

SVEUČILIŠTE U ZAGREBU
FAKULTET ELEKTROTEHNIKE I RAČUNARSTVA

ZAVRŠNI PROJEKT

**Nadogradnja operacijskog sustava
FreeRTOS za primjenu u kontrolnim
aplikacijama**

Luka JengiĆ

Zagreb, srpanj 2022.

Posebna zahvala mag.ing. Karli Salamun za brojne savjete i pomoć u izradi ovog rada.

SADRŽAJ

1. Uvod	1
2. Operacijski sustavi za rad u stvarnom vremenu	3
2.1. Sustavi za rad u stvarnom vremenu	3
2.2. Periodični zadatci u sustavima za rad u stvarnom vremenu	5
2.3. <i>Skip-over</i> model zadataka i strategija prekidanja poslova	7
2.4. Algoritmi za raspoređivanje zadataka	8
2.4.1. Algoritam EDF	9
2.4.2. Algoritam RTO	10
2.4.3. Algoritam BWP	11
2.4.4. Usporedba opisanih algoritama	11
3. Modifikacija jezgre FreeRTOS-a	13
3.1. Operacijski sustav FreeRTOS	13
3.2. Programska potpora za kontrolu izvršavanja periodičnih zadataka	14
3.2.1. Stvaranje periodičnih zadataka	14
3.2.2. Kontrola izvršenja priodičnih zadataka	15
3.3. Strategija prekidanja poslova	16
3.4. Strogi sustav za rad u stvarnom vremenu s ublaženim uvjetima	16
3.5. Implementacija algoritama za raspoređivanje zadataka	17
3.5.1. Implementacija algoritma EDF	19
3.5.2. Implementacija algoritma RTO	19
3.5.3. Implementacija algoritma BWP	19
4. Implementacija simulatora	21
4.1. Generiranje skupova testnih zadataka	21

4.2. Tijek simulacije	23
4.3. Pokretanje simulacije	24
5. Rezultati	26
6. Zaključak	28
Literatura	29

1. Uvod

Sustavi za rad u stvarnom vremenu (engl. *real-time systems*) sustavi su u kojima nije bitan samo rezultat operacije, nego je jednako važna i pravovremenost njezina izvršenja. Najvažnija svojstva koja takvi sustavi moraju zadovoljavati su pouzdanost i predvidivost u izvršavanju zadataka. Zbog navedenog svojstva, sustavi za rad u stvarnom vremenu (u daljnjem tekstu SRSV) neizostavan su dio svih ugradbenih računalnih sustava u kojima postoje kritični poslovi čije neizvršavanje ili prekasno izvršavanje izaziva katastrofalne posljedice ili znatnu degradaciju performansi. Primjeri takvih sustava su automobili i ostala prometna sredstva, vojna industrija, multimedijски sustavi, sustavi automatskog upravljanja, roboti itd.

Ponekad SRSV zbog iznenadne pojave dodatnih zadataka mogu ući u stanje preopterećenja. To je stanje u kojemu procesor ne može izvršiti sve instance zadataka na vrijeme i neke od njih mora preskočiti. Međutim, u nekim primjenama preskakanje instanci zadataka ne smije biti nasumično, nego mora biti kontrolirano i predvidivo. Kod sustava automatskog upravljanja preskakanje kritičnih zadataka može sustav dovesti do nestabilnosti dok u multimedijским sustavima izaziva smanjenje performansi.

Primjer takvog sustava je autonomni mobilni robot [2] koji ima sustav za izbjegavanje prepreka. Za siguran rad ključno je uspješno izvođenje zadataka vezanih uz lokalizaciju i kontrolu motora. Ako takav robot uđe u stanje preopterećenja, prioritet moraju dobiti zadatci koji su vezani uz detekciju prepreke i kontrolu motora kako bi se robot na vrijeme zaustavio ukoliko je to potrebno. Ostale funkcije koje robot obavlja manje su kritične te se mogu propustiti bez štete za sustav.

U ovom radu razmatraju se rješenja koja bi osigurala determinističko ponašanje SRSV-a u uvjetima preopterećenja. Što je instanca zadatka, tzv. posao, kritičniji, to treba dobiti veći prioritet pri raspoređivanju. Tako se izbjegava šteta koja bi potencijalno nastala propuštanjem takvih zadataka. SRSV-i koji su najčešće zastupljeni u industrijskim primjenama obično ne osiguravaju sigurnost sustava kada je on u stanju preopterećenja. Stoga je ideja ovog rada modificirati SRSV otvorenog koda, konkretno FreeRTOS, kako bi se ugradio mehanizam za smanjenje trajnog preopterećenja kontroliranim propuštanjem nekritičnih poslova. Točnije, modifikacijom jezgre FreeRTOS-a implementiran je strogi sustav za rad u stvarnom vremenu s ublaženim uvjetima (engl. *weakly hard real-time system*). Kod takvog sustava povremeno

se dopušta da se posao ne izvede, ali u određenom broju slijedno aktiviranih poslova postoji striktno definirana donja granica na broj poslova koji se moraju pravovremeno izvesti. Takvim pristupom preskakanja poslova osigurava se da se niti jedan zadatak trajno ne blokira. Uvjeti koji definiraju minimalni broj poslova koji se moraju pravovremeno izvesti nazivaju se ublaženo-strogim uvjetima. Nadalje, implementirana je strategija prekidanja zadataka, prema kojoj se zadatci ne nastavljaju izvršavati nakon što su došli do krajnjeg roka za izvršavanje.

U literaturi se može pronaći mnogo različitih algoritama za raspoređivanje zadataka, s obzirom na optimalnost, složenost i model zadataka na koji se odnose. U sklopu ovog rada, neki od njih su implementirani u raspoređivač zadataka FreeRTOS-a te međusobno uspoređivani nad istim skupovima zadataka. Cilj je pronaći algoritam koji će u uvjetima preopterećenja osigurati determinističko ponašanje uz što veću kvalitetu usluge, točnije, što veći broj pravovremeno izvršenih poslova.

2. Operacijski sustavi za rad u stvarnom vremenu

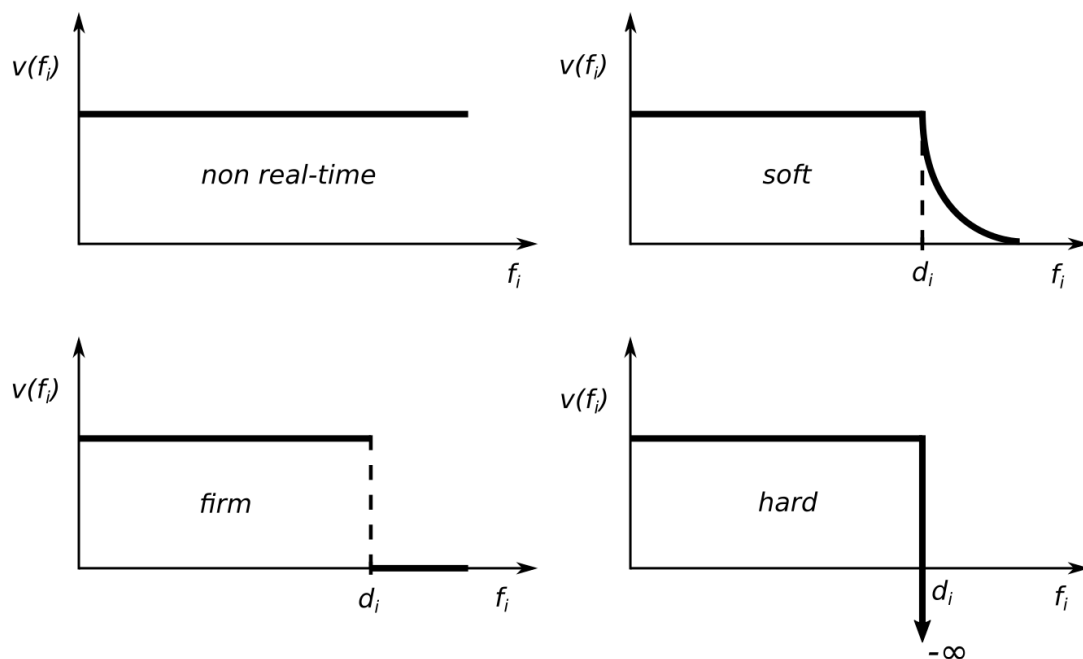
2.1. Sustavi za rad u stvarnom vremenu

Sustavi za rad u stvarnom vremenu (engl. *real-time system*) danas su neizostavan dio mnogih sustava korištenih u svim granama ljudske djelatnosti. Kod njih nije bitan samo rezultat izvođenja operacije, nego je jednako važno i vrijeme u kojem se ta operacija izvede. Zbog toga se svakom zadatku pridjeljuje krajnji rok do kojeg se mora izvršiti. Kako bi sustav radio pouzdano, mora se osigurati predvidivo raspoređivanje zadataka koje će osigurati da se što više zadataka izvrši na vrijeme. SRSV mora imati implementiranu kontrolu zadataka, kontrolu vremena, raspoređivač zadataka i sustav komunikacije i sinkronizacije među zadatcima.

S obzirom na posljedice koje izaziva propuštanje roka izvršavanja zadatke dijelimo u četiri skupine [1] :

- strogi zadatci (engl. *hard real-time tasks*),
- ublaženi zadatci (engl. *soft real-time tasks*),
- čvrsti zadatci (engl. *firm real-time tasks*),
- opcionalni zadatci (engl. *non real-time tasks*).

Strogi zadatci niti jednom ne smiju propustiti krajnji rok izvršavanja jer su to zadatci koji obavljaju važan posao. Njihovo propuštanje izaziva katastrofalne posljedice koje mogu biti pogubne za cijeli sustav i njegovu okolinu. Dobar primjer strogog zadatka je detekcija pritiska papučice kočnice na automobilu. Taj zadatak je kritičan i propuštanje njegovog izvršenja za posljedicu može imati ozbiljnu nesreću s ljudskim žrtvama. Čvrsti zadatci su oni čije prekasno izvršavanje ne donosi korist sustavu, ali mu ni ne šteti. Za razliku od čvrstih, kod ublaženih zadataka čak i izvršavanje poslije krajnjeg roka izvršavanja donosi korist sustavu. Primjer ovakvog zadatka je paljenje signalne lampice ili prikaz podataka na pokazniku. Na kraju, imamo zadatke koji su opcionalni i nisu vremenski ograničeni, te donose jednaku korist sustavu kad god se izveli. Na slici 2.1 prikazana je ovisnost koristi koju izvršavanje posla donosi sustavu o vremenu izvršavanja posla za sva četiri opisana



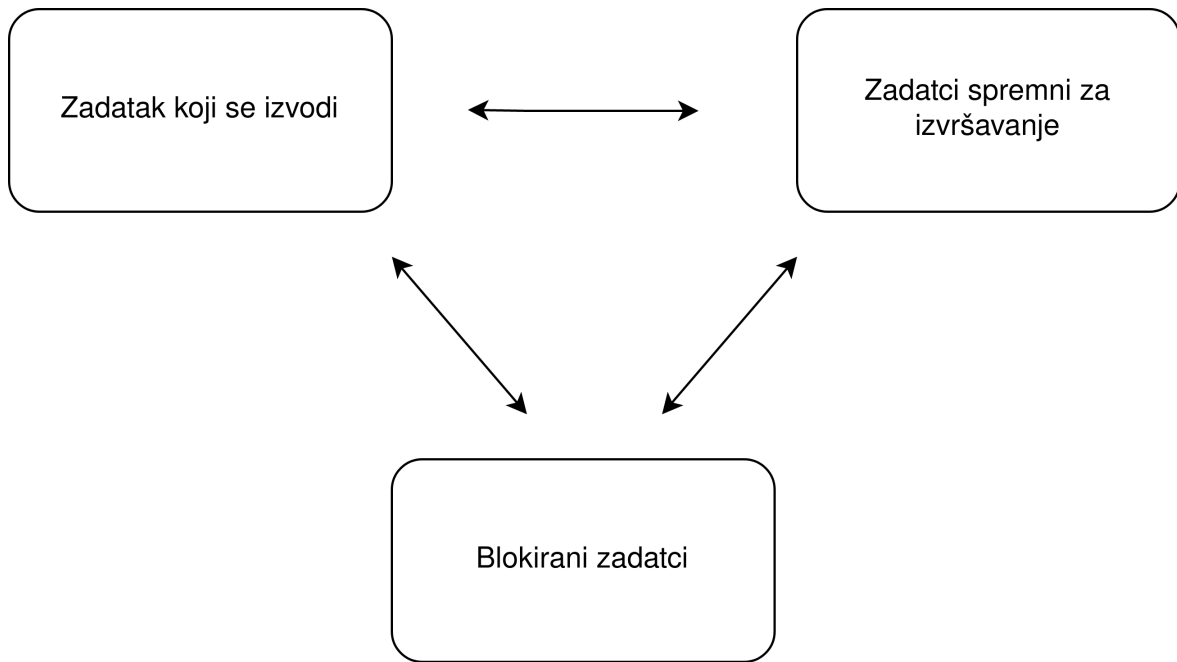
Slika 2.1: Četiri vrste zadataka u SRSV-u, modificirano iz [6]

slučaja.

Zadatci u operacijskim sustavima za rad u stvarnom vremenu općenito se mogu naći u jednom od tri stanja, a to su:

- zadatak koji se trenutno izvodi (engl. *running task*),
- zadatci koji su spremi za izvođenje (engl. *ready tasks*),
- zadatci koji su blokirani i čekaju određeni događaj (engl. *blocked tasks*).

Kod sustava s jednom procesorskom jezgrom, u određenom trenutku može se izvoditi samo jedan zadatak. Zadatci koji su spremni za izvođenje čekaju oslobodjenje procesora i jedan od njih se odabire za izvršavanje. Dio jezgre SRSV-a koji je zadužen za izbor zadatka koji je spreman za izvođenje i koji će se idući izvršavati naziva se raspoređivač zadataka (engl. *task scheduler*). To je najvažniji dio jezgre SRSV-a jer o raspoređivanju zadataka ovisi kolika će biti kvaliteta usluge i koliko pouzdan će biti cijeli sustav. Neki zadatci mogu biti privremeno ili trajno blokirani i dok su u tom stanju raspoređivač zadataka ih ne uzima u obzir. Zadatci se tijekom rada prebacuju između opisanih stanja, no treba napomenuti da je ovo generalna podjela koja se razlikuje u implementaciji konkretnih SRSV-ova.



Slika 2.2: Stanja zadataka u SRSV-u

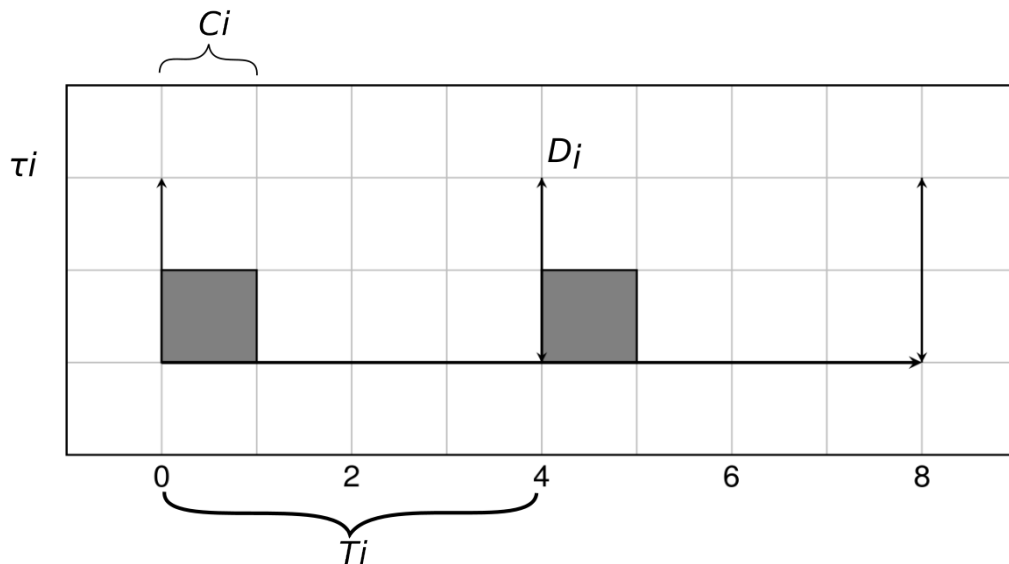
2.2. Periodični zadatci u sustavima za rad u stvarnom vremenu

Općenito, zadatci u sustavima za rad u stvarnom vremenu se označavaju sa τ_i , gdje je i identifikator pojedinog zadatka. Periodični zadatci su zadatci koji se iznova ponavljaju u istim vremenskim intervalima T_i . Taj interval naziva se period zadatka. Dio zadatka izvršen u jednom periodu naziva se posao. Drugi parametar koji opisuje zadatak je trajanje njegova izvršavanja C_i (engl. *computation time*). Period i vrijeme izvršavanja zajedno daju veličinu koju nazivamo faktor opterećenja (engl. *utilization factor*):

$$U_i = \frac{C_i}{T_i}$$

Ova veličina daje postotak zauzeća procesora zadatkom τ_i u jednom periodu T_i . S obzirom na to da se poslovi ponavljaju jedan za drugim, to je ujedno i veličina koja govori koliko procesorskog vremena se ukupno troši na zadatak τ_i .

Nadalje, bitna veličina koja opisuje svaki zadatak je krajnji rok njegova završetka D_i (engl. *deadline*). Krajnji rok izvršavanja je vrijeme do kojeg se posao mora izvršiti kako bi donio korist sustavu. U ovom radu razmatrani su isključivo zadatci čiji je krajnji rok završetka jednak periodu. Takav krajnji rok naziva se implicitni krajnji rok završetka. Na slici 2.3 prikazan je primjer vremenskog dijagrama s jednim periodičnim zadatkom. Period zadatka iznosi četiri vremenske jedinice, a vrijeme izvršavanja pojedinog posla jednu vremensku jedinicu. Pomoću ta dva podatka i ranije dane formule proizlazi da je faktor opterećenja zadatka 0,25. Drugim riječima, ovaj zadatak zauzima 25 % ukupnog procesorskog vremena.



Slika 2.3: Primjer periodičnog zadatka

Ukupno opterećenje sustava dobiva se kao zbroj faktora opterećenja svih zadataka.

$$U = \sum_{i=1}^N \frac{C_i}{T_i}$$

Ako je sustav preopterećen, tj. ukupno opterećenje mu je veće od jedan, neki od zadataka se neće izvršiti do svog roka za izvršavanje. U tom slučaju koriste se algoritmi koji će osigurati da se zadatci ne preskaču nasumično, već na kontroliran način kao bi se sustav zaštitio od potencijalnih oštećenja nastalih preskakanjem kritičnih zadataka. Postoje dvije vrste preopterećenja sustava [2]:

- trajno preopterećenje (engl. *permanent overload*),
- prolazno preopterećenje (engl. *transient overload*).

Kod prolaznog opterećenja sustav ima ukupno opterećenje manje ili jednako jedan, no u nekom trenutku može doći do aktivacije aperiodičnog zadatka koji onda sustav gura u stanje preopterećenja. Nakon što prođe određeno vrijeme i aperiodični zadatak se izvede, sustav se vraća u prijašnje stanje i svi zadatci se izvršavaju pravovremeno. Drugi slučaj je kada je sustav u stanju trajnog preopterećenja, kada je ukupno opterećenje sustava trajno veće od jedan. Tada se svi poslovi neće moći izvršiti i kontinuirano će se pojedini poslovi morati propuštati.

U ovom radu ispitivat će se ponašanje sustava s ublaženo-strogim uvjetima (engl. *weakly-hard constraints*). Za razliku od strogih zadataka, kod ublaženo-kritičnih zadataka povremeno dopuštamo da se zadatak ne izvede na vrijeme, ali na predvidiv i kontroliran način. U određenom vremenskom okviru točno se određuju pravila propuštanja zadataka. Postoje četiri modela SRSV-a s ublaženo-strogim uvjetima [3] :

- u m slijednih perioda posao se mora pravovremeno izvršiti u njih n ,
- u m slijednih perioda posao se mora pravovremeno izvršiti u njih n uzastopnih,
- u m slijednih perioda posao se ne smije propustiti više od n puta,
- u m slijednih perioda posao se ne smije propustiti u njih n uzastopnih.

2.3. *Skip-over* model zadataka i strategija prekidanja poslova

U ovom radu istražen je model u kojem se u S_i slijednih perioda zadatak τ_i ne smije propustiti više od jednom (engl. *skip-over model*). Broj S_i naziva se faktor propuštanja (engl. *skip factor*). Prema tom modelu poslovi se dijele na one koji se moraju izvršiti (crveni poslovi) i na one čije je izvršavanje opcionalno (plavi poslovi). Posao se proglašava crvenim ako je jedan od prošlih $S_i - 1$ poslova nije pravovremeno izvršio. Faktor propuštanja pojedinog zadatka određuje se s obzirom na njegovu važnost i njegov utjecaj na stabilnost i performanse sustava. Ovaj pristup osigurava znatno bolje ponašanje u uvjetima preopterećenja jer se opterećenje efektivno smanjuje, ali uz determinističko propuštanje pojedinih poslova.

Opisani model jednostavno možemo opisati pomoću njegove dvije karakteristike:

- ako se plavi posao ne izvede na vrijeme, sljedećih $S_i - 1$ poslova se proglašava crvenima,
- ako se plavi posao izvede do svog krajnjeg roka za izvršavanje, sljedeći posao je također plavi.

Dvije posebne vrijednosti faktora propuštanja su 1 i ∞ . $S_i = 1$ govori da su svi poslovi zadatka τ_i uvijek plavi i uvijek se mogu propustiti. S druge strane $S_i = \infty$ označava da su svi poslovi crveni i da se niti jedan ne smije propustiti.

Ponekad posao dođe na red za izvršavanje, ali čak i ako dobije sve procesorsko vrijeme ne stigne se izvršiti do krajnjeg roka za izvršavanje. Kako kod strogih zadataka nema koristi od posla koji se djelomično izvršio, ako se posao samo djelomično izvršio do krajnjeg roka za izvršenje, treba prekinuti njegovo daljnje izvršavanje. Ova strategija zove se prekidanje poslova (engl. *job killing*). Time se podiže kvaliteta usluge, jer je osigurano da poslovi koji se nikako neće izvršiti na vrijeme ne zauzimaju procesorsko vrijeme ostalim zadacima. Strategiju prekidanja poslova dodatno možemo poboljšati ukoliko unaprijed prolazimo po svim spremnim poslovima i provjeravamo mogu li se izvršiti do roka ako im je na raspolaganju sve procesorsko vrijeme od danog trenutka. Ako se posao ne bi stigao obaviti treba ga odmah prebaciti u listu za čekanje i detektirati propuštanje roka izvršavanja. Uz opisani pristup zadatci koji se ne mogu izvesti neće se niti kretati izvoditi, nego će samo biti zabilježeno njihovo propuštanje čime se dodatno poboljšava rasporedivost zadataka.

Opisana situacija prikazana je vremenskim dijagramima na slikama 2.4 i 2.5. U primjeru imamo 3 zadatka jednakih prioriteta. Radi jednostavnosti je pretpostavljeno da su svi zadatci jednako kritični za sustav (ne koristi se model ublaženo-strogih uvjeta). Poslovi su raspoređivani na način da posao koji ima najraniji rok za završetak ima najveći prioritet. Periodi zadataka i vremena njihova izvršavanja dani su u tablici 2.1. Sustav je u stanju trajnog preopterećenja s ukupnim faktorom opterećenja 1,42.

Tablica 2.1: Skup zadataka korišten u opisu strategije prekidanja poslova.

Zadatak	Period	Vrijeme izvršavanja	Faktor opterećenja
τ_1	6	1	0,17
τ_2	8	6	0,75
τ_3	4	2	0,50

Treba primijetiti da je bez korištenja strategije prekidanja poslova zadatak τ_2 potrošio 13 vremenskih odsječaka procesorskog vremena, a da se pritom nije uspio niti jednom izvršiti na vrijeme. Predložena modificirana strategija prekidanja poslova uvodi provjeru u svakom vremenskom odsječku može li se zadatak izvesti do krajnjeg roka za izvršavanje. U navedenom primjeru, u trenutku $t = 4$ sustav bi obavio provjeru može li se zadatak τ_2 izvršiti na vrijeme, zaključio bi da ne može i ne bi ga niti krenuo izvoditi. Tada se oslobađa procesorsko vrijeme za zadatke τ_1 i τ_3 i raspored poslova izgleda kao na dijagramu 2.5.

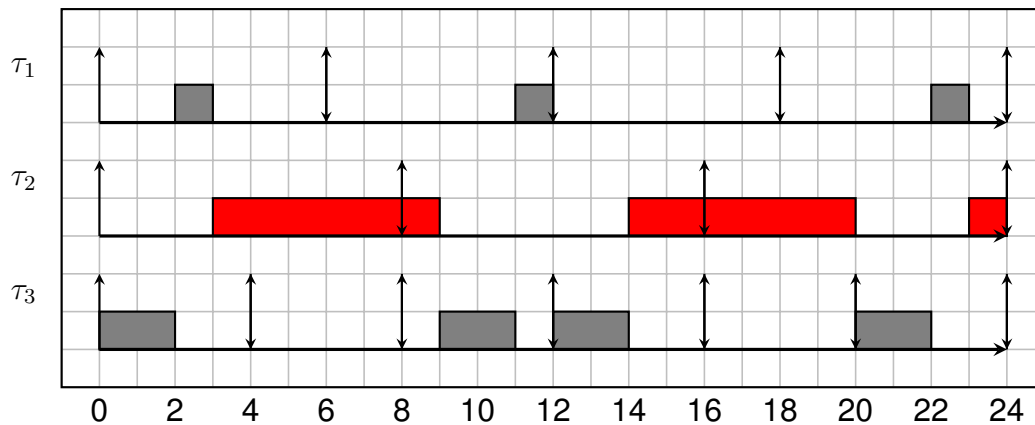
Kako bi se prikazalo kakav utjecaj na sustav ima prekidanje poslova za oba slučaja potrebno je izračunati kvalitetu usluge. Bez korištenja strategije prekidanja poslova izvršilo se 7 od ukupno 13 poslova. Kvaliteta usluge u tom slučaju je 0,54. Uz primjenu opisanog poboljšanja uspješno se izvelo 10 poslova, što daje kvalitetu usluge 0,67. Iz prikazanog primjera može se zaključiti da korištenje prekidanja poslova u uvjetima preopterećenog sustava znatno podiže kvalitetu usluge i poboljšava rad sustava.

Važna napomena uz navedeni primjer je da služi samo za objašnjenje strategije prekidanja poslova te je stoga pretpostavljeno da su svi zadatci jednako kritični.

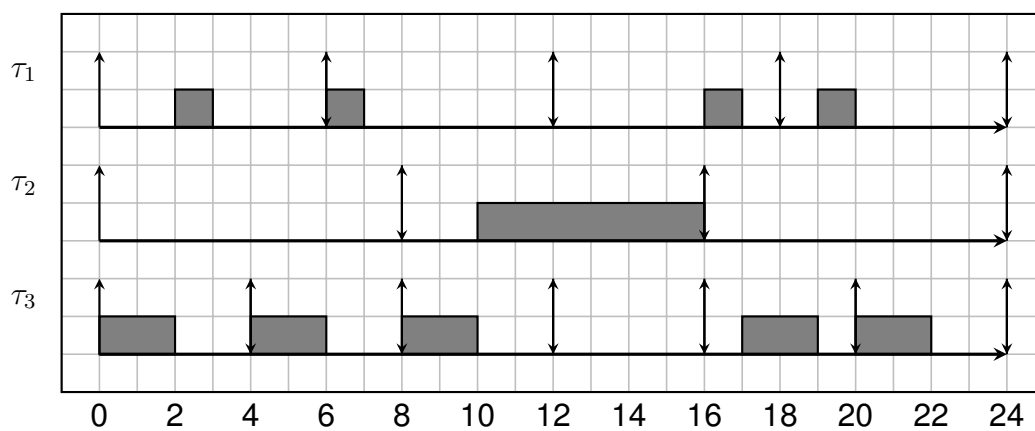
2.4. Algoritmi za raspoređivanje zadataka

U ovom radu ispitivat će se različiti algoritmi za raspoređivanje zadataka u sustavu koji se nalazi u stanju trajnog preopterećenja. U navedenom slučaju važno je osigurati preskakanje zadataka na predvidiv i za sustav siguran način.

Mjera kojom će se uspoređivati učinkovitost pojedinih algoritama naziva se kvaliteta usluge (engl. *quality of service*). Računa se kao omjer broj zadataka koji su se izvršili do



Slika 2.4: Raspored zadataka bez prekidanja poslova



Slika 2.5: Raspored zadataka sa primjenjnim prekidanjem poslova

krajnjeg roka završetka i ukupnog broja svih zadataka.

$$QoS = \frac{\text{broj pravovremeno izvršenih poslova}}{\text{ukupan broj poslova}}$$

U nastavku su opisani korišteni algoritmi za raspoređivanje zadataka. Za svaki algoritam dan je primjer generiranog rasporeda na jednostavnom skupu zadataka koji je dan u tablici 2.2. Raspored se prikazuje vremenskim dijagramom u kojem je vidljivo koji zadatak se u danom trenutku izvršava. Za dani set zadataka zadano je da je prvi zadatak kritičan i mora se uvijek izvršiti, drugi zadatak ne utječe na sigurnost sustava, a treći zadatak mora se izvršiti svaki drugi put.

Dani set zadataka nalazi se u preopterećenju, i neki od zadataka neće zadovoljiti svoj krajnji rok završetka. Ukupni faktor opterećenja sustava je 1,08.

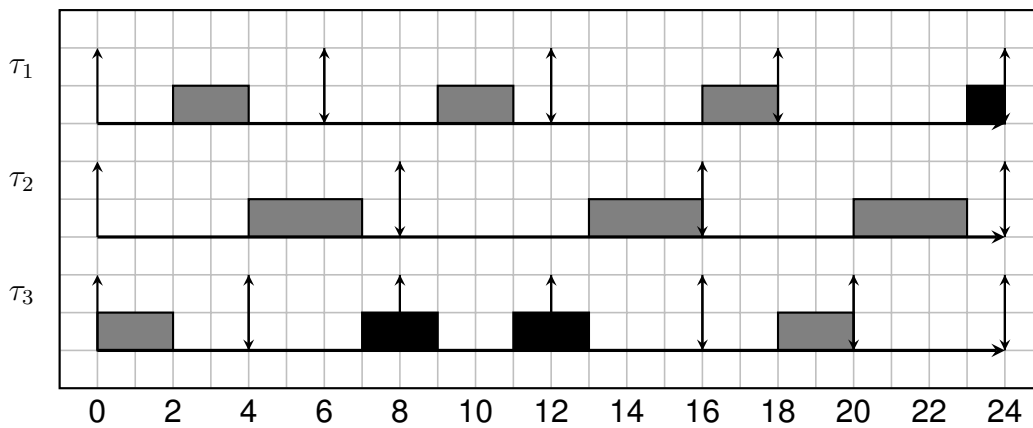
2.4.1. Algoritam EDF

Algoritam EDF (engl. *earliest deadline first*) je algoritam koji pri raspoređivanju zadataka najveći prioritet daje onim poslovima koji imaju najbliži krajnji rok završetka. Ako sustav

Tablica 2.2: Skup zadataka korišten u primjerima

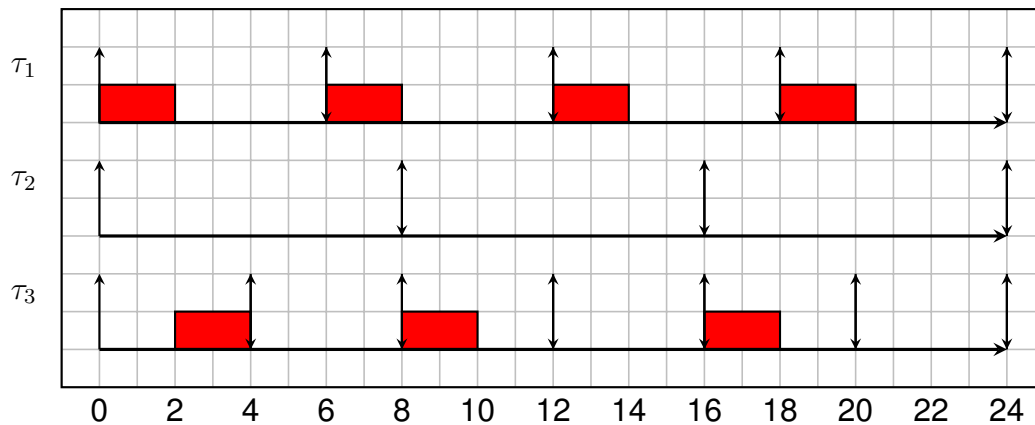
Zadatak	Period	Vrijeme izvršavanja	Faktor propuštanja	Faktor opterećenja
τ_1	6	2	∞	0,33
τ_2	8	2	1	0,25
τ_3	4	2	2	0,50

nije preopterećen (ako je ukupni faktor opterećenja manji ili jednak 1) ovim algoritmom optimalno će se rasporediti zadatci i svi će se izvršiti. Ovaj algoritam nije pogodan za primjenu s ublaženo strogim uvjetima jer ne pruža mehanizam koji garantira zadovoljenje ublaženo-strogih uvjeta, ali u ovom radu je istražen jer se u praksi često koristi. Raspored generiran algoritmom EDF prikazan je na slici 2.6. Na vremenskom dijagramu crnom bojom su prikazani poslovi koji su propustili svoj krajnji rok izvršenja.

**Slika 2.6:** Raspored zadataka algoritmom EDF

2.4.2. Algoritam RTO

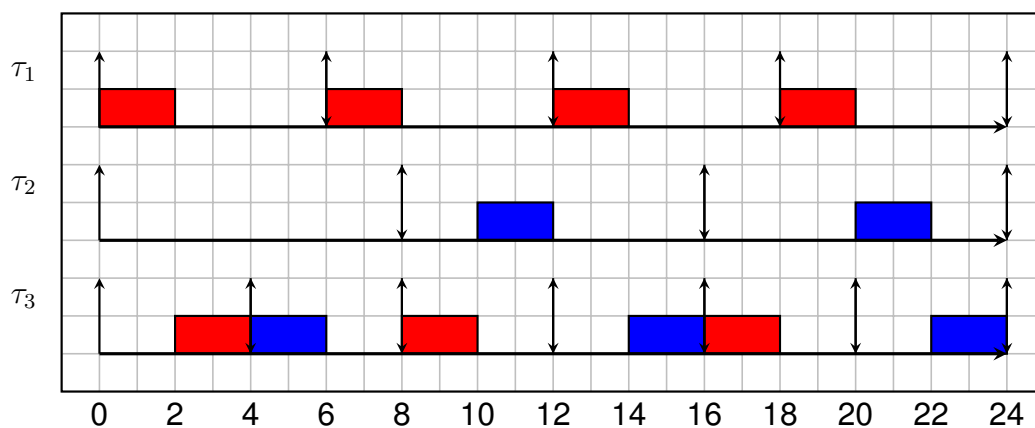
Algoritam RTO (engl. *red tasks only*) je prvi i najjednostavniji algoritam korišten za skip-over model SRSV-a s ublaženo-strogim uvjetima. U njemu je implementiran mehanizam za uvažavanje faktora propuštanja S_i kod raspoređivanja zadataka. Prema algoritmu RTO samo se izvršavaju crveni poslovi, dok se oni koji se mogu preskočiti uvijek preskaču. Time je osigurano poštivanje zadanih uvjeta, no pri manjim faktorima opterećenja ovaj algoritam nije optimalan. Razlog tomu je to što postoji slobodno procesorsko vrijeme u kojem bi se mogli izvršiti zadatci koje nije nužno izvršiti, no oni se automatski izbacuju iz rasporeda. Strogi zadatci raspoređuju se prema ranije opisanom algoritmu EDF. Raspored generiran algoritmom BWP prikazan je na slici 2.7.



Slika 2.7: Raspored zadataka algoritmom RTO

2.4.3. Algoritam BWP

Algoritam BWP (engl. *blue when possible*) je poboljšanje ranije opisanog RTO algoritma. Kod BWP algoritma prioritet imaju strogi zadatci, no raspoređuju se i zadatci koji se ne moraju nužno izvesti. Na taj način, ako se svi strogi zadatci izvrše, na red će doći i opcionalni zadatci. Ovom modifikacijom znatno se poboljša kvaliteta usluge, pogotovo pri manjim faktorima opterećenja. Zadatci su u dijagramu obojeni prema nazivu algoritma, crvena boja za stroge zadatke, a plava za zadatke čije izvršavanje je opcionalno. Raspored generiran algoritmom BWP prikazan je na slici 2.8.



Slika 2.8: Raspored zadataka algoritmom BWP

2.4.4. Usporedba opisanih algoritama

U tablici 2.3 prikazana je usporedba ranije opisanih algoritama na primjeru danom u tablici 2.2. Za svaki algoritam prikazana je kvaliteta usluge i broj kršenja postavljenih ublaženostrogih uvjeta. Vidljivo je kako su kod algoritama RTO i BWP zadovoljeni svi uvjeti postavljeni nad simulacijom, uz razliku što algoritam BWP daje znatno veću kvalitetu usluge.

Algoritam EDF ne osigurava poštivanje zadanih ublaženo-strogih uvjeta te time nije pogodan za kontrolne aplikacije s kritičnim poslovima u stanju preopterećenja.

Tablica 2.3: Usporedba opisanih algoritama

Algoritam	Kvaliteta usluge	Broj kršenja ublaženo-strogih uvjeta
EDF	0,62	3
RTO	0,54	0
BWP	0,92	0

3. Modifikacija jezgre FreeRTOS-a

3.1. Operacijski sustav FreeRTOS

FreeRTOS je operacijski sustav za rad u stvarnom vremenu otvorenog koda (engl. *open source*) namijenjen primjeni u ugradbenim računalnim sustavima. U ovom potpoglavlju bit će objašnjena njegova implementacija i izvedba raspoređivanja zadataka. Kôd FreeRTOS-a organiziran je u nekoliko datoteka i zauzima svega nekoliko kilobajta. Datoteka u kojoj je implementirano upravljanje zadacima i njihovim raspoređivanjem je `tasks.c`.

Zadaci u FreeRTOS-u su opisani strukturom za upravljanje zadacima (engl. *TCB - task control block*). U toj strukturi nalaze se sve informacije koje opisuju pojedini zadatak (ime zadatka, prioritet, broj zadatka itd.). Zadaci se stvaraju funkcijom `xTaskCreate()`. Pri stvaranju novog zadatka alocira se prostor u memoriji za novu inačicu ove strukture u koju se potom upisuju parametri novokreiranog zadatka.

Zadaci su smješteni u različite liste, ovisno o tome u kojem stanju se zadatak nalazi. Postoje liste za zadatke koji su spremni za izvršavanje, za zadatke koji su blokirani te za zadatke koji su neaktivni i nisu na raspolaganju raspoređivaču. U TCB-u svakog zadatka nalazi se informacija kojoj listi zadatak u danom trenutku pripada. Upravljanje listama zadataka ostvareno je strukturama `ListItem_t` i `List_t`. `ListItem_t` je struktura koja sadrži podatke o pojedinom članu liste (pokazivači na prethodni i sljedeći `ListItem_t` te pokazivač na TCB zadatka na kojeg se odnosi). U `List_t` spremljeni su podatci o listi (broj elemenata, pokazivač na trenutni element te pokazivač na kraj liste).

Informacija o tome koji zadatak se trenutno izvršava pohranjena je u pokazivaču na TCB strukturu `pxCurrentTCB`. Zadaci koji su spremni za izvršavanje podijeljeni su u različite liste ovisno o tome kojeg su prioriteta (postoji posebna lista za sve razine prioriteta zadataka). Stoga se pri raspoređivanju zadataka najprije pronade lista najvišeg prioriteta koja nije prazna. Zadaci iz te liste dijele procesorsko vrijeme tako da se svakom zadatku iz liste dodjeljuje jedan vremenski odsječak procesorskog vremena (engl. *tick*). Nakon što se zadatak izvede u jednom odsječku, vraća se na kraj liste čekanja. Ovaj način raspoređivanja zadataka naziva se dijeljenje procesorskog vremena među zadacima (engl. *time slicing*).

FreeRTOS se konfigurira putem datoteke `FreeRTOSconfig.h` i korisnik treba mi-

jenjati samo tu datoteku. U toj datoteci nalaze se sve konstante preko kojih se uključuju pojedine funkcionalnosti ili postavljaju konstante bitne za rad sustava.

Podrška za upravljanje zadatcima u FreeRTOS-u ne podržava definiranje i kontrolu periodičkih zadataka, stoga je potrebno proširiti podsustav za upravljanje zadatcima u FreeRTOS-u. Također navedeni pristup ne rješava problem preopterećenja sustava te je potrebno modificirati jezgru FreeRTOS-a kako bi se omogućilo predvidivo ponašanje ako sustav uđe u trajno preopterećenje. Potrebne modifikacije detaljno su opisane u narednim poglavljima.

3.2. Programska potpora za kontrolu izvršavanja periodičnih zadataka

Uključenje funkcionalnosti za upravljanje periodičnim zadatcima ostvareno je putem konstante `configUSE_PERIODIC_TASK` dodane unutar datoteke `FreeRTOSconfig.h`. Korisnik postavljanjem navedene konstante u 1 na brz i jednostavan način uključuje podršku za periodične zadatke. Svi dijelovi programskog koda zaduženi za periodične zadatke pisani su u odsječcima koji se uključuju u proces prevođenja samo ako je vrijednost `configUSE_PERIODIC_TASK` jednaka 1. Pritom je korištena pretprocesorska naredba `#if`.

```
1 #if ( configUSE_PERIODIC_TASK == 1 )
2
3 #endif
```

Odsječak koda 3.1: Pretprocesorska naredba za uključenje periodičnih zadataka

3.2.1. Stvaranje periodičnih zadataka

Prvi korak pri implementaciji programske podrške za izvršavanje periodičnih zadataka je proširenje TCB-a veličinama koje opisuju periodičan zadatak. Ovdje su definirane sve veličine bitne za kontrolu periodičkih zadataka koje su opisane u ranijim poglavljima.

```
1 #if ( configUSE_PERIODIC_TASK == 1 )
2     // variables used for periodic task control
3     uint8_t xTaskId;
4     TickType_t xTaskPeriod;
5     TickType_t start_time;
6     TickType_t xTaskDuration;
7     TickType_t xDeadline;
```

```

8   TickType_t xRemainingTicks;
9 #endif

```

Odsječak koda 3.2: Varijable dodane u strukturu za kontrolu zadataka

Nadalje, napisana je funkcija `xTaskCreatePeriodic()` koja se koristi za stvaranje i inicijalizaciju periodičnih zadataka. Navedena funkcija je proširenje funkcije `xTaskCreate()` s novim varijablama potrebnim za opis periodičnih zadataka.

```

1 BaseType_t xTaskCreatePeriodic( TaskFunction_t pxTaskCode,
2                               uint8_t id,
3                               const char * const pcName,
4                               const configSTACK_DEPTH_TYPE
5                               usStackDepth,
6                               void * const pvParameters,
7                               UBaseType_t uxPriority,
8                               TaskHandle_t * const pxCreatedTask,
9                               TickType_t period,
10                              TickType_t duration,
11                              int weakly_hard_constraint);

```

Odsječak koda 3.3: Prototip funkcije `xTaskCreatePeriodic()`

3.2.2. Kontrola izvršenja priodičnih zadataka

Izvršavanje zadataka u SRSV-ima podijeljeno je u vremenske odsječke. U određenim vremenskim intervalima (engl. *ticks*) prekida se izvođenje poslova i određuje se koji posao se treba dalje izvršavati. U FreeRTOS-u navedena funkcionalnost implementirana je u funkciji `xTaskIncrementTick()`. Prekidni sustav periodički poziva navedenu funkciju i u njoj je potrebno dodati funkcionalnost kontrole periodičnih zadataka. Za potrebe ovog projekta zadatci su spremni u dvije liste. To su lista u kojoj se čuvaju zadatci spremni za izvršavanje, ranije implementirana u FreeRTOS-u i novododana lista nazvana `xWaitTaskList` u kojoj su zadatci koji su na čekanju.

Kontrola izvođenja periodičkih zadataka realizirana je pomoću varijable `xRemainingTicks` koja u svakom trenutku pamti koliko je vremenskih odsječaka ostalo do potpunog izvršenja posla. Svaki vremenski odsječak u kojem se posao izvršava ta varijabla se umanjuje za 1. Ako se vrijednost `xRemainingTicks` smanji na 0, posao je završen. Tada se vrši provjera je li zadatak izvršen pravovremeno te se zadatak prebacuje u listu za čekanje. Svaki puta kada se posao kreće izvršavati, varijabla `xRemainingTicks` mora se postaviti na vrijeme njegovog izvršavanja C_i .

Vraćanje zadataka iz liste za čekanje u listu zadataka spremnih za izvršavanje implementirano je u funkciji `wakeTasks()`. U njoj se petljom iterira po svim zadacima koji su u stanju čekanja i za svakog se provjerava treba li ga prebaciti u listu zadataka spremnih za izvršavanje. Ako je zadatak u listi za čekanje i ukoliko se program nalazi na višekratniku njegova perioda, zadatak se dodaju u listu zadataka spremnih za izvršavanje. Pri tome je potrebno u varijablu `start_time` upisati trenutno vrijeme (trenutak u kojemu je zadatak posao spreman za izvršavanje). Vrijeme početka izvršavanja je važno za provjeru treba li zadatak prekinuti i je li se izvršio do krajnjeg roka završetka što će detaljnije biti objašnjeno u tekstu koji slijedi. Također moramo osvježiti vrijednost varijable `xRemainingTicks`.

3.3. Strategija prekidanja poslova

Funkcionalnost prekidanja poslova implementirana je u funkciji `killTasks()` koja se poziva svaki vremenski odsječak procesorskog vremena. U njoj se iterira po svim zadacima koji se nalaze u listi zadataka spremnih za izvršavanje i na temelju podataka o trenutnom stanju posla odlučujemo treba li ga prekinuti ili ne. Uvjet za prekid dobije se tako da usporedimo vrijeme u kojem bi posao bio obavljen kada bi dobio svo procesorsko vrijeme s krajnjim rokom za izvršavanje. Vremena su uspoređivana relativno u odnosu na vrijeme kada je posao postao spreman za izvršavanje (višekratnik perioda). U nastavku je priložen navedeni uvjet.

```
1 if(xTaskGetTickCount() - TaskTcb->start_time + TaskTcb->  
2 xRemainingTicks > TaskTcb->xTaskDeadline)
```

Odsječak koda 3.4: Uvjet za prekidanje izvođenja posla

3.4. Strogi sustav za rad u stvarnom vremenu s ublaženim uvjetima

Kao što je ranije rečeno, u ovom radu je razmatran *skip-over* model SRSV-a s ublaženim uvjetima. U ovom modelu na zadatke se postavlja uvjet da se smije propustiti jedan posao u nekoliko slijednih perioda. Navedeno je implementirano pomoću dvije cjelobrojne varijable dodane u TCB strukturu zadatka.

Varijable `weakly_hard_constraint` predstavlja faktor propuštanja S_i i njime je zadano u koliko slijednih perioda se jedan posao smije propustiti. Na primjer, ako je zadana vrijednost faktora propuštanja 5, to znači da se jedan posao smije propustiti unutar pet perioda koji slijede jedan za drugim. Poseban slučaj su vrijednosti 0 i 1. Vrijednost 0 zadavat će se za najkritičnije zadatke koji se nikada ne smiju propustiti. U teoriji raspoređivanja, tom

```

1 #if ( configUSE_PERIODIC_TASK == 1 )
2     // variables used for weakly hard conditions control
3     uint8_t weakly_hard_constraint;
4     uint8_t previous_deadline_met;
5 #endif

```

Odsječak koda 3.5: Varijable dodane u strukturu za kontrolu zadataka

slučaju odgovara faktor propuštanja vrijednosti beskonačno. S druge strane, vrijednost 1 daje se manje bitnim zadacima koji se uvijek mogu propustiti i čije neizvršavanje nije pogubno za sustav. Postavljanjem ove vrijednosti točno se zadaje kako se poslovi smiju propuštati. Vrijednosti se određuju temeljem kritičnosti zadataka i posljedica koje nose propuštanja poslova, kako bi sustav nakon propuštanja poslova ostao stabilan i neoštećen.

Da bi sustav u svakom trenutku znao smije li propustiti neki posao potrebna je još jedna varijabla. To je varijabla `previous_deadline_met` u kojoj je upisan broj poslova koji su se prethodno pravovremeno izvršili jedan iza drugoga. Svaki puta kada se posao izvrši na vrijeme ova varijabla se povećava za jedan, a kada se propusti izvršavanje posla ili ga se prekine tada se vrijednost varijable postavlja na 0.

Poznavajući vrijednosti ovih dviju varijabli u svakom trenutku sustav zna mora li se zadatak izvršiti ili ne. Posao se mora izvršiti ako se prethodno zadatak izvršio manje puta od vrijednosti `weakly_hard_constraint` umanjene za 1. Ovaj uvjet bit će korišten prilikom implementacije raspoređivanja zadataka.

```

1 if( TaskTcb->previous_deadline_met < (TaskTcb->
2 weakly_hard_constraint-1) )

```

Odsječak koda 3.6: Uvjet za slučaj kada se zadatak mora izvršiti

Zbog usporedbe različitih algoritama, na početku simulacije (pri stvaranju zadataka) varijabla `previous_deadline_met` će biti postavljena na 0. Pri raspoređivanju zadataka to odgovara najgorem mogućem slučaju.

3.5. Implementacija algoritama za raspoređivanje zadataka

Algoritmi za raspoređivanje zadataka podrazumijevaju logiku kojom se odabire koji zadatak će se idući poslati na izvršavanje. To je najvažniji dio SRSV-a jer o raspoređivanju zadataka ovisi hoće li sustav biti pouzdan i predvidljiv.

Liste implementirane u FreeRTOS-u imaju mogućnost sortiranja po vrijednosti varijable `xItemValue` koju sadrži svaki član liste (u strukturi `ListItem_t`). To svojstvo je iskorišteno kako bi zadatke koji su spremni za izvršavanje poredali po željenom redoslijedu. Element s vrha liste uvijek će biti onaj s najmanjom vrijednosti `xItemValue`. Njega ćemo uzimati za izvršavanje što znači da manja vrijednost `xItemValue` daje veći prioritet pri raspoređivanju. Vrijednost varijable `xItemValue` mijenja se pozivom makro funkcije `listSET_LIST_ITEM_VALUE()` implementirane u FreeRTOS-u.

Prvi korak u modifikaciji raspoređivača zadataka FreeRTOS-a bio je promjena makroa `taskSELECT_HIGHEST_PRIORITY_TASK()`. U njemu se određuje koji zadatak će se idući poslati na izvršavanje iz liste koja trenutno sadrži zadatke najvećeg prioriteta. Prije izmjene zadatci su dijelili procesorsko vrijeme, svaki zadatak po jedan vremenski odsječak. To je bilo realizirano pozivom makroa `listGET_OWNER_OF_NEXT_ENTRY()` koji je iterirao po svim članovima liste. Umjesto toga, potrebno je svaki vremenski odsječak dohvatiti prvi element liste. Za to u FreeRTOS-u postoji makro `listGET_OWNER_OF_HEAD_ENTRY()` koji vrati pokazivač na prvi element liste. To će biti zadatak koji se treba izvršavati jer je lista sortirana u uzlaznom poretku. U svakom vremenskom odsječku u varijablu `pxCurrentTCB` treba pohraniti pokazivač na prvi element liste. Time je osigurano da se uvijek izvodi zadatak najvećeg prioriteta, skroz dok se ne izvede, dok ga ne prekine neki kritičniji zadatak ili dok ga sustav ne prekine strategijom prekidanja poslova.

Nadalje je pri stavljanju zadatka u listu zadataka spremih za izvršavanje potrebno generirati i upisati vrijednost `xItemValue` prema kojoj će se zadatci sortirati. To je implementirano u makro funkciji `prvAddTaskToReadyList`. Za svaki algoritam potrebno je imati posebno implementiranu funkciju `prvAddTaskToReadyList`. To je ostvareno preko konstanti u datoteci `FreeRTOSconfig.h`. Za svaki algoritam definirana je jedna konstanta, i koristi se onaj algoritam kojem je vrijednost konstante jednaka jedan. Prije pokretanja simulacije korisnik treba odabrati koji algoritam se koristi, vrijednost njegove konstante postaviti u jedan, a svih ostalih u nula. Time je omogućeno da se makro `prvAddTaskToReadyList` napiše za svaki algoritam zasebno, ali unutar pretprocesorske naredbe `#if`, te će na kraju samo jedna verzija biti uključena u program. Ako korisnik pokuša istovremeno uključiti više algoritama program će javiti grešku.

```

1 #define configEDF_ALGORITHM          0
2 #define configRTO_ALGORITHM          0
3 #define configBWP_ALGORITHM          1

```

Odsječak koda 3.7: Primjer uključenja algoritma BWP

3.5.1. Implementacija algoritma EDF

Kako je ranije opisano, algoritam EDF sortira zadatke prema vremenu krajnjeg roka za izvršavanje. Pri stavljanju zadatka u listu za spremne zadatke, potrebno je izračunati apsolutno vrijeme roka za izvršenje posla. Budući da su nam rokovi za izvršavanje uvijek višekratnici perioda, zapravo trebamo izračunati vrijeme sljedećeg perioda. To se radi tako da od trenutnog vremena oduzmemo vrijeme proteklo od početka perioda (time smo dobili početak perioda) te još nadodamo jedan period. Kod generiranja rasporeda algoritmom EDF, ne uzimaju se u obzir ublaženo-strogi uvjeti.

```
1 xItemValue = trenutno_vrijeme + period - (trenutno_vrijeme +  
2         period)  
3 ubacivanje_zadatka_u_listu_za_cekanje();
```

Odsječak koda 3.8: Pseudokod implementacije algoritma EDF

3.5.2. Implementacija algoritma RTO

Kod algoritma RTO izvršavaju se samo zadatci koji se moraju izvršiti, a svi ostali se preskaču. Drugim riječima, čim neki posao može biti preskočen, raspoređivač ga neće uzeti u obzir. Zadatci koji se šalju na izvršavanje raspoređuju se po EDF algoritmu. Jedina razlika u odnosu na EDF algoritam je ta što provjeravamo ublažene uvjete u strogom SRSV-u te ukoliko se zadatak može preskočiti ne dodajemo ga u listu zadataka koji čekaju na izvršavanje, nego on ostaje u listi za čekanje.

```
1 if(previous_deadline_met < (weakly_hard_constraint-1)){  
2     xItemValue = trenutno_vrijeme + period - (trenutno_vrijeme +  
3         period)  
4     ubacivanje_zadatka_u_listu_za_cekanje();  
5 }
```

Odsječak koda 3.9: Pseudokod implementacije algoritma RTO

3.5.3. Implementacija algoritma BWP

Kako je ranije opisano, BWP algoritam je proširenje RTO algoritma. Sada se svi zadatci stavljaju u listu zadataka spremnih za izvršavanje, ali plavi zadatci na red dolaze tek kada su svi strogi poslovi obavljeni. To je potrebno osigurati sortiranjem prema vrijednosti `xItemValue`. Svi poslovi i dalje će biti raspoređivani EDF algoritmom, ali podijeljeni u dvije skupine (poslovi koji se moraju izvršiti i oni čije je izvršavanje opcionalno). Pošto

je `xItemValue` 32-bitni cijeli broj, a manja vrijednost daje prioritet za izvršavanje, najznačajniji bit prioriteta plavih poslova postavljen je u jedinicu. Time je osigurano da takvi poslovi budu zadnji na redu za izvršavanje jer će im `xItemValue` biti najveći.

```
1 if(previous_deadline_met < (weakly_hard_constraint-1)){
2     xItemValue = trenutno_vrijeme + period -(trenutno_vrijeme +
3         period)
4 }
5 else{
6     xItemValue = trenutno_vrijeme + period -(trenutno_vrijeme +
7         period)
8     xItemValue |= (1 << 31)
9 }
10 ubacivanje_zadatka_u_listu_za_cekanje();
```

Odsječak koda 3.10: Pseudokod implementacije algoritma BWP

4. Implementacija simulatora

4.1. Generiranje skupova testnih zadataka

Generiranje skupova zadataka implementirano je u datoteci `taskSetGenerator.c`. U strukturi `periodic_task` sadržane su sve informacije potrebne za opis pojedinog zadatka, kontrolu njegovog izvođenja te prikupljanje podataka o poštivanju rokova izvršavanja tijekom simulacije. Za svaki zadatak definirana je jedna inačica ove strukture.

```
1 struct periodic_task{
2     TaskHandle_t handler;
3     char * name;
4     double u;
5     TickType_t period;
6     TickType_t duration;
7     int weakly_hard_constraint;
8     int numOfPeriods;
9     bool report[MAX_PERIOD_CNT];
10    int missed_deadlines;
11    int times_killed;
12 } Task_Set[MAX_TASK_CNT];
```

Odsječak koda 4.1: Struktura `periodic_task`

Vrijednosti perioda generirane su uniformnom razdiobom. Gornja i donja granica intervala iz kojeg se nasumično biraju vrijednosti zadane su konstantama. U konkretnom slučaju provedenih simulacija vrijednosti perioda su iz intervala [20, 100]. Male vrijednosti izbjegnute su zbog nepreciznosti kod zaokruživanja pri računanju vremena izvršavanja, što u najgorem slučaju ima za posljedicu znatnu promjenu faktora opterećenja sustava. Sljedeća veličina koja je potrebna za provedbu simulacije je hiperperiod. To je najmanji zajednički višekratnik vrijednosti perioda svih zadataka. Nakon vremena hiperperioda, raspored poslova se ponavlja jer se krajnji rokovi završetka svih zadataka poklope u isti trenutak (kao i na početku u vremenu $t = 0$). Zbog toga je simulaciju potrebno provesti od trenutka $t = 0$

do vrijednosti hiperperioda. Vrijednosti hiperperioda mogu biti prevelike te bi zbog toga simulacije trajale predugo. Kako bi se spriječio opisani problem, nakon generiranja perioda računa se vrijednost hiperperioda i ako je veća od zadane konstante, generiranje perioda se pokreće iznova. Konstanta je izračunata tako da se simulacija ne izvodi više od 10 sekundi.

Za generiranje faktora opterećenja za skup testnih zadataka korišten je algoritam UUni-Fast. Algoritam prima ukupan broj zadataka i sumu faktora opterećenja svih zadataka te uniformno raspoređuje faktore opterećenja. Ovaj algoritam se koristi jer osigurava nepristranost pri generiranju nasumičnih vrijednosti faktora opterećenja [4]. Vremenska složenost algoritma je $O(n)$. Kako bi generirani skup zadataka bio što sličniji stvarnim uvjetima nakon generiranja faktora opterećenja ugrađena je provjera da neki zadatak ne zauzima previše procesorskog vremena. Konkretno, ako neki zadatak ima faktor opterećenja veći od 0.75, sve vrijednosti se odbacuju i algoritam se ponavlja. Ovu provjeru bilo je potrebno napraviti i zato što je moguće da faktor opterećenja zadatka bude veći od 1, što nema smisla razmatrati.

Vrijeme izvršavanja pojedinog zadatka dobiveno je kao umnožak perioda i faktora opterećenja. Imena zadataka generiraju se u obliku `Task_xx`, gdje `xx` predstavlja identifikator pojedinog zadatka, počevši od 1 do broja zadataka.

Faktori preskakanja, kao i periodi, generirani su uniformnom razdiobom. Vrijednosti su iz intervala $[0, 5]$. Nakon generiranja skupa zadataka potrebno je provjeriti hoće li on biti rasporediv. Ako nije, ublaženo strogi uvjeti nanovo će se generirati skroz dok uvjeti rasporedivosti ne budu zadovoljeni. Za skip-over model postoji nužan i dovoljan uvjet za rasporedivost poslova [5]. Za svaki generirani skup provjerava se funkcija potražnje procesora D u vremenskom intervalu $[0, L]$, kao što je prikazano u sljedećim izrazima.

Nužan uvjet:

$$\sum_{i=1}^N \frac{C_i(S_i - 1)}{T_i(S_i)} \leq 1 \quad (4.1)$$

Dovoljan uvjet:

$$U_p^* \max_{L \geq 0} \frac{\sum_{i=1}^N D(i, [0, L])}{L} \quad (4.2)$$

gdje je

$$D(i, [0, L]) = \left\lfloor \frac{L}{T_i} - \frac{L}{T_i S_i} \right\rfloor C_i \quad (4.3)$$

Prije početka svake simulacije poziva se funkcija `startTaskSetGenerator()` koja poziva potrebne funkcije kako bi se izvršili svi ranije navedeni koraci za generiranje skupa zadataka. Navedena funkcija kao argumente prima ukupan broj zadataka koje je potrebno generirati, zadani faktor opterećenja i putanju do datoteke u koju će se pohraniti rezultati simulacije.

```
void startTaskSetGenerator(double utilization, int n,
```

```

2         char * report_file){
3     TASK_CNT = n;
4     total_utilization = utilization;
5     file_path = report_file;
6     calculateUtilization(utilization);
7     generateTaskPeriods();
8     generateWeaklyHardConstraint();
9     calculateTaskDuration();
10    calculateHiperperiod();
11    calculateNumOfPeriods();
12    generateTaskNames();
13    resetTimesKilled();
14    resetReports();
15 }

```

Odsječak koda 4.2: Funkcija `startTaskSetGenerator()`

4.2. Tijek simulacije

Tijekom izvođenja simulacije za svaki se posao pamti je li izvršen do roka završetka. Tako se dobije informacija o izvođenju svakog zadatka s obzirom na pripadajući faktor preskakanja. To je implementirano pomoću polja varijabli tipa *bool* `report[MAX_PERIOD_CNT]` koje je pridijeljeno svakom zadatku kao član strukture `periodic_task`. U polju se za svaki posao pojedinog zadatka upisuje jedinica ako se pravovremeno izveo, to jest, ako vrijedi `report[j]=1` to znači da se j-ti posao od početka simulacije izveo pravovremeno. Ako je vrijednost nula posao se nije izveo do krajnjeg roka za završetak. Simulacija se prekida nakon hiperperioda.

Nakon završene simulacije imamo informacije o izvršenju svakog pojedinog posla, što je prikazano na sljedećem primjeru. U tablici 4.1 dan je skup zadataka korištenih u primjeru.

Tablica 4.1: Skup zadataka korišten u opisu strategije prekidanja poslova.

Zadatak	T_i	C_i	S_i	U_i	Broj poslova
τ_1	56	33	1	0,59	12
τ_2	32	8	3	0,24	21
τ_3	21	9	4	0,42	32

Rezultat simulacije danog primjera u obliku polja tipa *bool*:

τ_1 : 001001010001,

τ_2 : 11111101111101111110,

τ_3 : 111111011111110111110111111110.

Iz generiranog polja nula i jedinica, koje predstavljaju izvršavanje poslova, potrebno je interpretirati podatke o provedenoj simulaciji. Za svaki zadatak potrebno je prebrojati propuštene rokove završetka, kao i broj kršenja ublaženo-strogih uvjeta postavljenih nad generiranim skupom. Također je bitno znati jesu li bili zadovoljeni svi ublaženo-strogi uvjeti postavljeni nad skupom zadataka te kolika je kvaliteta usluge. Za sve navedeno implementirane su funkcije u datoteci `taskSetGenerator.c`.

Za ranije dan primjer, iz rezultata je vidljivo da su zadovoljeni svi ublaženo-strogi uvjeti. Zadatak τ_1 propustio je izvršavanje 8 puta, τ_2 3 puta, a τ_3 4 puta. Propušteno je 15 poslova od ukupno 65, što daje kvalitetu usluge 0,80.

Za pohranu rezultata simulacija odabrana je datoteka tipa csv (engl. *comma-separated values*). To je datoteka u kojoj su vrijednosti odvojene zarezima i koja omogućuje spremanje podataka u tablično strukturiranom formatu. Rezultat svake simulacije pohranjen je kao jedan redak ovakve datoteke sa svim ranije navedenim vrijednostima koje opisuju provedenu simulaciju. Primjer datoteke izvještaja prikazan je na slici 4.1.

Utilization	Number_of_tasks	Total skipped	Weakly hard	QoS	Task_1 skipped	Task_2 skipped	Task_3 skipped
1.25	3	3	1	0.7	0	0	3
1.25	3	34	1	0.76552	0	12	22
1.25	3	61	1	0.69347	43	11	7
1.25	3	45	1	0.61864	0	5	40
1.25	3	30	1	0.73451	0	21	9
1.25	3	22	1	0.68116	12	4	6
1.25	3	155	1	0.74838	89	47	19
1.25	3	194	1	0.7444	63	46	85
1.25	3	15	1	0.63415	12	3	0
1.25	3	15	1	0.63415	12	3	0
1.25	3	48	1	0.84762	0	0	48
1.25	3	32	1	0.69231	0	13	19

Slika 4.1: Primjer datoteke u koju se spremaju izvještaji simulacija

4.3. Pokretanje simulacije

Pri pokretanju simulacije programu se preko argumenata prosljeđuju tri parametra: broj zadataka, faktor opterećenja te naziv datoteke u koju će se upisivati izvještaj nakon završene simulacije. Faktor opterećenja se radi jednostavnosti implementacije prosljeđuje pomnožen sa 100, jer bash ne podržava rad s decimalnim brojevima.

Za analizu rezultata potrebno je napraviti velik broj simulacija. Kako bi se taj proces automatizirao i ubrzao, implementirana je bash skripta `simulation.sh`. U skripti se za-

daje naziv algoritma koji se trenutno koristi (koji je uključen u konfiguracijskoj datoteci). Pojedini algoritam potrebno je simulirati za faktore opterećenja u rasponu od 0,9 do 1,5 uz korake 0,05. Kako bi se to ostvarilo, petljom se prolazi po svim faktorima opterećenja iz navedenog intervala. U svakoj iteraciji petlje stvara se datoteka tipa csv, naziva oblika `ime_algoritma_faktor_opterećenja.csv`. Na primjer, uz korištenje BWP algoritma i faktora opterećenja 1,25 datoteka će se zvati `BWP_125.csv`. Skripta će nadalje pokrenuti simulaciju sa zadanim faktorom opterećenja 20 puta te će se rezultati svake simulacije pohraniti u jedan redak navedene datoteke. Završetkom rada skripte generirano je 13 datoteka, a u svakoj se nalaze rezultati 20 simulacija. Simulaciju je potrebno posebno pokrenuti za svaki ispitivani algoritam. U nastavku je prikazan pseudokod skripte `simulation.sh`:

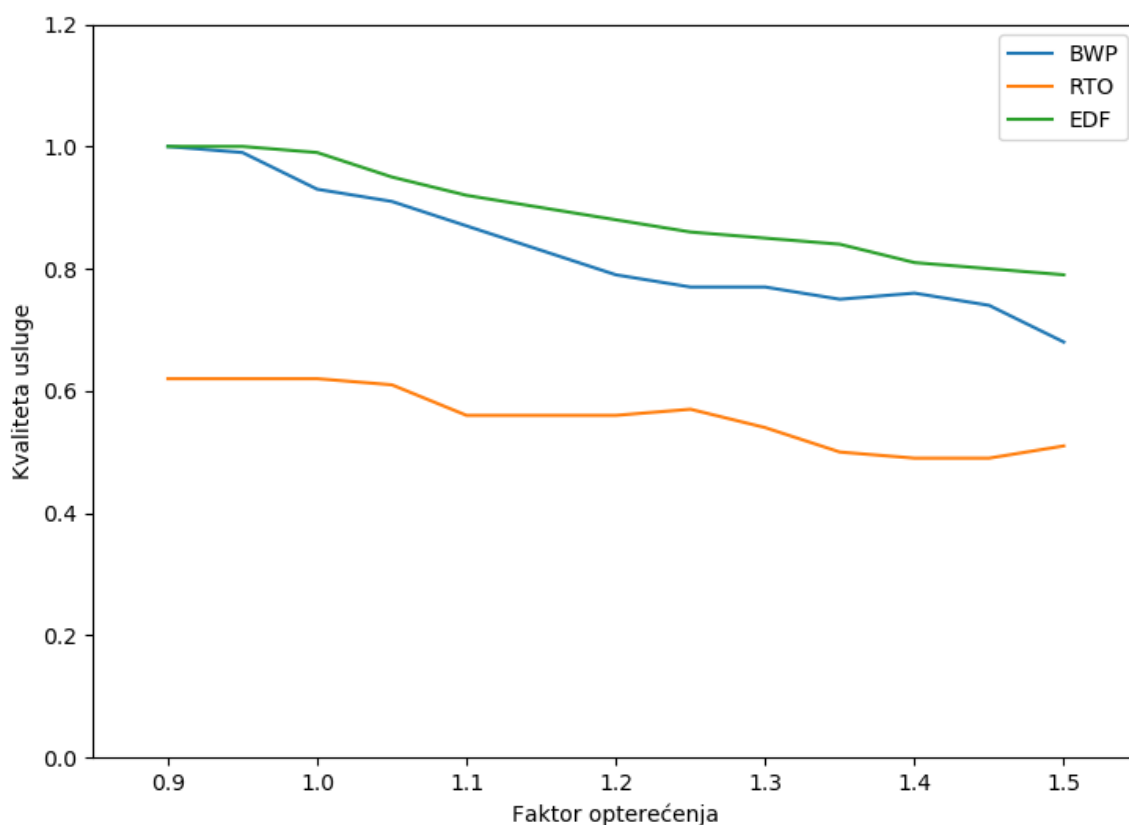
```
1 zadavanje_algoritma;
2 for (i=90;i<=150;i+=5) do
3     faktor_opterecenja=i;
4     generiranje_imena_datoteke();
5     stvaranje_datoteke_izvjestaja();
6     for (j=0;j<20;j+=1) do
7         pokretanje_simulacije(faktor_opterecenja,
8             broj_zadataka,ime_datoteke);
9     done
10 done
```

Odsječak koda 4.3: Pseudokod skripte `simulation.sh`

5. Rezultati

Postupkom opisanim u prošlom poglavlju generirani su izvještaji za ranije opisane algoritme koji su implementirani unutar FreeRTOS-a. Iz izvještaja je potrebno dobiti grafove kako bi se vizualizirali i lakše interpretirali dobiveni rezultati. Za to je korišten programski jezik Python i u njemu uključen paket za crtanje grafičkih prikaza `matplotlib`. Sve simulacije su za određene uvjete pokrenute 20 puta, pa je zbog toga na grafovima prikazan prosjek dobivenih rezultata. Korišteni su skupovi s 5 zadataka.

Na slici 5.1 prikazana je ovisnost kvalitete usluge o faktoru opterećenja za sva tri opisana algoritma.

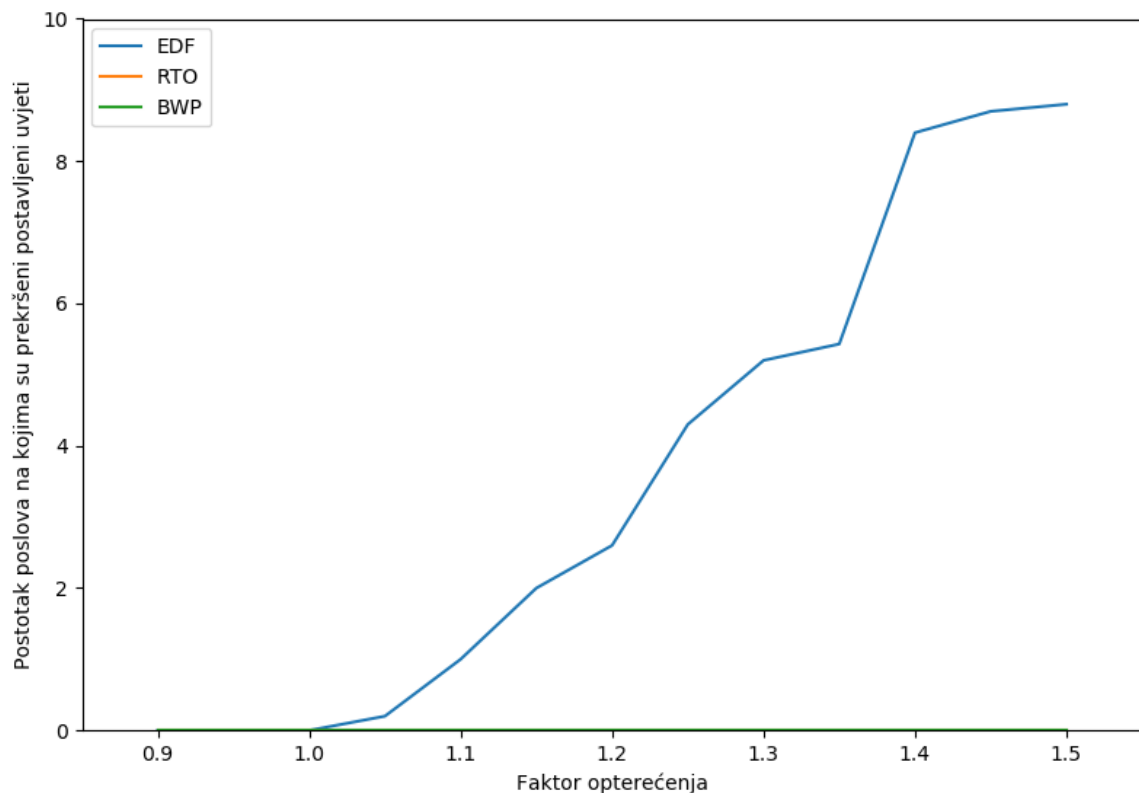


Slika 5.1: Usporedba algoritama EDF, RTO i BWP

U kontekstu *skip-over* modela ublaženo-strogih uvjeta potrebno je usporediti algoritme RTO i BWP. Vidljivo je da BWP algoritam za mala opterećenja ima puno veću kvalitetu

usluge, koja opada kako opterećenje sustava raste. Kod algoritma RTO kvaliteta usluge je gotovo nepromjenjiva u odnosu na faktor opterećenja i znatno niža od one kod algoritma BWP.

Algoritam EDF ima najveću kvalitetu usluge, no izdvojen je od ostala dva jer nije primjenjiv za ublaženo-stroge uvjete u sustavima za rad u stvarnom vremenu. Stoga je uz kvalitetu usluge, na posebnom grafu na slici 5.2 prikazan odnos broja kršenja postavljenih uvjeta u skip over modelu i ukupnog broja zadataka. Kršenje ublaženo-strogih uvjeta prikazuje se relativno u odnosu na broj poslova jer svaka simulacija ima različite vrijednosti perioda, a time i različit broj poslova. Može se uočiti da porastom opterećenja sustava, raste broj prekršenih uvjeta postavljenih nad skupom zadataka raspoređenih algoritmom EDF. Za algoritme RTO i BWP svi postavljeni uvjeti su zadovoljeni, što je također prikazano na grafu.



Slika 5.2: Postotak poslova na kojima je prekršen postavljen ublaženo strogi uvjet

6. Zaključak

U radu je opisana modifikacija operacijskog sustava za rad u stvarnom vremenu FreeRTOS koja omogućuje podršku za model strogih zadataka s ublaženim uvjetima (engl. *weakly hard real-time system*). U uvodnom dijelu rada opisani su osnovni pojmovi vezani uz sustave za rad u stvarnom vremenu te problemi koji nastaju kada sustav uđe u stanje trajnog preopterećenja. Nadalje, opisane su osnove teorije raspoređivanja zadataka s opisom nekoliko jednostavnih algoritama. U jezgri operacijskog sustava FreeRTOS implementirana je podrška za periodične zadatke i model SRSV-a s ublaženo-strogim uvjetima. Također, implementirana je strategija prekidanja poslova koja je dodatno poboljšala rasporedivost poslova. Za potrebe rada razvijen je i generator testnih zadataka te su različiti algoritmi ispitivani i uspoređivani na velikom broju skupova zadataka. Podatci prikupljeni simulacijama obrađeni su kako bi se mogli usporediti ispitivani algoritmi.

Rezultati dobiveni provedenim simulacijama očekivani su i u skladu s iznesenim teorijskim razmatranjima [1]. U uvjetima trajnog preopterećenja, uz korištenje *skip-over* modela, algoritam BWP daje najveću kvalitetu usluge uz zadovoljene sve postavljene uvjete. Algoritam osigurava kontrolirano propuštanje poslova te je upotrebljiv u kontrolnim aplikacijama u kojima postoje kritični poslovi čije propuštanje mora biti determinističko. Modifikacije jezgre FreeRTOS-a izrađene u ovom radu mogu se koristiti neovisno o sklopovskoj platformi.

LITERATURA

- [1] Giorgio C. Buttazzo. *Hard real time computing systems*. Springer Science+Business Media, 2011.
- [2] Giorgio C. Buttazzo. Handling overload conditions in real-time systems, 2012.
- [3] Albert Llamas, Guillem Bernat, Alan Burns. Weakly hard real-time systems, 2001.
- [4] Yvon Trinquet Umer Farooq M. Naeem Shehzad, A.M. Déplanche. Efficient data generation for the testing of real-time multiprocessor scheduling algorithms., 2014.
- [5] Audrey Queudet-Marchand i Maryline Chetto. Quality of service scheduling in the firm real-time systems.
- [6] Karla Salamun. Primjena genetskog programiranja za raspoređivanje zadataka u sustavima za rad u stvarnom vremenu. Magistarski rad, Sveučilište u Zagrebu, Fakultet elektrotehnike i računarstva, 2020.

Nadogradnja operacijskog sustava FreeRTOS za primjenu u kontrolnim aplikacijama

Sažetak

U okviru rada implementirana je modifikacija jezgre operacijskog sustava za rad u stvarnom vremenu FreeRTOS koja omogućuje podršku za model strogih zadataka s ublaženim uvjetima (engl. *weakly hard real-time system*). U jezgru FreeRTOS-a ugrađena je podrška za inicijalizaciju i kontrolu periodičnih zadataka. Korišten je model strogog sustava za rad u stvarnom vremenu s ublaženim uvjetima te strategija prekidanja poslova. Implementirani su različiti algoritmi za raspoređivanje zadataka (EDF, RTO, BWP). Algoritmi su ispitani i uspoređeni kroz simulacije na velikom broju skupova zadataka. Testni skupovi zadataka generirani su posebno razvijenom skriptom za generiranje skupova zadataka sa zadanim parametrima. Dobiveni rezultati su u skladu s očekivanjima te se poklapaju s poznatim teorijskim modelima. Implementirane modifikacije jezgre FreeRTOS-a mogu se koristiti neovisno o sklopovskoj platformi.

Ključne riječi: sustavi za rad u stvarnom vremenu, FreeRTOS, raspoređivanje zadataka, *skip-over model*, strategija prekidanja poslova.

Modification of FreeRTOS for Control Applications

Abstract

In this thesis a modification of the FreeRTOS real-time operating system kernel was implemented, to enable support for weakly hard real-time system model. A support for initialization and control of periodic tasks was added to the FreeRTOS kernel. The implementation uses weakly hard real-time model and job killing strategy. Various task scheduling algorithms (EDF, RTO, BWP) were implemented. Algorithms were evaluated and compared through simulations on a large number of synthetically generated task sets. Test task sets were generated using a script with adjustable task set parameters, which was also developed as a part of work on this thesis. The obtained results were in accordance with expectations and well-known theoretical models. The implemented FreeRTOS kernel modifications are platform-independent.

Keywords: Real time systems, FreeRTOS, task scheduling, skip-over model, job killing.