

最优的 FlexRay 静态段配置算法

谢勇, 李仁发, 阮华斌, 彭鑫

(湖南大学 嵌入式系统及网络实验室, 湖南 长沙 410082)

摘要: FlexRay 在高带宽、实时性和可靠性等方面具有良好优势, 被公认为是新一代的汽车总线标准, 但是配置的复杂性对其应用造成了巨大阻碍。静态段时隙 ID 分配是 FlexRay 总线配置的关键内容, 从集成了任务层和通信层设计的系统级角度出发, 提出一种新的调度单元模型, 在对调度单元的可行时隙 ID 空间进行界定和时延进行分析的基础上, 利用分支界定法实现最小化系统整体端到端时延的时隙 ID 分配方案的求解。理论证明和实验分析都表明, 该方法在优化系统整体的端到端时延方面是最优的。

关键词: FlexRay 总线; 汽车电子系统; 总线配置; 分支界定法

中图分类号: TP393

文献标识码: A

文章编号: 1000-436X(2012)11-0033-08

Optimal configuration algorithm for static segment of FlexRay

XIE Yong, LI Ren-fa, RUAN Hua-bin, PENG Xin

(Embedded Systems & Networking Laboratory, Hunan University, Changsha 410082, China)

Abstract: FlexRay, which could provide high data bandwidth, time determinism and reliability, was recognized as the standard of the next generation automotive buses, but the complexity of the configuration hindered its wide application in automotive electronics systems. Slot ID assignment of static segment was the key part of its configuration. Started from the system-level point of view, a new system-level scheduling unit model was defined. Based on confining the available slot IDs and analyzing delay for each scheduling unit, a branch and bound-based searching was carried on to search the optimal slot ID assignment plan that realized the minimization of system's end-to-end delay. Both theoretical proving and experimental results show that the slot ID assignment method is optimal in optimizing system's end-to-end delay.

Key words: FlexRay bus; automotive electronic systems; bus configuration; branch and bound

1 引言

近年来, 随着嵌入式技术、通信技术等在汽车电子系统中的广泛应用, 车内电子器件的数量急剧增加。如在一些高档轿车中, 有将近 70 个电子控制单元 (ECU, electronic control unit) 通过各种总线进行多达 2 500 个信号的传输^[1,2]。故在实时性、安全性和可靠性方面, 汽车电子系统的设计正面临着巨大的挑战。

汽车电子系统是一个典型的分布式实时系统, ECU 包含的应用任务之间通过 FlexRay、CAN 总线等实现相互通信和协作, 以完成各种智能控制功能。在汽车总线通信技术中, 虽然目前 CAN 的应用最广泛, 但是由于其事件触发特性带来的时间不可确定性以及只能提供最高 1Mbit/s 的传输速度, 因此不适用于对带宽、时间确定性和可靠性等方面要求高的线控 (x-by-wire) 等复杂应用^[1]。FlexRay 是一种时间触发类型的总线技术, 在高带宽、实时

收稿日期: 2011-09-05; 修回日期: 2012-04-12

基金项目: 国家自然科学基金资助项目(61173036); 湖南省研究生科研创新基金资助项目 (CX2010B140)

Foundation Items: The National Natural Science Foundation of China (61173036); The Innovation Foundation for Postgraduate of Hunan Province (CX2010B140)

性、可靠性和系统可组合性方面具备良好优势，被公认为下一代的汽车总线标准。但是 FlexRay 总线的配置异常复杂，如何实现 FlexRay 总线的有效配置以实现系统性能和资源利用的优化将成为其在新一代汽车电子系统中发挥重要作用的关键。

静态段时隙 ID (SID, slot ID) 分配是 FlexRay 总线配置的主要内容之一，它对分布式汽车电子系统中各执行路径的端到端时延产生重要影响。执行路径的端到端时延是分布式汽车电子系统的主要性能指标之一，它是指从传感器输入、经过中间计算任务再将执行结果反馈给执行器的过程所产生的时延，即路径所包含任务和信号作为一个整体所产生的时延，而不仅仅是单独的任务层或通信层能满足最大时限 (deadline) 的限制。但是现有相关研究采用启发式或简单的循环 SID 分配方法，部分研究甚至未考虑 SID 分配对系统性能造成的影响，故在系统性能优化方面存在不足。另外，现有研究基于“信号或消息是周期性触发”的假设，采取与任务层设计独立开来的设计方法。该方法忽略了信号与任务之间的相互作用和同步关系，不能保证系统设计空间的完整性，将导致执行路径的端到端时延过于悲观和系统资源的浪费。针对上述不足，本文首先提出一种系统级的、融合任务层和通信层设计的调度单元模型 (SU, scheduling unit) 对任务和信号间的相互作用和同步关系进行建模，以最大化系统设计的优化空间。然后，利用调度算法对使得 SU 满足可调度条件的可行 SID 进行分析，对 SID 分配问题的搜索空间进行界定和缩减。在此基础上，对 ECU 的可行 SID 集和 ECU 所包含的 SU 在分配各个可行 SID 时的时延进行分析，并构建出一个二维的时延表。最后，利用高效的分支界定法 (B&B, branch and bound) 在上述时延表中对最小化系统整体的端到端时延的最优 SID 分配方案进行搜索。

2 FlexRay 总线介绍和调度单元模型

2.1 FlexRay 总线介绍

FlexRay 是一种时间触发类型的总线技术，其最高带宽可达到 10Mbit/s。通信周期是 FlexRay 通信的基本组成单位，它主要包括静态段和动态段 2 个部分 (如图 1 所示)，分别采用时分多址和灵活的时分多址技术进行消息传输。本文假设通信周期长度为 C ，静态段长度： SS 。静态段被进一步划分为多个等长的时隙 ($SLOT=\{slot_1, slot_2, \dots, slot_i\}, 1 \leq slot_i \leq n, n$ 表示静态段时隙总数)，假定时隙长度为 S 。每个时隙只能唯一分配给一个 ECU (或者保留)，但一个 ECU 可同时获得多个时隙。ECU 中任务所产生的信号首先通过静态配置的方式被打包成消息，消息在主 ECU 所分配的时隙到来时进行传输，消息大小受限于静态时隙的长度 S 。本文假设已知信号打包结果，故各个 ECU 所需的最少 SID 个数已知。如果 ECU 需要分配多个 SID，本文将抽象成多个 ECU (一个消息对应一个 ECU)，通过为抽象得到的多个 ECU 分别分配合理的 SID 的方式实现同一 ECU 中多个 SID 的分配。文献[3]对 FlexRay 总线协议进行了详细说明。

2.2 调度单元模型

本文假设分布式汽车电子系统由多个 ECU 通过 FlexRay 总线互连而构成，各个应用所包含的任务被分配到不同的 ECU 之中。任务以及相互之间实现通信的信号形成不同的执行路径。执行路径所包含的任务和信号之间相互依赖，它们之间的相互作用和同步关系对执行路径的端到端时延产生重要影响^[4]。本文提出一种系统级的调度单元模型 SU_i ： $(t_{SU}^i, c_i^i, c_s^i, p_i, z_i, d_i)$ ，用于任务和信号间相互作用和同步关系的建模和描述。 SU_i 包含计算任务 T_i 和信号 S_i 2 个组成部分，其中， t_{SU}^i 表示触发周期 (与



图 1 系统模型

所包含任务的周期 t_i 相等) c_i^j 和 c_s^j 分别表示 T_i 的最差执行时间 (WCET) 和 S_i 的最差传输时间 (WCTT) p_i 表示优先级、 z_i 表示信号大小、 d_i 表示最大时限。

现有的相关研究中多采用有向无环图 (DAG) 对汽车电子系统中的应用进行抽象描述, 如图 2 (a) 所示, 其中顶点表示任务, 顶点之间的连线表示通信信号。图 2 对传统的基于任务和信号的 DAG (图 2 (a)) 到基于 SU 模型的 DAG (图 2 (b)) 的转化进行了描述。在图 2 (b) 中, 顶点表示 SU, 顶点之间的有向边表示 SU 之间的控制依赖关系。SU 中可同时包含一个或多个相邻任务, 如图 2 (a) 中属于同一功能且相邻的 T_4 和 T_5 分配到同一 ECU 中, 转化后将得到 SU_5 。本文假分配分配到同一 ECU 中的 2 个相邻通信任务间的通信时间已包含在各自的 c_i^j 中, 故融合后得到 SU_i 的 $c_i^j = \sum_{T_j \in SU_i} c_i^j$ 。

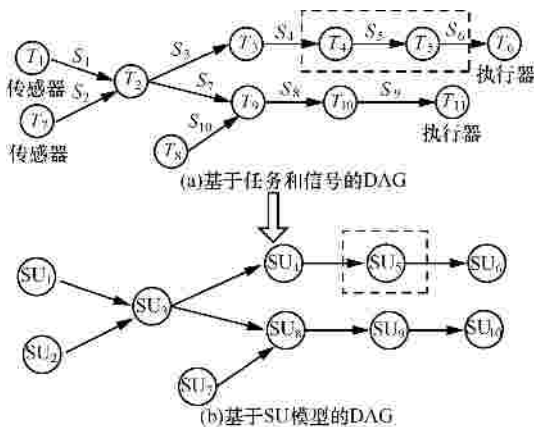


图 2 汽车电子系统中应用的 DAG

如图 3 所示, 函数 $Z=d_i-X-Y$ 为上述 SU 模型的数学描述形式。其中, X 表示任务的反应时间, 其取值范围为 $[b_i^j, d_i - b_s^j]$, Y 表示信号的反应时间, 其取值范围为 $[b_s^j, d_i - b_i^j]$, b_i^j 和 b_s^j 分别表示任务和信号的最佳反应时间 (BCRT)。图 3 中三角锥形状的阴影部分即代表了任务和信号的反应时间在 d_i 范围内的可伸缩空间。通过上述分析可知, 调度单元模型可对任务和信号间的相互作用和同步关系进行有效的描述。当给定 SU 分配以及 SU 的相关属性, 结合调度分析和上述函数就可确定信号反应时间可允许的、完整的变化范围, 从而可确定 SU 满足可调度条件的、完整的可行 SID 集合。

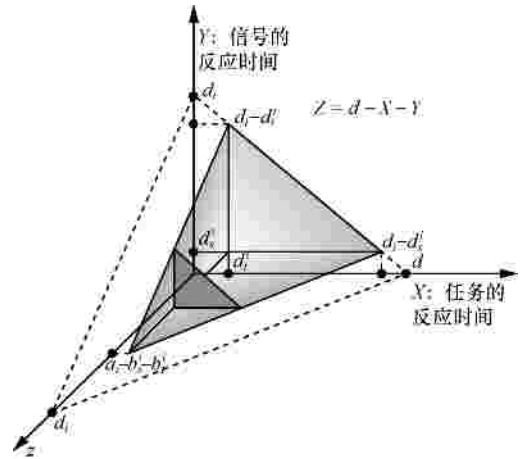


图 3 调度单元模型的数学描述

3 问题描述和相关的研究进展

3.1 问题描述

定义 1 系统的可调度性。如果系统中各个 ECU 所包含的所有 SU 都满足 deadline 的限制, 则称该系统是可调度的。

定义 2 SU_i 的可行 SID 集。使得 SU_i 满足其 deadline 限制的 SID 组成的集合称为 SU_i 的可行 SID 集: V_{SU_i} 。

定义 3 SU_i 的最优 SID。使得 SU_i 所包含信号 S_i 在开始发送之前的等待时间最短的 SID 称为 SU_i 的最优 SID: $slot_{best}$, 其计算公式如下

$$slot_{best} = \begin{cases} \left\lceil \frac{D}{S} \right\rceil + 1, kC & D \leq kC + SS - S \\ 1 & \text{其他} \end{cases} \quad (1)$$

其中, $D = r_i^j \bmod C$, r_i^j 表示 SU_i 所包含任务的最差反应时间 (WCRT)。

定义 4 ECU $_i$ 的可行 SID 集。由系统可调度的定义可知, ECU 的可行 SID 必须使得所包含的所有 SU 都满足 deadline 的限制条件。所以, ECU $_i$ 包含的所有 SU 的可行 SID 集的交集为 ECU $_i$ 的可行 SID 集: $V_{ECU_i} = \bigcap_{SU_j \in ECU_i} V_{SU_j}$ 。

如图 1 所示, 假设 SU_1 (包括 T_1 和 S_1) 的 d_1 等于 C 。那么对于 SU_1 来说, $slot_{best}$ 为 $slot_3$, V_{SU_1} 为 $\{slot_3, slot_4\}$ 。如果分配的 SID 为 $slot_1$ 或 $slot_2$ 时, S_1 将错过当前通信周期的传输时隙而需等到下一个通信周期才能进行发送, 故 SU_1 的时延将增大, 而且 SU_1 还将因为超过了 deadline 的限制而变得不可调度。通过上述分析可知, 对于利用静态段时隙进

行通信的 SU 来说,其所在 ECU 所分配的 SID 对系统整体的端到端时延的大小产生重要影响。当给定 ECU 中的 SU 分配、SU 的相关属性,以及总线配置时,如何为各个 ECU 分配恰当的 SID,在满足系统可调度性的条件下,优化系统整体的端到端时延是本文研究的主要问题。ECU 的 SID 分配是一个复杂的最优化问题,采用模拟退火算法等启发式方法很难保证找到最优的 SID 分配方案,故本文从系统级的 SU 模型出发,结合调度分析的方法对该问题进行简化和界定,并利用高效的 B&B 方法进行最优 SID 分配方案的求解。

3.2 相关的研究进展

近年来, FlexRay 的优势吸引了很多的学者和机构对其进行研究。在总线配置方面, Traian^[5] 对静态段和动态段消息的 WCRT 进行分析,基于此提出了 3 种总线配置算法以优化系统的可调度性。但是该文中的 SID 分配采用的是简单的循环分配和启发式分配方法,而且未考虑信号和任务间的相互作用和同步关系,不能保证消息时延的优化。后来,在文献[6]中就同一问题进行了进一步研究,采用曲线拟合的启发式算法对动态段长度的选择进行优化。与文献[5]类似,Zhao^[7] 对消息的 WCRT 进行了分析,并将其整合到总线配置方法中,但是文献[5]中存在的不足在本文中并未得到解决。Inseok^[8] 等提出一种对静态段时隙长度和通信周期长度进行配置的 2 层优化框架,分别以带宽利用率和消息 WCRT 作为优化目标。由于本文的目的主要是为了兼容遗留的 CAN 应用,所以采取的是任务和信号异步的设计方法,这将导致消息 WCRT 过大和信号丢失等问题,而且未对 SID 分配给上述优化目标可能造成的影响进行考虑。

在集成任务层和 FlexRay 通信层设计方面, Grenier^[9] 等提出一种最佳时隙优先的启发式算法,在考虑信号时限要求的前提下,通过减少消息过度采样的程度来实现带宽利用率的优化。但是该文未考虑 SID 分配给消息时延造成的影响,在集成任务和信号设计方面,仅对任务和信号的先后执行顺序进行了考虑。Soheil^[10] 等提出一种基于免疫遗传算法的任务优先级、动态段 SID 和消息优先级的集成优化分配方法,以实现消息 WCRT 的优化。虽然该文同时对任务层和通信层设计进行了考虑,但并未考虑任务和信号之间的相互作用和同步关系,任务层和通信层设计还是分离的。另外,在 FlexRay 研

究的其他方面如信号分组^[11]、消息调度^[12]等,均基于“信号或消息是周期性触发”的假设前提对通信层进行单独设计,未就任务和信号间的相互作用和同步关系进行考虑,所以在满足系统实际的设计要求、实时性和资源利用的优化方面存在不足。

4 系统的实时性分析

现有相关研究中基于“任务和信号都是周期性触发”的假设,采取任务层和通信层设计分离的方法,未对任务和信号间的相互作用和同步关系等进行考虑,这将造成路径端到端时延的分析结果过于悲观和资源的浪费,如文献[13]中分析得到的执行路径的最大端到端时延为

$$L_{\text{path}} = \sum_{i=1}^a (t_i^i + r_i^i) + \sum_{i=1}^b (t_s^i + r_s^i) \quad (2)$$

其中, a 和 b 分别表示执行路径中任务和信号的个数。上述最差情况对应“前驱任务执行结束刚好错过信号传输的时隙,而且信号到达又刚好错过后继任务的触发”的情况。基于本文提出的 SU 模型,当前驱 SU 执行结束的时间刚好错过后继 SU 的触发时间时,执行路径的端到端时延取最大值

$$L_{\text{path}} = \sum_{i=1}^l (t_{\text{SU}}^i + r_{\text{SU}}^i) \quad (3)$$

其中, l 表示执行路径中 SU 的个数, r_{SU}^i 表示 SU_i 的反应时间。如图 1 所示,当信号 S_1 的到达 (SU_1 执行结束) 刚好错过任务 T_2 的触发 (后继 SU_2 的触发) 时,路径的端到端时延取最大值。由于 SU 模型考虑了任务和信号间的同步关系,在最差情况下仅需考虑 SU 之前刚好错过的情况,而不需要再考虑任务与信号刚好错过的情况,故式 (3) 分析得到的时延将小于式 (2) 方法分析得到的时延。

通过对 SU 模型进行分析可知, r_{SU}^i 包括 2 个部分

$$r_{\text{SU}}^i = r_t^i + r_s^i \quad (4)$$

其中, r_t^i 和 r_s^i 分别表示 SU_i 所包含任务和信号的反应时间。任务 T_i 的反应时间 r_t^i 的计算公式为^[14]

$$r_t^i = c_t^i + \sum_{T_j \in hp(T_i)} \left\lceil \frac{r_t^j}{t_j^i} \right\rceil c_t^j \quad (5)$$

其中, $hp(T_i)$ 表示与 SU_i 分配到同一 ECU 且优先级比 SU_i 高的 SU 所包含的任务集合, $\sum_{T_j \in hp(T_i)} \left\lceil \frac{r_t^j}{t_j^i} \right\rceil c_t^j$ 表示被高优先级任务抢占所造成延迟。 r_s^i 的计算式为

$$r_s^i = t_{\text{wait}} + S \quad (6)$$

其中, t_{wait} 表示信号产生到对应的 SID 到来时所等待的时延, S 表示信号实际传输所需的时间。在 FlexRay 总线中, 默认信号的实际传输时间等于时隙长度。 t_{wait} 的计算式为

$$t_{\text{wait}} = \begin{cases} (slot_i - 1)S - r_i^i \bmod C & , \quad slot_i \leq slot_{\text{best}} \\ C + (slot_i - 1)S - r_i^i \bmod C & , \quad \text{其他} \end{cases} \quad (7)$$

其中, $slot_i$ 表示信号所在主 ECU 所分配的 SID。

通过上述执行路径端到端时延的分析可知, 系统整体的端到端时延可表示为

$$E2E = \sum_{i=1}^M L_{\text{path}_i} = \sum_{j=1}^K \sum_{SU_j \in ECU_j} (t_{SU}^i + r_{SU}^i) = \sum_{j=1}^K N_j r_{\text{avg}_j} \quad (8)$$

其中, M 表示系统中所包含执行路径的条数, K 表示系统中 ECU 的个数, N_j 表示 ECU_{*j*} 中 SU 的个数, r_{avg_j} 表示 ECU_{*j*} 中 SU 时延的平均值。故系统整体的端到端时延的优化等价于 ECU 所包含所有 SU 的平均时延和的优化。

5 基于分支界定法的最优化 SID 分配算法

在对 SID 分配算法进行详细描述之前, 本文先给出 ECU 可行 SID 集相关的定义, 并就相关的定理和重要推论进行证明。基于上述分析, 可保证高效、准确地分析出 ECU 完整的可行 SID 集。

定义 5 SID 环。假设 FlexRay 静态段的 SID 集为 $SLOT: \{slot_1, slot_2, \dots, slot_n\}$ 。由于通信周期的连续性, 静态段的 SID 总是按照 $slot_1 \sim slot_n$ 的顺序循环出现, 故本文定义 SID 环为 $:slot_1 \sim slot_2 \dots slot_n$ 来对上述循环特性进行描述。

定义 6 连续的 SID 集。如果将某 SID 集中的元素按照升序排列, 总能对应到从某处断开 SID 环所得到的 SID 序列中的某一段, 则称该 SID 集是连续的。如 SID 集 $\{slot_1, slot_2, slot_3, slot_{n-2}, slot_{n-1}, slot_n\}$ 可对应到从 $slot_{n-2}$ 处断开 SID 环得到的 SID 序列 $slot_{n-2} \sim slot_{n-1} \sim slot_n \sim slot_1 \sim slot_2 \sim slot_3 \dots slot_{n-3}$ 中的前面部分, 所以该 SID 集是连续的。

定理 1 SU 的可行 SID 集是连续的。

证明 从 SU 的反应时间分析式 (4) ~ 式 (7) 可知, 当给定 ECU 中的 SU 分配时, r_i^i 的值唯一确定, 故 SU 的反应时间与所在 ECU 所分配的 SID 的关系主要体现在 t_{wait} 的计算中。从式 (7) 中 t_{wait} 的计算可知, SU 的可行 SID 可能来自于 2 个部分,

一部分是 $slot_{\text{best}} \sim slot_n$ 之间的 SID, 另一部分是 $1 \sim slot_{\text{best}-1}$ 之间的 SID。当 $slot_i \leq slot_{\text{best}}$ 且满足 deadline 限制时, 由于 t_{wait} 的值随着 $slot_i$ 的增大而单调递增, 故 $slot_{\text{best}} \sim slot_n$ 之间部分 (或全部) 连续的 SID 将包含在可行 SID 集中, 这对应第一部分可能的可行 SID。当 $slot_i < slot_{\text{best}}$ 且满足 deadline 限制时, 即 deadline 能容忍信号等待到下一个通信周期才进行传输时, 一方面说明 $slot_{\text{best}} \sim slot_n$ 之间全部的 SID 都包含在可行 SID 集之中; 另一方面, 从定义 5 以及 t_{wait} 的单调性可知, $slot_1 \sim slot_{\text{best}-1}$ 之间的部分 (或全部) 连续的 SID 也将包括在可行 SID 集之中, 并且一定是从 $slot_1$ 开始, 这对应第二部分可能的可行 SID。所以, 如果 SU 的可行 SID 集包含 2 个部分的话, 从定义 5 和定义 6 可知, 这 2 部分的可行 SID 必定通过 $slot_1$ 的连接而变成连续的 SID 集; 如果仅存在第 1 部分的 SID 的话, 该部分 SID 也肯定是连续的。综上所述, SU 的可行 SID 集是连续的, 定理 1 得证。

推论 1 ECU 的可行 SID 集是连续的。

证明 通过定理 1 的证明可知, ECU 中每个 SU 的可行 SID 集都是连续的。从而, 由定义 6 易知, ECU 的可行 SID 集也是连续的。

基于上述分析, 当已知各个 ECU 中的 SU 分配、SU 的相关属性和总线配置属性的前提下, 本文提出的 SID 分配算法的关键执行步骤如下。

1) 利用式 (5) 对 SU 所包含的任务进行调度分析来得到任务的反应时间 r_i^i , 并结合调度单元模型对信号反应时间 r_s^i 允许的变化范围进行分析。

2) 利用式 (1) 分析各个 SU 的最优 SID $:slot_{\text{best}}$ 。

3) 基于定理 1 的证明和步骤 1) 和步骤 2) 的分析结果, 利用二分查找法在连续的 SID 序列 $\{slot_{\text{best}}, slot_{\text{best}+1}, \dots, slot_n, slot_1, slot_2, \dots, slot_{\text{best}-1}\}$ 中进行查找, 可快速而准确地分析得到各个 SU 完整的可行 SID 集。

4) 按照定义 4 对 ECU 的可行 SID 集进行分析。在此基础之上, 对所有 ECU 可行 SID 集进行并集操作, 如果得到的 SID 集中元素的个数少于 ECU 的个数, 说明该系统中不存在可行的 SID 分配方案, 直接退出; 否则, 进入下一步。

5) 按照式 (2) ~ 式 (7) 计算 ECU 所包含 SU 在分配各个可行 SID 时的平均时延。基于上述分析, 构建 ECU 在分配各个可行 SID 时的二维时延表。

6) 利用高效的 B&B 算法在时延表中进行一次搜索, 即可得到使得系统整体端到端时延最小的 SID 分配方案。

定理 2 本文提出的基于 B&B 方法的 SID 分配算法在优化系统整体的端到端时延方面是最优的。

证明 首先, 基于本文提出的 SU 模型, 从系统级角度对任务和信号间的相互作用和同步关系进行了准确的建模和分析, 即得到的系统设计空间是完整的。然后, 基于定理 1 和推论 1 的证明, 利用形式化的调度分析方法可保证分析得到的各个 SU 的可行 SID 集是完整的。其次, 定义 4 中对所有 SU 的可行 SID 集进行的交集运算也能保证 ECU 可行 SID 集的完整性, 从而基于上述完整的 SID 集构建的平均时延表可对 ECU 所包含的 SU 在分配各可行 SID 时的时延情况进行完整而准确的描述。最后, 利用 B&B 方法在上述时延表中进行搜索, 可保证获得最小的系统整体的端到端时延。综上所述, 本文提出的 SID 分配方法在优化系统端到端时延方面是最优的, 如果系统中存在一种最优的 SID 分配方案, 本文提出的方法一定能找到该方案。如果系统中不存在可行的 SID 分配方案, 本文提出的方法也能做出正确的判断。

6 实验分析

实验环境: Dell PC (Intel Core2 Duo 2.0 GHz CPU, 2.0GB 内存)。利用 NETCARBENCH 工具^[15]产生 FlexRay 信号集, 并基于该信号集生成本文实验所需的 SU 集。NETCARBENCH 工具是由法国 INRIA 研究所开发的专门针对汽车电子系统总线所设计的信号产生和配置工具。在 MATLAB 2009b 编程环境中实现了调度分析算法和 SID 分配算法。

本文实验所采用的 SU 集共包括 144 个 SU。为了证明本文提出方法的有效性, 参照文献[11]中的方式对 SU 的相关属性进行设置。SU 的周期包括 {100, 200, 400, 800}4 种情况, 各个周期的分布情况如图 4(a)所示。SU 所包含任务的 WCET 在[2, 10]范围内进行随机分配(仅取整数大小), WCET 值的分布如图 4(b)所示。信号的 WCTT 在[0.5, 3]范围内进行随机分配(仅取 0.5 的整数倍大小), 各个 WCET 大小的分布如图 4(c)所示。假设系统中包括 10 个 ECU, 144 个 SU 通过随机方式分配到各个 ECU 中, 分配后得到的各个 ECU 的 CPU 利

用率情况如图 5 所示。FlexRay 总线的通信周期为 100ms, 静态段时隙长度为 6ms, 时隙总数为 12。

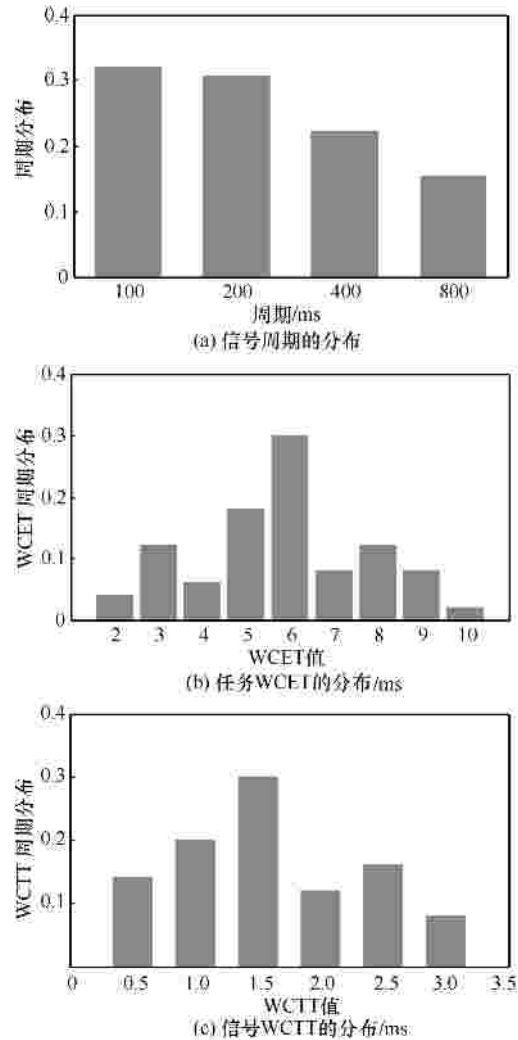


图 4 SU 相关属性的值的分布

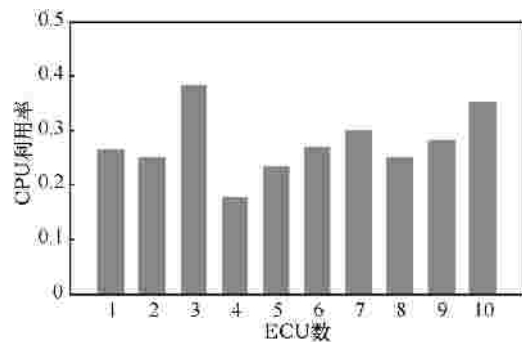


图 5 SU 在 ECU 中的分配

为了对本文提出的 SID 分配方法的有效性进行说明, 本文实现了基于模拟退火(SA, simulated annealing)算法的启发式 SID 分配方法^[5]。ECU 的初始 SID 是按顺序分配的方式给出, SA 中的移

动操作是通过随机选择某一 ECU 并为其随机分配一个新 SID 的方式实现。如果分配的新 SID 能实现系统整体端到端时延的优化，则接受该 SID（新 SID 来源于已经分配给另一 ECU 的 SID 或者空闲的 SID），否则由 $random(0,1) \cdot e^{-\frac{\Delta cost}{2 \cdot temp}}$ 判断是否接受该 SID。其中， $\Delta cost$ 表示新 SID 分配和当前 SID 分配对应系统整体时延的差值， $temp$ 表示退火温度。设置 $temp=100\ 000$ ，SA 需要运行大概 1h 的时间（本文提出的 SID 分配方法的运行时间小于 10s）。2 种方法得到结果的比较如表 1~表 4 所示。

表 1 ECU 的可行 SID 集

ECU Num	可行的 SID 集
1	{2,3,4,5,6,7,8,9,10,11,12}
2	{2,3,4,5,6,7,8,9,10,11,12}
3	{3,4,5,6,7,8,9,10,11,12}
4	{4,5,6,7,8,9,10,11,12,1,2}
5	{2,3,4,5,6,7,8,9,10,11}
6	{2,3,4,5,6,7,8,9,10,11,12}
7	{2,3,4,5,6,7,8,9,10,11,12}
8	{5,6,7,8,9,10,11,12,1}
9	{1,2,3,4,5,6,7,8,9,10,11}
10	{3,4,5,6,7,8,9,10,11,12}

表 2 ECU 所包含 SV 在分配对应 SID 时的平均时延

ECU Num	SID											
	1	2	3	4	5	7	8	9	10	11	12	
1		233.4	225.1	224.0	222.9	220.6	219.4	218.3	224.3	223.1	222.0	
2		247.7	239.4	231.1	230.0	227.7	233.7	232.6	231.4	237.4	236.3	
3			288.0	284.0	280.0	272.0	278.0	274.0	270.0	271.0	272.0	
4	208.0	222.0		214.0	210.0	202.0	198.0	204.0	200.0	206.0	202.0	
5		228.7	218.0	215.7	213.3	208.7	206.3	212.0	210.0	207.7		
6		233.4	225.1	224.0	222.9	220.6	219.4	225.4	224.3	223.1	222.0	
7		300.9	295.8	290.7	291.1	280.9	286.9	281.8	282.2	282.7	283.1	
8	220.3				205.0	200.3	198.0	195.7	193.3	199.3	197.0	
9	227.4	233.4	225.1	224.0	222.9	220.6	219.4	218.3	217.1	223.1		
10			224.3	224.0	217.5	217.0	216.75	216.5	216.3	216.0	215.8	

表 1 和表 2 分别给出了采用本文提出的 SID 分配算法得到的各个 ECU 的可行 SID 集和 ECU 所包含 SU 在分配各个 SID 时对应的平均时延。对于不可行的 SID 而言，对应的平均时延值设为无限大。从表 1 中可知，各个 ECU 的可行 SID 集是连续的，这也进一步印证了推论 1 和定理 1。

表 3 SID 分配情况对比

ECU Num	SID 分配方法	
	SA	B&B
1	9	9
2	5	6
3	7	11
4	6	8
5	8	7
6	11	12
7	2	4
8	10	10
9	12	3
10	3	5

表 4 ECU 所包含 SU 的平均时延对比

ECU Num	SID 分配方法	
	SA	B&B
1	218.3	218.3
2	230.0	228.9
3	272.0	271.0
4	206.0	198.0
5	206.3	208.7
6	223.1	222.0
7	300.9	290.7
8	193.3	193.3
9	234.2	225.1
10	224.3	217.5

表 3 和表 4 分别对 2 种算法得到的 SID 分配情况，以及 ECU 在分配对应 SID 时的时延情况进行了说明。从上述结果可知，基于 B&B 方法得到的系统整体的平均端到端时延为 2 273.5ms，是所有

SID 分配方案中最小的, 所以对应的 SID 分配方案是最优的。基于 SA 方法得到的结果为 2 418.7ms, 其获得的 SID 分配方案达不到最优。而且, 由于 SA 方法仅以优化端到端时延为目标, 不能保证所获得的 SID 分配是可行的。如表 3 所示, ECU₉ 分配的 SID 为 12。但是根据调度分析可知(如表 2 所示), ECU₉ 分配的 SID 为 12 时, 系统是不可调度的。

7 结束语

本文从系统级的角度对 FlexRay 总线配置中静态段的 SID 分配问题进行研究。首先提出了一种系统级的、集成任务层和通信层设计的调度单元模型, 在满足系统可调度的前提下, 利用调度分析算法和二分支查找法准确地分析出了各个 SU 完整的可行 SID 集。然后对各个 ECU 的可行 SID 集和 ECU 所包含 SU 在分配各个可行 SID 时的平均时延进行分析, 从而构建出一个支持 B&B 搜索的二维时延表。最后, 通过一次 B&B 搜索即可得到使得系统整体的端到端时延最小的最优 SID 分配方案。实验对比分析表明, 本文提出的方法在保证系统的可调度性、优化系统整体的端到端时延以及算法执行时间方面都优于基于 SA 的启发式方法。实验结果和理论证明都表明该方法在优化系统整体的端到端时延方面是最优的。

参考文献:

- [1] ALBERT A. Comparison of event-triggered and time-triggered concepts with regard to distributed control systems[A]. Proceedings of Embedded World[C]. Gelsenkirchen, Germany, 2004. 235-252.
- [2] NAVET N, SONG Y, SIMONOT-LION F, *et al.* Trends in automotive communication systems[J]. IEEE, 2005, 93(6):1204-1224.
- [3] FlexRay consortium, FlexRay communication systems-protocol specification, version 3.0 [EB/OL]. <http://www.flexray.com>, 2009.
- [4] HU X, XING G, LEUNG J. Exploring the interplay between computation and communication in distributed real-time scheduling[J]. IEEE Transactions on Computer, 2011, 60(12):1759-1771.
- [5] TRAIAN P, PAUL P, PETRU E, *et al.* Timing analysis of the FlexRay communication protocol[A]. Proceedings of Euro-micro Conference on Real-Time Systems[C]. Dresden, Germany, 2006. 203-216.
- [6] TRAIAN P, PAUL P, PETRU E, *et al.* Bus access optimization for FlexRay-based distributed embedded systems[A]. Proceedings of the Design, Automation and Test in European Conference[C]. Nice, France, 2007. 51-56.
- [7] 赵睿, 秦贵和, 范铁虎. FlexRay 通信协议的总线周期优化[J]. 计算机应用研究, 2010, 27(10): 3847-3850.
ZHAO R, QIN G H, FAN T H. Bus cycle optimization of FlexRay communication protocol[J]. Application Research of Computers, 2010, 27(10): 3847-3850.
- [8] INSEOK P, MYOUNGHO S. FlexRay network parameter optimization method for automotive applications[J]. IEEE Transactions on Industrial Electronics, 2011, 58(4): 1449-1459.
- [9] GRENIER M, HAVET L, NAVET N. Configuring the communication on FlexRay: the case of the static segment[A]. Proceedings of the ERTS[C]. Toulouse, France, 2008.
- [10] SOHEIL S, YIN Y F, PENG Z B, *et al.* Immune genetic algorithms for optimization of task priorities and FlexRay frame identifiers[A]. Proceedings of IEEE International Conference on Embedded and Real-Time Computing Systems and Applications[C]. Beijing, China, 2009. 486-493.
- [11] MARTIN L, MICHAEL G, JURGEN T, *et al.* FlexRay schedule optimization of the static segment[A]. Proceedings of the 7th IEEE/ACM International Conference on Hardware/Software Co-design and System Synthesis[C]. Grenoble, France, 2009. 363-372.
- [12] SCHMIDT K, SCHMIDT E G. Optimal message scheduling for the static segment of FlexRay[A]. Proceedings of Vehicular Technology Conference[C]. Ottawa, Canada, 2010.1-5.
- [13] DAVARE A, ZHU Q, NATALE M D, *et al.* Period optimization for hard real-time distributed automotive systems[A]. Proceedings of 44th Annual Design Automation Conference[C]. CA, USA, 2007. 278-283.
- [14] TINDELL K, CLARK J. Holistic schedulability analysis for distributed hard real-time systems[J]. Journal of Microprocessors and Microprogramming, 1994, 40(2-3): 117-134.
- [15] BRAUN C, HAVET L, NAVET N. Netcarbench: a benchmark for techniques and tools used in design of automotive communication systems[A]. Proceedings of IFAC International Conference on Field-buses and Networks in Industrial and Embedded Systems[C]. Toulouse, France, 2007.321-328.

作者简介:



谢勇(1985-), 男, 湖南衡阳人, 湖南大学博士生, 主要研究方向为实时通信技术、嵌入式系统和 CPS。

李仁发(1957-), 男, 湖南郴州人, 湖南大学教授、博士生导师, 主要研究方向为嵌入式系统、CPS 和无线传感器网络。

阮华斌(1985-), 男, 湖南邵阳人, 湖南大学硕士生, 主要研究方向为汽车总线技术。

彭鑫(1981-), 男, 湖南岳阳人, 湖南大学博士生, 主要研究方向为无线传感器网络和车载自组网。