

Návrh časově kritických systémů III: priorita úloh

Způsob, jakým jsou jednotlivým úlohám v časově kritických systémech (systémy RT, popř. úlohy RT) přiřazeny priority, má podstatný vliv na pořadí provádění těchto úloh, a tedy i na pořadí a doby poskytnutí odezvy systému RT. Třetí ze série článků na téma návrhu systémů RT je proto věnován mechanismům přiřazování priorit úlohám RT.

V závěru článku [7], druhého ze série čtyř článků uvádějících do problematiky návrhu časově kritických systémů (systémy reálného času, systémy RT, *Real-Time Systems*), je konstatováno, že většina plánovačů používaných v moderních operačních systémech reálného času (*Real-Time Operating System – RTOS*) je prioritních a preemptivních, z čehož plynou zejména tyto důsledky:

- díky systému priorit je zaručeno, že ze všech připravených úloh RT (dále jen úloh) je procesor přiřazen právě té z nich, jejíž priorita je v čase, kdy plánovač rozhoduje, nejvýznamnější,
- preemptivita garantuje, že obsluha požadavku s velkou prioritou bude zahájena s minimálním zpožděním, tj. jestliže se momentálně běžící úloha nachází na méně významné prioritní úrovni, při příchodu prioritně významnějšího požadavku bude její provádění přerušeno a procesor bude předán obsluze nově přichozícího požadavku; nestane-li se během provádění této obsluhy připravenou úloha s ještě větší prioritou, po ukončení obsluhy je procesor navrácen úloze, jejíž provádění bylo touto obsluhou přerušeno.

Jelikož způsob, jakým jsou úlohám přiřazeny priority, má podstatný vliv na pořadí provádění úloh, a tedy i na pořadí a doby poskytnutí odezvy systému RT, je tento třetí článek série věnován obsírnějšímu popisu tzv. mechanismů přiřazování priorit.

Kategorie mechanismů přiřazování priorit

Podle toho, zda plány produkované mechanismy přiřazování priorit jsou generovány před dobou běhu systému či až během ní, se tyto mechanismy dělí na historicky starší *off-line* (garantující optimálnost plánů – ty je však nutné generovat před spuštěním systému) a mladší *on-line* (schopné adaptace na změny v okolí systému – plán je tvořen až za běhu systému). Umožňují-li změnu priority za běhu systému RT či nikoliv, hovoří se o (jednodušších) mechanismech statického přiřazování priorit či o (složitějších) mechanismech dynamického přiřazování priorit (podle použitého mechanismu se potom rozlišují priority statické a dynamické). Nej-

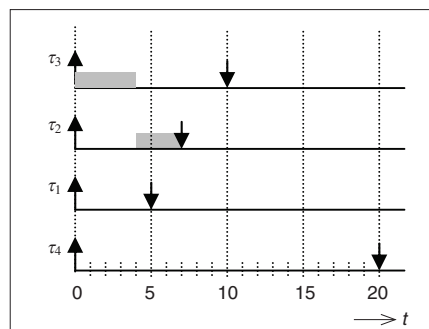
jednodušší z mechanismů jsou konstruovány pro nezávislé periodické úlohy, složitější mechanismy dokážou vhodně přiřadit priority i úlohám sporadickým či aperiodickým, závislým úlohám, úlohám plánovaným při přetížení systému či v systému snažícím se zotavit z poruchy apod. Velká většina mechanismů plánování existuje jak v preemptivní, tak nepreemptivní podobě. Pro základní orientaci v této oblasti bude postačující, omezí-li se následující výklad pouze na preemptivní verze mechanismů on-line plánování množin nezávislých periodických úloh v jednoprocessorovém prostředí.

Mechanismy statického přiřazování priorit

Z mechanismů statického přiřazování priorit zde budou představeny mechanismy známé zejména jako RM a DM.

Mechanismus RM (RMA)

Mechanismus statického přiřazování priorit označovaný v literatuře jako RM (*Rate Monotonic*), popř. RMA (*Rate Monotonic Assignment*), vychází z předpokladu, že úlohy volané



Obr. 1. Ilustrace k mechanismu přiřazování priorit přímo úměrně kmitočtům příchodů (*Rate Monotonic – RM*)

častěji mají významnější prioritu. Významnost priority úlohy je tedy nepřímo úměrná velikosti periody mezi příchody (přímo úměrná kmitočtu odpovídajícímu periodě) jejich instancí, tj. hodnotě statického parametru T úlohy.

Uvažujme-li úlohy $\tau_1(r_1, C_1, D_1, T_1) = \tau_1(0, 3, 5, 20)$, $\tau_2(r_2, C_2, D_2, T_2) = \tau_2(0, 3,$

$7, 12)$, $\tau_3(r_3, C_3, D_3, T_3) = \tau_3(0, 4, 10, 10)$ a $\tau_4(r_4, C_4, D_4, T_4) = \tau_4(0, 3, 20, 20)$, podle RM budou těmto úlohám přiřazeny priority od nejvýznamnější po nejméně významnou v pořadí $\tau_3, \tau_2, \tau_1, \tau_4$ nebo $\tau_3, \tau_2, \tau_4, \tau_1$.

Plán generovaný na základě přiřazování priorit podle mechanismu RM je vyobrazen na obr. 1, kde v čase $t = 0$ vzniknou požadavky na současné vyvolání všech úloh. Jelikož úloze τ_3 je přiřazena nejvýznamnější priorita, pobeží jako první právě tato úloha; zbylé úlohy přejdou do čekajícího stavu. Až po dokončení úlohy τ_3 (tj. v čase $t = 0 + C_3 = 4$) může začít běžet úloha, která má z dosud neprovázených úloh (τ_2, τ_1, τ_4) nejvyšší prioritu, tj. úloha τ_2 . Poté (tj. v čase $t = 4 + C_2 = 7$) může začít běžet úloha τ_1 nebo τ_4 . Avšak bez ohledu na pořadí provádění úloh τ_1 a τ_4 úloha τ_1 překročí svou časovou mez, protože ta vypršela již v $t = 5$, zatímco spuštění úlohy τ_1 je podle priorit přiřazených mechanismem RM plánováno nejdříve v čase $t = 7$.

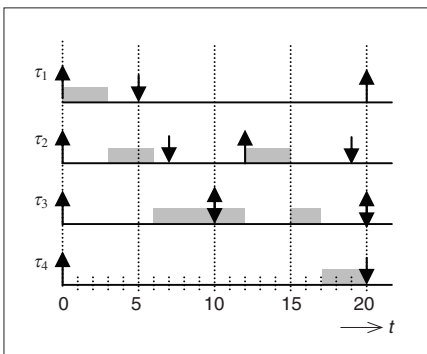
Jestliže mechanismus RM není schopen zajistit plánovatelnost množiny úloh RT, jak je tomu právě v již uvedeném případě, vzniká problém, který je řešitelný dvěma základními způsoby. První způsob spočívá ve změně parametrů úloh RT s cílem zajistit plánovatelnost dané množiny úloh RT (ovšem již obsahující úlohy s modifikovanými parametry). Tento způsob je však obecně nepřijatelný a nelze ho doporučit, protože modifikace parametrů úloh RT je možné způsobit odklon od již verifikované specifikace systému RT, a tím i jeho neočekávané chování. Druhý způsob spočívá v použití jiného mechanismu přiřazování priorit. Příčinou selhání mechanismu RM může v případě uvedené množiny úloh RT být skutečnost, že mechanismus RM je optimální pouze na množině úloh RT, mezi jejichž parametry platí vztah $D = T$ a jejichž priorita se nemění v čase. Jinými slovy: existuje-li pro množinu splňující podmínky přípustný plán, je možné jej generovat i pomocí mechanismu RM.

Mechanismus DM (DMA, ID, IDA)

Mechanismus statického přiřazování priorit nepřímo úměrně hodnotě časové meze označovaný zkratkou DM (*Deadline Monotonic*), popř. DMA (*Deadline Monotonic Assignment*), ID (*Inverse Deadline*) nebo IDA (*Inverse Deadline Assignment*), vychází z předpokladu, že úlohy s menší hodnotou časové meze jsou významnější. Významnost priority úlohy je tedy v tomto případě

nepřímo úměrná hodnotě statického parametru D úlohy. Pro množinu úloh RT, uvažovanou v odstavci týkající se mechanismu RM, budou při použití mechanismu DM těmto úlohám přiřazeny priority od nejvýznamnější po nejméně významnou v pořadí $\tau_1, \tau_2, \tau_3, \tau_4$. Odpovídající plán je vyobrazen na obr. 2.

V porovnání s mechanismem RM je mechanismus DM optimální také na množině úloh s $D < T$, tj. celkově na množině úloh, mezi jejichž parametry platí vztah $D \leq T$. To znamená, že při použití mechanismu DM lze plánovat i ty množiny úloh, které nejsou plánovatelné pomocí mechanismu RM. Tuto vlastnost lze vysledovat i porovnáním plánů na obr. 1 a obr. 2 (zatímco pro danou množinu úloh RT není pomocí mechanismu RM



Obr. 2. Ilustrace k mechanismu přiřazování priorit nepřímo úměrně velikosti časové meze (Deadline Monotonic - DM)

možné vytvořit přípustný plán, při použití mechanismu DM to již možné je).

Z pohledu návrháře systému RT je zde klíčová existence tzv. *testů plánovatelnosti*, které jsou již v etapě reprezentace systému RT množinou úloh RT (tj. dávno před tím, než je systém RT v reálném prostředí spuštěn) schopny pro danou množinu úloh RT a daný mechanismus přiřazování priorit rozhodnout, zda daná množina je, či není při použití daného mechanismu plánovatelná. Celá problematika spojená s těmito testy je však natolik složitá, že značně přesahuje rámec tohoto seriálu. Zmíňme alespoň, že rozhodovací schopnost těchto testů klesá s počtem parametrů obsažených v modelu úloh RT a se složitostí mechanismu přiřazování priorit úlohám. U některých množin úloh a některých mechanismů přiřazování priorit je tedy nutné počítat s tím, že o plánovatelnosti tímto způsobem rozhodnout nelze.

Mechanismy dynamického přiřazování priorit

Vedle uvedených nejjednodušších mechanismů (statického) přiřazování priorit existuje mnoho dalších, složitějších mechanismů. Z jejich velmi početné množiny zde budou představeny pouze dva mechanismy umožňující změnu priority v čase, známé jako EDF

a LLF. Tyto základní mechanismy tzv. dynamického přiřazování priorit dokážou lépe vyhodnotit aktuální stav systému, zejména rozpoznat blízkost se překročení časových mezí. Podstatný rozdíl oproti mechanismům RM a DM je ten, že priority všech úloh nacházejících se v systému jsou proměnné v čase, přičemž priority jsou obvykle přehodnocovány v časech příchodů úloh, dokončení úloh či přepnutí kontextu úloh.

Mechanismus EDF

Mechanismus dynamického přiřazování priorit nepřímo úměrně době zbývající v čase t do uplynutí časové meze má označení EDF (*Earliest Deadline First*). Garantuje, že významnější priorita je v čase t přiřazena těm úlohám, kterým v t zbývá do uplynutí časové meze méně času na provedení, což je hodnota reprezentovaná dynamickým parametrem $D(t)$ úlohy. Předpokládejme množinu tvořenou úlohami $\tau_1(r_1, C_1, D_1, T_1) = \tau_1(0, 2, 5, 5)$ a $\tau_2(r_2, C_2, D_2, T_2) = \tau_2(0, 4, 7, 7)$. Tato množina není plánovatelná s použitím ani jednoho z mechanismů RM a DM (v čase $t = 7$ totiž úloha τ_2 v obou případech překročí svoji časovou mez). Bude-li se však priorita měnit v čase, k tomuto překročení nemusí dojít. V čase $t = 0$ je podle mechanismu EDF přiřazena nejvýznamnější priorita úloze τ_1 , jelikož do uplynutí její časové meze zbývá méně času. Úloha τ_1 tedy běží po svou dobu $C_1 = 2$ jednotky času. Protože v systému není žádná jiná úloha, je poté (tj. v čase $t = 2$) spuštěna úloha τ_2 , která poběží až do okamžiku příchodu nové periody T_1 , tj. do $t = 5$.

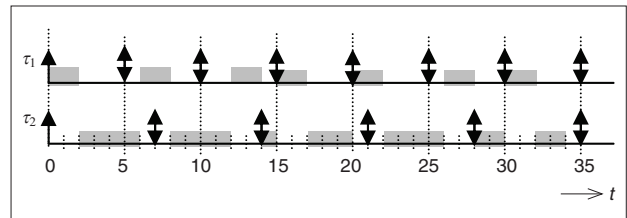
V tomto čase budou priority přehodnoceny. Jelikož úloze τ_2 zbývají do uplynutí časové meze jen dvě jednotky času, zatímco úloze τ_1 pět jednotek, je vyšší priorita přiřazena úloze τ_2 , která na základě tohoto rozhodnutí dokončí svůj běh (v délce jedné jednotky času) a dodrží svoji časovou mez již v čase $t = 6$. Poté je procesor přidělen úloze τ_1 atd. Celý plán v délce jedné hyperperiody (hlavního cyklu) je ukázán na obr. 3.

Mechanismus LLF (LL, MLF, LSF)

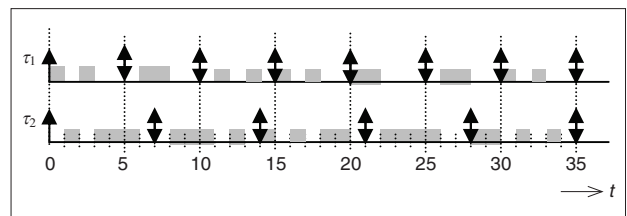
Vedle mechanismu EDF existují i další mechanismy dynamického přiřazování priorit s ještě lepšími vlastnostmi. Například mechanismus označovaný LLF (*Least Laxity First*), popř. LL (*Least Laxity*), LSF (*Least Slack Time First*) nebo MLF (*Minimum Laxity First*), je schopen zamezit překročení časo-

vých mezi dříve než mechanismus EDF tím, že úlohám přiřazuje priority nepřímo úměrně době volnosti úlohy v čase t , tj. hodnotě parametru $L(t)$ úlohy (udávajícího, na jak dlouho může být provádění úlohy odloženo, aniž by překročila svou časovou mez). Cenou za tuto lepší vlastnost je větší počet přepnutí kontextu a preempcí – zatímco v případě plánu EDF na obr. 3 je počet přepnutí kontextu třináct a počet preempcí dvě, v případě plánu odpovídajícího plánu LLF na obr. 4 již jde o hodnoty jednadvacet a deset. Mechanismus LLF tedy na stejné velkém časovém intervalu přehodnocuje priority častěji (v daném případě každou časovou jednotku) než EDF, díky čemuž dokáže dříve reagovat na blízkost se překročení časové meze.

Princip konstrukce plánu LLF zobrazeného na obr. 4 je následující: v čase $t = 0$ jsou doby volnosti úloh τ_1 a τ_2 , vyhodnoceny jako $L_1(0) = D_1(0) - C_1(0) = 5 - 2 = 3$ a $L_2(0) = D_2(0) - C_2(0) = 7 - 4 = 3$. Jelikož $L_1(0) = L_2(0)$, tj. obě úlo-



Obr. 3. Ilustrace k mechanismu přiřazování priorit nepřímo úměrně době zbývající v čase t do uplynutí časové meze (Earliest Deadline First - EDF)



Obr. 4. Ilustrace k mechanismu přiřazování priorit nepřímo úměrně době volnosti úlohy v čase t (Least Laxity First - LLF)

hy si mohou dovolit prodlévat stejně dlouhou dobu, jsou oběma úlohám přiřazeny stejné priority. To umožňuje přiřadit procesor libovolné z obou úloh (na obr. 4 je nedeterministicky přiřazen úloze s indexem 1). V čase $t = 1$ jsou pak hodnoty přehodnoceny následovně: $L_1(1) = D_1(1) - C_1(1) = 4 - 1 = 3$ a $L_2(1) = D_2(1) - C_2(1) = 6 - 4 = 2$. Platí $L_1(1) = 3 > 2 = L_2(1)$ a proto je významnější priorita přiřazena úloze τ_2 , která může odložit své provádění na kratší dobu než úloha τ_1 . V čase $t = 2$ platí $L_1(2) = 3 - 1 = 2$ a $L_2(2) = 5 - 3 = 2$, běžet tedy může libovolná z úloh. V čase $t = 3$ je $L_1(3) = 2 - 0 = 2$ a $L_2(3) = 4 - 3 = 1$, v čase $t = 4$ je $L_1(4) = 1 - 0 = 1$ a $L_2(4) = 3 - 2 = 1$, v čase $t = 5$ je $L_1(5) = 0 - 0 = 0$ a $L_2(5) = 2 - 1 = 1$ atd.

Plán LLF zobrazený na obr. 4 tedy, na rozdíl od plánu EDF na obr. 3, není pro danou množinu úloh RT jediný možný, ale pouze

jeden z možných. Obecně platí, že množina plánů generovaných mechanismem EDF je podmnožinou množiny plánů generovaných mechanismem LLF. Použitelnost mechanismu LLF však významně závisí mj. na tom, s jakou přesností je plánovač schopen vyhodnotit parametr $C(t)$, tj. čas, který úlohám zbývá k dokončení jejich běhu. Toto vyhodnotit může být obtížné, jelikož hodnotit nelze bez detailní znalosti cílové platformy a příslušného RTOS.

Závěr

Chování mechanismů přiřazování priorit představených v tomto článku lze detailněji studovat např. s použitím volně dostupných nástrojů [4], [5]. V závěrečném článku z této série bude na jednoduchém příkladu ukázáno, jaký vztah existuje mezi formální specifikací systému RT, množinou úloh

RT a realizací systému RT s použitím prostředků RTOS.

Poděkování:

Článek vznikl za podpory výzkumného záměru MSM0021630528 – Výzkum informačních technologií z hlediska bezpečnosti (agentura CEZ MŠMT) a projektu specifického výzkumu FIT-S-10-1 (VUT v Brně).

Literatura:

- [1] CHENG, A. M. K.: *Real-Time Systems: Scheduling, Analysis, and Verification*. Wiley, 2002, 552 s., ISBN 0-471-18406-3.
- [2] COTTET, F. – DELACROIX, J. – KAISER, C. – MAMMERI, Z.: *Scheduling in Real-Time Systems*. John Wiley & Sons, 2002, 266 s., ISBN 0-470-84766-2.
- [3] JOSEPH, M.: *Real-Time Systems Specification, Verification and Analysis*. Prentice Hall, 1996, 278 s., ISBN 0-13-455297-0.

- [4] *Cheddar project: a free real time scheduling analyzer* [online]. 2008 [cit. 2010-03-25]. Dokument dostupný z <<http://beru.univ-brest.fr/~singhoff/cheddar/>>.
- [5] *TimesTool* [online]. 2007 [cit. 2010-03-25]. Dokument dostupný z <<http://www.timestool.com/>>.
- [6] STRNADEL, J.: *Návrh časově kritických systémů I: specifikace a verifikace*. Automa, 2010, roč. 16, č. 10, s. 42–44, ISSN 1210-9592.
- [7] STRNADEL, J.: *Návrh časově kritických systémů II: úlohy reálného času*. Automa, 2010, roč. 16, č. 12, s. 18–19, ISSN 1210-9592.

Ing. Josef Strnadel, Ph.D.,
Fakulta informačních technologií,
Vysoké učení technické v Brně
(strnadel@fit.vutbr.cz)

► Katalog Misumi: přepracované vydání podle požadavků evropského trhu

V lednu 2011 vyšel nový katalog MISUMI. Není to překlad japonského originálu, ale zcela přepracované vydání určené pro evropský trh.

Výrazná změna nového katalogu je patrná na první pohled. Obsáhlý hlavní katalog Misumi Mechanické součásti pro automatizaci montáže od nynějška vychází ve dvou svazcích. To, že je tento záměr správný, bylo nejdříve potvrzeno anketou mezi zákazníky. Tloušťka posledního vydání s téměř 3 000

stranami totiž byla šest a půl centimetru, což již začalo narážet na meze výrobní technologie, a rovněž manipulace a každodenní práce s katalogy v konstrukci byly stále obtížnější. Rozdělení do dvou svazků znamenalo i přes přidání dalšího tisíce stran výrazné usnadnění. Katalog může být také vytisknut na poněkud silnějším papíře který méně prosvítá.

Nabídka v katalogu byla rozšířena o 2 546 nových výrobků. Kromě toho jsou pro 784 výrobků k dispozici nové varianty – např. další průměry hřídelí, větší délky nebo provedení s jinými rozměrovými tolerancemi. Uspořádání katalogu bylo do značné míry zachováno. Jeho součástí je i seznam vyobrazení na

jeho začátku a přehled každé nové skupiny výrobků. Rovněž bylo zachováno osvědčené barevné značení jednotlivých kapitol.

Společnost Misumi přizpůsobila nabídku potřebám evropského trhu a snížila ceny nejčastěji žádaných výrobků. Celkem klesly pořizovací ceny 2 165 komponent. Navíc byly rozšířeny zásoby v centrálním skladu u Frankfurtu nad Mohanem, takže bylo možné zkrátit dodací lhůty přibližně 720 výrobků. Mnohé z nich dodává společnost Misumi do dvou dnů.

Vydání katalogu 2011/2012 je k dostání v tištěné verzi v němčině, angličtině, francouzštině, italštině a češtině. (ed)

Nová hvězda na nebi konstruktérů

Objevte univerzum MISUMI



Bezkonkurenční nabídka produktů

4000 stránek s mechanickými normalizovanými, nakupovanými díly a díly dle výkresů od MISUMI

Konfigurovatelné součásti

v krocích po 0,01 mm

Všechny informace

veškeré technické informace na první pohled – technické výkresy, ceny, dodací lhůty



MISUMI

www.misumi-europe.com

Nejlepší dodací podmínky

od 1 kusu, bez minimální hodnoty nebo množství objednávky, 7,50 € za poštovné a balné

Objednejte teď online zdarma!



Pevné ceny



Více než 3000 nových produktů



V praktickém provedení

<http://cz6.misumi-europe.com>

Tel. +49(0)6196-7746-0 | Fax +49(0)6196-7746-364 | sales@misumi-europe.com