

交换以太网中实时消息截止期划分算法研究*

檀明^{1,2}, 魏臻², 韩江洪²

(1. 合肥学院网络与智能信息处理重点实验室, 合肥 230601; 2. 合肥工业大学计算机与信息学院, 合肥 230009)

摘要: 为解决交换式以太网中实时消息在发送及接收链路上的截止期划分问题, 首先给出了非抢占式 EDF 调度算法的可调度性分析方法, 并分析了消息的提前释放对非抢占式 EDF 调度算法可调度性的影响, 在此基础上提出了新的截止期划分算法(MDPS)。算法通过计算可满足调度条件时消息在发送链路及接收链路截止期应该划分的下限, 并结合截止期的松弛量实现实时消息在发送及接收链路上的截止期划分。算法实验比较和分析表明, 该算法在提高网络聚合带宽、减小消息的错失率方面明显优于现有的 ADPS 算法。

关键词: 交换式以太网; 非抢占 EDF 调度算法; 周期性实时消息; 截止期划分方法; 可调度性分析

中图分类号: TP393 **文献标志码:** A **文章编号:** 1001-3695(2012)12-4714-05

doi:10.3969/j.issn.1001-3695.2012.12.081

Research on deadline partitioning schemes for real-time message transmission over switched Ethernet

TAN Ming^{1,2}, WEI Zhen², HAN Jiang-hong²

(1. Key Laboratory of Network & Intelligent Information Processing, Hefei University, Hefei 230601, China; 2. School of Computer & Information, Hefei University of Technology, Hefei 230009, China)

Abstract: To solve the problem of dividing deadlines of real-time channels between the in and outgoing link to/from the switch when applying switched Ethernet in real-time industrial communications, this paper presented an improved feasibility analysis method for periodic real-time messages scheduled by non-preemptive EDF algorithm. In addition, the schedulability analysis of real-time periodic messages when instances of messages were early released was given and proved by using real-time scheduling theory. Particularly, based on an algorithm for calculating the minimum non-preemptive EDF-feasible deadline of real-time messages, it developed a novel scheme of asymmetrically dividing deadlines of real-time channels between the in and outgoing link to/from the switch(MDPS). By computing the minimum non-preemptive EDF-feasible deadline of real-time message on the in and outgoing link to/from the switch and combing the slack value of deadline, MDPS could optimize deadline partitioning of real-time channels between the in and outgoing link to/from the switch. The scheme was compared with ADPS. The simulations show that the MDPS performs better than the ADPS in terms of using the aggregated switch throughput and the missing rate of message.

Key words: switched Ethernet; non-preemptive EDF scheduling algorithm; real-time periodic message; deadline partitioning scheme(DPS); schedulability analysis

0 引言

传统的共享式以太网采用 CSMA/CD 总线仲裁方式会引起传输的不确定性问题, 交换技术的发展为从本质上解决以太网通信的确定性提供了可能。当采用全双工、微网段通信方式后, 每个站点都具有独立的冲突域, 避免了信道冲突, 提高了以太网通信的确定性。但是, 交换式以太网中仍难以满足实时通信领域对传输确定性的需要^[1-4]。

a) 非实时消息和实时消息在网络繁忙时可能出现竞争信道的情况。特别是非实时消息往往具有突发性和较长数据帧的特点, 当大量非实时消息同时到达交换机某一输出口时, 会在交换机的输出缓冲区中引起较大排队时延, 使得实时消息不能得到及时传输。

b) 不同实时消息的紧急程度也可能不同, 实时消息内部有优先级的区分, 而 IEEE 802.1D 只支持八种传输优先级, 难以满足实时数据消息的传输需要^[2,5]。

文献[3]针对基于单个交换机的全双工、微网段以太网, 通过在交换机和站点的网络层与链路层之间增加通信控制层(即 RT 层), 由交换机负责实时通道的建立, 站点利用实时通道(任两个站点间存在的虚拟链路)相互通信, 交换机和站点均采用 EDF 算法调度实时消息的传输, 较好地解决了网络消息的实时性传输问题。由于实时消息从源站点到目标站点的传输过程要经过两条链路, 即从源站点到交换机的发送链路和从交换机到目标站点的接收链路, 如何优化每个实时消息在发送链路和接收链路上的截止期划分, 以使网络能接纳尽可能多的实时消息, 即所谓的截止期划分(deadline partitioning

收稿日期: 2012-04-22; **修回日期:** 2012-06-04 **基金项目:** 国家自然科学基金资助项目(60873003, 60873195); 安徽省教育厅自然科学基金一般项目(KJ2011B139)

作者简介: 檀明(1974-), 男, 安徽望江人, 副教授, 博士, 主要研究方向为数据库与多媒体技术、工业控制网络(hftm163@163.com); 魏臻(1965-), 男, 教授, 博导, 博士, 主要研究方向为分布式控制、计算机控制等; 韩江洪(1954-), 男, 教授, 博导, 主要研究方向为分布式控制、计算机控制、计算机网络。

schemes, DPS)问题。对于 DPS 问题,文献[6]中给出了截止期对称划分算法(SDPS),即将消息在发送链路和接收链路上的截止期均设置为消息截止期的等分值。由于在截止期划分时未考虑到各链路的负载状况,容易出现瓶颈链路并造成在对消息集进行可调度性分析时作出过于严格的判断,使本可以被调度的消息却被网络拒绝接纳。文献[7]中提出了截止期非对称划分算法(ADPS)。ADPS 算法将链路利用率作为链路负载参数,并按链路利用率对截止期进行比例划分,仿真实验表明使用 ADPS 能比 SDPS 接纳更多的实时消息,提高了网络聚合带宽。但以上两种算法仍存在以下不足:a)对于站点和交换机的实时消息调度均假定采用可抢占的 EDF 算法,而在实际网络中对实时消息一般是基于不可抢占模式进行调度;b)可调度性分析要求消息的截止期等于其产生周期,这一假设在实际应用中有时也是不成立的;c)所给出的可调度性分析方法是假定在发送和接收链路上实时消息均满足周期性释放条件,但由源站点周期性产生的不同消息实例,因在发送链路调度经历时间不同,其在接收链路调度时不再满足周期性释放条件,因而,实时消息在发送链路和接收链路上的截止期划分方法缺少理论上的合理性证明。

本文针对文献[6,7]实时消息调度假设条件的不足进行了修正。假定实时消息的截止期小于或等于其周期(这种假设在实际应用中一般是成立的),站点的实时消息调度采取不可抢占的 EDF 算法,对于接收链路的可调度性分析,不要求实时消息满足周期性释放条件。在此基础上,给出了非抢占式 EDF 调度算法的可调度性分析方法,并分析了消息的提前释放对非抢占式 EDF 调度算法可调度性的影响,进而提出了基于非抢占式 EDF 调度算法的消息最小化截止期的计算方法,设计了新的截止期划分算法(MDPS)。算法通过计算可满足调度条件时消息在发送链路及接收链路截止期应该划分的下限,并结合截止期的松弛量实现实时消息在发送及接收链路上的截止期划分。算法实验比较和分析表明,该算法在提高网络聚合带宽、减小消息的错失率方面明显优于现有的 ADPS 算法。

1 网络结构与实时消息模型

1.1 网络结构

采取全双工、微网段的通信方式,如图 1 所示。每个站点仅与一个交换机的端口相连且具有一个发送链路(TL)和一个接收链路(RL),每条链路可同时以相同速率进行数据的发送和接收。交换机和终站点均带有实时通信层(RT层),站点通过实时通道(站点间存在的虚拟链路)相互通信。实时消息使用 UDP 传输,非实时消息使用 TCP 传输。交换机和站点的 RT 层均设有实时消息队列和非实时消息队列两个消息缓冲队列(图 2)。实时消息队列按非抢占式 EDF 算法调度传输,即当某一高优先级实时消息被释放时,若对应传输链路恰好被低优先级的实时消息所占用,只能等低优先级的实时消息传输完成后,高优先级消息才能按 EDF 算法被调度传输。非实时消息队列按 FCFS(first come first served)顺序传输,实时消息队列的传输优先级高于非实时消息队列,只有实时消息队列为空时才能开始非实时消息队列的传输,并且实时消息可以抢占非实时消息进行传输。

1.2 实时消息模型

由于在典型的实时通信中传输的主要为周期性消息

(PRT),非周期性的突发实时消息因其一般存在最小的产生周期,可转换为周期性实时消息加以处理,而非实时消息(NRT)则无传输时限要求,因而本文只研究周期性实时消息的调度问题。周期性实时消息集可表示为 $TS = \{TS_i(C_i, T_i, D_i, O_i), i = 1, 2, \dots, n\}$ 。其中: C_i, T_i, D_i, O_i 分别为实时消息 TS_i 的传输时间(在单条链路的传输时间)、产生周期、相对截止期和初始相位; n 为周期性实时消息的数量,并且满足 $2 \times C_i < D_i \leq T_i$ 。实时消息 TS_i 从源站点产生到被目标站点接收的总时延 $T_{\text{delay}} = W_{\text{src}} + W_{\text{dest}} + 2 \times t_p + 2 \times C_i + t_s$ 。其中: $W_{\text{src}}, W_{\text{dest}}$ 分别对应实时消息 TS_i 在源站点和交换机端等待被传输的时间; t_p 为链路上消息的传播时延; C_i 为消息传输时延,取决于消息的长度与链路带宽; t_s 为交换机基本转发时间,包含目标端口的查找时间和交换单元的建立时间。因 t_p 与 t_s 一般可视为常量,不失一般性,本文在分析时予以忽略。由文献[8]可知,若实时消息集 TS 在同步释放模式(即 $O_i = 0, i = 1, 2, \dots, n$)时能被非抢占式 EDF 算法调度,则 TS 在其他任一释放模式下均可被非抢占式 EDF 算法调度。本文均假定基于同步释放模式进行实时消息集的可调度性分析,此时周期性实时消息集可简化表示为 $TS = \{TS_i(C_i, T_i, D_i), i = 1, 2, \dots, n\}$ 。

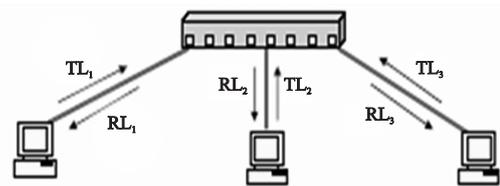


图1 网络通信模型

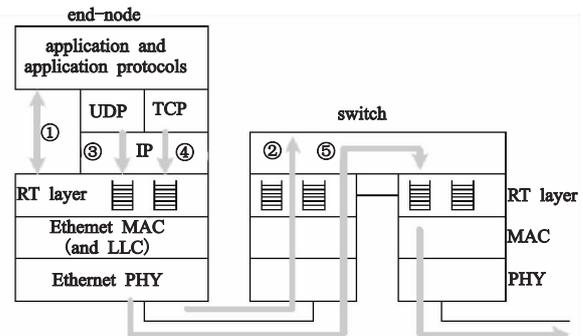


图2 RT层和输出队列示意图

2 非抢占式 EDF 算法可调度性分析

2.1 非抢占式 EDF 算法的可调度性判定

对于相对截止期小于或等于其周期的实时消息集调度问题,文献[9]中给出了消息集在非抢占式 EDF 调度算法可调度性判定的充分必要条件(定理 1)。

定理 1 令周期性实时消息集 $TS = \{TS_i(C_i, T_i, D_i), i = 1, 2, \dots, n\}$,其中 C_i, T_i, D_i 分别为实时消息 TS_i 的传输时间、产生周期和相对截止期,且 $D_i \leq T_i$,则当且仅当以下条件成立, TS 在非抢占式 EDF 调度算法下可调度。

$$\forall t, t \geq \min_{1 \leq j \leq n} \{D_j\}, \text{ 满足 } h(t) \leq t \quad (1)$$

其中: $h(t)$ 为时刻 t 对应时间需求。

$$h(t) = \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ g \left(\frac{t - D_i}{T_i} \right) C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \right\}$$

$$g(x) = \begin{cases} 1 & x < 0 \\ \lfloor x \rfloor + 1 & x \geq 0 \end{cases}$$

尽管定理 1 给出了非抢占式 EDF 调度算法的可调度性判

定充要条件,由于时间连续无限性,如果需要在所有时间点上验证式(1),则该判定条件仅具有理论分析意义,不具备可实现性。

$$\text{令 } t_{\max} = \max \left\{ D_1, D_2, \dots, D_n, \frac{\sum_{j=1}^n (T_j - D_j) \cdot U_j}{1 - U} \right\}$$

其中: $U = \sum_{i=1}^n C_i / T_i$, $U_i = C_i / T_i$ 分别为消息集 TS 和实时消息 TS_i 对应网络利用率。

当满足 $U < 1$ 且 $t > t_{\max}$ 时,由:

$$\begin{aligned} h(t) &= \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ g \left(\frac{t - D_i}{T_i} \right) C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \right\} = \\ & \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ \frac{t - D_i + T_i}{T_i} C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \right\} \leq \\ & \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ \frac{t - D_i + T_i}{T_i} C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \frac{t - D_j + T_j}{T_j} \cdot C_j \right\} = \\ & \sum_{j=1}^n \frac{t - D_j + T_j}{T_j} \cdot C_j = tU + \sum_{j=1}^n C_j \left(1 - \frac{D_j}{T_j} \right) \end{aligned}$$

从而有

$$h(t) \leq tU + \sum_{j=1}^n C_j \left(1 - \frac{D_j}{T_j} \right) \quad (2)$$

再由 $U < 1$ 及 $t \geq t_{\max} \geq \frac{\sum_{j=1}^n (T_j - D_j) \cdot U_j}{1 - U}$ 得

$$\begin{aligned} t - tU &\geq \sum_{j=1}^n (T_j - D_j) \cdot C_j / T_j \\ tU + \sum_{j=1}^n (T_j - D_j) \cdot U_j &\leq t \\ tU + \sum_{j=1}^n C_j \cdot \left(1 - \frac{D_j}{T_j} \right) &\leq t \end{aligned} \quad (3)$$

综合式(2)(3)得 $h(t) \leq t$ 。即当满足 $U < 1$ 且 $t > t_{\max}$ 的条

件下,式(1)总成立。另外, $g \left(\frac{t - D_i}{T_i} \right) C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j$ 的值仅在 $D = \cup_{i=1}^n \{mT_i + D_i; m = 0, 1, \dots\}$ 这些离散点发生改变。综上可知,在分析非抢占式 EDF 算法对于实时消息集 TS 的可调度性时,只需在 $[0, t_{\max}]$ 验证 $D = \cup_{i=1}^n \{mT_i + D_i; m = 0, 1, \dots\}$ 中点是否符合式(1)即可。

推论 1 若实时消息集 $TS = \{TS_i(C_i, T_i, D_i), i = 1, 2, \dots, n\}$ 在非抢占式 EDF 算法下能被调度,则仅增大消息的相对截止期而不改变其他调度参数时,该消息集仍可被调度(由定理 1 容易证明)。

2.2 消息提前释放对非抢占式 EDF 算法的可调度性影响分析

定理 2 令周期性实时消息集 $TS = \{TS_i(C_i, T_i, D_i, O_i), i = 1, 2, \dots, n\}$, 其中 C_i, T_i, D_i, O_i 分别为实时消息 M_i 的传输时间、产生周期、相对截止期和初始相位,且 $D_i \leq T_i$ 。如 TS 按照非抢占式 EDF 调度策略可调度,则在绝对截止期不变的前提下,消息的提前释放不影响 TS 的可调度性。

证明 由于消息集 TS 按照非抢占式 EDF 调度策略可调度,根据定理 1 知必满足式(1)条件。假定消息的提前释放使 TS 变为不可调度。令 t_d 为 TS 最早错过截止期的时刻,令 t_0 为 t_d 前最后一个空闲区间的结束时刻,如 t_d 前无空闲区间,则 $t_0 = 0$ 。 TS 的调度情况可按以下两种情形进行分析:

a) 截止期大于 t_d 的所有作业在 $[t_0, t_d]$ 内均未被调度执行。

用 $\text{dem}[t_0, t_d]$ 表示释放时间不早于 t_0 且绝对截止期不迟于 t_d 消息调度的时间需求。当实时消息 TS_i 的任一实例提前释放时,即其释放时间满足 $r_i^{(m)} \leq mT_i + O_i (m = 0, 1, \dots)$, 但各消息实例绝对截止期 $d_i^{(m)}$ 仍满足周期性出现条件,即 $d_i^{(m)} =$

$mT_i + D_i, m = 0, 1, \dots$ 。由假设知 $[t_0, t_d]$ 没有空闲,且所有 $[t_0, t_d]$ 被调度的消息均为 $[t_0, t_d]$ 内释放,当所有消息均在 t_0 释放时 $\text{dem}[t_0, t_d]$ 取最大:

$$\text{dem}[t_0, t_d] \leq \sum_{j=1}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_0 - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \quad (4)$$

由假设知 $[t_0, t_d]$ 没有空闲,且某个消息在 t_d 错过截止期,从而 $t_d - t_0 < \text{dem}[t_0, t_d]$ 。

由式(4)有:

$$\begin{aligned} t_d - t_0 < \text{dem}[t_0, t_d] &\leq \sum_{j=1}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_0 - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j = \\ & \left\lfloor \frac{t_d - t_0 - D_i + T_i}{T_i} \right\rfloor \cdot C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_0 - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \leq \\ & g \left(\frac{t_d - t_0 - D_i}{T_i} \right) C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_0 - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \leq \\ & \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ g \left(\frac{t_d - t_0 - D_i}{T_i} \right) C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_0 - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \right\} = \\ & h(t_d - t_0) \end{aligned} \quad (5)$$

因为 t_0 为 t_d 前最后一个空闲区间的结束时刻,所以在 t_d 错过截止期的消息必然是在 $[t_0, t_d]$ 内释放且其相对截止期不晚于 $t_d - t_0$, 即 $t_d - t_0 \geq \min_{1 \leq i \leq n} \{D_i\}$, 结合式(5)知:

$$\exists t. t = t_d - t_0 \geq \min_{1 \leq i \leq n} \{D_i\} \text{ 使 } t < h(t) \quad (6)$$

这与 TS 按照非抢占式 EDF 调度策略可调度时应满足式(1)条件矛盾。

b) 存在着某个(或某些)截止期大于 t_d 的消息在 $[t_0, t_d]$ 内被调度。

令 TS_i 为截止期大于 t_d 且在 $[t_i, t_d]$ 内被调度的消息中最迟被调度的消息。令 t_i 为消息 TS_i 最靠近 t_d 的被调度时刻,显然 $t_0 \leq t_i < t_d$, 且 $[t_i, t_d]$ 内无空闲区间(由假设知 $[t_0, t_d]$ 没有空闲)。令 TS_k 为在 t_d 错过截止期的消息, TS_k 错过截止期的那个消息实例必在 (t_i, t_d) 间被释放(否则将先调度 TS_k 而非 TS_i), 所以 $t_d - t_i > D_k$ 。由于 TS_i 截止期大于 TS_k 且在 $[t_0, t_d]$ 内被调度,由 EDF 调度原则可知,所有先于 t_i 释放且截止期小于或等于 t_d 的消息在 t_i 前均已完成调度。令 $\text{dem}[t_i, t_d]$ 表示释放时间不早于 t_i 且绝对截止期不迟于 t_d 消息调度的时间需求,因为消息实例的提前释放并不改变其截止期的周期性,当所有其他消息均紧随 TS_i 同时释放(但不能抢占 TS_i 调度)时 $\text{dem}[t_i, t_d]$ 取最大值,即

$$\text{dem}[t_i, t_d] < C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_i - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \quad (7)$$

而由 TS_k 错过截止期,且 $[t_i, t_d]$ 内无空闲区间,所以 $t_d - t_i < \text{dem}[t_i, t_d]$ 。

结合式(7)可得

$$\begin{aligned} t_d - t_i < \text{dem}[t_i, t_d] &< C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_i - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \leq \\ & g \left(\frac{t_d - t_i - D_i}{T_i} \right) C_i + \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_i - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \leq \\ & \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ g \left(\frac{t_d - t_i - D_i}{T_i} \right) C_i + \right. \\ & \left. \sum_{j=1, j \neq i}^n \left\lfloor \frac{t_d - t_i - D_j + T_j}{T_j} \right\rfloor \cdot C_j \right\} = h(t_d - t_i) \end{aligned} \quad (8)$$

即

$$\exists t = t_d - t_i \geq \min_{1 \leq j \leq n} \{D_j\}, \text{使 } t < h(t) \quad (9)$$

这与 TS 按照非抢占式 EDF 调度策略可调度时应满足式(1)条件矛盾。综上,定理 2 成立。

根据本文调度模型,实时消息的调度可分解成在发送链路和接收链路两个调度阶段,相应可将实时消息集 $TS = \{TS_i(C_i, T_i, D_i, O_i), i = 1, 2, \dots, n\}$ 中任一消息 $TS_i(C_i, T_i, D_i, O_i)$ 分解为在发送链路调度的消息 $TS_i^1(C_i, T_i, D_{i,1}, O_i)$ 和在接收链路上调度的消息 $TS_i^2(C_i, T_i, D_{i,2}, O_i + D_{i,1})$ 加以分析,其中 $D_i = D_{i,1} + D_{i,2}$ 。消息 TS_i^2 满足周期性释放条件,其任一实例释放时间应满足 $r_i^{(m)} = mT_i + D_{i,1} + O_i, m = 0, 1, \dots$ 。由于实时消息 TS_i 在接收链路的释放时间等于其在发送链路的传输完成时间,若 $TS_i^1(C_i, T_i, D_{i,1}, O_i)$ 在发送链路上满足可调度性条件,则实时消息 TS_i 的任一实例对应接收链路的释放时间满足 $r_i^{*(m)} \leq mT_i + D_{i,1} + O_i$ 。显然,此时实时消息 TS_i 在接收链路的调度不再满足周期性释放条件,相对于周期性释放的消息 TS_i^2 而言,是属于绝对截止期不变条件的消息提前释放。若 TS_i^2 在接收链路也满足可调度条件,根据定理 2,实时消息 TS_i 在接收链路也可被调度。综上可知,若 $TS_i^1(C_i, T_i, D_{i,1}, O_i)$ 与 $TS_i^2(C_i, T_i, D_{i,2}, O_i + D_{i,1})$ 均能分别在发送链路和接收链路被非抢占式 EDF 算法调度,则实时消息 $TS_i(C_i, T_i, D_i, O_i)$ 也可被调度。如上文所述,对于消息集在非抢占式 EDF 算法下的可调度性分析时,均假定消息集满足同步释放条件,因此 $TS_i(C_i, T_i, D_i, O_i)$ 、 $TS_i^1(C_i, T_i, D_{i,1}, O_i)$ 和 $TS_i^2(C_i, T_i, D_{i,2}, O_i + D_{i,1})$ 可被简化表示为 $TS_i(C_i, T_i, D_i)$ 、 $TS_i^1(C_i, T_i, D_{i,1})$ 和 $TS_i^2(C_i, T_i, D_{i,2})$ 。

3 非抢占式 EDF 算法下消息最小相对截止期计算

对于非抢占式 EDF 算法可调度的实时消息集 $TS = \{TS_i(C_i, T_i, D_i), i = 1, 2, \dots, n\}$,可利用笔者在文献[10]中所提出的 MinDeadTime() 算法计算 TS 可调度条件下消息 TS_k 的最小相对截止期 D_k^* 。

MinDeadTime(TS, k)

a) $D_k = C_k$

b) $U = \sum_{i=1}^n \frac{C_i}{T_i}$

c) $D = \cup_{i=1}^n \{mT_i + D_i; m = 0, 1, \dots\}$

d) if ($U > 1$) then return(-1) //不可调度

e) $t_{\max} = \max \left\{ D_1, D_2, \dots, D_n, \frac{\sum_{j=1}^n (T_j - D_j) \cdot U_j}{1 - U} \right\}$

f) for each ($t \in D$ and $t \leq t_{\max}$)

g) $h(t) = \max_{1 \leq i \leq n} \left\{ g(C_i) + \sum_{j=1}^n \left[\frac{t - D_j + T_j}{T_j} \right] \cdot C_j \right\}$

h) if ($h(t) > t$) then

i) $L = \left\lceil \frac{h(t) - t}{C_k} \right\rceil$

j) $r_k = \left\lfloor \frac{t}{T_k} \right\rfloor \cdot T_k$

k) $D_k = h(t) + (L - 1)(T_k - C_k) - r_k$

l) update t_{\max} () //重新计算 t_{\max}

m) Update_D() * 删除已检查点 t,增加由于 D_k 改变而新增的检查点 *

n) end if

o) end for

p) $D_k^* = D_k$

q) return(D_k^*)

r) end

算法首先令 $D_k^* = C_k$,通过逐渐增加 D_k^* ,直到 TS 满足可调度条件,从而得到计算 TS 可调度条件下消息 TS_k 的最小相对截止期 D_k^* 。若 TS 在 t 时刻处不满足可调度条件(h),为通过增大消息 TS_k 的相对截止期使消息集 TS 在 t 时刻满足 $h(t)$

$\leq t$,则 TS_k 在 $[0, t]$ 中的实例数最小移出数为 $L = \left\lceil \frac{h(t) - t}{C_k} \right\rceil$

(i),从而 t 时刻处新的时间需求 $h'(t) = h(t) - L \cdot C_k$ 。对于移出的 L 个 TS_k 实例,显然其绝对截止期均大于 t,否则均将因错失截止期而导致 TS 在 t 时刻不可调度,不失一般性,以其中绝对截止期最接近 t 的实例进行分析。该 TS_k 消息实例绝对截止期 d_k 应满足 $h'(t) + C_k \leq d_k$,即 d_k 的最小取值 $d_k^* =$

$h'(t) + C_k$ 。该实例的释放时刻 $r_k = \left\lfloor \frac{t}{T_k} \right\rfloor \cdot T_k - (L - 1) T_k$

(j),从而满足 t 处可调度条件消息 TS_k 新的最小相对截止期 $D_k^* = d_k^* - r_k = h(t^*) + (L - 1)(T_k - C_k) - r_k(k)$ 。由于 TS_k 的相对截止期发生了改变,应更新 t_{\max} 和截止期限检查点集合 D(1)和 m),然后继续对 TS 在集合 D 中的其他时刻进行可调度性检查,并仍按以上步骤修正 D_k^* ,直到 TS 对于集合 D 所有的检查点均满足可调度条件(f) ~ o)。

4 基于最小截止期计算的截止期划分算法(MDPS)

假定 $\text{src}_i\text{-TS} = \{\text{src}_i\text{-TS}_k = (C_k, T_k, D_k), k = 1, 2, \dots, n_i\}$ 表示已分配到发送链路 TL_i 上可调度的消息集, $\text{dest}_i\text{-TS} = \{\text{dest}_i\text{-TS}_k = (C_k, T_k, D_k), k = 1, 2, \dots, n_j\}$ 表示已分配到接收链路 RL_j 上可调度的消息集。对于实时消息集 $TS = \{TS_k(C_k, T_k, D_k), k = 1, 2, \dots, n\}$,首先将实时消息集 $TS = \{TS_k(C_k, T_k, D_k), k = 1, 2, \dots, n\}$ 按消息的紧急或重要程度排序。然后依次对消息集 TS 中的每个消息 $TS_k(k = 1, 2, \dots, n)$,若 TS_k 对应的发送链路和接收链路分别为 TL_i 和 RL_j ,利用 $D_{k,1}^{\min} = \text{MinDeadTime}(\text{src}_i\text{-TS} \cup TS_k, n_i + 1)$ 得到当在发送链路 TL_i 增加消息 TS_k 后,为使消息集 $\text{src}_i\text{-TS} \cup TS_k$ 满足可调度性条件, TS_k 应分配的最小截止期 $D_{k,1}^{\min}$ 。类似地,利用 $D_{k,2}^{\min} = \text{MinDeadTime}(\text{dest}_i\text{-TS} \cup TS_k, n_j + 1)$ 得到在发送链路 RL_j 增加消息 TS_k 后,为使消息集 $\text{dest}_i\text{-TS} \cup TS_k$ 满足可调度性条件, TS_k 应分配的最小截止期 $D_{k,2}^{\min}$ 。若 $D_k < D_{k,1}^{\min} + D_{k,2}^{\min}$,显然对于消息 $TS_k(C_k, T_k, D_k)$,不能同时在发送链路 TL_i 和接收链路 RL_j 上满足可调度性条件,应拒绝接纳该消息;若 $D_k \geq D_{k,1}^{\min} + D_{k,2}^{\min}$,则消息 $TS_k(C_k, T_k, D_k)$ 可被接纳,且截止期松弛量 $D_k^{\text{slack}} = D_k - D_{k,1}^{\min} - D_{k,2}^{\min}$ 。将 D_k^{slack} 均分到发送链路 TL_i 和接收链路 RL_j 上,实现发送链路与接收链路上消息截止期划分,即分别按 $D_{k,1} = D_{k,1}^{\min} + D_k^{\text{slack}}/2, D_{k,2} = D_{k,2}^{\min} + D_k^{\text{slack}}/2$ 设置 TS_k 在发送链路 TL_i 和接收链路 RL_j 上的相对截止期,并将 $TS_k^1(C_k, T_k, D_{k,1})$ 和 $TS_k^2(C_k, T_k, D_{k,2})$ 添加到发送链路 TL_i 和接收链路 RL_j 对应的消息集 $\text{src}_i\text{-TS}$ 和 $\text{dest}_i\text{-TS}$ (由推论 1 知 $\text{src}_i\text{-TS}$ 和 $\text{dest}_i\text{-TS}$ 仍满足可调度条件)。重复以上步骤,直到对实时消息集 TS 中的每个消息均完成截止期划分。

algorithm MDPS (TS)

//TS = $\{TS_k(C_k, T_k, D_k), k = 1, 2, \dots, n\}$

```

//NL : (发送/接收) 链路数量
/* srci_TS = { srci_TSk = (Ck, Tk, Dk,1), k = 1, 2, ..., ni } : 分配到发送链路 TLi 上的消息集 * /
/* destj_TS = { destj_TSk = (Ck, Tk, Dk,2), k = 1, 2, ..., nj } : 分配到接收链路 RLj 上的消息集 * /
//src(TSk) : 返回消息 TSk 的对应发送链路编号
//dest(TSk) : 返回消息 TSk 的对应接收链路编号
ni = nj = 0; srci_TS = destj_TS = { } ; i, j = 1, 2, ..., NL
对 TS = { TSk (Ck, Tk, Dk), k = 1, 2, ..., n } 按消息的紧急或重要程度排序
for (k = 1; k ≤ n; k++)
    i = src(TSk)
    j = dest(TSk)
    Dk,1min = MinDeadTime(srci_TS ∪ TSk, ni + 1)
    Dk,2min = MinDeadTime(destj_TS ∪ TSk, nj + 1)
    Dkslack = Dk - Dk,1min - Dk,2min
    Dk,1 = Dk,1min +  $\frac{Dkslack}{2}$ 
    Dk,2 = Dk,2min +  $\frac{Dkslack}{2}$ 
    srci_TS = srci_TS ∪ TSk1 (Ck, Tk, Dk,1)
    destj_TS = destj_TS ∪ TSk2 (Ck, Tk, Dk,2)
    ni++ ; nj++
end for
return (Dk,1, Dk,2), k = 1, 2, ..., n

```

5 仿真结果

对于由单个交换机连接八个站点、端口和链路速率为 100 Mbps 的全双工以太网,假定消息集中每个消息对应的源站点及目标站点均为随机产生,消息的传输时间服从 [1, 10] 均匀分布,消息的产生周期服从 [80, 120] 均匀分布,消息截止期服从 [40, 100] 均匀分布。通过逐渐向实验网络中添加消息的方式直到网络的聚合带宽达到最大值,并将最大网络聚合带宽和消息的错失率(错过截止期的消息比例)作为分析、评价 SDPS 和 ADPS 两种截止期划分算法的性能指标。

图 3 说明使用 ADPS 算法可以使得网络的实际聚合带宽约达到交换机理论聚合带宽值(800 Mbps)的 44%,而使用本文所提出的 MDPS 算法则大约可达到 68%;当网络负载小于最大网络聚合带宽时,错过截止期的消息数几乎为 0,之后错过截止期的消息数将直线增加。从图 3 和 4 可以看出,本文所提出的 MDPS 截止期划分算法在提高最大网络聚合带宽、减小消息的错失率方面较 ADPS 算法均有比较明显的改善。

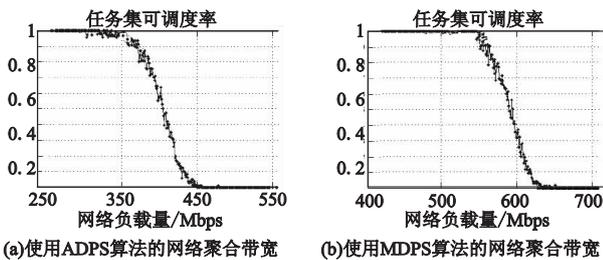


图3 两种算法的结果

6 结束语

本文在文献[6]的实时消息调度模型的基础上,重点研究了交换式以太网中当实时消息采取非抢占式 EDF 调度算法

时,如何优化实时消息在发送链路和接收链路上的截止期划分方法。其主要工作包括:a)给出了非抢占式 EDF 调度算法的可调度性分析方法;b)证明了当实时消息集采取非抢占式 EDF 算法调度时,在绝对截止期不变的前提下,实时消息的提前释放不影响消息集的可调度性,从而为实时消息在发送链路和接收链路上的截止期划分提供了理论保证;c)基于非抢占式 EDF 调度算法下消息最小化截止期的计算,提出了新的截止期划分算法(MDPS),该算法通过计算满足可调度条件时消息在发送链路及接收链路截止期应该划分的下限,并结合截止期的松弛量实现实时消息在发送及接收链路上的截止期划分。仿真实验表明,该算法能比较有效地提高最大网络聚合带宽、减小消息的错失率。

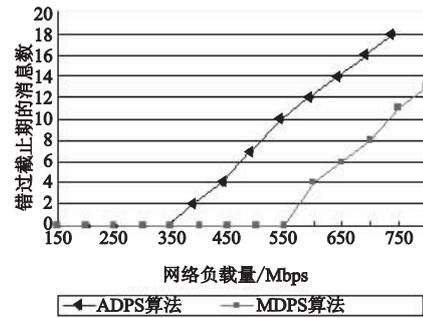


图4 不同负载下的错过截止期的消息数

参考文献:

- [1] MIFDAOUI A, FRANCES F. Performance analysis of a master/slave switched Ethernet for military embedded applications [J]. IEEE Trans on Industrial Informatics, 2011, 6(4): 534-547.
- [2] LIM H T, WECKEMANN K, HERRSCHERPERFORMANCE D. Performance study of an in-car switched Ethernet network without prioritization [C]//Proc of the 3rd International Conference Communication Technologies for Vehicles. Berlin: Springer-Verlag, 2011: 165-175.
- [3] KIM M K, LIANG Shan, WANG Yu. EDF-based real-time message scheduling of periodic messages on a master-slave-based synchronized switched Ethernet [J]. Control and Automation, 2009, 65: 62-70.
- [4] 杨仕平, 桑楠, 熊光泽. 基于 Ethernet 技术的安全关键实时网络 [J]. 软件学报, 2005, 16(1): 121-133.
- [5] CUONG D M, KIM M K. Real-time communications on an integrated fieldbus network based on a switched Ethernet in industrial environment [C]//Proc of the 3rd International Conference on Embedded Software and Systems. Berlin: Springer-Verlag, 2007: 498-509.
- [6] HOANG H, JONSSON M, HAGSTROM U, et al. Switched real-time Ethernet with earliest deadline first scheduling protocols and traffic handling [C]//Proc of the International Parallel and Distributed Processing Symposium. [S. l.]: IEEE, 2002: 94-99.
- [7] HOANG H, JONSSON M. Switched real-time Ethernet in industrial applications deadline partitioning [C]//Proc of the Asia-Pacific Conference on Communications. [S. l.]: IEEE, 2003: 76-81.
- [8] JEFFEY K, STANAT D F, MARTEL C U. On non-preemptive scheduling of periodic and sporadic tasks [C]//Proc of Real-time Systems Symposium. Washington DC: IEEE Computer Society, 1991: 129-139.
- [9] 沈卓炜. 不可抢占式 EDF 调度算法的可调度性分析 [J]. 计算机工程与应用, 2006, 42(9): 10-12.
- [10] 檀明, 魏臻. 非抢占式 EDF 算法下周期性任务的最小相对截止期计算 [J]. 计算机应用研究, 2012, 29(2): 722-724.