.12)^+$ , 如图 4(a)。每个数据流的延迟边界分别是:

$$D_{Amax} = D_{Bmax} = D_{Cmax} = 173.33 \text{ ms} \geq 150 \text{ ms}$$

虽然到达速率总和低于保障带宽  $3 + 3 + 3 < 9.38$ , 但节点  $B$  和  $C$  的延迟不能保障, 不能与节点  $A$  共享一个时隙。

超帧中还有剩余资源, 可以把 CFP 扩展为 2 个 GTS。此时保障带宽是  $R_n = \frac{9.38 \times 2}{3} = 6.25 \text{ kbit/s}$ , 服务等待时间是  $T_n = 2BI - 2T_s = 28.80 \text{ ms}$ , 服务曲线是  $\beta_{3node, 2TS}(t) = 6.25 \cdot (t - 28.80)^+$ , 如图 4(b)。每个数据流对应的延迟边界是:

$$D_{Amax} = D_{Bmax} = D_{Cmax} = 92.8 \text{ ms} \leq 150 \text{ ms}$$

采用 2 个时隙可以满足 3 个数据流需求。

图 4(c) 描述了每个数据流对应的服务曲线, 其中分配时隙  $2BI - 2TS = 28.80 \text{ ms}$ , 节点  $A$  速率  $b_A = 3 \text{ kbit/s}$ , 节点  $B$  速率  $b_B = 3 \text{ kbit/s}$ , 节点  $C$  速率  $b_C = 3 \text{ kbit/s}$ 。

对 3 个节点采用双时隙循环调度方法, 与普通 GTS 分配相比, 共享分配机制节省了 1 个时隙。根据式(9)共享 GTS 分配的带宽利用率是  $\frac{r_A + r_B + r_C}{R_{2TS}} = 47.97\%$ , 而根据式(4)普通 GTS 分配带宽利用率是  $\frac{r_A + r_B + r_C}{3 \cdot R_{TS}} = 31.98\%$ 。利用率的提高依赖延迟需

求, 更宽松的延迟需求能显著提高利用率。如果 3 个数据流延迟要求是  $200 \text{ ms}$ , 就可以只分配 1 个时隙, 利用率为  $\frac{r_A + r_B + r_C}{R_{TS}} = 95.94\%$ 。

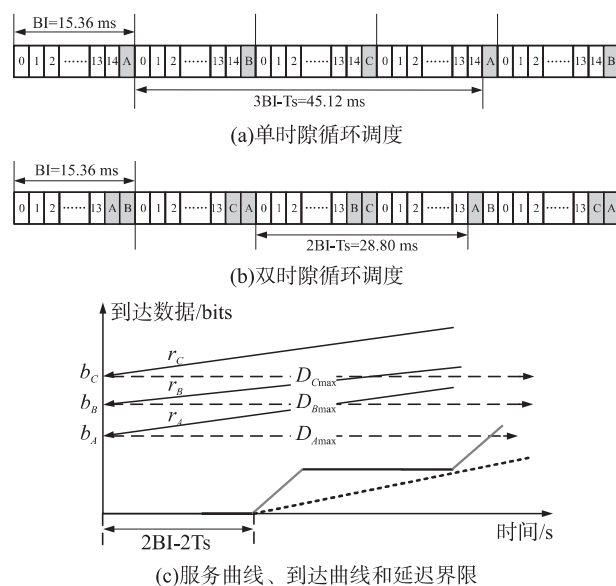


图 4 3 个节点的时隙分配

## 3 共享 GTS 延迟界限分析

本文采用扩展 CFP 长度, 循环调度计算相应服务曲线的分析方法。

采用循环调度寻求  $N$  个数据流共享  $k$  个时隙的服务曲线, 其中  $k \leq N$ , 并且数据流  $F_i$  的到达曲线  $r_i \leq R_{TS}$ 。每个超帧的 GTS 最多 7 个, 因此  $k \leq 7$ 。因为采用平等共享 GTS 的循环调度策略, 所有数据流共享 GTS 的  $\beta_i(t)$  等价于速率-延迟服务曲线  $\beta_{RT}(t)$ 。分两种情况分析:

$k = N$  时类似专用分配, 采每个节点都有自己的时隙。每个节点延迟界限  $D_i$  可以通过式(15)计算。

$k < N$  时节点数高于所分配时隙数, 每个数据流获得保障带宽和服务曲线的服务延迟分别为:

$$R = \frac{R_{kTS}}{N} = \frac{k}{N} \cdot R_{TS} \quad (16)$$

$$T = p \cdot BI + q \cdot T_{slot} \quad (17)$$

其中  $p \in N$  表示与服务延迟相关的信标间隔数,  $q \in Z^+$  表示从延迟中减去的时隙数。

对于  $k \leq 7$  和  $N \geq 1$  得:

$$p = \left\lceil \frac{N}{k} \right\rceil > 0 \quad \text{和} \quad q = N - p \cdot k - 1 < 0 \quad (18)$$

在图 3(a) 中, 3 个节点共享 1 个时隙, 则  $p =$

$$\left\lceil \frac{N}{k} \right\rceil = \left\lceil \frac{3}{1} \right\rceil = 3, \quad q = N - pk - 1 = 3 - 3 - 1 = -1, \text{ 即}$$



服务等待延迟就是  $T = pBI + qT_{\text{slot}} = 3BI - T_{\text{slot}}$ 。

在图3(b)中,3个节点共享2个时隙,则  $p = \left\lfloor \frac{N}{k} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{3}{2} \right\rfloor = 2$ ,  $q = N - pk - 1 = 3 - 4 - 1 = -2$ ,即服务等待延迟是  $T = pBI + qT_{\text{slot}} = 2BI - 2T_{\text{slot}}$ 。

在循环调度下,  $N$  个节点平等共享  $k$  个时隙的服务曲线 ( $k < N$ ):

$$\beta_{R,T}(t) = R \cdot (t - T)^+ = \frac{k}{N} \cdot R_{\text{TS}} \cdot (t - (p \cdot BI + q \cdot TS))^+ \quad (19)$$

因此,对一个数据流  $F_i$  ( $r_i \leq R$ ),平均共享延迟界限:

$$D_{i,\max} = N \frac{b_i}{k \cdot R_{\text{TS}}} + (p \cdot BI + q \cdot TS) \quad (20)$$

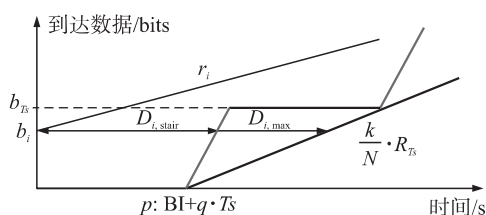


图5 共享 GTS 延迟界限

可以得到结论,对采用循环调度的  $N$  个数据流  $F_i$  ( $i = 1, \dots, N$ ) 共享  $k$  个时隙  $k \leq N$ 。如果每个数据流需求规格  $F_{\text{spec},i} = (b_i, r_i, D_i)$ ,满足根据式(2)

要求的条件,即  $r_i \leq \frac{k \cdot R_{\text{TS}}}{N}$  和  $D_{i,\max} \leq D_i$ ,则可以根据

式(20)获得每个数据流延迟界限  $D_{i,\max}$ ,如图5所示,其中时隙 TS 提供带宽是  $b_{\text{TS}}$ ,数据流  $i$  速率  $b_i = 3 \text{ kbit/s}$ 。分配时隙是  $pBI + qTS$ 。

## 4 数值分析

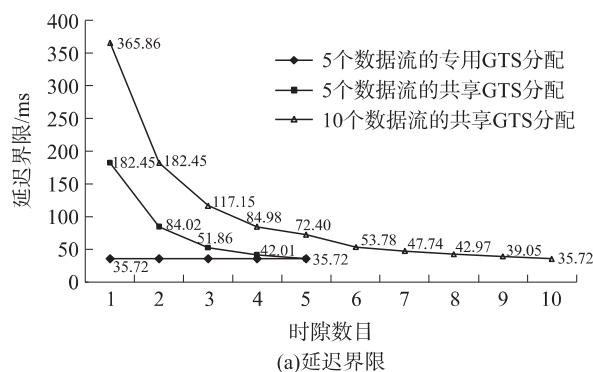
通过举例比较共享 GTS 分配与专用 GTS 带宽利用。假定有 10 个数据流  $F_i$  ( $i = 1, \dots, 10$ ) 到达速率分别是 1.25、1.0、0.5、1.25、1.0、0.5、1.25、1.0、0.5 和 1 (单位 kbit/s)。由于保障延迟主要依赖猝发数据的多少,假定所有数据流有相同的猝发值  $b_i = 200 \text{ bit}$  ( $i = 1, \dots, 10$ )。PAN 协调器设定参数为  $BO = SO = 0$  的网络,相应的  $BI = SD = 15.36 \text{ ms}$ ,  $T_{\text{slot}} = 0.96 \text{ ms}$  和  $R_{\text{TS}} = 9.38 \text{ kbit/s}$ 。考虑 3 种情况:①数据流 F1 到 F5 采用专用 GTS 分配;②数据流 F1 到 F5 采用共享 GTS 分配;③数据流 F1 到 F10 采用共享 GTS 分配。

5 个数据流时速率总和  $\sum_{i=1}^5 r_i = 5 \text{ kbit/s}$ ,10 个

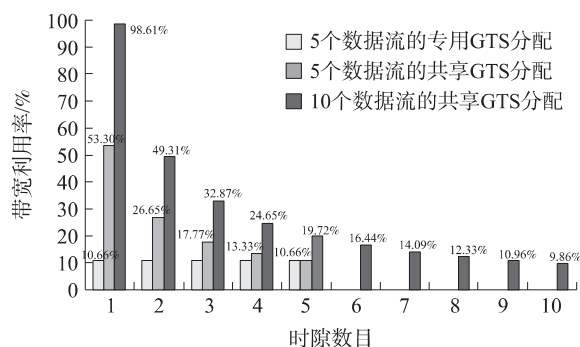
数据流时速率总和  $\sum_{i=1}^{10} r_i = 9.25 \text{ kbit/s}$ 。根据式(4)

得到数据流 F1 到 F5 专用 GTS 分配的带宽利用

$U_{\text{CFP}} = \frac{1}{N} \sum_{i=1}^N U_{k_i \text{TS}} = \frac{1}{N \cdot R_{\text{TS}}} \sum_{i=1}^N \frac{r_i}{k_i} = 10.66\%$  根据式(9)得到共享带宽分配利用率。图6描述了保障延迟界限和带宽利用与共享 GTS 分配的时隙数目之间的关系。



(a)延迟界限



(b)带宽利用率

图6 专用与共享方法的 GPS 性能对比

## 5 结论

传统的 GTS 分配方法最多只能为 7 个节点提供性能保障服务,而为了保障网络节点比较多的采集网络中数据的实时传递,就必须采用一种灵活的分配策略。本文在 IEEE802.15.4 专用 GTS 分配机制研究的基础上,提出一种共享 GTS 分配策略。数值分析表明,对到达速率和缓冲数值较小的一类工业传感采集网络,在保证延迟需求的前提下,提高了带宽利用率。

## 参考文献:

- [1] Osama Khader, Andreas Willig. An Energy Consumption Analysis of the WirelessHART TDMA Protocol [J]. Computer Communications 2013, 36:804-816.
- [2] Nguyen Quoc Dinh, Dong-Sung Kim. Performance Evaluation of Priority CSMA-CA Mechanism on ISA100.11a Wireless Network [J]. Computer Standards and Interface 2012, 34(1):117-123.
- [3] Liang Wei, Zhang Xiaoling, Xiao Yang, et al. Survey and Experiments of WIA-PA Specification of Industrial Wireless Network [J]. Wireless Communications and Mobile Computing, 2011, 11(8):

- 1197 – 1212.
- [4] Tiberi U ,Fischione C ,Johansson K H. Energy-Efficient Sampling of Networked Control Systems over IEEE 802. 15. 4 Wireless Networks[J]. Automatica 2013 ,49:712 – 724.
- [5] Daniele Bernardini ,Alberto Bemporad. Energy-Aware Robust Model Predictive Control Based on Noisy Wireless Sensors [J]. Automatica 2012 ,48:36 – 44.
- [6] Jurcik Petr ,Koubaa Anis ,Severino Ricardo ,et al. Dimensioning and Worst-Case Analysis of Cluster-Tree Sensor Networks [J]. ACM Transactions on Sensor Networks 2010 ,7(2):1 – 47.
- [7] 周明伟 樊晓平 刘少强. 基于优先级的 IEEE802. 15. 4 CSMA/CA 建模与分析[J]. 传感技术学报 2009 22(3):422 – 426.
- [8] 胡倩 陈新. 分簇无线传感器网络中密度感知的自适应占空比机制的研究[J]. 传感技术学报 2013 26(1):105 – 109.
- [9] Chewoo Na ,Yaling Yang ,Amitabh Mishra. An Optimal GTS Scheduling Algorithm for Time-Sensitive Transactions in IEEE 802. 15. 4 Networks [J]. Computer Networks ,2008 ,52:2543 – 2557.
- [10] Li-Chun Ko ,Zi-Tsan Chou. A Novel Multi-Beacon Superframe Structure with Greedy GTS Allocation for IEEE 802. 15. 4 Wireless PANs[C]//IEEE Wireless Communications and Networking Conference. New York:Institute of Electrical and Electronics Engineers Inc. 2007:2330 – 2335.
- [11] Anis Koubaa ,Andre Cunha ,Mario Alves ,et al. TDBS:a Time Division Beacon Scheduling Mechanism for Zigbee Cluster-Tree Wireless Sensor Networks [J]. Real-Time Systems ,2008 ,40(3):321 – 354.
- [12] Anis Koubaa ,Ma-Rio Alves ,Eduardo Tovar. i-GAME: An Implicit GTS Allocation Mechanism in IEEE 802. 15. 4 [C]//Proceedings 18th Euromicro Conference on Real-Time Systems (ECRTS'06). Dresden:IEEE Computer Society. 2006:183 – 192.



范书瑞(1979 – ) ,男 ,讲师 ,博士 ,研究方向无线传感器网络和嵌入式系统 , fansr@hebut. edu. cn。