

OPTIMIZACIJA ENODIMENZIONALNEGA RAZREZA Z UPORABNIM OSTANKOM PRI ZAPOREDNIH NAROČILIH

LUKA TOMAT¹, MIRKO GRADIŠAR²

POVZETEK: V članku je predstavljena metoda za reševanje enodimenzionalnega problema razreza z uporabnimi ostanki (1DPRUO), kjer se lahko ostanki trenutnega naročila uporabijo v prihodnosti, če so daljši ali enaki meji t . Krajši ostanki predstavljajo izgubo. Metoda obravnava problem določanja t . Pri nižjem t se na zalogi proizvede večje število uporabnih ostankov (UO), izguba materiala pri prihodnjih naročilih pa se posledično poveča. Predlagana metoda TOP-ECOLA je sestavljena iz dveh algoritmov; TOP in ECOLA. TOP izračuna optimalen t in optimalno število UO na zalogi. ECOLA minimizira izgubo materiala in ohranja optimalno raven UO. Metoda je preizkušena z uporabo računalniških simulacij, kjer so UO prejšnjih naročil uporabljeni v naslednjem naročilu, namesto da bi bili ustvarjeni naključno. Dobljeni rezultati kažejo, da TOP-ECOLA zmanjšuje izgubo materiala pri zaporednih naročilih in preprečuje nenadzorovano rast UO na zalogi.

Ključne besede: razrez, heuristične metode, simulacije, optimizacija, uporabni ostanek, minimiziranje izgube materiala

JEL klasifikacija: C61

UVOD

Enodimenzionalni problem razreza materiala (1DPR) se pojavlja v mnogih panogah, najpogosteje pa v kovinski (Cui, Gu, & Hu, 2009), papirni (Chauhan, Martel, & D'amour, 2008), tekstilni (Gradišar, Jesenko, & Resinovič, 1997), lesni (Venkateswarlu, 2001) in jeklarski (Leão et al., 2011) panoga. V vseh panogah je 1DPR v splošnem definiran kot razrez daljših palic v krajše, ki so podane v naročilu. Za izpolnitev naročila obstaja več možnosti, imenovanih načrti razreza, ki se med seboj razlikujejo po količini neuporabnega ostanka. Glavni cilj pri reševanju 1DPR je zmanjšanje izgube materiala (Gilmore in Gomory, 1961; Gradišar et al., 1999).

Pogosto je potrebno upoštevati tudi druge cilje, ki se zaradi kombinacije tehnoloških, proizvodnih in poslovnih značilnosti od primera do primera razlikujejo (Trkman in Gradišar, 2007; Wäscher, Haußner, & Schumann, 2007; Arbib, Marinelli, & Pezzella, 2012; Cui

¹ Univerza v Ljubljani, Ekonomska fakulteta, Slovenija, Ljubljana, e-pošta: luka.tomat@ef.uni-lj.si

² Univerza v Ljubljani, Ekonomska fakulteta, Slovenija, Ljubljana, e-pošta: miro.gradisar@ef.uni-lj.si

in Huang, 2011; Erjavec, Gradišar, & Trkman, 2012). Eden izmed njih je, da morajo biti palice narezane na natančno zahtevano število kosov. Posledično lahko po koncu procesa razreza ostane veliko število ostankov. Če so ostanki daljši ali enaki, kot neka meja, se v takšnem primeru običajno vrnejo na zalogo. Ker se lahko uporabijo kasneje, se imenujejo OU. Ostanki, krajši od te meje, predstavljajo izgubo materiala. Takšne vrste problem razreza materiala se imenuje 1DPRUO (Cherri, Areales, & Yanasse, 2009), kjer zaloga običajno sestoji iz palic standardnih in nestandardnih dolžin, ki so UO prejšnjih naročil. Podroben pregled literature s področja 1DPRUO je mogoče najti v Cui in Yang (2010).

Pri reševanju 1DPRUO se pojavi vprašanje, kako oblikovati kriterijsko funkcijo, saj minimiziranje izgube materiala ne zadostuje. V takšnem primeru bi bile palice narezane do meje, ki predstavlja izgubo materiala in vrnjene na zalogo. Izgube materiala tako ne bi bilo, vendar bi zaloga neskončno dolgo naraščala. Visoka raven UO na zalogi zaradi visokih stroškov logistike in skladiščenja v splošnem ni sprejemljiva. Tako je prvo vprašanje povezano z oblikovanjem kriterijske funkcije z namenom preprečitve prekomerne proizvodnje UO. Ker pa uporaba UO namesto palic standardne dolžine v splošnem proizvede večjo izgubo materiala, je drugo vprašanje, kako doseči, da se bodo UO pri prihodnjih naročilih porabljali z enakim tempom, kot se ustvarjajo.

Cui in Yang (2010) navajata, da v literaturi obstajajo tri primerljive metode za reševanje 1DPR z različnimi možnostmi nadzora količine UO. Metoda COLA (kasnejši izboljšani verziji sta CUT in C-CUT) (Gradišar, Jesenko, Resinovič, 1997; Gradišar in Trkman, 2005) minimizira skupno število ostankov, vgrajena pa je tudi dodatna omejitev, ki prepreči, da bi bil več kot en UO daljši od najdaljšega kosa na naročilu. Metoda RGR_L (verzije 1, 2 in 3) (Cherri, Areales, & Yanasse, 2009) minimizira skupno dolžino UO, metoda RSHP (Cui in Yang, 2010) pa minimizira skupne stroške načrta razreza. Vendar pa pri nobeni od teh metod UO niso vključeni v kriterijsko funkcijo, zato nobena ni uspešna pri nadzoru količine proizvedenih in porabljenih UO. Podobno ugotovitev je mogoče najti v Cui in Yang (2010) kot predlog za prihodnje raziskave.

Naslednje odprto vprašanje je, kako testirati in primerjati različne metode za reševanje 1DPR. Primerjava metod bi lahko temeljila na uporabi enakih kriterijev in enakih primerov. Kljub številnim kriterijem in primerom pa metode testiranja v literaturi ne zagotavljajo točnih in popolnih informacij o učinkovitosti različnih metod. Glavna težava je v tem, da so primeri problemov ustvarjeni neodvisno en od drugega in da vsebujejo tako podatke o naročilu kot o zalogi, to pa ni v skladu z osnovno značilnostjo 1DPRUO, da se UO iz prejšnjih naročil uporabijo za izpolnjevanje prihodnjih. Obstoječe metode testiranja upoštevajo število porabljenih in proizvedenih UO, vendar pa uporabljeni UO ne izhajajo iz prejšnjih naročil – tako je najpomembnejši kriterij, to je razlika med porabljenimi in proizvedenimi UO, spregledan. V kolikor vsako naročilo vsebuje le en proizveden UO več, kot je porabljenih, je po 100 izpolnjenih naročilih na zalogi že 100 palic več, kar z gotovostjo vpliva na ustvarjanje novih UO. Namesto, da bi se osredotočale na to razliko in porabljale UO iz prejšnjih naročil, pa obstoječe metode temeljijo na uporabi primerov, kjer je na zalogi vedno enako število UO, ki so ustvarjeni z generatorjem naključnih števil. Namen tega članka je:

- (1) Preoblikovati 1DPRUO;
- (2) Predlagati takšno metodo za reševanje 1DPRUO, ki bo omogočala boljše nadzorovanje UO;
- (3) Predlagati bolj natančno metodo za testiranje algoritmov za reševanje 1DPRUO.

Pričujoči članek ima pet poglavij. V poglavju 2 je podana definicija problema, v poglavju 3 razvoj rešitve problema, poglavje 4 pa zajema testiranje metode. V 5. poglavju so podane ključne ugotovitve in možnosti nadaljnjega raziskovanja.

1 DEFINICIJA PROBLEMA

Za izpolnjevanje vsakega naročila je na zalogi na voljo določeno število palic, ki so lahko standardnih ali pa nestandardnih dolžin. Palice nestandardnih dolžin so običajno UO iz prejšnjih naročil. Na zalogi je vedno zadostno število palic standardne zaloge za izpolnitev naročila. Pri izpolnjevanju naročila je potrebno, da se število kosov, določenih na naročilu, iz palic na zalogi razreže tako, da sta izguba materiala in dolžina UO minimizirana. Ker je izpolnjevanje prihodnjih naročil odvisno od UO iz prejšnjih naročil pa minimizacija ne mora biti omejena le na eno naročilo, temveč mora biti razširjena na zaporedje naročil. Na začetku so na zalogi le palice standardnih dolžin. Vse dolžine so izražene s celimi števili. Uporabljena je naslednja notacija:

r = število naročil v zaporedju.

l_{si} = dolžine naročil v s -tem naročilu; $i = 1, \dots, n_s$.

p_{si} = zahtevano število palic l_{si} .

L_{sj} = dolžine palic v s -tem naročilu; $j = 1, \dots, m$.

δ_{sj}^j = ostanek od L_{sj}^j .

x_{sij}^j = število palic l_{si} odrezanih od L_{sj}^j .

t = meja za izgubo materiala. Ostanke, ki so višji ali enaki meji t se smatrajo kot UO. Ostanke, ki so manjši od meje t , predstavljajo izgubo.

f = faktor, za katerega je strošek izgube materiala večji od stroška razlike med proizvedenimi in porabljenimi UO.

Kriterijska funkcija za obravnavani 1DPRUO je definirana na naslednji način:

$$\min \sum_{s=1}^r \sum_{j=1}^m (f \cdot \delta_{sj}^j \cdot (w_{sj} + z_{sj}) + \delta_{sj}^j \cdot u_{sj} - L_{sj} \cdot z_{sj} - (L_{sj} - \delta_{sj}^j) \cdot v_{sj}) \quad (1)$$

(minimiziranje izgube materiala in razlike med proizvedenimi in porabljenimi UO v r zaporednih naročilih) z oziroma na:

$$L_{sj} = \delta s - I_j \text{ če } us - I_j = 1 \vee vs - I_j = 1, \forall j; \text{ sicer } L_{sj} = LI_j \quad (2)$$

(omejitve zaloge: standardne dolžine palic in UO, porabljeni v prejšnjem naročilu so bodisi vrnjeni na zalogo kot novi UO, bodisi so nadomeščeni s standardnimi palicami enakih dolžin. Kapaciteta skladišča je omejena na m palic)

$$\delta s_j = L s_j - \sum_{i=1}^{n_s} l s_i \times x s_{ij} \quad \forall j \quad (3)$$

(omejitev nahrbtnika)

$$\sum_{j=1}^m x s_{ij} = p s_i \quad \forall i \quad (4)$$

(omejitev naročila)

$$t \geq l_{min} \quad (5)$$

(omejitev ponovne uporabe)

$$\begin{aligned} x s_{ij} &\geq 0, \text{ celo število} && \forall i, j \\ \delta s_j &\geq 0 && \forall j. \end{aligned}$$

Za predstavljeni model so uporabljene naslednje funkcije:

$u s_j = 1$ if $\delta s_j < L s_j \wedge \delta s_j \geq t \wedge L s_j = L l_p, \forall j$; sicer $u s_j = 0$
(za označevanje UO, proizvedenih iz palic standardnih dolžin)

$v s_j = 1$ if $\delta s_j < L s_j \wedge \delta s_j \geq t \wedge L s_j < L l_p, \forall j$; sicer $v s_j = 0$
(za označevanje novih UO, proizvedenih iz prejšnjih UO)

$w s_j = 1$ if $\delta s_j < L s_j \wedge \delta s_j < t \wedge L s_j = L l_p, \forall j$; sicer $w s_j = 0$
(za označevanje izgube materiala, pridobljene iz palic standardnih dolžin)

$z s_j = 1$ if $\delta s_j < L s_j \wedge \delta s_j < t \wedge L s_j < L l_p, \forall j$; sicer $z s_j = 0$
(za označevanje izgube materiala, pridobljene iz UO)

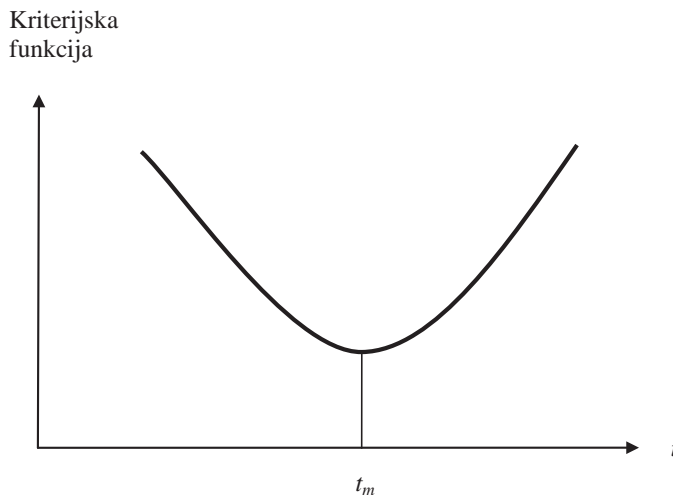
Zgornja formulacija minimizira izgubo materiala in razliko med proizvedenimi in porabljenimi UO v r zaporednih naročilih in tako predstavlja dvo-kriterijski problem. Več-kriterijske probleme 1DPRUO je mogoče rešiti z uporabo koncepta Paretove optimalnosti (Golfeto, Moretti, & Salles Neto, 2009) ali z uporabo strategije tehtane vsote (bolj pogosto) (Diegel et al., 1996). Izbrali smo uporabo modela tehtane vsote, kjer f predstavlja utež izgube in 1 razliko med proizvedenimi in porabljenimi UO. Predlagana definicija problema preprečuje porast števila UO na račun naraščajočih skladiščnih stroškov. Na začetku zaporedja ($s = 1$) zaloge ne vsebuje UO iz prejšnjih naročil. Sčasoma število UO na zalogi narašča, dokler število in raznolikost UO ne omogočata, da se porabi enako število UO, kot se jih proizvede. r mora biti zadostno velik, da takšno situacijo omogoča.

2 RAZVOJ REŠITVE

Način, na katerega je problem opredeljen, ne omogoča implementacije v nobenem matematičnem modelirnem programskem okolju, kot je npr. LINDO, GAMS ali CPLEX. Zato je potreben razvoj procedure, ki temelji na hevrističnem pristopu.

Da bi bil dobljeni rezultat čim bližje minimumu kriterijske funkcije v r zaporednih naročilih, je potrebno obravnavati dve ključni vprašanji:

1. Kako razviti učinkovito metodo, ki bi za optimiranje posameznega naročila zagotavljala minimalno izgubo materiala in razliko med proizvedenimi in porabljenimi UO?
2. Kako optimirati količino UO na zalogi? Količina UO na zalogi je kot posledica optimizacijske metode določenega naročila deloma odvisna od razlike med proizvedenimi in porabljenimi UO, večinoma pa od meje t . Če je t prenizek, potem je količina UO velika. V izjemnih okoliščinah (skladno z omejitvijo (2)) lahko UO predstavljajo velik del zaloge. To se odraža v nizkem razmerju med povprečno dolžino palic na zalogi in povprečno dolžino kosov na naročilu (o) in v višji izgubi materiala, ki je posledica nižjega števila možnih rešitev. Če je t previsok se poveča izguba materiala, saj preveč ostankov, ki bi lahko bili porabljeni v kasnejših naročilih, postane izguba. V obeh primerih se vrednost kriterijske funkcije poveča (slika 1). Tako se pojavlja podvprašanje, kako poiskati takšno mejo t_m , da bo vrednost kriterijske funkcije minimalna.
- 3.



Slika 1: Kriterijska funkcija v odvisnosti od t

Kot odgovor na prvo vprašanje predlagamo algoritem za optimiranje s -tega ($s = 1, \dots, r$) posameznega naročila, ki sestoji iz dveh korakov. V prvem koraku se minimizirajo vsi ostanki, v drugem pa se na račun nižje izgube materiala povečajo UO.

Za minimizacijo ostankov v prvem koraku se lahko uporabi katerakoli obstoječa metoda za reševanje 1DPRUO. Izbrana je bila metoda COLA (Gradišar, Jesenko, & Resinovič, 1997), saj v primerjavi z ostalimi metodami porabi največje število UO iz prejšnjih naročil (Cherri, Areales, & Yanasse, 2009; Cui in Yang, 2010). Uporabljena je bila zadnja različica računalniške aplikacije COLA, ki je sposobna obdelati do 900 naročenih dolžin z do 900 različnih kosov. Reševalec CPLEX je bil dodan za pridobitev eksaktne rešitve pri majhnih naročilih, aplikacija LCUT pa za primere nizkega o (Gradišar, Erjavec, & Tomat, 2011).

V drugem koraku se število UO na račun izgube materiala povečuje toliko časa, dokler se zmanjšuje vrednost kriterijske funkcije za posamezno naročilo. Izguba materiala je zmanjšana na način, da se ne porabi večjega števila palic. Postopek je odvisen od razpoložljivosti daljših palic, ki nadomestijo krajše, ki proizvajajo visoko izgubo materiala. Visoka izguba materiala je tako preoblikovana v UO. V nadaljevanju je prikazan drugi korak algoritma v psevdo kodi.

razvrsti $ws_j \times \delta s_j$ v nenaraščajočem redu do W ($W_1 \geq W_2 \geq \dots \geq W_m$) in **naredi** L_q ($L_{q1}, L_{q2}, \dots, L_{qm}$) pripadajočih dolžin palic L_s

razvrsti $(1 - us_j) \times (1 - ws_j) \times L_s$ v naraščajočem redu do L_n ($L_{n1} \leq L_{n2} \leq \dots \leq L_{nm}$)
 $h \leftarrow 1$ (števec izgube materiala)

$k \leftarrow 1$ (števec neuporabljenih palic)

dokler $h \leq m$

dokler $k \leq m$

če $(L_{nk} - L_{qh}) > (t - W_h) \wedge (W_h + L_{nk} - L_{qh}) < f \times W_h$ **potem**

$W_h \leftarrow W_h + L_{nk} - L_{qh}$ (W_h je večji od t in postane UO)

$a \leftarrow L_{qh}; L_{qh} \leftarrow L_{nk}; L_{nk} \leftarrow a$ (nadomesti palice iz L_n in L_q)

končaj če

$k \leftarrow k + 1$

končaj dokler

$h \leftarrow h + 1$

$k \leftarrow 1$

končaj dokler

Drugi korak zajema razširitev algoritma COLA, zato se predlagani algoritem imenuje ECOLO (razširjena COLA). Predlagani algoritem se lahko uporablja tudi v kombinaciji z drugimi metodami za reševanje 1DPRUO.

Odgovor na drugo vprašanje – kako optimirati količino UO na zalogi – je podan s predlogom hevrističnega algoritma za določanje meje t_{opt} in ustrezno število UO na zalogi UO_{opt} , kjer je vrednost kriterijske funkcije minimalna ali blizu minimumu. Algoritem se imenuje TOP (T OPTimalen) in vsebuje ECOLO. Podan je prikaz v psevdo kodi.

$h_0 \leftarrow \maxint$ (\maxint je največja vrednost celega števila) (h_0 je začetna vrednost kriterijske funkcije)

$h_1 \leftarrow 0$ (h_1 je začetna vrednost kriterijske funkcije prvega poskusa)

nastavi e (e je začetna vrednost meje t in mora biti manjša od t_m , vendar ne manjša kot l_{min})

$t \leftarrow e$

nastavi r (r predstavlja število naročil v poizkusu. r mora biti dovolj velik, da bo dosežena točka, kjer je v posameznem primeru število proizvedenih UO enako številu porabljenih)

$g < 0$ (števec poizkusov)

dokler $h_{g-1} > h_g$ (Poizkusi se ponavljajo, medtem ko vrednost kriterijske funkcije pada. Ko prične naraščati, je bil pri h_{g-1} z mejo t_{opt} dosežen njen splošni približni minimum)

$g \leftarrow g + 1$

izprazni zalogo nestandardnih palic (UO)

nastavi zalogo standardnih palic

ponovi r -krat

ustvari novo naročilo

zaženi ECOLO in shrani rezultate

ustvari novo pošiljko standardnih palic in jih dodaj na zalogo

dodaj UO na zalogo

končaj ponovi

izračunaj vrednost kriterijske funkcije h_g

izračunaj število UO na zalogi (U_g)

$t \leftarrow t + \Delta$ (Δ predstavlja razmik, za katerega se poveča meja t v vsakem poizkusu)

končaj dokler

$t_{opt} = e + (g - 1) \times \Delta$

$UL_{pt} = U_{g-1}$

t_{opt} in UO_{pt} sta rezultat zaporedja poizkusov, kjer je vsak poizkus sestavljen iz r naključno ustvarjenih naročil, ki se iz zaloge izpolnijo iz standardnih palic in UO iz prejšnjih naročil. V splošnem t_{opt} in UO_{pt} ne predstavljata minimuma kriterijske funkcije, temveč vrednost, ki mu je blizu. Kako blizu minimuma se nahaja, je v veliki meri odvisno od uporabljene metode za reševanje 1DPRUO ter od Δ . Vse tri obstoječe metode, vključno z ECOLO, temeljijo na heurističnem pristopu in ne zagotavljajo optimalne rešitve. Poleg tega mora biti Δ dovolj velik, da se prepreči nesprejemljivo dolg računski čas. Večji Δ pa pomeni manj natančne rezultate, zato se lahko vrednosti t_{opt} in UO_{pt} v navezavi s predlagano kriterijsko funkcijo z matematičnega vidika smatrata kot primerne in ne kot optimalne.

Predlagana metoda za reševanje predstavljenega problema sestoji iz algoritmov TOP in ECOLO in se imenuje TOP-ECOLA. Sestavljena je iz dveh faz.

Faza 1: za uporabo metode TOP-ECOLA je proučevana praktična situacija. Na eni strani so določene osnovne karakteristike naročila: interval, na katerem se nahajajo dolžine kosov, število kosov in število različnih dolžin kosov, na drugi strani pa število različnih standardnih palic na zalogi, njihova dolžina in število palic. Na podlagi razpoložljivih podatkov se v okviru algoritma TOP ocenita e in r , določijo standardne palice in izberejo parametri za ustvarjanje naročila. Izvede se algoritem TOP, rezultat pa sta t_{opt} in UO_{pt} , ki se lahko uporabita, če standardne palice in naključno ustvarjena naročila v nizu poizkusov z vidika zaloge v prihodnosti in prihodnjih naročil dovolj dobro predstavljata realno situacijo.

Faza 2: ECOLA se uporablja za izračun načrtov razreza, dokler se dejansko število UO na zalogi bistveno ne razlikuje od UO_{pt} . V takšnem primeru se ponovno izvede 1. korak predlagane metode TOP-ECOLA. Odločitev o tem, kdaj je omenjena razlika dovolj velika, je prepuščena odločevalcu.

3 REZULTATI

Pričujoče poglavje vsebuje štiri podpoglavja. Razdelek 4.1 prikazuje oba koraka ECOLE pri reševanju manjšega praktičnega primera. V razdelku 4.2 je podan prikaz računalniških simulacij kot testne metode v primerjavi z metodo, pri kateri so UO ustvarjeni naključno. V razdelku 4.3 prikazuje primerjavo COLE in ECOLE. Algoritem TOP je preizkušen v razdelku 4.4. V razdelku 4.5 je prikazana uporaba TOP-ECOLE.

3.1 Praktični primer uporabe ECOLE

Za enostaven prikaz delovanja ECOLE je bil izbran manjši praktični primer razreza jeklenih palic v velikem multinacionalnem podjetju, ki proizvaja visoko napetostne stolpe. Razmerje o je majhno. Iz ene palice sta v povprečju odrezana manj kot dva kosa. Podatki in rezultati prvega koraka so podani v tabeli 1. $t_{opt} = 2,500$ in $f = 2$. f je nastavljen tako nizko z namenom, da se poveča pomen UO in da je problem težje rešljiv.

Rezultati kažejo, da vsi ostanki predstavljajo izgubo materiala, saj so krajši od t_{opt} . Rezultati v tabeli 1 bi lahko predstavljali končno rešitev, vendar lahko uporaba drugega koraka ECOLE bistveno izboljša rezultate, brez da bi se pri tem spremenilo število porabljenih palic.

PODATKI

ZALOGA		NAROČILO	
Dolžine palic	Število palic	Dolžine naročil	Število kosov
12,965	7	9,450	2
11,965	10	8,480	2
10,965	37	7,530	2
6,945	2	6,910	4
6,465	4	6,000	4
		5,600	12
		5,280	8
		4,825	12

NAČRT RAZREZA

Dolžina palice	Število palic	Vzorci razreza	Ostane
6,945	2	6,910	35
10,965	8	5,280; 5,600	85
10,965	4	4,825; 6,000	140
11,965	2	4,825; 6,910	230
10,965	4	4,825; 5,600	540
12,965	2	7,530; 4,825	610
10,965	2	9,450	1,515
10,965	2	8,480	2,485

Tabela 1: Rezultati prvega koraka (dolžine palic so v milimetrih)

Z izvedbo postopka drugega koraka, sta bile dve porabljeni palici z začetno dolžino 10,965 in izgubo 2,485 zamenjani z dvema neuporabljenima palicama z začetno dolžino 11,965. Izguba se poveča na 3,485 in tako postane UO. Podobno se ostanek dolžine 1,515, ki se smatra kot izguba, spremeni v ostanek z dolžino 2,515 in tako postane UO. Vse ostale izgube so premajhne, da bi bile v primeru nadomestitve z daljšimi palicami daljše od meje 2,500. Rezultat drugega koraka je nov načrt razreza, ki je predstavljen v tabeli 2. Štirje ostanki so daljši od 2,500 in se smatrajo kot UO. Skupna izguba se tako zmanjša iz 12,990 na 4,990, kar predstavlja 62% znižanje. Po drugi strani pa se skupna dolžina UO, ki jih predstavljajo štiri palice, poveča iz začetnih 0 na 6,000. Kljub bistvenemu znižanju vrednosti kriterijske funkcije v predstavljenem naročilu pa ni gotovo, da bodo te koristi pri prihodnjih naročilih prevladale nad negativnim vplivom dodatno proizvedenih UO. Ta vpliv je preverjen v naslednjem podpoglavju.

NAČRT RAZREZA

Dolžine palic	Število palic	Vzorci razreza	Ostane
6,945	2	6,910	35
10,965	8	5,280; 5,600	85
10,965	4	4,825; 6,000	140
11,965	2	4,825; 6,910	230
10,965	4	4,825; 5,600	540
12,965	2	7,530; 4,825	610
11,965	2	9,450	2,515
11,965	2	8,480	3,485

Tabela 2: Rezultat drugega koraka (dolžine palic so v milimetrih)

4.1 Metoda testiranja

Učinkovitost predlagane metode za razrez je mogoče ugotoviti s primerjavo z ostalimi metodami. Primerjava metod je bila že opravljena v Cui in Yang (2010), rezultati pa kaže-

jo, da v splošnem metoda RSHP prekaša ostale. Primerjava temelji na mnogih kriterijih: skupna dolžina palic, stopnja izkoriščenosti materiala, število standardnih palic, število UO, skupna dolžina UO, skupna izguba materiala, povprečno število UO, povprečna dolžina UO, povprečen računski čas in število vzorcev razreza. Vendar pa nobena od testiranih metod (med njimi je tudi COLA) ne izpolnjuje najbolj vseh naštetih kriterijev.

Predlagana metoda bi bila lahko testirana z uporabo enakih kriterijev in enakih primerov, vendar pa rezultati najverjetneje ne bi bili uporabni, saj s tem ne bi odgovorili na ključno vprašanje, to je kako bodo skozi čas UO na zalogi naraščali in vplivali na izpolnjevanje prihodnjih naročil. Zato predlagamo novo metodo za testiranje, ki temelji na konceptu, predstavljenem v Trkman in Gradišar (2007), kjer so UO, ustvarjeni v prejšnjem naročilu uporabljeni za izpolnjevanje trenutnega in UO, ustvarjeni v trenutnem naročilu, uporabljeni pri naslednjem in tako naprej. Namesto, da bi bili UO na zalogi ustvarjeni naključno, tako kot v Cherri, Areales, & Yanasse (2009) in v Cui in Yang (2010), je pri vsakem naročilu uporabljena metoda računalniških simulacij. Nivo UO na zalogi je simuliran na način, da narašča tako, kot bi v realnosti, če bi bilo zaporedje ustvarjenih naročil izpolnjeno na podlagi zaporednih ustvarjenih pošiljk palic standardnih dolžin.

Da bi prikazali delovanje predlagane metode testiranja, smo analizirali štiri različne primere z različnimi o (tabela 3). V primeru 1 in primeru 2 so naročila ustvarjena z uporabo generatorja problemov CUTGEN1 (Gau in Wäscher, 1995). Uporabljeni so enaki parametri kot v Cherri, Areales, & Yanasse (2009) in v Cui in Yang (2010) in enaka količina materiala na zalogi, ki sestoji iz dveh standardnih dolžin (1,000 in 1,100), vsake po 100 palic. Primera 2 in 3 sta dodana na tak način, da je razmik med primerom 1 in 2 enakomerno zapolnjen. V vseh štirih primerih je t nastavljen na l_s . Število zaporednih naročil v Cherri, Areales, & Yanasse (2009) in Cui in Yang (2010) se giblje med 10 in 40, v naših primerih pa je izbrano število 30.

	Primer 1	Primer 2	Primer 3	Primer 4
Število različnih dolžin	20	20	20	20
Interval, na katerem se vsak kos nahaja	[5, 83]	[6, 146]	[8, 209]	[11, 335]
Število kosov	125	102	79	34
Število zaporednih naročil	30	30	30	30

Tabela 3: Parametri za ustvarjanje naročila

Parametri za ustvarjanje naročila, standardne palice in t so enaki kot v literaturi z namenom, da je omogočena primerjava med različnimi metodami testiranja. Iz enakega razloga je najprej testirana metoda COLA. Namen uporabe metode simulacij namesto naključno ustvarjenih UO je pridobitev informacij o dejanski količini UO na zalogi. Visoka raven UO bi lahko povzročila večjo izgubo materiala in večje skladiščne stroške (tabela 4).

s	PRIMER 1			PRIMER 2			PRIMER 3			PRIMER 4		
	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL
1	2	2	1,022	23	2	341	63	20	3,863	121	2	536
2	1	3	98	134	6	419	181	9	-2,662	443	10	189
3	0	2	-593	69	10	-553	88	36	2,658	142	49	1,540
4	1	1	-169	10	10	809	105	25	-1,184	160	61	459
5	1	2	433	36	23	1,277	166	19	-1,757	400	59	200
6	20	1	-589	51	13	-1,341	316	22	894	452	70	397
7	1	2	761	21	23	1,098	86	38	378	223	80	2,475
8	1	2	-378	22	6	-1,758	70	44	927	115	78	-109
9	16	2	43	49	3	675	138	71	1,112	498	68	-1,338
10	0	2	217	73	2	-369	426	58	-1,370	460	68	-87
11	24	2	-10	49	6	-223	202	60	352	754	63	-186
12	2	1	-399	46	18	1,547	117	67	-257	240	74	-569
13	1	2	422	78	11	-1,354	123	95	2,057	264	126	2,910
14	1	2	-399	25	9	138	133	111	502	162	151	-419
15	1	1	-155	35	20	929	109	118	1,241	106	165	1,913
16	0	2	-21	93	28	-221	410	102	-2,727	458	188	2,165

17	1	2	198	21	20	-703	51	104	-83	164	188	-502
18	1	3	288	16	20	360	78	102	-565	40	195	-819
19	0	1	-771	24	19	252	259	97	131	291	198	-295
20	3	2	601	21	10	-615	85	115	2,153	206	196	-700
21	0	2	-255	35	9	217	193	100	-2,712	311	195	302
22	3	2	171	21	22	93	63	129	779	160	198	-888
23	0	2	566	20	11	-467	25	129	-96	66	185	-215
24	0	2	-326	43	8	555	210	134	794	150	183	-619
25	5	3	-41	21	6	-540	95	153	972	262	191	2,028
26	0	1	-618	51	13	-275	78	148	-451	236	192	-828
27	0	2	777	61	13	385	99	156	725	371	188	-482
28	0	2	-598	60	7	-524	215	163	-140	263	192	2,733
29	0	2	648	8	8	530	255	154	-493	126	213	-851
30	5	1	-290	53	6	32	122	145	294	355	210	-148
Vsota	90		648	1,269		714	4,561		5,335	7,999		8,855

Tabela 4: Testiranje COLE z uporabo simulacij

Najpomembnejši parameter z vidika izgube materiala je o . V splošnem se pri nižjem o proizvede večja izguba. Od primera 1 do primera 4 o pada, zato se izguba materiala poveča iz 90 v primeru 1 do 7,999 v primeru 4. Dodaten razlog za višjo izgubo materiala je veliko število UO na zalogi. Ugotovitve v literaturi niso dovolj podrobne, da bi bilo mogoče natančno ugotoviti, kako UO prispevajo k izgubi materiala.

Iz eksperimenta je razvidno, da se v primeru 1 in v primeru 2 UO na zalogi ne kopičijo, temveč so porabljeni. Kumulativno število UO na zalogi po 30 obdobjih je v prvem primeru 1, v drugem pa 6. V drugem primeru količina UO na zalogi na začetku naraste, vendar se po petem zaporednem obdobju ustali. To nakazuje, da je bila točka, kjer se UO porabljajo z enakim tempom, kot so proizvedeni, dosežena pri nizkem nivoju UO. Vendar pa preprečevanje prekomernega kopičenja UO ni bilo uspešno v primeru 3 in primeru 4, saj je točka, ko se količina UO na zalogi ustali, v primeru 3 med 25. in 30. zaporednim obdobjem, v primeru 4 pa je verjetno višja od 30. Razlog, da število UO na zalogi ne narašča neprestano, je v tem, da se v primeru, ko število UO doseže določen nivo, poveča število možnih načrtov razreza, kar omogoča lažje iskanje boljše rešitve, produkcija UO pa se zmanjša. Na takšnem nivoju se število proizvedenih in porabljenih UO izenači.

s	PRIMER 1			PRIMER 3		
	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL
1	5	1	474	113	2	491
2	0	1	-452	259	2	238
3	2	2	500	188	18	987
4	0	1	-323	156	17	-481
5	0	2	482	78	15	-9
6	5	3	-41	233	22	775
7	0	2	-326	28	18	-224
8	3	2	171	71	45	-347
9	0	2	-255	203	45	-510
10	2	2	602	145	62	2,072
11	0	1	-771	364	56	-892
12	16	2	472	84	50	-558
13	1	3	288	32	64	138
14	0	2	199	508	69	431
15	6	2	-27	124	84	1,433
16	0	2	-154	103	79	-527
17	2	2	-385	122	100	1,265

18	1	2	404	93	103	-233
19	0	2	-297	225	98	-347
20	19	1	-16	413	89	-19
21	0	2	217	180	114	2,170
22	16	2	40	79	117	948
23	0	2	-374	97	105	-1863
24	0	1	-338	316	107	-225
25	7	2	514	132	107	192
26	1	2	-567	60	120	-951
27	6	3	926	108	143	3,728
28	1	2	-594	170	142	-2,151
29	1	3	98	87	158	2,739
30	1	2	-147	90	148	-1,028
Vsota	95		320	4,761		7,242

Tabela 5: *Primer 1 in primer 3 iz tabele 4 – ponoven izračun z uporabo obratnega zaporedja in enakega nabora naročil*

Proučili smo tudi odvisnost rezultatov od obratnega zaporedja z istim naborom naročil (tabela 5). Za primer 1 in primer 3 iz tabele 4 so bili rezultati izračunani ponovno. Uporabljen je bil isti nabor naročil, zaporedje pa je bilo obratno. Iz primerjave rezultatov je razvidno, da sta izguba materiala in količino UO na zalogi v obeh primerih podobni. V primeru 1 se je vsota izgube materiala povečala iz 90 na 95, število UO pa iz 1 na 2. V primeru 3 se je vsota izgube materiala povečala iz 4,651 na 4,761, število UO pa iz 145 na 148. Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UO pa je v obeh primerih znatnejša. V primeru 1 se ta razlika zmanjša iz 648 na 320, v primeru 3 pa se poveča iz 5,335 na 7,242. Čeprav razliki znašata 328 in 1,907, pa sta v obeh primerih še vedno precej nižji od največjih razlik med proizvedenimi in porabljenimi UO v dveh zaporednih obdobjih. Zato je mogoče sklepati, da je odvisnost rezultatov od obratnega zaporedja pri istem naboru naročil tako majhna, da se jo lahko zanemari.

Za predlagano metodo za testiranje se lahko smatra, da je boljše od obstoječih metod, saj je bolj točna in zagotavlja dragocene informacije o višini UO na zalogi po izpolnitvi določenega števila naročil. Na podlagi rezultatov COLE je mogoče sklepati, da je vsaj v primerih 3 in 4 ob uporabi drugih metod za reševanje 1DPRUO mogoče pričakovati nesprejemljivo visoko število UO na zalogi.

3.2 Primerjava med COLO in ECOLO

Primerjava med COLO in ECOLO je narejena za primera 1 in 2. Primera 3 in 4 nista bila obravnavana, saj v teh primerih število UO na zalogi prekomerno narašča. Tako, kot v podglavju 4.1, je f nastavljen na 2. Rezultati so podani v tabeli 6.

PRIMER 2

PRIMER 1

s	COLA			ECOLA			COLA			ECOLA		
	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL
1	2	2	1,022	2	2	1,022	23	2	341	23	2	341
2	1	3	98	1	3	98	134	6	419	134	1	319
3	0	2	-593	0	2	-593	69	10	-553	69	5	-553
4	1	1	-169	1	1	-169	10	10	809	18	3	801
5	1	2	433	1	2	433	36	23	1,277	39	14	137
6	20	1	-589	20	1	-599	51	13	-1,341	52	8	-85
7	1	2	761	0	1	-338	21	23	1,098	10	3	9
8	1	2	-378	0	2	726	22	6	-1,758	38	2	-674
9	16	2	43	16	5	449	49	3	675	42	3	664
10	0	2	217	0	2	-883	73	2	-369	71	2	-367
11	24	2	-10	21	2	-7	49	6	-223	43	5	-225
12	2	1	-399	0	1	-297	46	18	1,547	46	17	1,547
13	1	2	422	2	3	718	78	11	-1,354	68	11	-1,337
14	1	2	-384	0	2	-183	25	9	138	27	12	165
15	1	1	-155	3	1	-157	35	20	929	42	28	942
16	0	2	-21	0	2	-21	93	28	-221	90	37	-647

V primerjavi s COLO rezultati kažejo, da ECOLA zagotavlja boljše rešitve v obeh primerih. V primeru 1 je ECOLA proizvedla izgubo materiala v višini 86, kar je 4,45% manj kot s COLO, skupna razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL pa je znašala 701, kar je 18,36% manj, kot pri uporabi COLE. V primeru 2 je izguba materiala nižja za 2,76%, skupna razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL pa je nižja za 44,28%. Tudi vrednost kriterijske funkcije je v obeh primerih nižja in sicer za 18,11% v primeru 1 in za 13,47% v primeru 2. Rezultati ECOLE bi bili verjetno še boljši, če bi bilo na zalogi več različnih standardnih palic z večimi različnimi dolžinami. Razlika med računskim časom COLE in ECOLE je zanemarljiva.

3.3 Rezultati TOP

Za testiranje algoritma TOP so bili uporabljeni vsi štirje primeri kreiranja naročil (tabela 3) z enakimi standardnimi palicami na zalogi in enako vrednostjo f in r kot v ostalih podglavjih. Cilj je najti optimalno mejo t in optimalno število UL na zalogi. V primer 1 Δ znaša 5, v primerih 2,3 in 4 pa zaradi višjih vrednosti parametrov 10. e enak 20 v primerih 1 in 2, 80 v primeru 3 in 100 v primeru 4.

Rezultati so podani v tabeli 7. V vseh štirih primerih je TOP uspešno našel t_{opt} in UO_{pt} . UO_{pt} se od primera 1 do primera 4 spreminja in je razmeroma majhen zaradi nizke vrednosti f . t_{opt} se giblje od 35, kjer je vrednost kriterijske funkcije enaka 907, do 150, kjer je vrednost kriterijske funkcije enaka 16,320. Vrednost kriterijske funkcije od primer 1 do primera 4 stalno narašča, saj se o manjša, zaradi česar je problem razreza težje rešljiv.

	t	20	25	30	35	40	45
Primer 1	Število UL na zalogi	3	3	3	3	3	3
	Vrednost kriterijske funkcije	1,782	1,745	1,745	907	907	1,750
	t	20	30	40			
Primer 2	Število UL na zalogi	1	1	1			
	Vrednost kriterijske funkcije	2,857	2,461	2,485			

	t	80	90	100		
Primer 3	Število UL na zalogi	14	1	2		
	Vrednost kriterijske funkcije	11,380	8,764	9,129		
	t	120	130	140	150	160
Primer 4	Število UL na zalogi	18	8	6	4	5
	Vrednost kriterijske funkcije	18,667	18,295	17,822	16,320	17,527

Tabela 7: Rezultati TOP

3.4 Primer uporabe TOP-ECOLA

TOP-ECOLA sestoji iz dveh faz, ki se izmenično izvajata. V prvi fazi je proučevana praktična situacija. V našem primeru se domneva, da primer 4 predstavlja takšno praktično situacijo, saj je od vseh najtežje rešljiv. Prvi korak je rešen z algoritmom TOP. Rezultata sta t_{opt} in UO_{pt} . Ti vrednosti v primeru 4 znašajo 150 in 4 palice, kot je prikazano v tabeli 7.

V drugi fazi je t_{opt} uporabljen kot vhodni parameter za ECOLO, ki se uporabi za izpolnjevanje zaporednih naročil. Naročila v drugi fazi morajo imeti enake parametre kot naročila v prvi fazi. Parametri za primer 4 so prikazani v tabeli 3, se pa lahko predvidena naročila od dejanskih precej razlikujejo. Rezultat je večja razlika med UO_{pt} in dejanskim številom UO na zalog v daljšem časovnem obdobju. Odločevalec se odloči, kdaj je ta razlika tako velika, da se ustavi izvajanje druge faze in vrne k prvi, da se poišče nov t_{opt} in UO_{pt} .

Da bi preizkusili, kaj se zgodi, če so parametri dejanskih naročil drugačni od predvidenih, so bila v primeru 4 naročila v drugi fazi ustvarjena z rahlo spremenjenimi parametri. Interval, na katerem se vsak kos nahaja, je bil spremenjen iz [11, 335] v [15, 400]. Vsi ostali parametri so ostali enaki. Ustvarjeno zaporedje 30. naročil je bilo rešeno z uporabo metode ECOLO. Rezultati so predstavljeni v tabeli 8.

<i>s</i>	Izguba	UL na zalogi (število palic)	Razlika med proizvedenimi in porabljenimi UL	Vrednost kriterijske funkcije
1	1,427	4	911	3,765
2	738	1	-781	1,606
3	197	16	4,830	5,354
4	308	2	-4,104	1,472
5	1,078	1	-538	2,474
6	624	2	789	2,355
7	624	2	-278	2,077
8	774	1	-201	2,176
9	185	4	1,039	2,037
10	1,412	11	851	5,342
11	1,300	1	-2,336	2,782
12	366	10	2,143	3,057
13	333	10	293	3,284
14	377	2	-2,078	1,294
15	289	9	2,824	3,942
16	141	12	684	4,330
17	192	4	-2,675	1,757
18	90	12	1,848	3,601
19	493	10	-1,269	2,938
20	207	18	4,270	6,636
21	756	29	4,128	11,862
22	139	34	-3,956	6,672
23	225	26	1,614	8,458
24	369	12	-3,399	5,347
25	589	12	-2,395	3,392
26	251	24	1,864	4,580
27	135	51	11,314	13,782
28	876	34	-4,291	10,973
29	629	72	14,976	25,455
30	1,091	83	3,906	30,285

Tabela 8: Rezultati drugega koraka

Rezultati kažejo, da začne med 20. in 30. zaporednim naročilom število UO na zalogi močno naraščati, saj se poveča iz 18 na 83. Optimalno število UO je štiri. Velika razlika med optimalnim in dejanskim številom UO na zalogi je znak za odločevalca, da se je potrebno vrniti v začetno, prvo fazo. Nova optimalna vrednost bo omogočala število UO blizu optimuma in ohranjala nizko vrednost kriterijske funkcije.

4 ZAKLJUČEK

Predlagana metoda za reševanje problema 1DPRUO TOP-ECOLA je sestavljena iz dveh algoritmov: TOP in ECOLA. Algoritma sta bila v članku podrobno opisana. TOP izračuna optimalni t in optimalno število UO na zalogi. ECOLA minimizira izgubo materiala in ohranja optimalno raven UO. Metoda TOP-ECOLA ni omejena na optimizacije posameznega naročila, temveč minimizira izgubo materiala in razliko med proizvedenimi in porabljenimi UO v večih zaporednih naročilih. Za razširitev optimizacije na zaporedje naročil in za boljše nadzorovanje UO je bil 1DPRUO preoblikovan. Preprečeno je bilo povečano število UO na račun višje izgube materiala pri prihodnjih naročilih in naraščajoči stroški skladiščenja. Predlagana je bila tudi nova metoda za testiranje algoritmov za reševanje 1DPRUO. TOP-ECOLA je bila testirana z uporabo računalniških simulacij, kjer so bili UO iz prejšnjega naročila uporabljeni pri naslednjem, namesto da bi bili ustvarjeni naključno. Računalniški rezultati kažejo, da v primerjavi s COLO TOP-ECOLA zmanjšuje izgubo materiala pri zaporednih naročilih in preprečuje nenadzorovano rast UO na zalogi.

Za nadaljnje raziskave na področju 1DPRUO bi bilo koristno tudi ostale obstoječe metode prilagoditi za reševanje večih zaporednih naročil. Parameter f je pretežno odvisen od ekonomike skladišča in ni odločitvena spremenljivka, vendar bi bilo zanimivo videti, kako sprememba f vpliva na rezultate. Prav tako bi bilo koristno, če bi bilo tako kot v Erjavec, Trkman in Gradišar (2008) minimiziranje izgube združeno z minimizacijo stroškov, kjer poudarek ne bi bil le na aktivnosti razreza, temveč tudi na drugih povezanih dejavnosti, ki tvorijo procese naročanja materiala (Trkman in McCormack, 2010).

ZAHVALA

Avtorja sta bila delno podprta s strani Ministrstva RS za visoko šolstvo, znanost in tehnologijo po pogodbi P2-0037.

LITERATURA

Arbib, C., Marinelli, F. & Pezzella, F. (2012). An LP-based tabu search for batch scheduling in a cutting process with finite buffers. *International Journal of Production Economics*, 136(2), 287-296.

Chauhan, S. S., Martel, A. & D'amour, S. (2008). Roll assortment optimization in a paper mill: An integer programming approach. *Computers & Operations Research*, 35(2), 614-627.

- Cherri, A. C., Areales, M. N. & Yanasse, H. H. (2009). The one-dimensional cutting stock problem with usable leftover – A heuristic approach. *European Journal of Operational Research*, 196(3), 897–908.
- Cui, Y. & Huang, B. (2012). Reducing the number of cuts in generating three-staged cutting patterns. *European Journal of Operational Research*, 216(2), 358–365.
- Cui, Y., Gu, T. & Hu, W. (2009). A cutting-and-inventory control problem in the manufacturing industry of stainless steel wares. *Omega*, 37(4), 864–875.
- Cui, Y. & Yang, Y. (2010). A heuristic for the one-dimensional cutting stock problem with usable leftover. *European Journal of Operational Research*, 204 (2), 245–250.
- Diegel, A., Montocchio, E., Walters, E., Schalkwyk, S. & Naidoo, S. (1996). Setup minimising conditions in the trim loss problem. *European Journal of Operational Research*, 95(3), 631–640.
- Erjavec, J., Gradišar, M. & Trkman, P. (2012). Assessment of stock size to minimize cutting stock production costs. *International Journal of Production Economics*, 135(1), 170–176.
- Erjavec, J., Trkman, P. & Gradišar, M. (2008). Renovation of the cutting stock process. *International Journal of Production Research*, 47(14), 3979–3996.
- Gau, T. & Wäscher, G. (1995). CUTGEN1: A problem generator for the standard one-dimensional cutting stock problem. *European Journal of Operational Research*, 84(3), 572–579.
- Gilmore, P. C. & Gomory, R. E. (1961). A linear programming approach to the cutting stock-problem. *Operations Research*, 9(4), 849–859.
- Golfeto, R. R., Moretti, A. C. & Salles Neto, L. L. (2009). A genetic symbiotic algorithm applied to the cutting stock problem with multiple objectives. *Advanced Modeling and Optimization*, 11(4), 473–501.
- Gradišar, M., Jesenko J. & Resinovič, G. (1997). Optimization of roll cutting in clothing industry. *Computers & Operations Research*, 24(10), 945–953.
- Gradišar, M., Resinovič, G., Jesenko, J. & Kljajić, M. (1999). A sequential heuristic procedure for one-dimensional cutting. *European Journal of Operational Research*, 114(3), 557–568.
- Gradišar, M. & Trkman, P. (2005). A combined approach to the solution to the general one-dimensional cutting stock problem. *Computers & Operations Research*, 32(7), 1793–1807.
- Gradišar, M., Erjavec, J. & Tomat, L. (2011). One-dimensional cutting stock optimization with usable leftover: a case of low stock-to-order ratio. *International journal of decision support system technology*, 3(1), 54–66.
- Leão, A. A. S., Santos, M. O., Hoto, R. & Arenales, M. N. (2011). The constrained compartmentalized knapsack problem: mathematical models and solution methods. *European Journal of Operational Research*, 212(3), 455–463.
- Trkman, P. & Gradišar, M. (2007). One-dimensional cutting stock optimization in consecutive time periods. *European Journal of Operational Research*, 179(2), 291–301.
- Trkman, P. & McCormack, K. (2010). Estimating the benefits and risks of implementing e-procurement. *IEEE Transactions on Engineering Management*, 57(2), 338–349.
- Venkateswarlu, P. (2001). The trim loss problem in wooden container manufacturing company. *Journal of Manufacturing Systems*, 20(3), 166–176.
- Wäscher, G., Haußner, H. & Schumann, H. (2007). An improved typology of cutting and packing problems. *European Journal of Operational Research*, 183(3), 1109–1130.