**Problem razvoza (PR)**

Dano je transportno omrežje, po katerem prevažamo določeno dobrino. V nekaterih krajih to dobrino izdelujejo oziroma pridobivajo, v drugih pa jo porabljajo. Predpostavljamo, da je skupna ponudba enaka skupnemu povpraševanju. Zanima nas, kako zadostiti povpraševanju z minimalnimi prevoznimi stroški.  
  
**Matematični model PR**

Podatki:   
  
1. usmerjen graf *G*=(*V*,*E*),  
2. realno število *bv* za vsako vozlišče *v*∈*V* (*povpraševanje* v vozlišču *v*, če je *bv*>0, oziroma *ponudba*, če je *bv*<0),  
3. realno število *ce* za vsako povezavo *e*∈*E* (stroški prevoza enote tovora vzdolž povezave *e*).  
  
Predpostavka o podatkih: vsota *bv* po vseh vozliščih *v*∈*V* je enaka 0 (skupna ponudba je enaka skupnemu povpraševanju).  
  
Pri PR iščemo **razvoz** *x*=(*xe*)*e*∈*E*, ki **minimizira** skupne prevozne stroške ∑*e*∈*Ecexe* pri pogojih  
  
1. *xe*≥0 za vse *e*∈*E* (nenegativnost),  
2. za vsako vozlišče *v*∈*V* velja:

∑*e*∈*E*: *konec*(*e*)=*vxe*− ∑*e*∈*E*: *za*č*etek*(*e*)=*vxe*=*bv* (*Kirchhoffovi zakoni*).

**PR v** **matrični obliki**

Iščemo: min⟨*c*,*x*⟩  
pri pogojih *Ax*=*b*, *x*≥0  
  
kjer je *A* incidenčna matrika usmerjenega grafa *G*, *b* pa vektor z ničelno vsoto komponent. To je poseben primer LP (v splošni obliki).

**Reševanje PR s** **simpleksno metodo na omrežjih**  
  
***Definicija:*** Dopustna rešitev *x* je ***drevesna***, če v grafu *G* obstaja vpeto drevo *T*, tako da je razvoz *x* na povezavah zunaj drevesa *T* enak 0.  
  
Denimo, da je *x* dopustna drevesna rešitev, ki ustreza drevesu *T*. Izboljšati jo skušamo takole:  
  
1. V vozliščih 1,2,…,*n* določimo **cene prevoza** *y*1,*y*2,…,*yn* iz sistema enačb:  
  
*y*1=0,  
*yi*+*cij*=*yj*, za vse povezave *ij* drevesa *T*.  
  
2. **Vstopajočo povezavo** *e* izberemo med tistimi povezavami *ij* zunaj drevesa *T*, za katere je *yi*+*cij*<*yj*.  
  
3. Graf *T*+*e* vsebuje natanko en cikel *C*. Povezave cikla *C* delimo na *preme* (ki določajo isto orientacijo cikla *C* kot *e*) in *obratne* (ki določajo nasprotno orientacijo cikla *C* kot *e*). Naj bo   
  
*t*=min{*xuv*; *uv* obratna povezava na *C*}.  
  
**Izstopajočo povezavo** *f* izberemo med tistimi obratnimi povezavami *uv*, pri katerih je dosežen gornji minimum.  
  
4. Razvoz na premih povezavah povečamo za *t*, na obratnih pa zmanjšamo za *t*. Drevo *T* nadomestimo z drevesom *T*+*e*−*f* in se vrnemo na korak 1.

To ponavljamo, dokler na 2. koraku ne moremo več izbrati izstopajoče povezave, ker za vse povezave *ij* zunaj drevesa *T* velja: *yi*+*cij*≥*yj*.

*2. 1. 2014*

***Trditev.*** Na vsakem koraku simpleksne metode na omrežju za ddr *x* in za vektor cen *y*, ki pripadata istemu vpetemu drevesu *T*, velja: ⟨*c*,*x*⟩=⟨*b*,*y*⟩.  
  
***Posledica:*** Če za vse povezave *ij* grafa *G* velja neenačba *yi*+*cij*≥*yj,* je trenutna drevesna dopustna rešitev optimalna.  
  
Z drugimi besedami: Če ne moremo izbrati vstopajoče povezave, je trenutna ddr optimalna.  
  
**Preostali problemi** pri reševanju PR:  
  
1. Kaj če ne moremo izbrati izstopajoče povezave, ker na ciklu *C* v grafu *T*+*e* ni nobene obratne povezave? V tem primeru ima omrežje *G* usmerjen cikel z negativno vsoto prevoznih stroškov, torej je PR ***neomejen***.  
  
2. Ogledali smo si ***Cunninghamovo pravilo***, ki nam zagotavlja, da simpleksni postopek na omrežju ne bo zašel v neskončno zanko.  
  
3. Z*ačetno drevesno dopustno rešitev*poiščemo z ***dvofazno simpleksno metodo na omrežju***. V I. fazi izberemo poljubno vozlišče *r* (*koren*) in dodamo umetne povezave: za vsako vozlišče *k* z *bk*≥0 dodamo povezavo *rk* (če je še ni); za vsako vozlišče *k z bk*<0 dodamo povezavo *kr* (če je še ni). Na novem omrežju rešimo pomožni PR, kjer stroške prevoza na povezavah definiramo takole:  
  
*dij*=1, če *ij* umetna povezava,  
*dij*=0, če *ij* prvotna povezava.  
  
Za začetno drevesno dopustno rešitev pomožnega problema vzamemo tisto, ki ustreza zvezdi s središčem v korenu *r*. Pomožni problem je gotovo omejen, ker so vsi stroški *dij*≥0*.* Rešimo ga s simpleksno metodo na omrežjih in dobimo rešitev *x*∗, ki ustreza drevesu *T*∗. Tu lahko nastopijo trije primeri:  
  
a) *T*∗ ne vsebuje umetnih povezav. V tem primeru *T*∗ določa iskano *začetno drevesno dopustno rešitev* prvotnega PR, ki ga v II. fazi rešimo z osnovno simpleksno metodo na omrežjih.  
  
b) *T*∗ vsebuje umetno povezavo *ij*, na kateri je *x*∗*ij*>0. V tem primeru je prvotni PR *nedopusten*.  
  
c) *T*∗ vsebuje umetne povezave, vendar je *x*∗*ij*=0 na vseh umetnih povezavah *ij.* V tem primeru omrežje razpade na dve manjši neodvisni podomrežji. Rešitev PR dobimo tako, da ga rešimo ločeno na vsakem od obeh podomrežij.  
  
S tem je predstavitev simpleksne metode na omrežju končana.

*8. 1. 2014*

Zapisali smo **dual problema razvoza**. Ugotovili smo, da je pri reševanju problema razvoza *P* ob izteku simpleksnega postopka na omrežju vektor cen *y* ravno optimalna rešitev dualnega problema *P*′.  
  
Dokazali smo, da za problem razvoza, ki je zelo poseben primer linearnega programa, velja ***izrek o celih rešitvah***: *Naj bodo vse komponente vektorja povpraševanja b cela števila. Če ima problem razvoza dopustno rešitev, nam simpleksna metoda na omrežju poišče celoštevilsko dopustno rešitev; in če ima optimalno rešitev, nam simpleksna metoda na omrežju poišče celoštevilsko optimalno rešitev.*