

Lösningar

Uppgift 1

1a: Inför slackvariabler x_5 , x_6 och x_7 . Starta med slackvariablerna i basen.

Bas	z	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	\hat{b}
z	1	-2	-4	-6	0	0	0	0
x_4	0	1	1	2	1	0	0	200
x_5	0	2	1	0	0	1	0	180
x_6	0	0	1	1	0	0	1	150

Först fås x_3 som inkommande variabel och x_4 som utgående.

Bas	z	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	\hat{b}
z	1	1	-1	0	3	0	0	600
x_3	0	0.5	0.5	1	0.5	0	0	100
x_5	0	2	1	0	0	1	0	180
x_6	0	-0.5	0.5	0	-0.5	0	1	50

Sedan fås x_2 som inkommande variabel och x_6 som utgående.

Bas	z	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	\hat{b}
z	1	0	0	0	2	0	2	700
x_3	0	1	0	1	1	0	-1	50
x_5	0	3	0	0	1	1	-2	80
x_2	0	-1	1	0	-1	0	2	100

Nu är tablån optimal. Optimallösningen blir $x_1 = 0$, $x_2 = 100$, $x_3 = 50$, (samt $x_4 = 0$, $x_5 = 80$, $x_6 = 0$) med $v = 700$. Bivillkor 1 och 3 är aktiva. Duallösningen läses av i målfunktionsraden under slackvariablerna. $y_1 = 2$, $y_2 = 0$, $y_3 = 2$, $v = 700$. Svar i ord: Gör 100 kakor av sort 2 och 50 av sort 3.

1b: Optimallösningen är inte unik, ty $\hat{c}_1 = 0$. Man skulle därför kunna få en lika bra lösning om man valde x_1 som inkommande variabel. Det skulle ge x_5 som utgående variabel, så optimalbasen skulle då bestå av x_1 , x_2 och x_3 . Målfunktionsvärdet blir givetvis 700.

1c: Skuggpriser fås av duallösningen, och $y_3 = 2$ är störst av y_2 och y_3 (bivillkor 1 handlar ju inte om råvaror), så man tjänar mest på att öka högerledet till bivillkor 3, dvs. skaffa mer av råvara 2.

1d: Ny variabel x_7 . Reducerad kostnad: $\hat{c}_7 = c_2 - a_2^T y = 5 - (2 + 0 + 2) = 1 > 0$, Ja, vinsten skulle öka om man ökade x_7 , dvs. bakade nya kakan.

1e: Bivillkoret blir $y_1 + y_2 + y_3 \geq 5$. Den duala lösningen ger $2 + 0 + 2 = 4 < 5$,

så bivillkoret är inte uppfyllt. En reducerad kostnad som inte signalerar optimalitet motsvarar alltid ett dualt bivillkor som inte är uppfyllt.

Uppgift 2

2a: (Obs: min-problem och ett \geq -bivillkor.)

P0: Grafisk lösning ger $x_1 = 0.5$, $x_2 = 3$ och $z = 11.5$, vilket ger $\underline{z} = 12$.

Förgrena över x_1 : P1 = P0 + ($x_1 \leq 0$), P2 = P0 + ($x_1 \geq 1$).

P1: Saknar tillåten lösning. Kapa.

P2: Grafisk lösning: $x_1 = 1$, $x_2 = 7/3 = 2.333$, $z = 12$, vilket ger $\underline{z} = 12$ (dvs. ingen förbättring av \underline{z}).

Förgrena över x_2 : P3 = P2 + ($x_2 \leq 2$), P4 = P2 + ($x_2 \geq 3$).

P3: Grafisk lösning: $x_1 = 1.25$, $x_2 = 2$, $z = 12.25$, vilket ger $\underline{z} = 13$.

Förgrena över x_1 : P5 = P2 + ($x_1 \leq 1$), P6 = P2 + ($x_1 \geq 2$).

P5: Saknar tillåten lösning. Kapa.

P6: Grafisk lösning: $x_1 = 2$, $x_2 = 1$, $z = 13$, heltalig lösning, vilket ger $\bar{z} = 13$. Kapa.

P4: Grafisk lösning: $x_1 = 1$, $x_2 = 3$, $z = 14$, vilket ger $\underline{z} = 14$. Kapa, ty sämre än $\bar{z} = 13$.

Trädet avsökt. Bästa lösning $x_1 = 2$, $x_2 = 1$, med $z = 13$.

Svar i ord: Kör två gånger med bil 1 och en gång med bil 2.

2b: P0: Grafisk lösning ger $x_1 = 2.75$, $x_2 = 0$ och $z = 13.75$, vilket ger $\underline{z} = 14$.

Förgrena över x_1 : P1 = P0 + ($x_1 \leq 2$), P2 = P0 + ($x_1 \geq 3$).

P1: Grafisk lösning ger $x_1 = 2$, $x_2 = 1$ och $z = 14$, heltalig lösning, vilket ger $\bar{z} = 14$. Kapa.

P2: Har $\underline{z} = 14$ från P0. Kapa.

Trädet avsökt. Bästa lösning $x_1 = 2$, $x_2 = 1$, med $z = 14$.

Svar i ord: Kör två gånger med bil 1 och en gång med bil 2.

Uppgift 3

3a: Den givna startlösningen är tillåten och ger att basbågarna är (1,5), (2,3), (3,5), (5,4) och (5,6). Detta ger nodpriserna $y_1 = 0$, $y_2 = -6$, $y_3 = 1$, $y_4 = 12$, $y_5 = 7$, $y_6 = 12$, och följande reducerade kostnader: $\hat{c}_{13} = 5 > 0$ (optimalt ty $x = 0$), $\hat{c}_{14} = -7 < 0$ (optimalt ty $x = u$), $\hat{c}_{25} = -5 < 0$ (optimalt ty $x = u$), $\hat{c}_{26} = -12 < 0$ (optimalt ty $x = u$), $\hat{c}_{46} = 7 > 0$ (optimalt ty $x = 0$). Alla bågar optimala. Lösningen optimal.

3b: Ny båge, reducerad kostnad: $\hat{c}_{24} = 15 + y_2 - y_4 = -3 < 0$, ej optimalt. Öka.

Alltså välj x_{24} som inkommande variabel, att öka. Cykeln blir 2-4-5-3-2, och maximal ändring blir 2, pga. båge (2,4), som blir utgående. Inga nodpriser ändras, så inga reducerade kostnader ändras. Vi har nu $\hat{c}_{24} = -3 < 0$, optimalt, ty $x = u$.

Lösningen är optimal.

Uppgift 4

4a: Handelsresandeproblem. Billigaste 1-träd ger kostnad 39, vilket är en undre gräns. Tillåten lösning är lite svårare att få. Närmaste granne med start i nod 6 ger turen 6-7-8-9-1-2-3-4-5-6, med kostnaden 45. Flyttning av två bågar i 1-trädet ger turen 1-2-4-3-7-5-6-8-9-1, med kostnaden 50. Vi får övre gräns 45 eller 50 och undre gräns 39.

4b: Inför direktbågar mellan alla noder som man kan ta sig till via nod 4 eller nod 6 (om inte en billigare direktbåge redan finns).

För nod 4: inför båge (2, 5) med kostnad 14 och båge (3, 5) med kostnad 10.

För nod 6: inför båge (5, 8) med kostnad 15.

Lös som vanligt TSP.

Uppgift 5

5a: Använd Dijkstras metod. Vi får vägen 1-3-5-8-10, med kostnad 31.

5b: Använd Fords metod. Vi får vägen 1-2-3-5-8-9-10, med kostnad 2.

5c: Båge (7, 9) ingår i basträdet, och $y_7 = 19$, så vi får $y_9 = 19 + c_{79}$ och skulle kunna få $y_{10} = y_9 + 5 = 24 + c_{79}$. Vi vill få $y_{10} \leq 31$, vilket ger $24 + c_{79} \leq 31$, dvs. $c_{79} \leq 7$.

Uppgift 6

6a: Finn maxflöde från nod 1 till nod 10. Lösningsgång: Sök maximal flödesökande väg med Dijkstras metod. Vi får vägen 1-3-9-10, med kapacitet 13. Skicka 13 enheter och ändra tillåtna riktningar. (Båge (3, 9) blir full.) Sök åter maximal flödesökande väg med Dijkstras metod. Vi får nu vägen 1-7-8-10, med kapacitet 9. Skicka 9 enheter och ändra tillåtna riktningar. (Båge (7, 8) blir full.) Sök åter maximal flödesökande väg med Dijkstras metod. Vi får nu vägen 1-4-5-10, med kapacitet 8. Skicka 8 enheter och ändra tillåtna riktningar. (Båge (4, 5) blir full.)

I nästa iteration kan man i Dijkstras metod bara märka/nå noderna 1, 2, 3, 4, 6 och 7, så minsnittet går mellan dessa noder och de andra, dvs. över bågarna (3, 9), (4, 5) och (7, 8). Maxflödet är 30, dvs. 3000 personer kan sätta sig i säkerhet. Det är inte så bra, eftersom det finns 6200 personer som skulle vilja ta sig ut (summan av kapaciteterna på bågarna från nod 1).

6b: Kinesiska brevbärarproblemet. Noderna 2, 3, 4 och 5 har udda valens. De förbinds billigast med bågarna (2, 3) och (4, 5), så dessa bågar dubblas (körs mer än en gång) till kostnad av 10. En rundtur blir då t.ex. 2-3-9-5-8-7-6-4-5-4-3-2, med kostnaden $54 + 10 = 64$.

Uppgift 7

7a: Efter första steget fås $\alpha = (0, 6, 8, 2, 1)$ och $\beta = (0, 0, 0, 0, 0)$. Man kan stryka alla nollor genom att stryka rad 3 och 5 samt kolumn 1 och 4, med minsta ostrukna element 1, vilket gör att vi får $\alpha = (1, 7, 8, 3, 1)$ och $\beta = (-1, 0, 0, -1, 0)$. Nu fås t.ex. lösningen $x_{11} = 1$, $x_{23} = 1$, $x_{32} = 1$, $x_{44} = 1$, $x_{55} = 1$, och total kostnad blir 18. Optimal duallösning är ovanstående α och β . Summering av duallösningen ger 18, så starka dualsatsen är uppfylld.

7b: α ger en dual kostnad för varje person, och $\alpha_3 = 8$ är störst, så person 3 kan lämnas hemma, vilket ger att marknad 2 hoppas över, och kostnaden minskar med 8. (Person 2 är nästan lika dyr.)

Uppgift 8

8a: Man kan först fylla på matchningen med (8, 9), (4, 6) och (5, 7). Därefter finnes en utökande väg 10-1-2-3, längs vilken vi skiftar matchning, så båge (1, 2) ersätts av (10, 1) och (2, 3) i matchningen. Nu är matchningen maximal och alla noder matchade.

Person 1 blir dock inte så nöjd.

8b: 3 färger, ty den största klicken i grafen har storlek 3.

8b: 4 färger, ty den maximala valensen hos en nod är 4.