

Rendszeroptimalizálás vizsgatételek (2015/2016. második félév)

Marussy Kristóf

2016. június 12.

Lineáris programozás

1. Az optimális hozzárendelés problémája, Egerváry algoritmus.

- **1.1. példa:** egy cég számos megrendelést kap különböző „egyszemélyes”, egyforma idő alatt elvégezhető munkák elvégzésére
 - kimutatást készítünk arról, hogy melyik dolgozó melyik munkát tudja elvégezni
 - cél a profit maximalizálása (lehető legtöbb munka elvégzése)
- **1.2. algoritmus:** „magyar módszer”
 - INPUT: $G = (F, L; E)$ páros gráf
 - OUTPUT: $M \subseteq G$ egy maximális méretű párosítás
 - induljunk ki egy tetszőleges (pl. az üres) M párosításból
 - *alternáló út* = párosítatlan F -beli csúcsból indul, \forall második éle az M -hez tartozik
 - *javító út* = olyan alternáló út, ami párosítatlan L -beli pontban ér véget
 - amíg találunk J javítóutat (pl. szélességi kereséssel) $\implies M \leftarrow M - (J \cap M) \cup (J - M)$
- **1.3. tétel:** a „magyar módszer” valóban maximális párosítást talál G -ben
 - *bizonyítás:* $M :=$ a párosítás, amit az algoritmus megtalált

$F_1 := F - M$, az M által le nem fedett F -beli pontok halmaza,

$L_2 :=$ az F_1 -ből alternáló úton elérhető pontok halmaza,

$F_2 :=$ az L_2 -beli pontok M szerinti párjai,

$L_3 :=$ az F_1 -ből alternáló úton nem elérhető L -beli pontok halmaza,

$F_3 :=$ az L_3 -beli pontok M szerinti párjai,

$L_1 := L - M$, az M által le nem fedett L -beli pontok halmaza

- vegyük észre, hogy G -ben nem vezethet $F_1 \cup F_2$ és $L_1 \cup L_3$ között él

	F_1	F_2
L_1	1 hosszú javító út lenne	≥ 3 hosszú javító út lenne
L_3	az L_3 -beli csúcs 1 hosszú alternáló úton elérhető lenne, azaz L_2 -beli	az L_3 -beli csúcs ≥ 3 hosszú alternáló úton elérhető lenne, azaz L_2 -beli

- $F_1 \cup F_2 \forall$ szomszédja L_2 -beli, $L_2 \cup F_3$ egy lefogó ponthalmaz
- mivel épp $|M| = |L_2 \cup F_3|$, M valóban maximális méretű ■
- **1.4. probléma:** optimális hozzárendelés
 - INPUT: $G = (F, L; E)$ páros gráf, $w: E \rightarrow \mathbb{R}$ súlyfüggvény
 - OUTPUT: $M \subseteq G$ párosítás úgy, hogy $\sum_{e \in M} w(e)$ maximális
 - az optimális hozzárendelés megoldható maximális súlyú *teljes* párosítás keresésével
 - ha $|F| \neq |L|$, adjunk G -hez annyi csúcsot, hogy egyenlőek legyenek

- legyen $G' = (F, L; E')$ teljes páros gráf ($E' = F \times L$), $w'(e) := \begin{cases} w(e), & \text{ha } e \in E, \\ 0, & \text{ha } e \notin E \end{cases}$
- G' egy M' maximális súlyú teljes párosítása a G maximális súlyú párosítása az $E' - E$ élek elhagyása után
- G maximális súlyú M párosításához megfelelő $E' - E$ éleket hozzávéve G' maximális súlyú teljes párosítását kapjuk
- **1.5. definíció:** a $c: F \cup L \rightarrow \mathbb{R}$ függvény *címkézés* a $G = (F, L; E)$ páros gráfra és a $w: E \rightarrow \mathbb{R}$ súlyfüggvényre nézve, ha $\forall e = \{x, y\} \in E: c(x) + c(y) \geq w(e)$
- **1.6. lemma:** a w súlyfüggvénnyel súlyozott $G = (F, L; E)$ páros gráf tetszőleges M teljes párosítására és tetszőleges c címkézésére igaz, hogy $\sum_{e \in M} w(e) \leq \sum_{v \in F \cup L} c(v)$
 - *bizonyítás:* $\sum_{e \in M} w(e) \leq \sum_{e=\{f,l\} \in M} c(f) + c(l) \stackrel{\substack{\forall \text{ csúc s legfeljebb} \\ \text{1-szer szerepel } M\text{-ben}}}{\leq} \sum_{f \in F} c(f) + \sum_{l \in L} c(l) = \sum_{v \in F \cup L} c(v)$ ■
 - **1.7. definíció:** a G gráf $e = \{x, y\}$ éle *piros*, ha $c(x) + c(y) = w(e)$
 - **1.8. következmény:** ha az M teljes párosítás \forall éle piros valamely c címkézésre nézve, akkor M maximális súlyú teljes párosítás
- **1.9. algoritmus:** Egerváry algoritmus
 - INPUT: $G = (F, L; E)$ páros gráf, $w: E \rightarrow \mathbb{R}$ súlyfüggvény
 - OUTPUT: $M \subseteq G$ teljes párosítás úgy, hogy $\sum_{e \in M} w(e)$ maximális
 - 0. lépés: legyen $M = \emptyset$, $c(v) = \begin{cases} \max_{y \in L, \{v,y\} \in E} w(v, y), & \text{ha } v \in F, \\ 0, & \text{ha } v \in L \end{cases}$
 - 1. lépés: a javító utas algoritmussal keressünk bővítsük M -et maximális élszámú párosítássá a piros részgráfban
 - ha M most már teljes \implies STOP, M a keresett párosítás, c a keresett címkézés, $w(M) = c(M)$
 - 2. lépés: $\delta := \min\{c(x) + c(y) - w(\{x, y\}) \mid \{x, y\} \in E, x \in F_1 \cup F_2, y \in L_1 \cup L_3\}$
 - állítsuk elő a $c(v) \leftarrow \begin{cases} c(v) - \delta, & \text{ha } v \in F_1 \cup F_2, \\ c(v) + \delta, & \text{ha } v \in L_2, \\ c(v), & \text{ha } v \in F_3 \cup L_1 \cup L_3 \end{cases}$ új címkézést, majd GOTO 1.
- **1.10. tétel:** Egerváry algoritmus $O(n^2e)$ lépésben maximális súlyú teljes párosítást állít elő
 - *bizonyítás:* a 0. lépésben megadott c valóban címkézés
 - a 2. lépésben δ kiszámításához valóban van él $F_1 \cup F_2$ és $L_1 \cup L_3$ között
 - ha nem lenne, $N(F_1 \cup F_2) = L_2$
 - $|F_1 \cup F_2| > |F_2| = |L_2|$ miatt ekkor nem teljesül a Hall-feltétel $\implies \nexists$ teljes párosítás!
 - a 2. lépés után is címkézés marad c
 - csak az $F_1 \cup F_2$ és $L_1 \cup L_3$ között vezető élekre csökken $c(x) + c(y)$

	F_1	F_2	F_3
L_1	$-\delta$ (nem lehet piros)	$-\delta$ (nem lehet piros)	0
L_2	$-\delta + \delta$	$-\delta + \delta$	$+\delta$ (piros eltűnhet)
L_3	$-\delta$ (nem lehet piros)	$-\delta$ (nem lehet piros)	0

 - δ definíciója garantálja, hogy továbbra is $c(x) + c(y) \geq w(\{x, y\})$
 - M élei a 2. lépés után is pirosak
 - csak $x \in F_3, y \in L_2$ élek színeződhetnek vissza (itt nőtt $c(x) + c(y)$)
 - ezek nem lehetnek M élei, mert F_3 párja L_3 , L_2 párja F_2
 - továbbra is van F_1 -ből piros alternáló út L_2 csúcsaiba
 - egy iterációban vagy M , vagy L_2 elemszáma nő
 - $O(n)$ lépés után M elemszáma mindenképp nő, mert ekkorra már L_2 lefedné L -t
 - $O(n^2)$ iterációban M maximális párosítás lesz
 - ezért $O(n^2e)$ időben az algoritmus véget ér ■

2. A lineáris programozás alapfeladata, kétváltozós feladat grafikus megoldása. Lineáris egyenlőtlenségrendszer megoldása Fourier – Motzkin eliminációval.

- legyen $A \in \mathbb{R}^{m \times n}$, $x \in \mathbb{R}^n$, $b \in \mathbb{R}^m$, $c \in \mathbb{R}^n \implies$ *lineáris program*
- **2.1. definíció:** *lineáris programozás alapfeladata:* $\min_x \{cx : Ax \leq b\}$
- kétdimenziós feladat megoldása
 - az $p_1x_1 + p_2x_2 \geq k$ alakú feltétel $p_1x_1 + p_2x_2 = k$ egyenese két félsíkra bontja a síkot
 - a \geq jelnek megfelelő félsíkok metszete adja megengedett megoldások tartományát
 - ha $c = (q_1, q_2) \implies q_1x_1 + q_2x_2 = 0$ -val párhuzamos egyeneseket húzunk
 - minden egyenesre kiszámítjuk a célfüggvény értékét
 - a maximumhely a legnagyobb egyenes és a félsíkok metszetének közös pontja
 - általánosítás: *hipersíkok* által határolt *poliéder*
- ekvivalens átalakítások
 - egyenlőtlenség megszorozása *pozitív* számmal
 - két egyenlőtlenség összegének hozzávétele az egyenlőtlenségrendszerhez
 - *nem* ekvivalens: szorzás negatív számmal
- **2.2. algoritmus:** Fourier – Motzkin elimináció
 - n változós lineáris program visszavezetése egy $n - 1$ változós A^* , b^* lineáris programra
 - végül 1 változós lineáris program megoldása
 - $(A|b)$ bővített együttható mátrix
 - szorozzuk pozitív számokkal a sorokat, hogy az 1. oszlopban csak $-1, 0, 1$ legyen
 - legyen I, J, K rendre az 1-gyel, -1 -gyel és 0 -val kezdődő sorok indexeinek halmaza
 - $\mathbb{R}^{|K| \times n} \ni (A_0|b_0) = (A|b)$ 0 -val kezdődő sorai az első oszlop elhagyásával
 - $Ax \leq b$ egy megoldása $x = (\lambda, \bar{x})$ alakú $\implies A_0\bar{x} \leq b_0 \implies$ mikor van megfelelő λ ?
 - ha $J = \emptyset$ (nincs -1 -gyel kezdődő sor)
 - $\forall i \in I : \lambda + \bar{a}_i\bar{x} \leq b_j \implies \lambda \leq \min_{i \in I} b_i - \bar{a}_i\bar{x}$, ami mindig kielégíthető
 - $A^*, b^* =$ az \bar{A} -ból és b -ből az $i \in I$ indexű sorok elhagyásával kapott rendszer
 - ha $I = \emptyset$ (nincs 1 -gyel kezdődő sor)
 - $\forall j \in J : -\lambda + \bar{a}_j\bar{x} \leq b_j \implies \lambda \geq \max_{j \in J} \bar{a}_j\bar{x} - b_j$, ami mindig kielégíthető
 - $A^*, b^* =$ az \bar{A} -ból és b -ből az $j \in J$ indexű sorok elhagyásával kapott rendszer
 - ha $I \neq \emptyset$ és $J \neq \emptyset \implies \forall i \in I : \lambda + \bar{a}_i\bar{x} \leq b_j$ és $\forall j \in J : -\lambda + \bar{a}_j\bar{x} \leq b_j$
 - $\forall i \in I, j \in J : \bar{a}_i\bar{x} - b_j \leq \lambda \leq \bar{b}_i - \bar{a}_i\bar{x} \implies \forall i \in I, j \in J : (\bar{a}_i + \bar{a}_j)\bar{x} \leq b_i + b_j$
 - $A^*, b^* =$ az \bar{A} és b -ből $i \in I$ és $j \in J$ indexű sorait az összes lehetséges módon összeadjuk, a $k \in K$ indexű sorokat hozzávesszük és a csupa 0 első oszlopot elhagyjuk
 - egyváltozós rendszer megoldása
 - ha $\exists k \in K : b_k < 0 \implies$ a rendszer nem megoldható
 - ha $\max_{j \in J} -b_j > \min_{i \in I} b_i \implies$ a rendszer nem megoldható
 - egyébként $\implies x_1 \in [\max_{j \in J} -b_j, \min_{i \in I} b_i]$ megoldás ■

3. Farkas-lemma (két alakban). A lineáris program célfüggvénye felülről korlátosságának feltételei.

- **3.1. lemma:** Farkas-lemma, 1. alak
 - tetszőleges A és b esetén az alábbi két rendszer közül pontosan egynek van megoldása:
 - (1) $Ax \leq b$ (2) $yA = 0, y \geq 0, yb < 0$
- *bizonyítás:* (1) megoldható \implies (2) nem megoldható
 - $0 = 0x = (yA)x = y(Ax) \leq yb < 0$, ellentmondás
- (1) nem megoldható \implies (2) megoldható
 - alkalmazzuk a Fourier – Motzkin eliminációt az (1) egyenletrendszerre
 - a feltevés szerint a kapott egyváltozós $(A^*|b^*)$ rendszer nem megoldható
 - ha van $(0|\beta)$, $\beta < 0$ sor

- * $\exists (A|b)$ sorainak olyan nemnegatív y együtthatós lin. kombinációja, hogy $y(A|b) = (0, 0, \dots, 0|\beta) \implies y$ kielégíti (2)-t
 - ha van $(-1, \beta_j)$ és $(1, \beta_i)$ sor úgy, hogy $-\beta_j > \beta_i \implies \beta = \beta_i + \beta_j < 0$
 - * $\exists y_j \geq 0 : y_j(A|b) = (0, 0, \dots, 0, -1|\beta_j)$ és $\exists y_i \geq 0 : y_i(A|b) = (0, 0, \dots, 0, 1|\beta_i)$
 - * ekkor $y = y_i + y_j \geq 0, y(A|b) = (0, 0, \dots, 0|\beta) \implies y$ kielégíti (2)-t ■
- **3.2. lemma:** Farkas-lemma, 2. alak
- tetszőleges A és b esetén az alábbi két rendszer közül pontosan egynek van megoldása:
 - (1) $Ax = b, x \geq 0$ (2) $yA \geq 0, yb < 0$
 - *bizonyítás:* (1) megoldható \implies (2) nem megoldható
 - $0 \leq (yA)x = y(Ax) = yb < 0$, ellentmondás
 - (2) nem megoldható \implies (1) megoldható
 - vizsgáljuk az ekvivalens $y(-A) \leq 0, yb = -1 < 0$ rendszert
 - tömör alakban $(-A|b| -b)^T y \leq (0, 0, \dots, 0, -1, 1)^T$
 - a lemma 1. alakja szerint $\exists x : x(-A|b| -b)^T = 0, x \geq 0, x(0, 0, \dots, 0, -1, 1)^T < 0$
 - legyen $x = (\bar{x}|\lambda, \mu) \implies -A\bar{x} + (\lambda - \mu)b = 0, \bar{x} \geq 0, \lambda, \mu \geq 0, -\lambda + \mu < 0$
 - ekkor $A \frac{\bar{x}}{\lambda - \mu} = b$ és $\lambda - \mu > 0$ miatt $\frac{\bar{x}}{\lambda - \mu} \geq 0 \implies \frac{\bar{x}}{\lambda - \mu}$ kielégíti (1)-et ■
- **3.3. tétel:** ha $Ax \leq b$ megoldható, c tetszőleges \implies az alábbi állítások ekvivalensek
- (1) az $Ax \leq b$ megoldáshalmazán cx felülről korlátos
 - (2) nincs megoldása az $Az \leq 0, cz > 0$ rendszernek
 - (3) van megoldása az $yA = c, y \geq 0$ rendszernek
 - *bizonyítás:* (1) \implies (2), legyen x_0 (1) egy megoldása és indir. tfh. z (2) egy megoldása
 - ekkor $A(x_0 + \lambda z) \leq b$, de $\lambda > 0$ esetén $c(x_0 + \lambda z) = cx_0 + \lambda cz$ tetszőlegesen nagy
 - cx nem felülről korlátos \implies ellentmondás
 - (2) \implies (3), tekintsük a (nem megoldható) $z(-A)^T \geq 0, z(-c) < 0$ rendszert
 - a Farkas-lemma 2. alakja szerint $\exists y : (-A)^T y = -c, y \geq 0$
 - $(-A)^T y = -c \implies A^T y = yA = c \implies$ ez az y épp kielégíti a (3)-as rendszert
 - (3) \implies (1), legyen y a (3)-as rendszer egy megoldása
 - $cx = (yA)x = y(Ax) \stackrel{y \geq 0, Ax \leq b}{\leq} yb \implies yb$ a cx egy felső korlátja ■

4. A lineáris programozás dualitástétele (két alakban). A lineáris programozás alapfeladatának bonyolultsága (biz. nélkül).

- **4.1. tétel:** a lineáris programozás dualitástétele
- ha $\max\{cx : Ax \leq b\}$ (primál) program megoldható és felülről korlátos, akkor
 - (1) $\min\{yb : yA = c, y \geq 0\}$ (duális) program megoldható és alulról korlátos
 - (2) a primál programnak \exists maximuma és a duális programnak \exists minimuma
 - (3) $\max\{cx : Ax \leq b\} = \min\{yb : yA = c, y \geq 0\}$
- **4.2. lemma:** legyen $Ax \leq b$ megoldható, $t \in \mathbb{R}$, de $Ax \leq b, cx \geq t$ nem megoldható
- ekkor a $yA = c, y \geq 0, yb < t$ rendszer megoldható
 - *bizonyítás:* alkalmazzuk a Farkas-lemmát a $(A| -c)x \leq (b| -t)$ -re, $y := (\bar{y}|\lambda)$
 - $\bar{y}A - \lambda c = 0, \bar{y} \geq 0, \lambda \geq 0, \bar{y}b - \lambda t < 0$
 - ha $\lambda = 0 \implies 0 = 0x = (\bar{y}A)x = \bar{y}(Ax) \stackrel{\bar{y} \geq 0, Ax \leq b}{\leq} \bar{y}b < 0 \implies$ lehetetlen
 - ezek szerint $y = \frac{\bar{y}}{\lambda}$ létezik, $yA = c, y \geq 0, yb < t$ ■
- a 4.1. tétel bizonyítása:
- (1): már beláttuk a „3 kalickás tétel” (3.3. tétel) (1) \iff (3) eseténél
 - $cx \leq yb$ miatt cx felülről, yb alulról korlátos
 - (2), primál állítás: legyen $t = \sup\{cx : Ax \leq b\}$
 - indir. tfh. $\nexists x : Ax \leq b, (t \geq) cx \geq t \implies$ alkalmazzuk a 4.2. lemmát
 - $\exists y : yA = c, y \geq 0, yb < t \implies y$ a duális egy megoldása

- $t = \sup\{cx : Ax \leq b\} \leq yb < t \implies$ ellentmondás $\implies \exists$ primál megoldás, hogy $cx \geq t$
- így a szuprémum egyben maximum kell legyen
- (2), duális állítás: $\min\{yb : yA = c, y \geq 0\} = -\max\{-by : A^T y \leq c, -A^T y \leq -c, -y \leq 0\}$
 - alkalmazzuk a primál állítást a duálisra, mint primál feladatra
- (3): indir. tfh. $\exists t : \max\{cx : Ax \leq b\} < t < \min\{yb : yA = c, y \geq 0\}$
 - a a 4.2. lemma szerint $\exists y : yA = c, y \geq 0, yb < t$
 - $t < \min\{yb : yA = c, y \geq 0\} < yb < t \implies$ ellentmondás ■
- **4.3. tétel:** a lineáris programozás dualitástétele, ekvivalens alak
 - ha $\max\{cx : Ax \leq b, x \geq 0\}$ (primál) program megoldható és felülről korlátos, akkor
 - (1) $\min\{yb : yA \geq c, y \geq 0\}$ (duális) program megoldható és alulról korlátos
 - (2) a primál programnak \exists maximuma és a duális programnak \exists minimuma
 - (3) $\max\{cx : Ax \leq b, x \geq 0\} = \min\{yb : yA \geq c, y \geq 0\}$
 - *bizonyítás:* $\max\{cx : (A|-I)x \leq (b|0)\}$ duálisa $\min\{y(b|0) : y(A|-I) = 0, y \geq 0\}$
 - legyen $y = (y_1|y_2) \implies \min\{y_1 b : y_1 A - y_2 = 0, y_1 \geq 0, y_2 \geq 0\}$
 - $y_1 A = y_2 \geq 0 \implies$ a duális valóban $\min\{y_1 b : y_1 A \geq 0, y_1 \geq 0\}$ alakú ■
- lineáris programozás bonyolultsága
 - döntési probléma
 - INPUT: A mátrix, b és c vektorok, $t \in \mathbb{R}$
 - OUTPUT: van-e olyan x vektor, melyre $Ax \leq b, cx \geq t$
 - NP-beli \rightarrow tanú a feltételeket kielégítő x
 - co-NP-beli \rightarrow a dualitástétel szerint tanú egy $yA = c, y \geq 0, (cx \leq) yb < t$ vektor
 - 1947 (Dantzig): *simplex-módszer*
 - nem polinomiális futásidő, de a gyakorlatban gyors
 - 1979 (Hacsijan): *ellipszoid-módszer*
 - polinomiális futásidő \implies bizonyítja, hogy a feladat P-ben van
 - gyakorlatban a simplex sokkal hatékonyabb
 - 1984 (*Karmarkar*): polinomiális és a gyakorlatban is használható módszer

5. Egészértékű programozás: a feladat bonyolultsága, korlátozás és szétválasztás (Branch and Bound). Totálisan unimoduláris mátrix fogalma, példák. Egészértékű programozás totálisan unimoduláris együtthatómátrixszal (biz. nélkül).

- **5.1. definíció:** *egészértékű programozás alapfeladata:* $\max_x\{cx : Ax \leq b, x \text{ egész}\}$ (IP)
 - duálisa $\min_y\{yb : yA = c, y \geq 0, y \text{ egész}\}$ (DIP)
 - $\max_{IP} \leq \max_{LP} = \min_{DLP} \leq \max_{DIP} \implies$ állhat $<$ is, nincs általános dualitástétel
- egészértékű programozás bonyolultsága
 - döntési probléma
 - INPUT: A mátrix, b és c vektorok, $t \in \mathbb{R}$
 - OUTPUT: van-e olyan x egészértékű vektor, melyre $Ax \leq b, cx \geq t$
 - NP-beli \rightarrow tanú a feltételeket kielégítő x
 - dualitástétel hiányában a co-NP beliség nem látható be
 - **5.2. tétel:** az egészértékű lineáris programozás NP-teljes
 - *bizonyítás:* azt már láttuk, hogy $IP \in NP$
 - adunk egy MAXFTLN \prec IP Karp-redukciót (MAXFTLN NP-teljes)
 - a $G = (V, E)$ gráf $\forall v_i$ csúcsához vegyünk fel egy $x_i \in \mathbb{Z}, -x_i \leq 0, x_i \leq 1$ változót
 - * ha $v_i \in F$ a független ponthalmaz eleme, $x_i = 1$, egyébként $x_i = 0$
 - $\forall e = \{v_i, v_j\} \in E$ élre vegyünk még fel az $x_i + x_j \leq 1$ feltételt
 - a célfüggvény $\sum_{v_i \in V} x_i = |F| \implies c = (1, 1, \dots, 1)$
 - x maximumhely $\iff F \subseteq E$ a G maximális független ponthalmaza

- * F független, mert $x_i + x_j \leq 1 \implies \{v_i, v_j\} \in E$ legfeljebb egyik vége lehet F -beli
- * ha $F' \subseteq E$ független, $|F'| > |F| \implies x'$ megoldás, $cx' > cx$
- * x nem lehet maximumhely \implies ellentmondás ■
- hasonló 3-SAT \prec IP redukciót is lehet adni (0-1 változók, termék \rightarrow feltételek)
- **5.3. algoritmus:** Branch and Bound $\max\{cx : Ax \leq b, f \leq x \leq g; f, g, x \text{ egész}\}$ problémára
 - (IP) feladat szétvágása (IP)' és (IP)'' feladatokra
 - választunk egy x_j *elágazási változót* és $f_j \leq t < g_j$ közbülső értéket
 - az új problémák (IP)': (IP) $\cup g'_j := t$ és (IP)'': (IP) $\cup f''_j := t$
 - részproblémák $\mathcal{L} = \{(IP^{(i)}) = (f^{(i)}, g^{(i)}, w^{(i)}) : i = 1, 2, \dots\}$ listáját tartjuk karban, ahol $\max(IP^{(i)}) \leq w^{(i)}$
 - x^* az eddig megtalált legjobb megoldás, $z^* = cx^*$ a hozzá tartozó függvényérték
 - 0. lépés: $\mathcal{L} \leftarrow \{(f, g, \infty)\}$, $z^* \leftarrow -\infty$, x^* nem definiált
 - 1. lépés: ha $\mathcal{L} = \emptyset \implies$ STOP, egyébként válasszunk egy (IP⁽ⁱ⁾)-t és töröljük \mathcal{L} -ből
 - 2. lépés: ha $w^{(i)} \leq z^* \implies$ nem lehet jobb megoldás, mint az eddigi, GOTO 1.
 - 3. lépés: oldjuk meg az (IP⁽ⁱ⁾)-nek megfelelő (LP⁽ⁱ⁾) relaxált LP feladatot
 - ha \nexists megoldás \implies GOTO 1., egyébként legyen $x^{(i)}$ a megoldás és $cx^{(i)} = z^{(i)}$
 - 4. lépés
 - (4a) ha $z^{(i)} \leq z^* \implies$ GOTO 1., $f^{(i)} \leq x \leq g^{(i)}$ -ben már nincs jobb megoldás
 - (4b) ha $z^{(i)} > z^*$ és $x^{(i)}$ egész vektor $\implies x^* \leftarrow x^{(i)}$, $z^* \leftarrow z^{(i)}$, GOTO 1.
 - (4c) ha $z^{(i)} > z^*$, de $x^{(i)}$ nem egész vektor
 - * vágjuk két részre az (IP⁽ⁱ⁾) problémát valamely x_j elágazási változó mentén
 - * $\mathcal{L} \leftarrow \mathcal{L} \cup \{(f^{(i)'}, g^{(i)'}, z^{(i)}), (f^{(i)''}, g^{(i)''}, z^{(i)})\}$, GOTO 1.
 - **5.4. tétel:** a B&B véges sok lépésben leáll és megtalálja (IP) optimumát
 - *bizonyítás:* f és g egész \implies véges sok részprobléma van \implies véges sok lépés
 - indir. tfh. az eljárás leállt, de $z^* < z_0$, ahol $z_0 = \max(IP)$
 - az algoritmus futása közben mindig volt olyan (IP⁽ⁱ⁾) $\in \mathcal{L}$, hogy $z_0 = \max(IP^{(i)})$
 - * kezdetben ez maga (IP)
 - * $z_0 \leq w^{(i)} \leq z^* < z_0$ ellentmondás \implies (IP⁽ⁱ⁾) mindig eljut a 4. lépésig
 - * (4a) nem teljesülhet, mert $z_0 \leq z^{(i)} \leq z^* < z_0$ ellentmondás
 - * (4b) után $z^* = z^{(i)} = z_0$ lesz $\implies z_0 = z^* < z_0$ ellentmondás
 - * (4c)-ben (IP⁽ⁱ⁾) vágása után $z_0 = \max(IP^{(i)'})$ vagy $z_0 = \max(IP^{(i)'})$
 - \mathcal{L} sosem lesz üres \implies az algoritmus nem áll le \implies ellentmondás ■
 - *branch and bound fa:* (IP) a gyökér, (IP⁽ⁱ⁾) gyerekei (IP^{(i)'}) és (IP^{(i)''})
 - heurisztika (IP⁽ⁱ⁾) választására
 - LIFO, ha az (IP⁽ⁱ⁾) a 3. lépésben utoljára vizsgált probléma fia
 - * inkrementális megoldás *duál szimplex módszerrel*
 - egyébként válasszuk azt a problémát, amire $w^{(i)}$ maximális
 - heurisztika az x_j elágazási változó és t választására
 - x_j az változó, aminek az $\{x_j^{(i)}\}$ törtrésze legközelebb van $\frac{1}{2}$ -hez, $t \leftarrow \lfloor x_j^{(i)} \rfloor$
 - a gyakorlatban még a heuristikákkal sem mindig alkalmas nagy problémákhoz
- **5.5. definíció:** $B \in \mathbb{R}^{k \times k}$ az A mátrix *négyzetes részmátrixa*, ha A tetszőleges k sorának és k oszlopának kereszteződése határozzák meg
- **5.6. definíció:** A *totálisan unimoduláris*, ha \forall négyzetes részmátrixára $\det = 0, 1$ vagy -1
 - **5.7. következmény:** ha A TU $\implies A$ minden eleme 0, 1 vagy -1 (1×1 -es részmátrix)
- **5.8. lemma:** egy mátrix totálisan unimoduláris marad, ha
 - (1) egy sorát vagy oszlopát (-1) -gyel szorozzuk
 - (2) egységvektort veszünk hozzá új sorként vagy oszlopként
 - (3) egyik sorát (ill. oszlopát) új sorként (ill. oszlopként) új példányban hozzávesszük
 - (4) transzponáljuk

- *bizonyítás*: csak azoknak a részmátrixoknak változik a det-a, amiket a módosítás érint
 - (1) sor vagy oszlop (-1) -gyel szorzása $\implies \det (-1)$ -gyel szorzása $\implies 0, 1, -1$
 - (2) alkalmazzuk a kifejtési tételt az új sor/oszlop szerint
 - * csak egy nemnulla együtthatójú aldetemináns van
 - * az új részmátrix determinánása megegyezik egy régebbiével $\implies 0, 1$ vagy -1
 - (3) két azonos sor/oszlop $\implies \det = 0$
 - (4) $\det B^T = \det B \implies$ a determináns nem változik ■
- **5.9. példa**: $\vec{G} = (V, \vec{E})$ irányított gráf $A \in \mathbb{R}^{|V| \times |E|}$ illeszkedési mátrixsza TU
 - *bizonyítás*: a $B \in \mathbb{R}^{k \times k}$ részmátrixra k szerinti teljes indukcióval
 - $k = 1$ -re nyilván $\det B = 0, 1$ vagy -1 , mert csak ez lehet a mátrix eleme
 - ha B -ben van csupa 0 oszlop $\implies \det B = 0$
 - ha B -ben van egyetlen 1-est vagy -1 -est tartalmazó oszlop
 - * fejtsük ki a determinánst eszerint az oszlop szerint
 - * az nem 0 együtthatós $B' \in \mathbb{R}^{(k-1) \times (k-1)}$ aldet.-ra $\det B'$ jó az indukció szerint
 - * a kifejtési tétel szerint $\det B = \pm \det B'$
 - ha $B \forall$ oszlopában van 1 és -1 is $\implies (1, 1, \dots, 1)B = 0 \implies \det B = 0$ ■
- **5.10. példa**: $G = (F, L; E)$ páros irányítatlan gráf A illeszkedési mátrixsza TU
 - *bizonyítás*: irányítsuk G éleit $F \rightarrow L$ irányba $\implies \vec{G}$
 - a \vec{G} irányított gráf \vec{A} illeszkedési mátrixsza TU az 5.9. példa szerint
 - szorozzuk meg az \vec{A} mátrix L -hez tartozó sorait (-1) -gyel
 - az így kapott mátrix épp A , és az 5.8. lemma miatt szintén TU ■
- **5.11. tétel**: ha A TU mátrix, b egész vektor, c valós vektor
 - és $\max\{cx : Ax \leq b\}$ (LP) megoldható és a maximuma véges
 - $\implies \max\{cx : Ax \leq b, x \text{ egész}\}$ (IP) megoldható és a maximuma véges
 - és $\max\{cx : Ax \leq b\} = \max\{cx : Ax \leq b, x \text{ egész}\}$
 - *nem bizonyítjuk*

6. A lineáris és egészértékű programozás alkalmazása páros gráfokra és intervallumrendszerekre: Egerváry tétele, intervallumrendszerek egyenletes színezése.

- **6.1. tétel**: (Egerváry Jenő tétele) legyen $G = (F, L; E)$ páros gráf, $w: E \rightarrow \mathbb{R}$ súlyfüggvény \implies a maximális összsúlyú párosítás összsúlya $\min \sum_{v \in F \cup L} c(v)$, ahol a minimum a nemnegatív $c: F \cup L \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ függvényeken értendő, melyekre $\forall e = \{x, y\} \in E : c(x) + c(y) \geq w(e)$
 - *bizonyítás*: legyen G illeszkedési mátrixsza $B \in \mathbb{R}^{|F \cup L| \times |E|}$
 - a $Bx \leq (1, 1, \dots, 1)^T, x \geq 0, x$ egész rendszer minden megoldása 0-1 értékű
 - az 1 komponensek G egy független élhalmazát (párosítását) határozzák meg
 - $\max\{wx : Bx \leq (1, 1, \dots, 1)^T, x \geq 0, x \text{ egész}\}$ megoldása maximális súlyú párosítás
 - B TU mátrix (5.10. példa) $\implies \max_{IP} = \max_{LP}$ (5.11. tétel)
 - $\max\{wx : Bx \leq (1, 1, \dots, 1)^T, x \geq 0\} = \min\{y(1, 1, \dots, 1)^T : yB \geq w, y \geq 0\}$
 - az y duális megoldás \forall csúcshoz egy $c(v_i) = y_i$ címkét rendel
 - $yB \geq w \implies \forall \{x, y\} \in E : c(x) + c(y) = w(\{x, y\})$ ■
- **6.2. definíció**: $G = (\mathcal{I}, E)$ intervallumgráf, ha $\mathcal{I} = \{I_1, I_2, \dots, I_m\}$ intervallumok rendszere és $\{I_i, I_j\} \in E \iff I_i \cap I_j \neq \emptyset$
 - ált. megs. nélkül feltehető, hogy $\forall I \in \mathcal{I}$ az $[1, n]$ egész végpontú, zárt részintervalluma
- $A(\mathcal{I}) \in \mathbb{R}^{n \times m}$, ahol \mathcal{I} $[1, n]$ egész végpontú intervallumrendszer, $a_{i,j} = \begin{cases} 1, & \text{ha } i \in I_j, \\ 0, & \text{ha } i \notin I_j \end{cases}$
 - **6.3. lemma**: az így definiált $A(\mathcal{I})$ mátrix TU
 - *bizonyítás*: teljes indukcióval A egyeseinek száma szerint
 - ha A -ban 0 db egyes van $\implies \det A = 0$
 - \forall oszlopban egy darabig 0-k, utána 1-esek, majd megint 0-k vannak

- ha \exists két oszlop, ahol ugyanott van a legfelső egyes
 - * a több egyes tartalmazóból a másikat kivonva csökken az egyesek száma
 - * ez nem változtatja a det-t \implies ind. feltevés szerint $\det = 0, 1$ vagy -1
- ha \exists csupa 0 oszlop $\implies \det = 0$
- egyébként minden oszlopban máshol van a legfelső egyes
 - * sor- és oszlopcserékkel alsó háromszögmátrixszá alakítható $\implies \det = \pm 1$ ■
- **6.4. tétel:** az $[1, n]$ egész végpontú, zárt I_1, I_2, \dots, I_m részintervallumai $\forall k \in \mathbb{Z}^+$ -re megszínezhetőek k színnel úgy, hogy ha az i -t d_i db intervallum tartalmazza, akkor ezek között minden színből vagy $\lfloor \frac{d_i}{k} \rfloor$ vagy $\lceil \frac{d_i}{k} \rceil$ van
 - *bizonyítás:* válasszunk ki néhány intervallumot úgy, hogy $\forall i$ -re $\lfloor \frac{d_i}{k} \rfloor$ vagy $\lceil \frac{d_i}{k} \rceil$ kiválasztott intervallum tartalmazza i -t
 - ezt az eljárást ismételhetjük $k-1$ -re, $k-1$ -re, \dots , 1 -re
 - így épp k színnel színezhetőek az intervallumok a megadott feltételnek megfelelően
 - legyen $A = A(I), \lfloor \frac{d}{k} \rfloor$ i . komponense $\lfloor \frac{d_i}{k} \rfloor, \lceil \frac{d_i}{k} \rceil$ hasonló
 - $\lfloor \frac{d}{k} \rfloor \leq Ax \leq \lceil \frac{d}{k} \rceil, 0 \leq x \leq (1, 1, \dots, 1)^T$ megoldható, pl. $x = (\frac{1}{k}, \frac{1}{k}, \dots, \frac{1}{k})$ megoldás
 - az 5.11. tétel miatt \exists egészértékű (0-1) megoldás \implies ez épp egy jó kiválasztás ■
- **6.5. definíció:** a G gráf *perfekt*, ha $\chi(F) = \omega(F) \forall F \subseteq G$ feszített részgráfjára
 - χ a kromatikus szám, ω a klikkszám
- **6.6. következmény:** minden intervallumgráf *perfekt*
 - *bizonyítás:* a G intervallumgráf minden feszített részgráfja intervallumgráf
 - elég belátni, hogy $\chi(G) = \omega(G)$
 - alkalmazzuk a 6.4. tételt $k = \omega(G)$ választással
 - $\forall i : d_i \leq \omega(G) \implies \forall$ klikkben \forall szint legfeljebb egyszer használtuk
 - a kapott színezés egy jó színezés $\implies \chi(G) \leq k = \omega(G)$
 - mivel minden gráfban $\chi(G) \geq \omega(G) \implies \chi(G) = \omega(G)$ ■

7. A lineáris és egészértékű programozás alkalmazása hálózati folyamproblémákra: a maximális folyam, a minimális költségű folyam és a többtermékes folyam feladatai, ezek hatékony megoldhatósága a tört-, illetve egészértékű esetben.

- legyen $G = (V, E)$ irányított gráf, $s, t \in V, c: E \rightarrow \mathbb{R}_+$ *kapacitásfüggvény*
 - jelölje $x: E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ $v \in V$ -be belépő éleken felvett összegét $\rho_x(v)$
 - jelölje x a v -ből kilépő éleken felvett összegét $\delta_x(v)$
 - **7.1. definíció:** $x: E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ *folyam*, ha $\forall v \in V - \{s, t\} : \rho_x(v) = \delta_x(v)$
 - **7.2. definíció:** x *folyam megengedett*, ha $\forall e \in E : x(e) \leq c(e)$
 - **7.3. definíció:** az x megengedett folyam *értéke* $\delta_x(s) - \rho_x(s) = \rho_x(t) - \delta_x(t)$
- **7.4. definíció:** a $C = (S, T)$ *vágás*, ha $S \cup T = V, S \cap T = \emptyset, s \in S, t \in T$
 - **7.5. definíció:** a $C = (S, T)$ *vágás értéke* $m_C = \sum_{(x,y) \in E, x \in S, y \in T} c(x, y)$
 - tetszőleges C vágás értéke felső becslés minden folyam nagyságára
- **7.6. lemma:** ha $x: E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ -ra $\forall v \in V - \{s, t\} : \rho_x(v) \geq \delta_x(v)$ és $\rho_x(t) \geq \delta_x(s) \implies x$ *folyam*
 - *bizonyítás:* az $S = \sum_{v \in V - \{s, t\}} \rho_x(v) - \delta_x(v)$ összeg \forall tagja nemnegatív $\implies 0 \leq S$
 - vegyük észre, hogy $S = \delta_x(s) - \rho_x(t)$
 - ha $e = (u, v), u \neq s, v \neq t \implies x(e)$ pozitív és negatív előjellel is megjelenik S -ben
 - ha $u = s, v \neq t \implies x(e)$ csak + előjellel jelenik meg $\rho_x(v)$ -nél
 - ha $u \neq s, v = t \implies x(e)$ csak - előjellel jelenik meg $\delta_x(u)$ -nál
 - az $e = (s, t)$ él nem jelenik meg S -ben, és kiesik $\delta_x(s) - \rho_x(t)$ -ben
 - $0 \leq S = \delta_x(s) - \rho_x(t) \leq 0 \implies S = 0$
 - ez csak úgy lehet, ha \forall (nemnegatív) tag = 0 $\implies \forall v \in V - \{s, t\} : \rho_x(v) = \delta_x(v)$ ■
- **7.7. probléma:** maximális értékű folyam
 - INPUT: $G = (V, E)$ irányított gráf, $s, t \in V, c: E \rightarrow \mathbb{R}^+$ kapacitásfüggvény

- OUTPUT: az x maximális értékű folyam
- legyen G illeszkedési mátrixsza B , ennek $v \in V$ -hez tartozó sora b_v
- legyen $G^* := (V, E^*)$, $E^* := E \cup \{(t, s)\}$, az illeszkedési mátrixsza $B^* = (B|b^*)$
- ha $x^* = (x|\mu)$ és $B^*x^* \leq 0$
 - $\forall v \in V - \{s, t\} : b_v x \leq 0 \implies \delta_x(v) - \rho_x(v) \leq 0 \implies \delta_x(v) \leq \rho_x(v)$
 - s -re és t -re nézve $\delta_x(s) - \mu \leq 0$ és $-\rho_x(t) + \mu \leq 0 \implies \delta_x(s) \leq \mu \leq \rho_x(t)$
 - a 7.6. lemma szerint x valóban folyam, az értéke μ
- max. folyam lineáris programja: $\max\{(0, 0, \dots, 0, 1)x^* : B^*x^* \leq 0, x^* \geq 0, x \leq c\}$
 - ekvivalensen $\max\{\mu : (B^*|, I'')(x, \mu|x) \leq (0, 0|c), x \geq 0, \mu \geq 0\}$
 - a második „egységmátrixból” hiányzik az $e^* = (t, s)$ -hez tartozó oszlop
- a duális feladatot a kényelmesen a dualitástétel ekvivalens alakjából kapjuk
 - $\forall v \in V$ csúcshoz $\pi(v)$ és $\forall e \in E$ élhez $w(e)$ változó
 - $\min\{\sum_e w(e)c(e) : \forall v : \pi(v) \geq 0; \forall e = (u, v) : w(e) \geq 0, \pi(u) - \pi(v) + w(e) \geq 0; \pi(t) - \pi(s) \geq 1\}$
- **7.8. tétel:** a fenti duális minimuma épp a maximális hálózati folyam értéke
 - *bizonyítás:* (\Leftarrow) tetszőleges $C = (S, T)$ vágáshoz $\exists \pi, w : \sum_e w(e)c(e) = m_C$
 - legyen $\pi(v) = \begin{cases} 0, & \text{ha } v \in S, \\ 1, & \text{ha } v \in T \end{cases}$, $w(u, v) = \begin{cases} 0, & \text{ha } u \in S, v \in T \\ 1, & \text{egyébként} \end{cases}$
 - ez kielégíti a feltételeket, és $\sum_e w(e)c(e)$ tényleg a vágás értéke
 - (\Rightarrow) a duális feladat mátrixsza TU (G illeszkedési mátrixsza + egységvektorok)
 - a jobb oldal egészértékű $\implies w$ és π is lehet egészértékű az optimális megoldásban
 - készítünk egy 0-1 megoldást: $\pi'(v) := \begin{cases} 0, & \text{ha } \pi(v) \leq \pi(s), \\ 1, & \text{ha } \pi(v) > \pi(s) \end{cases}$, $w'(e) := \begin{cases} 0, & \text{ha } w(e) = 0, \\ 1, & \text{ha } w(e) \geq 1 \end{cases}$
 - * $\pi'(t) - \pi'(s) \geq 0$, mert $\pi(t) - \pi(s) \geq 0$ miatt $\pi(t) > \pi(s)$ teljesült
 - * ha $\pi'(u) - \pi'(v) + w(u, v) < 0 \implies \pi'(u) = 0, \pi'(v) = 1, w(u, v) = 0$
 - * de $\pi(u) \leq \pi(s) < \pi(v)$, $w(e) = 0 \implies \pi(u) - \pi(v) + w(e) < 0$, ellentmondás
 - $\forall e : w'(e) \leq w(e) \implies \sum_e w'(e)c(e) \leq \sum_e w(e)c(e) \implies (\pi', w')$ tényleg optimális
 - $S = \{v : \pi'(v) = 0\}$, $T = \{v : \pi'(v) = 1\}$ egy vágás, $m_C = \sum_e w'(e)c(e)$
 - a minimális kapacitású vágás kapacitása tényleg a duál optimuma
 - * a dualitástétel miatt ez a primál optimuma
 - * ami épp a maximális folyam nagysága ■
 - beláttuk, hogy a maximális folyam polinomiális időben meghatározható
 - pl. ellipszoid módszerrel
 - * de a gyakorlatban Edmonds–Karp algoritmus nem használ LP-t
 - $(B^*|, I'')$ TU \implies ha c egész, a maximális egészértékű folyam is meghatározható
- **7.9. tétel:** (Ford–Fulkerson) a maximális hálózati folyam nagysága megegyezik a minimális kapacitású vágás kapacitásával
 - *bizonyítás:* a 7.8. tétel alapján triviális ■
- **7.10. probléma:** minimális költségű folyam
 - INPUT: $G = (V, E)$, $s, t \in V$, $c : E \rightarrow \mathbb{R}^+$, $k : E \rightarrow \mathbb{R}_{\geq 0}$ költségfüggvény, M folyamérték
 - OUTPUT: x legalább M értékű, minimális $\sum_{e \in E} k(e)x(e)$ költségű folyam
 - $\max\{-kx : B^*x^* \leq 0, x^* \geq 0, x \leq c, \mu \geq M\}$ LP feladat \implies polinomiális időben megoldható
 - ha c és M egész \implies az IP verzió is polinomiális, mert a mátrix megint TU
- **7.11. probléma:** többtermékes folyamprobléma
 - INPUT: $G = (V, E)$, $(s_1, t_1), (s_2, t_2), \dots, (s_k, t_k)$, $c : E \rightarrow \mathbb{R}^+$
 - OUTPUT: x_1, x_2, \dots, x_k folyamok, melyekre $\forall e \in E : \sum_{i=1}^k x_i(e) \leq c(e)$ és az összes folyam-nagyság $\sum_{i=1}^k \delta_{x_i}(s) - \rho_{x_i}(t)$ maximális
 - legyen B_i^* a $G_i^* = (V, E \cup (t_i, s_i))$ illeszkedési mátrixsza, $x_i^* = (x_i, \mu_i)$
 - $\max\{\sum_{i=1}^k \mu_i : \forall_{i=1}^k B_i^*x_i^* \leq 0, x_i^* \geq 0; (\sum_{i=1}^k x_i) \leq c\} \implies$ polinomiális időben megoldható

- az egészértékű változat $k \geq 2$ esetén nem TU
 - ha $k = 1 \implies$ maximális folyam probléma, egész c esetén polinomiális
 - ha $k = 2 \implies$ a feladat NP-nehéz (*nem bizonyítjuk*)

Matroidok

8. Matroid definíciója, alapfogalmak (bázis, rang, kör). Példák: lineáris matroid (mátrixmatroid), grafikus matroid, uniform matroid. A rangfüggvény szubmodularitása.

- **8.1. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ pár ($\mathcal{F} \subseteq 2^E$) *matroid*, ha
 - (F1) $\emptyset \in \mathcal{F}$ (F2) ha $Y \subseteq X$ és $X \in \mathcal{F} \implies Y \in \mathcal{F}$
 - (F2) ha $X, Y \in \mathcal{F}$ és $|X| > |Y| \implies \exists x \in X - Y : Y \cup \{x\} \in \mathcal{F}$
- **8.2. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroidban $X \subseteq E$ *független*, ha $X \in \mathcal{F}$
 - egyébként X *összefüggő*
- **8.3. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroidban $X \in \mathcal{F}$ *független halmaz bázis*, ha tartalmazásra nézve maximális (tovább már nem bővíthető E -ben)
- **8.4. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroidban $E \supseteq X \notin \mathcal{F}$ *összefüggő halmaz kör*, ha tartalmazásra nézve minimális (\forall valódi részhalmaza független)
- **8.5. lemma:** ha $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroid; $A \subseteq E$; $A \supseteq X_1, X_2 \in \mathcal{F}$ tovább már nem bővíthetőek $\implies |X_1| = |X_2|$
 - *bizonyítás:* indir. t.f.h. $|X_1| < |X_2| \xrightarrow{(F3)} \exists e \in X_2 - X_1 : X_1 \cup \{e\} \in \mathcal{F}$
 - ez ellentmondás, X_1 mégis tovább bővíthető ■
 - azt kaptuk, hogy tetszőleges X független halmaz kiegészíthető maximálissá
- **8.6. következmény:** az \mathcal{M} matroid \forall bázisa azonos elemszámú
- **8.7. definíció:** $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroidban az $X \subseteq E$ halmaz *rangja* $r(X) =$ az X -beli maximális független halmaz mérete (a 8.5. lemma szerint ez mindig egyértelmű)
- **8.8. példa:** a $G = (V, E)$ gráf *grafikus matroidja* $\mathcal{M}(G) = (E, \mathcal{F})$, ahol $F \in \mathcal{F}$ pontosan akkor, ha az F élek erdőt alkotnak G -ben
- **8.9. példa:** valamely T test felett az $M \in T^{n \times m}$ mátrix oszlopvektorai által indukált matroid *mátrixmatroid*, ahol a független halmazok a lineárisan független vektorhalmazok
- $\mathcal{U}_{n,k} = (E, \mathcal{F})$ *uniform matroid*, ahol $|E| = n$, $\mathcal{F} = \{X \subseteq E : |X| \leq k\}$
 - $\mathcal{U}_{n,n}$ *teljes (szabad) matroid*, $\mathcal{U}_{n,0}$ *triviális matroid*
- **8.10. tétel:** $r(x)$ *szubmoduláris*, azaz $\forall X, Y \subseteq E : r(X) + r(Y) \geq r(X \cap Y) + r(X \cup Y)$
 - *bizonyítás:* legyen A maximális független halmaz $X \cap Y$ -ban $\implies r(A) = r(X \cap Y)$
 - legyen $B \supseteq A$ maximális független halmaz $X \cup Y$ -ban $\implies r(B) = r(X \cup Y)$
 - $B \cap (X \cap Y) = A \implies |B \cap X| + |B \cap Y| = |B| + |A|$
 - $B \cap X, B \cap Y \subseteq B \in \mathcal{F}$ függetlenek $\implies |B \cap X| \leq r(X), |B \cap Y| \leq r(Y)$
 - $r(X) + r(Y) \geq |B| + |A| = r(X \cup Y) + r(X \cap Y)$ ■

9. Mohó algoritmus matroidon. Matroid megadása rangfüggvényével, bázisaival (biz. nélkül). Matroid duálisa, a duális matroid rangfüggvénye.

- **9.1. algoritmus:** mohó algoritmus
 - INPUT: $\mathcal{F} \subseteq 2^E$ halmazrendszer, ami kielégíti az (F1–2) tulajdonságokat (nem üres, „leszálló”), $w: E \rightarrow \mathbb{R}^+$ *súlyfüggvény*
 - OUTPUT: olyan $X \in \mathcal{F}$, melyre $\sum_{e \in X} w(e)$ maximális
 - 0. lépés: legyen $X := \emptyset \in \mathcal{F}$
 - 1. lépés: létezi-e $e \in E - X : X \cup \{e\} \in \mathcal{F}$
 - $\exists \implies e := \arg \max \{w(e') : e' \in E - X, X \cup \{e'\} \in \mathcal{F}\}; \nexists \implies$ STOP

- 2. lépés: $X \leftarrow X \cup \{e\}$, GOTO 1.
- **9.2. tétel:** a mohó algoritmus pontosan akkor ad helyes eredmény $\forall w$ súlffüggvénnyel az (E, \mathcal{F}) halmazrendszeren, ha az (F1–2) mellett (F3)-at is kielégíti $((E, \mathcal{F})$ matroid)
 - *bizonyítás:* (\Leftarrow) matroidon működik a mohó algoritmus
 - indir. tfh. $X = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$ a mohó algoritmus kimenete
 - de $\exists Y = \{b_1, b_2, \dots, b_m\} \in \mathcal{F}$, $w(Y) > w(X)$
 - ált. megsz. nélkül tfh.
$$\begin{array}{ccccccccccc} w(a_1) & \geq & w(a_2) & \geq & \dots & \geq & w(a_{k-1}) & \geq & w(a_k) & \geq & w(a_{k+1}) & \geq & \dots & \geq & w(a_n) \\ \vee & & \vee & & & & \vee & & \wedge & & & & & & \end{array}$$
 - $A := \{a_1, a_2, \dots, a_{k-1}\} \in \mathcal{F}$, $B := \{b_1, b_2, \dots, b_k\} \in \mathcal{F}$, $|A| \leq |B|$
 - $\xrightarrow{(F3)} \exists b^* \in B : A \cup \{b^*\} \in \mathcal{F}$, és a megadott sorrend miatt $w(b^*) \geq w(b_k) > w(X)$
 - a mohó algoritmus a k . lépésben nem választhatta a_k -t, mert b^* jobb nála, ellentmondás
 - (\Rightarrow) ha (F3) nem teljesül, \exists olyan w , hogy a mohó algoritmus rossz eredményt ad
 - $\exists X, Y \in \mathcal{F} : |X| > |Y|$, de $\nexists x \in X - Y : Y \cup \{x\} \in \mathcal{F}$; legyen $w(e) := \begin{cases} 1, & \text{ha } e \in Y, \\ 1 - \epsilon & \text{ha } e \in X - Y, \\ 0 & \text{egyébként} \end{cases}$
 - a mohó algoritmus bevásárolja Y elemeit, majd nem tud több nem 0 súlyú elemet bevásárolni $\Rightarrow w(Y) = |Y|$ a maximum
 - de $w(X) = |X \cap Y| + (1 - \epsilon)|X - Y| = |X| - \epsilon|X - Y| > w(Y) = |Y|$, ha $0 < \epsilon < \frac{|X| - |Y|}{|X - Y|}$
 - a mohó algoritmus nem adott optimális megoldást w -re! ■
- **9.3. tétel:** ha r az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroid rangfüggvénye, akkor
 - (R1) $r(\emptyset) = 0$ (R2) $\forall X \subseteq E : r(X) \leq |X|$ (R3) ha $Y \subseteq X \Rightarrow r(Y) \leq r(X)$
 - (R4) $\forall X, Y \subseteq E : r(X) + r(Y) \geq r(X \cap Y) + r(X \cup Y)$, azaz r szubmoduláris
 - ha r kielégíti az (R1–4) feltételeket \Rightarrow az $\mathcal{F} = \{X \subseteq E : r(X) = |X|\}$ rangfüggvénye
 - *nem bizonyítjuk*
- **9.4. tétel:** ha \mathcal{B} az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroid bázisainak halmaza, akkor
 - (B1) $\mathcal{B} \neq \emptyset$ (B2) $\forall X_1, X_2 \in \mathcal{B} : |X_1| = |X_2|$
 - (B3) $X_1, X_2 \in \mathcal{B}$, $e_1 \in X_1 \Rightarrow \exists e_2 \in X_2 : X_1 - \{e_1\} \cup \{e_2\} \in \mathcal{B}$
 - ha \mathcal{B} kielégíti a (B1–3) feltételeket \Rightarrow az $\mathcal{F} = \{X \subseteq E : X \subseteq B \in \mathcal{B}\}$ bázisainak halmaza
 - *nem bizonyítjuk*
- **9.5. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{B})$ matroid duálisa $\mathcal{M}^* = (E, \mathcal{B}^*)$
 - $\mathcal{B}^* = \{X \subseteq E : E - X \in \mathcal{B}\} \iff \mathcal{F}^* = \{X \subseteq E : E - X \text{ tartalmazza } \mathcal{M} \text{ egy bázisát}\}$
 - $(\mathcal{M}^*)^* = \mathcal{M}$ **9.6. példa:** $\mathcal{U}_{n,k}$ duálisa $(\mathcal{U}_{n,k})^* = \mathcal{U}_{n,n-k}$
- **9.7. tétel:** az $\mathcal{M} = (E, r)$ duálisának rangfüggvénye $r^*(X) = |X| - r(E) + r(E - X)$
 - *bizonyítás:* $r^*(X) = X$ -beli max. független halmaz mérete = $\max\{|X \cap B^*| : B^* \in \mathcal{B}^*\}$
 - $|X \cap B^*| = |X \cap (E - B)| = |X - B| = |X| - |X \cap B|$, ahol $E - B^* = B \in \mathcal{B}$
 - $r^*(X) = \max(|X| - |X \cap B|) = |X| - \min|X \cap B| = |X| - |B| + \max|(E - X) \cap B|$
 - $\max|(E - X) \cap B| = r(E - X) \Rightarrow r^*(X) = |X| - r(E) + r(E - X)$ ■

10. Elhagyás és összehúzás. Matroidok direkt összege, összefüggősége. T test felett reprezentálható matroid duálisának T feletti reprezentálhatósága.

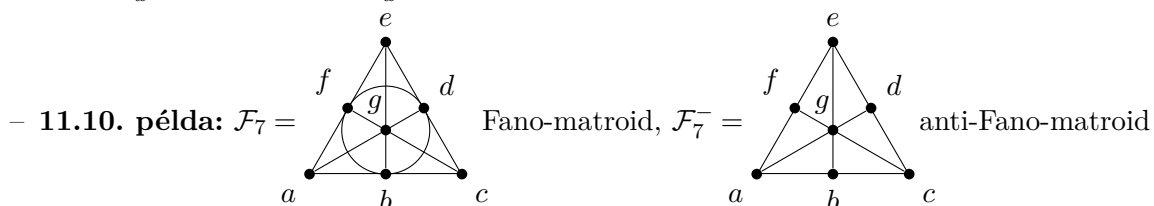
- **10.1. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroidból X elhagyásával az $\mathcal{M} \setminus X = (E - X, \mathcal{F}')$ matroidot kapjuk, ahol $\mathcal{F}' := \{F \in \mathcal{F} : F \subseteq E - X\}$
 - grafikus matroidoknál ez nem más, mint élek elhagyása a gráfból
 - $\mathcal{M} \setminus X$ rangfüggvénye $r|_{E-X}$
- **10.2. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, r)$ matroidból X összehúzásával az $\mathcal{M}/X = (E - X, r')$ matroidot kapjuk, ahol $r'(Y) = r(X \cup Y) - r(X)$
 - **10.3. lemma:** az $(E - X, r')$ pár valóban matroid

- *bizonyítás:* (R1): $r'(\emptyset) = r(X \cup \emptyset) - r(X) = 0$
 - (R2): $r'(Y) = r(X \cup Y) - r(X) \stackrel{(R4)}{\leq} (r(X) + r(Y) - r(X \cap Y)) - r(X) \leq r(Y) \leq |Y|$
 - (R3): $Z \subseteq Y \implies r'(Z) = r(X \cup Z) - r(X) \stackrel{X \cup Z \subseteq Z \cup Y, (R3)}{\leq} r(X \cup Y) - r(X) = r'(Y)$
 - (R4): $r'(Y) + r'(Z) = r(X \cup Y) + r(X \cup Z) - 2r(X) \stackrel{(R4)}{\geq} r((X \cup Y) \cap (X \cup Z)) + r((X \cup Y) \cup (X \cup Z)) - 2r(X) =$
 $= r(X \cup (Y \cap Z)) + r(X \cup (Y \cup Z)) - 2r(X) =$
 $= r'(Y \cap Z) + r'(Y \cup Z)$ ■
- **10.4. tétel:** ha $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroid, $X \subseteq E \implies (\mathcal{M}/X)^* = \mathcal{M}^* \setminus X$, $(\mathcal{M} \setminus X)^* = \mathcal{M}^*/X$
 - *bizonyítás:* $\mathcal{M}^* \setminus X = ((\mathcal{M}^* \setminus X)^*)^* = ((\mathcal{M}^*)^*/X)^* = (\mathcal{M}/X)^*$
 - ezért elég az $(\mathcal{M} \setminus X)^* = \mathcal{M}^*/X$ egyenlőséget belátni
 - legyen $(\mathcal{M} \setminus X)^* = (E - X, r_1)$, $\mathcal{M}^*/X = (E - X, r_2)$
 - $r_1(Y) = |Y| - r(E - X) + r((E - X) - Y)$
 - $r_2(Y) = r^*(X \cup Y) - r^*(X) = |X \cup Y| - r(E) + r(E - (X \cup Y)) - |X| + r(E) - r(E - X)$
 - * $Y \subseteq E - X \implies X \cap Y = \emptyset \implies |X \cup Y| - |X| = |Y|$
 - * $(E - X) - Y = E - (X \cup Y) \implies r_2(Y) = |Y| - r(E - X) + r((E - X) - Y)$
 - $r_1 = r_2$, ezért a két matroid is megegyezik ■
- **10.5. definíció:** az \mathcal{M} matroidból összehúzások és törlések sorozatával \mathcal{M} *minora* áll elő
- **10.6. lemma:** $\mathcal{M} \setminus A_1/B_1 \setminus A_2/B_2 \setminus \dots \setminus A_k/B_k = \mathcal{M} \setminus \bigcup_{i=1}^k A_i / \bigcup_{i=1}^k B_i$
 - *nem bizonyítjuk*
- **10.7. tétel:** az \mathcal{M} matroid \forall minora előáll $\mathcal{M} \setminus A/B$ alakban
 - *bizonyítás:* a 10.6. lemma alapján triviális ■
- **10.8. definíció:** az $\mathcal{M}_1 = (E_1, \mathcal{F}_1)$, $\mathcal{M}_2 = (E_2, \mathcal{F}_2)$, $E_1 \cap E_2 = \emptyset$ matroidok *direkt összege* $\mathcal{N} = \mathcal{M}_1 \oplus \mathcal{M}_2 = (E, \mathcal{F})$, $E = E_1 \cup E_2$, $\mathcal{F} = \{X \subseteq E : X \cap E_1 \in \mathcal{F}_1, X \cap E_2 \in \mathcal{F}_2\}$
- **10.9. definíció:** az \mathcal{M} matroid *összefüggő*, ha nem áll elő két matroid direkt összegeként
- **10.10. definíció:** az \mathcal{M} matroid *reprezentálható (koordinátázható)* az T test felett, ha izomorf egy T feletti mátrixmatroiddal
 - ha \mathcal{M} -et A koordinátázza, és $B \in \mathbb{R}^{r \times r}$ négyzetes nonszinguláris mátrix, akkor BA is \mathcal{M} -et koordinátázza
- **10.11. tétel:** ha \mathcal{M} reprezentálható a T test felett, akkor \mathcal{M}^* is
 - *bizonyítás:* legyen $r := r(\mathcal{M}) = r(A)$, ahol $A \in \mathbb{R}^{r \times n}$ az \mathcal{M} -et reprezentáló mátrix
 - Gauss-eliminációval hozzuk \mathcal{M} mátrixszát $(I_r | A_0)$ alakúra
 - vizsgáljuk az $A' = (-A_0 | I_{n-r})$ által reprezentált $\mathcal{M}(A')$ matroidot
 - A és A' oszlopai természetes módon megfeleltethetők egymásnak
 - legyen B egy bázis \mathcal{M} -ben
 - * ált. megsz. tfh. B az I_r utolsó t oszlopából és A_0 első $r - t$ oszlopából áll
 - * ekkor $E - B$ a $-A_0^T$ első $r - t$ és az E_{n-r} utolsó $n - 2r - t$ oszlopából áll
 - * a B elemeihez tartozó $r \times (t + (r - t))$ -s részmátrix A -ban: $A_1 = \left(\begin{array}{c|c} 0 & C \\ \hline 1 & \dots & 1 \end{array} \right)$
 - * az $E - B$ elemeihez tartozó részmátrix A' -ben: $A'_1 = \left(\begin{array}{c|c} -C^T & 0 \\ \hline \dots & 1 & \dots & 1 \end{array} \right)$
 - $r = r(B) \iff 0 \neq |\det A_1| = |\det C| = |\det -C^T| = |\det A_2| \iff n - r = r(E - B)$
 - $r(\mathcal{M}(A')) \leq n - r = r(E - B) \implies r(\mathcal{M}(A')) = n - r$, $E - B$ valóban bázis $\mathcal{M}(A')$ -ben
 - bázis komplementere bázis (és ezt fordítva is elmondhatjuk)
 - $\mathcal{B}(A') = \{E - B : B \in \mathcal{B}(A)\} \implies \mathcal{M}(A') = \mathcal{M}^*$ ■

11. Grafikus, kografikus, reguláris, bináris és lineáris matroid fogalma, ezek kapcsolata (ebből bizonyítás csak a grafikus és reguláris matroidok közötti kapcsolatra), példák. Fano-matroid, példa nemlineáris matroidra. Bináris, reguláris és grafikus matroidok jellemzése tiltott minorokkal: Tutte tételei (biz. nélkül).

- **11.1. definíció:** az $\mathcal{M} = (E, \mathcal{F})$ matroid *grafikus*, ha előáll valamely $G = (V, E)$ gráf $\mathcal{M}(G)$ körmatroidjaként, ahol \mathcal{F} elemei a G -beli erdők
- **11.2. definíció:** az \mathcal{M} matroid *kografikus*, ha egy grafikus matroid $[\mathcal{M}(G)]^*$ duálisa
 - \mathcal{F} elemei nem tartalmazznak G -beli *vágást* (vágásmatroid)
 - $X \in \mathcal{F} \iff (V(G), E(G) - X)$ ugyanannyi összefüggő komponensből áll, mint G
- **11.3. tétel:** egy $\mathcal{M}(G)$ grafikus matroid pontosan akkor kografikus, ha G síkbarajzolható
 - ekkor $[\mathcal{M}(G)]^* = \mathcal{M}(G^*)$, a matroid duális épp a gráfelméleti duális körmatroidja
 - *nem bizonyítjuk*
- **11.4. definíció:** az \mathcal{M} matroid *lineáris*, ha reprezentálható valamely T test felett
- **11.5. definíció:** az \mathcal{M} matroid *bináris*, ha reprezentálható a GF_2 kételemű test felett
 - minden bináris matroid lineáris a GF_2 test felett
- **11.6. definíció:** az \mathcal{M} matroid *reguláris*, ha minden T test felett reprezentálható
 - minden reguláris matroid bináris (és lineáris) $T = \text{GF}_2$ választással
- matroidok halmazainak kapcsolatai
 - grafikus, kografikus \subset reguláris \subset bináris \subset lineáris \subset matroidok
 - grafikus \cap kografikus $\neq \emptyset$
- **11.7. tétel:** minden $\mathcal{M}(G)$ grafikus matroid reguláris
 - *bizonyítás:* legyen T test, $V(G) = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ és irányítsuk G éleit tetszőlegesen
 - rendeljük az x_i csúcshoz a v_i egységvektort és az $e = (x_i, x_j)$ élhez a $w_e = v_i - v_j$
 - ez épp G egy irányításának illeszkedési mátrixsza
 - $X \subseteq E$ tartalmaz kört $\implies W = \{w_e : e \in X\}$ lineárisan összefüggő
 - legyen $C \subseteq X$ egy kör X -ben valamilyen irányítással
 - ha $e \in C$ párhuzamos C -vel, $\alpha_e := 1$; ha ellentétes irányú, $\alpha_e := -1$
 - ekkor $\sum_{e \in C} \alpha_e w_e = 0$ W elemeinek nemtriviális 0 lineáris kombinációja
 - $X \subseteq E$ tartalmaz kört $\iff W = \{w_e : e \in X\}$ lineárisan összefüggő
 - legyen $\sum_{w_e \in W} \beta_e w_e = 0$ egy nemtriviális 0 lineáris kombináció
 - $Y := \{e \in X : \beta_e \neq 0\}$ és $V' :=$ az Y -beli élek végpontjainak halmaza
 - $\sum_{e \in Y} \beta_e w_e = 0 \implies \forall v \in V'$ -re legalább 2 Y -beli él illeszkedik
 - a (V', Y) részgráf \forall pontja legalább 2-fokú $\implies (V', Y) \subseteq G$ tartalmaz kört ■
- **11.8. tétel:** minden $[\mathcal{M}(G)]^*$ kografikus matroid reguláris
 - *bizonyítás:* a 10.11 tétel szerint ha \mathcal{M} reprezentálható T felett, akkor \mathcal{M}^* is
 - $\mathcal{M}(G)$ minden T felett reprezentálható $\implies [\mathcal{M}(G)]^*$ is ■

- **11.9. definíció:** a T test *karakterisztikája* az a min. k , melyre $\forall x \in T : \overbrace{x + x + \dots + x}^{k \text{ db}} = 0$
 - ha valamely $x \neq 0$ -ra $\overbrace{x + \dots + x}^{k \text{ db}} = 0$, akkor ez $\forall y \in T$ -re is teljesül, mert $\overbrace{y + y + \dots + y}^{k \text{ db}} = \frac{y}{x} \overbrace{(x + x + \dots + x)}^{k \text{ db}} = \frac{y}{x} \cdot 0$



- $\forall 4$ elemű halmaz összefüggő, a 3 eleműek közül az egy egyenesre / körre esők

- \mathcal{F}_7 pontosan a $k = 2$ karakterisztikájú testek felett koordinátázható
- \mathcal{F}_7^- pontosan a $k \neq 2$ karakterisztikájú testek felett koordinátázható
- *bizonyítás:* $r(\mathcal{F}_7) = r(\mathcal{F}_7^-) = 3 \implies$ feltehető: $a \mapsto (1, 0, 0)$, $c \mapsto (0, 1, 0)$, $e \mapsto (0, 0, 1)$
 - ekkor $b \mapsto (x, y, 0)$, $d \mapsto (0, z, u)$, $f \mapsto (v, 0, w)$, $g \mapsto (q, r, s)$
 - $\{a, d, g\} \notin \mathcal{F} \implies \begin{vmatrix} 1 & 0 & q \\ 0 & z & r \\ 0 & u & s \end{vmatrix} = 0 \implies sz = ru$; hasonlóan $sv = qw$, $rx = qy$
 - $\{b, d, f\} \notin \mathcal{F}(\mathcal{F}_7)$, $de \in \mathcal{F}(\mathcal{F}_7^-) \implies \begin{vmatrix} x & 0 & v \\ y & z & 0 \\ 0 & u & w \end{vmatrix} = 0$ \mathcal{F}_7 -ben, $de = 0$ \mathcal{F}_7^- -ban
 - * $wxz + uvy = 0$ \mathcal{F}_7 -ben, $de \neq 0$ \mathcal{F}_7^- -ban
 - * $de \frac{sz}{u}x = \frac{sv}{w}y \implies swxz = suvy \implies wxz = uvy$
 - * $wxz + wxz = 0$ \mathcal{F}_7 -ben pontosan akkor teljesül, ha T karakterisztikája = 2
 - * $wxz + wxz \neq 0$ \mathcal{F}_7^- -ban pontosan akkor teljesül, ha T karakterisztikája $\neq 2$ ■

• **11.11. következmény:** az $\mathcal{F}_7 \oplus \mathcal{F}_7^-$ matroid nem lineáris

- T karakterisztikája egyszerre kellene 2 és nem 2 legyen

– **11.12. példa:** példák matroidokra

nem lineáris	$\mathcal{F}_7 \oplus \mathcal{F}_7^-$	lineáris, de nem bináris	$\mathcal{U}_{4,2}, \mathcal{F}_7^-$
bináris, de nem reguláris	\mathcal{F}_7	reguláris, de nem grafikus	$\mathcal{M}(K_5) \oplus [\mathcal{M}(K_5)]^*$
grafikus, de nem kografikus	$\mathcal{M}(K_5)$	kografikus, de nem grafikus	$[\mathcal{M}(K_5)]^*$
grafikus és kografikus	$\mathcal{M}(G)$, G síkbarajzolható		

• K_5 helyett tetszőleges nem síkbarajzolható gráf (pl. $K_{3,3}$) állhat

– **11.13. tétel:** Tutte tételei

- \mathcal{M} bináris \iff nem minorja az $\mathcal{U}_{4,2}$
 - $\mathcal{U}_{4,2}$ rangja 2, de 2 dimenziós bináris vektorokból nem létezik 4 db páronként lineárisan független; $\mathcal{U}_{4,2} = \mathcal{M}\left(\begin{pmatrix} 1 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 2 \end{pmatrix}\right)$
- \mathcal{M} reguláris \iff nem minorja az $\mathcal{U}_{4,2}$, \mathcal{F}_7 és \mathcal{F}_7^*
- \mathcal{M} grafikus \iff nem minorja az $\mathcal{U}_{4,2}$, \mathcal{F}_7 , \mathcal{F}_7^* , $[\mathcal{M}(K_5)]^*$ és $[\mathcal{M}(K_{3,3})]^*$
 - ha $\mathcal{M}(G)$ egy G' gráf $[\mathcal{M}(G')]^*$ vágásmatroidja, akkor $\mathcal{M}(G)$ kografikus és G' síkbarajzolható kell legyen
- *nem bizonyítjuk*

– **11.14. tétel:** $\mathcal{U}_{n,k}$ pontosan akkor grafikus, ha $k = 0, 1, n - 1$ vagy n

- *bizonyítás:* $\mathcal{U}_{n,0}$ egy csúccsal és n hurokkal reprezentálható, $\mathcal{U}_{n,1}$ n párhuzamos éllel
- $\mathcal{U}_{n,n-1}$ n élű körrel reprezentálható, $\mathcal{U}_{n,n}$ n élű erdővel
- $\mathcal{U}_{n,k} \setminus \{a\} = \mathcal{U}_{n-1,k}$, $\mathcal{U}_{n,k}/\{a\} = \mathcal{U}_{n-1,k-1}$
 - ha $2 \leq k \leq n - 2 \implies \mathcal{U}_{n,k}$ -nak van $\mathcal{U}_{4,2}$ minorja
 - ehhez $n - k - 2$ törlés és $k - 2$ összehúzás kell ■

12. Matroidok összege. k -matroid-metszet probléma, ennek bonyolultsága $k \geq 3$ esetén.

- **12.1. definíció:** az $\mathcal{M}_1 = (E, \mathcal{F}_1)$, $\mathcal{M}_2 = (E, \mathcal{F}_2)$, \dots , $\mathcal{M}_k = (E, \mathcal{F}_k)$ matroidok összege az $\mathcal{N} = \bigvee_{i=1}^k \mathcal{M}_i = (E, \mathcal{F}')$ halmazrendszer, ahol $\mathcal{F}' = \{X_1 \cup X_2 \cup \dots \cup X_k : X_i \in \mathcal{F}_i (i = 1, 2, \dots, k)\}$
 - $\bigvee_{i=1}^k (\mathcal{M}_i \setminus X) = (\bigvee_{i=1}^k \mathcal{M}_i) \setminus X$, de az $/$ és a \oplus műveletekre ez már nem igaz
- **12.2. tétel:** matroidok $\bigvee_{i=1}^k \mathcal{M}_i$ összege matroidot alkot
 - *bizonyítás:* $\mathcal{M}_1 \vee (\mathcal{M}_2 \vee \mathcal{M}_3) = (\mathcal{M}_1 \vee \mathcal{M}_2) \vee \mathcal{M}_3 \implies$ elegendő $\mathcal{M}_1 \vee \mathcal{M}_2$ -t vizsgálni
 - (F1): $\emptyset = \emptyset \cup \emptyset \in \mathcal{F}_1 \vee \mathcal{F}_2$
 - (F2): $X = X_1 \cup X_2$, $X_1 \in \mathcal{F}_1$, $X_2 \in \mathcal{F}_2$, $Y \subseteq X$
 - ekkor $X_1 \supseteq Y \cap X_2 \in \mathcal{F}_1$, $X_2 \supseteq Y \cap X_2 \in \mathcal{F}_2$, $(Y \cap X_2) \cup (Y \cap X_2) = Y \in \mathcal{F}'$
 - (F3): legyen $X, Y \in \mathcal{F}'$; $|X| > |Y|$; $X = X_1 \cup X_2$; $Y = Y_1 \cup Y_2$; $X_1, X_2 \in \mathcal{F}_1$; $Y_1, Y_2 \in \mathcal{F}_2$
 - ált. megsz. nélkül tfh. $|X_1 \cap Y_2| + |X_2 \cap Y_1|$ minimális, $X_1 \cap X_2 = Y_1 \cap Y_2 = \emptyset$

- nincs \implies legyen $X \subset E$ az E' -ből irányított úton elérhető csúcsok halmaza
 - * $r(X) \leq \sum_{i=1}^k r_i(X) < |X| \implies E \supset X \notin \bigcup_{i=1}^k \mathcal{F}_i \xrightarrow{(F2)} E$ nem lehet független
- lépésszám: $O(|E| + \overbrace{c(n+k)^2}^{\text{gráf}} + \overbrace{c(n+k)^2}^{\text{szélességi}})$
- **13.3. tétel:** az $\mathcal{M}_1 = (E, \mathcal{F}_1)$ és $\mathcal{M}_2 = (E, \mathcal{F}_2)$ azonos rangú ($r_1(E) = r_2(E)$) matroidoknak pontosan akkor van közös bázisa, ha $\mathcal{M}_1 \vee \mathcal{M}_2^* = (E, 2^E)$
 - (\implies) ha B közös bázis, akkor $E - X$ bázisa \mathcal{M}_2^* -nak
 - $E = X \cup (E - X)$ független az összegben $\implies \mathcal{M}_1 \vee \mathcal{M}_2^*$ teljes
 - (\impliedby) legyen $E = E_1 \cup E_2$, $E_1 \in \mathcal{F}_1$, $E_2 \in \mathcal{F}_2^*$
 - $|E| \leq |E_1| + |E_2| = r_1(E_1) + r_2^*(E_2) = r_1(E_1) + (|E| - r_2(E) + r_2(E - E_2)) \leq \leq r_1(E) + (|E| - r_2(E)) = |E|$
 - mindenhol egyenlőség kell álljon, tehát $|E| \leq |E_1| + |E_2| \implies E_1 = E - E_2$
 - $r_1(E_1) = r_1(E)$, $r_2(E) = r_2(E - E_2) = r_2(E_1) \implies E_1$ közös bázis ■
- **13.4. következmény:** 2-MMP visszavezetése 2-MPP
 - legyen $\mathcal{M}'_1 = (E, \mathcal{F}'_1)$, $\mathcal{M}'_2 = (E, \mathcal{F}'_2)$, ahol $\mathcal{F}'_i = \{X \in \mathcal{F}_i : |X| \leq p\}$ a matroidok *csonkoltjai*
 - $\forall p$ méretű független halmaz bázis a megfelelő csonkolt matroidban
 - $\mathcal{M}'_1 \vee (\mathcal{M}'_2)^* = (E, 2^E) \iff \mathcal{M}'_1$ -nek és \mathcal{M}'_2 -nek van közös bázisa
 - ez a bázis a 2-MMP-ben keresett p méretű közös független halmaz \mathcal{M}_1 -ben és \mathcal{M}_2 -ben

14. k -polimatroid rangfüggvény fogalma. A 2-polimatroid-matching probléma, ennek bonyolultsága, Lovász tétele (biz. nélkül).

- **14.1. definíció:** $r: 2^E \rightarrow \mathbb{N}$ k -polimatroid rangfüggvény, ha
 - (R1) $r(\emptyset) = 0$ (R2') $\forall e \in E : r(\{e\}) \leq k$ (R3) $Y \subseteq X \implies r(Y) \leq r(X)$
 - (R4) $r(X) + r(Y) \geq r(X \cap Y) + r(X \cup Y)$
 - a matroid rangfüggvények $k = 1$ választással adódnak
 - $X = \{e_1\} \cup \{e_2\} \cup \dots \cup \{e_m\} \xrightarrow{(R4)} m \leq \sum_{i=1}^m r(\{e_i\}) \leq r(X)$
 - másik irány: $\forall X \subseteq E : r(X) \leq k|X|$
- **14.2. definíció:** $X \subseteq E$ egy k -matching, ha $r(X) = k|X|$
- **14.3. példa:** $G = (V, E)$ gráf, $r(X) =$ az $X \subseteq E$ élek által lefedett csúcsok halmaza
 - r egy 2-polimatroid-rangfüggvény, a 2-matchingegek G párosításai
- **14.4. probléma:** k -polimatroid matching (k -PMMP)
 - INPUT: $r: 2^E \rightarrow \mathbb{N}$ k -polimatroid rangfüggvény, $p \in \mathbb{N}$
 - OUTPUT: létezik-e $X \subseteq E$, hogy $r(X) = k|X|$ és $|X| \geq p$
- **14.5. tétel:** a k -PMMP $k \geq 3$ esetén NP-nehéz
 - *bizonyítás:* k -MMP $\prec k$ -PMMP és k -MMP NP-nehéz
 - ha $\mathcal{M}_1, \mathcal{M}_2, \dots, \mathcal{M}_k$ matroidok $\implies r(X) = \sum_{i=1}^k r_i(X)$ k -polimatroid rangfüggvény
 - a k -matchingegek pontosan a független halmazok $\forall \mathcal{M}_i$ -ben
 - $(\mathcal{M}_1, \mathcal{M}_2, \dots, \mathcal{M}_k; p) \in k$ -MMP $\iff (\sum_{i=1}^k r_i, p) \in k$ -PMMP ■
- **14.6. tétel:** ha r mindössze egy $O(1)$ időben kiszámolható orákulummal adott \implies 2-PMMP nem oldható meg polinomidőben
 - *bizonyítás:* legyen $|E| = 2n$, $E_0 \subset E$, $|E_0| = n$
 - $r_1(X) := \begin{cases} 2|X|, & \text{ha } |X| < n, \\ 2n-1, & \text{ha } |X| = n, \\ 2n, & \text{ha } |X| > n, \end{cases} \quad r_2(X) := \begin{cases} 2|X|, & \text{ha } |X| < n, \\ 2n, & \text{ha } X = E_0, \\ 2n-1, & \text{ha } X \neq E_0, |X| = n, \\ 2n, & \text{ha } |X| > n, \end{cases} \quad p := n$
 - $(r_1, p) \notin 2$ -PMMP, de $(r_2, p) \in 2$ -PMMP (E_0 egy $p = n$ elemű k -matching)
 - ennek eldöntéséhez az összes n elemű részhalmazt meg kell vizsgálni
 - ez $\binom{2n}{n} = O(4^n / \sqrt{\pi n})$ darab r hívást igényel ■

- nem használtuk ki, hogy 2-PMMP NP-nehéz, a bizonyítás $P = NP$ esetén is működik
- **14.7. tétel:** (Lovász László tétele)
 - ha az r 2-polimatroid rangfüggvény $r(X) = \dim\langle \bigcup_{i \in X} \{a_i, b_i\} \rangle$ alakban adott, ahol $E = \{1, 2, \dots, n\}$, $\{a_i, b_i\}_{i \in I} \subset \mathbb{R}^k \implies r$ -en 2-PMMP polinomidőben megoldható
 - az ilyen r mindig 2-polimatroid rangfüggvény
 - *nem bizonyítjuk*

Közelítő és ütemezési algoritmusok

15. Polinomiális időben megoldható feladat fogalma, példák. Az NP, co-NP, NP-nehéz és NP-teljes problémaosztályok definíciója, viszonyaik, példák problémákra valamennyi osztályból. NP-nehéz feladatok polinomiális speciális esetei: algoritmus a maximális független ponthalmaz problémára és az élszínezési problémára páros gráfokon. Additív hibával közelítő algoritmusok speciális pont-, illetve élszínezési problémákra.

- algoritmuselméleti alapfogalmak
 - **15.1. definíció:** *kiszámítási problémáról* akkor beszélünk, ha egy I bemenet $f(I)$ függvényét szeretnénk kimenetként megadni
 - *eldöntési probléma:* $f(I) \in \{\text{IGEN}, \text{NEM}\}$
 - **15.2. definíció:** *optimalizálási probléma* olyan kiszámítási probléma, ahol
 - az I bemenet X_I a *lehetséges kimenetek* halmaza, $c: X_I \rightarrow \mathbb{R}$ valós függvény
 - $f(I) = x^* \in X_I$, hogy $c(x^*) = \max\{c(x) : x \in X_I\}$ (illetve $c(x^*) = \min\{c(x) : x \in X_I\}$)
 - a kimenet nemcsak az optimum értéke, hanem maga az x^* optimális megoldás
 - **15.3. definíció:** egy $f: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ függvény *polinomiális*, ha $\exists c_1, c_2 \in \mathbb{N}^* : \forall n \in \mathbb{N} : f(n) \leq c_1 n^{c_2}$
 - egy algoritmus akkor *polinomiális* ha $\forall n$ méretű bemenetre $f(n)$ időben kiszámítja a kimenetet, ahol f polinomiális
 - egy probléma *polinom időben megoldható*, ha \exists rá polinomiális algoritmus
 - **15.4. definíció:** az A probléma *polinom időben visszavezethető* B -re ($A \prec_{\text{Cook}} B$), ha A polinom időben megoldható a B -t megoldó algoritmus szubrutinként hívásával
 - B hívása $O(1)$ lépésnek számít
 - **15.5. definíció:** döntési problémák osztályai
 - $P :=$ a polinom időben megoldható eldöntési problémák osztálya
 - * pl. teljes párosítás páros gráfban, k -matroid-partíció
 - $NP :=$ azon eldöntési problémák osztálya, ahol az IGEN válaszra létezik polinomiális méretű, polinomiális időben ellenőrizhető tanú
 - * pl. Hamilton-kör, k -matroid-metszet ($k \geq 2$)
 - $co-NP :=$ azon eldöntési problémák osztálya, ahol az NEM válaszra létezik polinomiális méretű, polinomiális időben ellenőrizhető tanú
 - * pl. teljes párosítás páros gráfban (Kőnig tétele, Hall-tétel), síkbarajzolhatóság (Kuratowski-tétel), teljes párosítás tetszőleges gráfban (Tutte-tétel)
 - egy B probléma *NP-nehéz*, ha $\forall A \in NP : A \prec_{\text{Cook}} B$
 - * pl. az általános k -polimatroid matching NP-nehéz, de nem NP-beli
 - egy B probléma *NP-teljes*, ha NP-beli és NP-nehéz
 - * pl. SAT (Cook–Levin tétel), 3SZÍN, HAM, LÁDAPAKOLÁS
 - $P \subseteq NP \cap co-NP$, NP -teljes = $NP \cap NP$ -nehéz, $P \stackrel{?}{=} NP$
- **15.6. probléma:** maximális független ponthalmaz páros gráfban
 - INPUT: $G = (A, B; E)$ páros gráf OUTPUT: F maximális független ponthalmaz
 - a probléma általános gráfra NP-nehéz, de páros gráfra polinomiális
 - futtasuk le a gráfra a javítóutas algoritmust (polinom idejű)

- **15.7. állítás:** ekkor $F = A_1 \cup A_2 \cup B_1 \cup B_3$ maximális független ponthalmaz
 - $A_1, B_1 =$ az A -, illetve B -beli párosítatlan pontok halmaza
 - $B_2 =$ az A_1 -ből alternáló úton elérhető pontok (nincs javító út \implies mind van párjuk)
 - $A_1 =$ a B_2 -beli pontok párjai
 - $A_3 = A - A_1 - A_2, B_3 = B - B_1 - B_2$
 - *bizonyítás:* az algoritmus által megtalált M párosítás maximális $\implies |M| = \nu(G)$
 - * $\nu(G) =$ maximális párosítás mérete, $\tau(G) =$ min. lefogó ponthalmaz mérete
 - * nincs él $A_1 \cup A_2$ és $B_1 \cup B_2$ között (1.3. tétel) $\implies F$ független
 - * $A \cup B - F = A_3 \cup B_2$ lefogó ponthalmaz $\implies \tau(G) \leq |A_3 \cup B_2| = |F| = \nu(G)$
 - * egy lefogó ponthalmaz egy párosítás \forall élét le kell fogja $\implies \nu(G) \leq \tau(G)$
 - * így $\tau(G) \leq |A_3 \cup B_2| = |M| = \nu(G) \leq \tau(G) \implies \nu(G) = \tau(G)$
 - indir. tfh. $\exists F' \subseteq A \cup B$ független ponthalmaz, $|F'| > |F|$
 - * ekkor $A \cup B - F'$ lefogó ponthalmaz, de $|A \cup B - F'| < |A \cup B - F| = \tau(G)$
 - * ez ellentmondás, F maximális kell legyen ■
- **15.8. probléma:** élszínezés páros gráfokon
 - INPUT: $G = (A, B; E)$ egyszerű páros gráf OUTPUT: G élszínezése $\Delta(G)$ színnel
 - a probléma általános gráfra NP-nehéz, de páros gráfra polinomiális
 - **15.9. tétel:** (Vizing tétele) ha $G = (V, E)$ egyszerű gráf $\implies \Delta(G) \leq \chi_e(G) \leq \Delta(G) + 1$
 - *nem bizonyítjuk*
 - **15.10. tétel:** (Kőnig tétele) ha $G = (A, B; E)$ egyszerű páros gráf $\implies \chi_e(G) = \Delta(G)$
 - *bizonyítás:* meg fogunk adni egy polinomiális algoritmust a színezésre
 - vegyük a gráf $E = \{e_1, e_2, \dots, e_m\}$ éleit sorban, és színezzük meg őket egy-egy szabad színnel
 - legyen $e_i = \{u, v\}, u \in A, v \in B$ a most megszínezendő él
 - $d(u), d(v) \leq \Delta(G)$, és illeszkedik rájuk színezetlen él (e_i)
 - * \implies mindkét csúcsnak \exists szabad színe \implies ha \exists közös szabad szín, e_i kapja meg azt
 - tfh. az u szabad színe a *piros*, de a v -é a *kék*
 - legyen P_u az u -ból induló, felváltva kék–piros út (kör nem lehet)
 - ekkor $v \notin P_u$, mert akkor a végpontja lenne (v -ben a kék szabad)
 - * de $u \in A, v \in B \implies P_u$ páratlan hosszú $\implies P_u$ utolsó éle kék
 - cseréljük fel P_u mentén a piros és a kék színeket
 - * ez a meglevő színezést nem ronthatja el
 - * u -ban most már a kék szabad, v -ben maradt szabad $\implies e_i$ színezhető kékre ■
- **15.11. definíció:** egy maximalizálási (minimalizálási) problémát egy algoritmus C *additív hibától eltekintve helyesen old meg*, ha $\forall I : c(x^*) \geq \max_{x \in X_i} c(x) - C$ ($c(x^*) \leq \min_{x \in X_i} c(x) + C$)
- **15.12. definíció:** egy algoritmus C *additív hibával közelítő algoritmus*, ha adott optimalizálási problémát polinom időben, C additív hibától eltekintve helyesen old meg
- **15.13. probléma:** egyszerű gráfok élszínezése
 - INPUT: $G = (V; E)$ egyszerű gráf OUTPUT: G minimális élszínezése
 - Vizing tétele (15.9. tétel) szerint $\chi_e(G) \leq \Delta(G) + 1$
 - a tétel bizonyítása konstruktív, ad egy $\Delta(G) + 1$ polinom időben
 - így a tételben szereplő algoritmus 1 additív hibával közelítő
- **15.14. probléma:** síkgráfok csúcsszínezése
 - INPUT: $G = (V; E)$ síkgráf OUTPUT: G minimális csúcsszínezése
 - **15.15. tétel:** (négyszíntétel) minden síkgráf színezhető 4 színnel, *nem bizonyítjuk*
 - létezik algoritmikus bizonyítás, ami polinomidőben előállít egy 4-színezést
 - ez egy 2 additív hibával közelítő algoritmus
 - ha a 4-színező algoritmus előtt ellenőrizzük, hogy G páros-e \implies 2-színezhető
 - ez szélességi kereséssel polinomidőben megtehető

16. A Hamilton-kör probléma visszavezetése a leghosszabb kör probléma additív közelítésére. k -approximációs algoritmus fogalma, példák: két-két algoritmus a minimális lefogó ponthalmaz keresésére és a maximális páros részgráf keresésére. Minimális levelű, illetve maximális belső csúcsú feszítőfa keresése. Approximációs algoritmus az utóbbi feladatra (biz. nélkül).

- **16.1. probléma:** leghosszabb kör (LHK)
 - INPUT: $G = (V, E)$ gráf OUTPUT: G egy leghosszabb köre
 - **16.2. tétel:** ha $P \neq NP \implies$ LHK-re nincs C additív hibával közelítő algoritmus
 - *bizonyítás:* megmutatjuk, hogy $HAM \prec$ LHK C -additív közelítése
 - indir. tfh. $\exists C$ -additív hibájú közelítés LHK-ra
 - $G' :=$ osszuk fel a G gráf \forall élet C új ponttal \implies egy él helyett $C+1$ új él
 - G' $k(C+1)$ hosszú körei G k hosszú köreinek felelnek meg
 - G' -ben van $n(C+1)$ hosszú kör $\iff G$ -ben van n hosszú kör $\iff G$ hamiltoni
 - G hamiltoni \implies a közelítő algoritmus $\geq n(C+1) - C$ hosszú x^* kört talál G' -ben
 - * de G' köreinek hossza osztható $(C+1)$ -gyel $\implies x^*$ csak a Hamilton-kör lehet ■
- **16.3. definíció:** egy maximalizálás (minimalizálási) problémát egy algoritmus k *multiplikatív hibától eltekintve helyesen old meg*, ha $\forall I : c(x^*) \geq \frac{1}{k} \max_{x \in X_I} c(x)$ ($c(x^*) \leq k \min_{x \in X_I} c(x)$)
- **16.4. definíció:** egy algoritmus k -*approximációs algoritmus*, ha polinomiális és k multiplikatív hibától eltekintve helyesen oldja meg az adott problémát
- **16.5. probléma:** minimális lefogó ponthalmaz (MLP)
 - INPUT: $G = (V, E)$ OUTPUT: egy X minimális lefogó ponthalmaz G -ben
 - MLP NP-nehéz, mert a maximális független halmaz (MFP) is az, és $MFP \prec$ MFP
 - X minimális független ponthalmaz $\iff V - X$ maximális lefogó ponthalmaz
 - az MFP nem k -approximálható (*nem bizonyítjuk*)
 - **16.6. algoritmus:** 2-közeliítő algoritmus maximális párosítással
 - 1. lépés: keressük meg G egy M maximális párosítását
 - * páros gráfban: magyar módszer, általános gráfban: Edmonds algoritmus
 - 2. lépés $X :=$ az M -beli élek végpontjai
 - **16.7. tétel:** az így meghatározott X -re $|X| \leq 2\tau(G)$
 - * *bizonyítás:* egy lefogó ponthalmaz $M \forall$ élet le kell fogja $\implies |M| = \nu(G) \leq \tau(G)$
 - * $|F| = 2|M| = 2\nu(G) \leq 2\tau(G)$ ■
 - **16.8. algoritmus:** 2-közeliítő algoritmus tovább nem bővíthető párosítással
 - 0. lépés: $M := \emptyset$
 - 1. lépés: ha van olyan $e \in E$, hogy $M \cup \{e\}$ párosítás $\implies M \leftarrow M \cup \{e\}$, GOTO 1.
 - * egyébként M egy tovább nem bővíthető párosítás
 - 2. lépés: $X :=$ az M -beli élek végpontjai
 - **16.9. tétel:** az így meghatározott X -re $|X| \leq 2\tau(G)$
 - * *bizonyítás:* a 16.7. tételben nem használtuk ki, hogy M maximális
 - * így továbbra is $|F| = 2|M| \leq 2\nu(G) \leq 2\tau(G)$ ■
 - éles példa: m darab diszjunkt 1 hosszú út
 - optimális megoldás: mindegyik élnek csak az egyik végét vesszük bele $\implies m$ csúcs
 - közelítő megoldás: mindegyik él mindkét vége $\implies 2m$ csúcs
- **16.10. probléma:** maximális páros részgráf (MPR) \implies NP-nehéz (*nem bizonyítjuk*)
 - INPUT: $G = (V, E)$ gráf
 - $A, B : A \cup B = G, A \cap B = \emptyset$, az A és B között menő élek száma maximális
 - **16.11. algoritmus:** 2-approximációs algoritmus 1.
 - 1. lépés: osszuk ketté a csúcshalmazat A -ra és B -re tetszőlegesen
 - $d_s(v) := v$ -ből a saját csoportjába menő élek száma
 - $d_m(v) := v$ -ből a másik csoportba menő élek száma

- 2. lépés: keressünk egy olyan v csúcsot, amire $d_s(v) > d_m(v)$
 - * ha van ilyen v , helyezzük át a másik csoportba; GOTO 2.
- 3. lépés: (A, B) egy 2-approximáció az MPR problémára
- **16.12. tétel:** az így meghatározott (A, B) valóban 2-approximáció
 - * *bizonyítás:* \forall lépésben az A és B között haladó élek száma nő $\implies \leq |E|$ lépés
 - * $\forall v \in V : d_m(v) \geq d_s(v) \implies \frac{1}{2} \sum_{v \in V} d_m(v) \geq \frac{1}{2} \sum_{v \in V} d_s(v)$
 - * $\frac{1}{2} \sum_{v \in V} d_m(v)$ az A és B között menő élek száma
 - * $\frac{1}{2} \sum_{v \in V} d_m(v) = \frac{1}{4} \sum_{v \in V} d_m(v) + d_m(v) \geq \frac{1}{4} \sum_{v \in V} d_m(v) + d_s(v) = \frac{1}{2} |E| \geq \frac{1}{2} |E_{\max}|$, ahol $E_{\max} \subseteq E$ a maximális páros részgráf éleinek halmaza ■
- **16.13. algoritmus:** 2-approximációs algoritmus 2.
 - 1. lépés $A := \emptyset, B := \emptyset$
 - 2. lépés G pontjait valamilyen sorrendben véve helyezzük el azoka a halmazokba, ahol *kevesebb* szomszédjuk van
 - **16.14. tétel:** az így meghatározott (A, B) valóban 2-approximáció
 - * továbbra is igaz az, hogy $\forall v \in V : d_m(v) \geq d_s(v) \implies$ lásd a 16.12. tételt ■
 - jobb közelítéshez (ha szerencsénk van) még futtathatjuk a 16.11. algoritmust
- **16.15. probléma:** minimális levelű feszítőfa (MLF)
 - INPUT: $G = (V, E)$ összefüggő gráf
 - OUTPUT: F minimális számú 1 fokú csúcsot tartalmazó feszítőfa G -ben
 - **16.16. tétel:** MLF NP-nehéz
 - *bizonyítás:* HAMÚT \prec MLF
 - * a Hamilton-út 2 levelű feszítőfa, ennél kevesebb levelű pedig nem létezhet ■
 - MLF-re nem létezik k -approximációs algoritmus (*nem bizonyítjuk*)
- **16.17. probléma:** maximális belső csúcsú feszítőfa (MBF)
 - INPUT: $G = (V, E)$ összefüggő gráf
 - OUTPUT: F maximális számú *nem* 1 fokú csúcsot tartalmazó feszítőfa G -ben
 - MBF ekvivalens MLF-fel, ezért szintén NP-nehéz, de már k -approximálható
 - **16.18. algoritmus:** 2-approximációs algoritmus MBF-re
 - ILST = Independent Leaves Spanning Tree
 - 0. lépés: legyen F egy tetszőleges feszítőfa G -ben
 - 1. lépés: ha F Hamilton-út, vagy a levelei független halmazt alkotnak \implies STOP
 - 2. lépés: legyen a és b F két levele, ahol $\{a, b\} \in E$ (szomszédosak G -ben)
 - * keressük meg a $P = a \rightsquigarrow b$ (egyértelmű) utat F -ben
 - * F nem Hamilton-út $\implies P$ -nek van F -ben ≥ 3 . fokú csúcsa \implies az egyik legyen v
 - 3. lépés: legyen $w : \{v, w\} \in E, F \leftarrow F - \{\{v, w\}\} \cup \{\{a, b\}\}$, GOTO 1.
 - * az így kapott F továbbra is feszítőfa, a levelek száma csökkent
 - **16.19. tétel:** a fenti algoritmus polinomiális, F egy 2-approximáció MBF-re
 - * *nem bizonyítjuk*
 - **16.20. algoritmus:** 2-approximációs algoritmus MBF-re mélységi kereséssel
 - 1. lépés: legyen F a G mélységi feszítőfája $r \in E$ -ből indítva
 - 2. lépés: ha F Hamilton-út, vagy $d(r) > 1 \implies$ STOP
 - * ha $d(r) = 1$, de r nem szomszédos F másik levelével \implies STOP
 - 3. lépés: legyen a olyan levele F -nek, mellyel r szomszédos
 - * keressük meg a $P = r \rightsquigarrow a$ utat F -ben (egyértelmű)
 - * v az a -hoz legközelebbi ≥ 3 . fokú csúcs P -ben
 - * w a v -vel szomszédos csúcs a $v \rightsquigarrow a$ úton P -ben (lehet, hogy $w = a$)
 - 4. lépés: $F \leftarrow F - \{\{v, w\}\} \cup \{\{r, a\}\}$
 - **16.21. tétel:** a fenti algoritmus $O(|E|)$ idejű, F egy 2-approximáció MBF-re
 - * *nem bizonyítjuk*

17. A minimális lefogó ponthalmaz probléma visszavezetése a halmazfedési feladatra, a halmazfedési feladat közelítése, éles példa. Közelítő algoritmus a Steiner-fa problémára, éles példa.

- **17.1. probléma:** súlyozott halmazfedés (SHF)
 - INPUT: n elemű U alaphalmaz, $\mathcal{R} \subseteq 2^U : \bigcup_{S \in \mathcal{R}} S = U$, $c: \mathcal{R} \rightarrow \mathbb{Q}^+$ költségfüggvény
 - OUTPUT: $\mathcal{R}' \subseteq \mathcal{R}$, ahol $\bigcup_{S \in \mathcal{R}'} S = U$ és $\sum_{S \in \mathcal{R}'} c(S)$ minimális
 - **17.2. tétel:** a súlyozott halmazfedés probléma NP-nehéz
 - *bizonyítás:* megmutatjuk, hogy $MLP \prec SHF$
 - keressük a $G = (V, E)$ gráf minimális lefogó ponthalmazát
 - $U := E$, $\mathcal{R} := \{E_v = \{e : u \in V, e = \{v, u\} \in E\} : v \in V\}$, $c(E_v) := 1$
 - \mathcal{R}' minimális fedés $\iff F \subseteq V$ min. lefogó ponthalmaz, ahol $\mathcal{R}' = \{E_v : v \in \mathcal{R}'\}$ ■
 - **17.3. tétel:** ha $P \neq NP \implies \nexists$ konstans k -faktorú approximáció SHF-re (*nem bizonyítjuk*)
 - **17.4. algoritmus:** Chvátal mohó algoritmus
 - 0. lépés: $\mathcal{R}' := \emptyset$, $C := \emptyset$ a már lefedett elemek halmaza
 - 1. lépés: ha $C = U \implies$ STOP, egyébként $S = \arg \min_{S \in \mathcal{R}} \frac{c(S)}{|S-C|}$
 - 2. lépés: $\mathcal{R}' \leftarrow \mathcal{R}' \cup \{S\}$, $C \leftarrow C \cup S$, GOTO 1.
 - **17.5. tétel:** Chvátal mohó algoritmus H_k -approximáció, ahol $k = \max_{S \in \mathbb{R}} |S|$
 - $\ln n \leq H_n = 1 + \frac{1}{2} + \frac{1}{3} + \dots + \frac{1}{n} \leq \ln n + 1$
 - *bizonyítás:* az algoritmus polinomiális
 - az x elem $p(x)$ ára az öt elsőként fedő $S \in \mathcal{R}'$ halmazra jutó $\frac{c(S)}{|S-C|}$ költség
 - * $c(S) = \sum_{x \in S-C} \frac{c(S)}{|S-C|} = \sum_{x \in S-C} p(x) \implies c(\mathcal{R}') = \sum_{S \in \mathcal{R}'} c(S) = \sum_{x \in U} p(x)$
 - legyen \mathcal{R}^* egy min. összsúlyú fedés, $S = \{x_1, x_2, \dots, x_r\} \in \mathcal{R}^*$ ($r \leq k$)
 - * ált. megsz. tfh. az algoritmus S elemeit x_r, x_{r-1}, \dots, x_1 sorrendben fedte le
 - * amikor x_i -t lefedtük, $x_r, x_{r-1}, \dots, x_{i-1} \in C \implies \frac{c(S)}{|S-C|} \geq \frac{c(S)}{i}$
 - * $\forall x_i \in S$ -t fedő S'_i -re $\frac{c(S'_i)}{|S'_i-C|} \leq \frac{c(S)}{i} \implies \sum_{x_i \in S} p(x_i) \leq \sum_{x_i \in S} \frac{c(S)}{i} = H_r c(S)$
 - * $c(\mathcal{R}') = \sum_{x \in U} p(x) \leq \sum_{S^* \in \mathcal{R}^*} \sum_{x_i \in S^*} p(x_i) \leq \sum_{S^* \in \mathcal{R}^*} H_{|S^*|} c(S^*) \leq \sum_{S^* \in \mathcal{R}^*} H_k c(S^*) = H_k \sum_{S^* \in \mathcal{R}^*} c(S^*) = H_k c(\mathcal{R}^*)$ ■
 - éles példa: $U := \{1, 2, \dots, n\}$, $\mathcal{R} := \{\{1\}, \{2\}, \dots, \{n\}, U\}$, $c(\{i\}) := \frac{1}{i}$, $c(U) := 1 + \epsilon$ ($\epsilon > 0$)
 - $\mathcal{R}' = \{\{n\}, \{n-1\}, \dots, \{1\}\}$ ebben a sorrendben
 - * a j . halmaz bevétele után $\{n-j\}$ költsége $= \frac{c(\{n-j\})}{1} = \frac{1}{n-1} < U$ költsége $= \frac{c(U)}{n-j} = \frac{1+\epsilon}{n-j}$
 - $\mathcal{R}^* = \{U\}$, $c(\mathcal{R}^*) = 1 + \epsilon$, de $c(\mathcal{R}') = \sum_{i=1}^n \frac{1}{i} = H_n \implies \frac{c(\mathcal{R}')}{c(\mathcal{R}^*)} = \frac{H_n}{1+\epsilon} \xrightarrow{\epsilon \rightarrow 0} H_n = H_k$
- **17.6. probléma:** Steiner-fa
 - INPUT: $G = (V, E)$ egyszerű, összefüggő gráf; $S \subset V$ Steiner-pontok; $T = V - S$ terminálok; $c := E \rightarrow \mathbb{Q}^+$ költségfüggvény
 - OUTPUT: $F \subseteq G$ a T minden csúcsát tartalmazó Steiner-fa, ahol $\sum_{e \in F} c(e)$ minimális
 - **17.7. tétel:** a Steiner-fa probléma NP-nehéz (*nem bizonyítjuk*)
 - **17.8. probléma:** metrikus Steiner-fa
 - INPUT: mint a Steiner-fa problémánál, de G teljes gráf és c teljesíti a háromszög-egyenlőtlenséget
 - **17.9. algoritmus:** 2-approximáció a metrikus Steiner-fa problémára
 - * legyen az $X \subseteq V$ által feszített részgráf G -ben $G[X]$
 - * (pl. Kruskal algoritmusával) keressük $G[T]$ min. feszítőfáját \implies ez a Steiner-fa
 - **17.10. lemma:** ha c a G teljes gráf metrikus élsúlyozása és $R = x \rightsquigarrow y$ élsorozat $\implies c(x, y) \leq c(R)$
 - * *bizonyítás:* teljes indukcióval R éleinek r száma szerint
 - * ha $r = 1$, az állítás triviális
 - * legyen $R = ((x, z), R') \implies$ az ind. feltevés szerint $c(z, y) \leq c(R')$
 - * $c(R) = c(x, z) + c(R') \geq c(x, z) + c(z, y) \stackrel{\Delta\text{-egyenlőtlenség}}{\geq} c(x, y)$ ■

- **17.11. tétel:** $F=G[T]$ min. feszítőfája 2-approximáció a metrikus Steiner-fa problémára
 - * *bizonyítás:* az eljárás polinomiális, F tényleg Steiner-fa
 - * legyen D az optimális Steiner-fa
 - * $D' :=$ duplásszuk meg D éleit $\implies D'$ -ben minden foksám páros
 - * D' euléri \implies legyen D' Euler-körsétája $U = (u_0, f_1, u_1, f_2, u_2, \dots, f_m, u_m = u_0)$
 - * legyenek $u_{i_1}, u_{i_2}, \dots, u_{i_{|R|}}$ $G[T]$ csúcsai az U szerinti sorrendben
 - * ekkor $H = ((u_{i_1}, u_{i_2}), (u_{i_2}, u_{i_3}), \dots, (u_{i_{|T|}}, u_{i_1}))$ a $G[T]$ Hamilton-köre („levágás”)
 - * $H' = H - \{\text{tetszőleges } H\text{-beli él}\}$ Hamilton-út $\implies H'$ egy feszítőfa $G[T]$ -ben
 - * $2c(D) = c(D') \stackrel{17.10. \text{ lemma}}{\geq} c(H) \geq c(H') \stackrel{F \text{ minimális}}{\geq} c(F)$ ■
- **17.12. algoritmus:** 2-approximáció a Steiner-fa problémára
 - legyen $G' :=$ teljes gráf $V(G)$ -n, $c'(x, y) :=$ a legrövidebb $x \rightsquigarrow y$ út súlya G -ben
 - * c' metrikus, mert $c'(x, z) = c_{\min}(x \rightsquigarrow z) \leq c_{\min}(x \rightsquigarrow y \rightsquigarrow z) = c'(x, y) + c'(y, z)$
 - legyen F' az (G', S, T, c') metrikus Steiner-fa approximációja
 - legyen $K = \bigcup_{e=\{x,y\} \in F'} \{\text{a legrövidebb } x \rightsquigarrow y \text{ út élei}\}$
 - $F'' =$ egy min. feszítőfa K -ban lesz a Steiner-fa
- **17.13. tétel:** F'' 2-approximáció a Steiner-fa problémára
 - *bizonyítás:* az eljárás polinomiális, és F'' tényleg Steiner-fa, mert K lefedi T -t
 - legyen D az optimális (G', S, T, c') metrikus Steiner-fa, F^* az optimális Steiner-fa
 - F^* Steiner-fa G' -ben $\implies c'(D) \leq c'(F^*)$
 - $e = \{x, y\}$ 1 hosszú $x \rightsquigarrow y$ út $\implies \forall e \in E : c'(e) \leq c(e) \implies c'(F^*) \leq c(F^*)$
 - $c(F'') \leq c(K) \leq c'(F') \leq 2c'(D) \leq 2c'(F^*) \leq 2c(F^*)$ ■
- éles példa: legyen $G = (V, E)$ teljes gráf, $V := \{1, 2, \dots, n\}$, $S = \{1\}$, $c(\{i, j\}) = \begin{cases} 1, & \text{ha } i = 1, \\ 2, & \text{ha } i, j \neq 1 \end{cases}$
 - ez metrikus \implies nincs szükség metrizálásra, $F'' = F' = G[T]$ feszítőfája
 - $c(F'') = 2(n-2)$, de az optimális Steiner-fa $F^* = 1$ középpontú csillag, $c(F^*) = n-1$
 - $\frac{c(F'')}{c(F^*)} = \frac{2(n-2)}{n-1} \xrightarrow{n \rightarrow \infty} 2 \implies \forall k < 2$ approximációs faktorra \exists ellenpélda elég nagy n -nel

18. A Hamilton-kör probléma visszavezetése az általános utazóügynök probléma k -approximációs megoldására. Közelítő algoritmusok a metrikus utazóügynök problémára, Christofides algoritmus.

- **18.1. probléma:** általános utazóügynök probléma
 - INPUT: $G = (V, E)$ gráf, $c: E \rightarrow \mathbb{Q}^+$ súlyfüggvény
 - OUTPUT: G egy H minimális súlyú Hamilton-köre
 - **18.2. tétel:** $P \neq NP \implies$ az általános utazóügynök problémára \nexists k -approximáció
 - *bizonyítás:* indir. tfh. létezik k -approximáció \implies ekkor $HAM \prec k$ -approx. utazóügynök
 - keressünk $G = (V, E)$ -ben Hamilton-kört
 - * $n = |V|$, $G' :=$ teljes gráf V -n, $c(e) := \begin{cases} 1, & \text{ha } e \in E, \\ kn, & \text{ha } e \notin E \end{cases}$
 - * G' mérete G méretében polinomiális
 - * ha G hamiltoni $\implies G'$ -ben van n súlyú Hamilton-kör
 - * minden más Hamilton-köre G' -nek $\geq kn + n - 1$ súlyú
 - ha a k -approx. talál n súlyú kört \implies ez G Hamilton-köre
 - egyébként a talált kör $\geq kn + n - 1$ súlyú
 - * $n \leq \frac{kn+n-1}{k} \implies$ az optimális kör nem lehet G Hamilton-köre, G nem hamiltoni ■
- **18.3. probléma:** metrikus utazóügynök probléma
 - INPUT: mint az általános utazóügynöknél, de G teljes gráf és c teljesíti a Δ -egyenlőtlenséget
 - **18.4. tétel:** a metrikus utazóügynök probléma NP-nehéz (*nem bizonyítjuk*)
- **18.5. algoritmus:** 2-approximáció a metrikus utazóügynök problémára
 - legyen G min. feszítőfája F , $F' =$ kettőzzük meg F éleit, $S = F'$ Euler-köre

- az Euler-kör pl. zárt élsorozatok eltávolításával F' -ből és S -hez vételével polinom időben meghatározható
- „vágjuk le” S -t egy H Hamilton-körre \implies ez lesz az utazóügynök Hamilton-köre
 - $\forall v \in V$ -nek csak az első előfordulását tartjuk meg
 - az egymást követő $v_{i_j}, v_{i_{j+1}}$ csúcsokhoz bevesszük a $\{v_{i_j}, v_{i_{j+1}}\}$ élt
- **18.6. tétel:** H valóban 2-approximáció
 - *bizonyítás:* az algoritmus polinomiális
 - legyen H^* az optimális Hamilton-kör
 - * $H^* = H$ egyik élének elhagyásával kapott Hamilton-út $\implies H^*$ feszítőfa
 - * $c(H) \stackrel{17.10. \text{ lemma}}{\leq} c(F') = 2c(F) \stackrel{F \text{ min. feszítőfa}}{\leq} 2c(H^*) \leq 2c(H^*)$ ■
- **18.7. algoritmus:** Christofides algoritmus
 - F' előállításánál feleslegesen sok élt adtuk F -hez
 - elég csak a (páros sok) páratlan fokú csúcs fokszámát 1-gyel megnövelni
 - legyen V_p az F -ben páratlan fokú csúcsok halmaza
 - $|V_p|$ páros, mert egy gráfban a fokszámok összege mindig páros
 - $M = G[V_p]$ egy minimális költségű teljes párosítása, $F' \leftarrow F \uplus M$
 - ez Edmonds algoritmusával polinom időben meghatározható
 - az algoritmus többi része ugyanaz, mint a 2-approximáció
 - **18.8. tétel:** Christofides algoritmus $\frac{3}{2}$ -approximáció
 - *bizonyítás:* elég belátni, hogy $c(M) \leq \frac{1}{2}c(H^*)$
 - * $\implies c(F') = c(F) + c(M) \leq c(H^*) + \frac{1}{2}c(H^*) \leq \frac{3}{2}c(H^*)$
 - legyen $V_p = \{a_1, a_2, \dots, a_{2k}\}$ a csúcsok H^* menti sorrendje szerint
 - legyen $\widehat{H}^* = ((a_1, a_2), (a_2, a_3), \dots, (a_{2k}, a_1))$ Hamilton-kör $G[V_p]$ -ben
 - * $H^* a_i \rightsquigarrow a_{i+1}$ szakaszát (a_i, a_{i+1}) -re cseréltük $\stackrel{17.10. \text{ lemma}}{\implies} c(\widehat{H}^*) \leq c(H^*)$
 - $\widehat{H}^* = P_1 \cup P_2$, ahol P_1 H páratlan, P_2 H páros indexű éleiből áll
 - $P_{1,2}$ párosítás $G[V_p]$ -ben $\implies c(M) \leq \min\{c(P_1), c(P_2)\} \leq \frac{1}{2}c(\widehat{H}^*) \leq \frac{1}{2}c(H^*)$ ■

19. Teljesen polinomiális approximációs séma fogalma. A részösszeg probléma, bonyolultsága. Teljesen polinomiális approximációs séma a részösszeg problémára.

- **19.1. definíció:** *approximációs séma* az az algoritmust, aminek adott maximalizálási (minimalizálási) problémára a bemenete I és $\epsilon > 0$, kimenete $x^* \in X_I : c(x^*) \geq \frac{1}{1+\epsilon} \max_{x \in X_I} c(x)$ ($c(x^*) \leq (1+\epsilon) \min_{x \in X_I} c(x)$)
- **19.2. definíció:** egy approximációs séma *polinomiális* (PTAS), ha a lépésszáma rögzített ϵ esetén I méretében polinomiális
- **19.3. definíció:** egy approximációs séma *teljesen polinomiális* (FPTAS), ha a lépésszáma I méretében és $\lfloor \frac{1}{\epsilon} \rfloor$ -ban is polinomiális
 - elég valamely rögzített $\delta > \epsilon$ -ra megadni a sémát
- **19.4. probléma:** részösszeg
 - INPUT: $a_1, a_1, \dots, a_n, t \in \mathbb{Z}^+$ OUTPUT: $I \subseteq \{1, 2, \dots, n\} : \sum_{i \in I} a_i \leq t, \sum_{i \in I} a_i$ maximális
 - döntési változat: elérhető-e összegként pontosan t ?
 - **19.5. tétel:** a részösszeg probléma döntési verziója NP-teljes, optimalizálási verziója NP-néhez (*nem bizonyítjuk*)
- **19.6. algoritmus:** nem polinomiális algoritmus a részösszeg problémára
 - az L_i lista (növekvő sorrendben) tartalmazza az a_1, a_2, \dots, a_i -ből előállítható részségeket
 - $L_0 := \{0\}$, $L_i \leftarrow L_{i-1}$ és $L'_i = \{l+a \leq t : l \in L_{i-1}\}$ összefésülése (egy elem akár többször)
 - jegyezzük fel minden l részösszeghez, hogy mely számok összegként kaptuk
 - az optimum az L_n lista maximális eleméhez tartozó feljegyzés
- **19.7. algoritmus:** FPTAS a részösszeg problémára

- a 19.6. algoritmus L_i listáit „ritkítjuk”
- **19.8. definíció:** adott $0 < \delta < 1$ esetén $x > 0$ képviseli $0 < y < x$ -et, ha $(1 + \delta)x \geq y$
- módosítás: az L_i ($1 \leq i \leq n-1$) növekvő lista ritkítása \implies végigmegyünk L elemein
 - ha $y \in L$ -t $\delta = \frac{\epsilon}{2n}$ képviseli a közvetlenül alatta levő x eleme, akkor töröljük L -ből
 - a törölt elemeket figyelmen kívül hagyjuk a képviselők vizsgálatánál
- **19.9. lemma:** $\left(1 + \frac{\epsilon}{2n}\right)^n \leq 1 + \epsilon$
 - *bizonyítás:* $\left(1 + \frac{\epsilon}{2n}\right)^n = \sum_{i=0}^n \binom{n}{i} \left(\frac{\epsilon}{2n}\right)^i \leq \sum_{i=0}^n \frac{\epsilon^i}{2^i n^i} n^i = \sum_{i=0}^n \frac{\epsilon^i}{2^i} \leq 1 + \epsilon \sum_{i=1}^n \frac{1}{2^i} \leq 1 + \epsilon$ ■
- **19.10. lemma:** ha $x \geq 0 \implies \ln(1+x) \geq \frac{x}{1+x}$
 - ha $x = 0 \implies \ln(1+x) - \frac{x}{1+x} = 0$ ha $x > 0 \implies \left[\ln(1+x) - \frac{x}{1+x}\right]' = \frac{1}{1+x} - \frac{1}{(1+x)^2} > 0$
 - a különbség kezdetben 0 és monoton nő \implies a bal oldal \geq ■
- **19.11. tétel:** a 19.7. algoritmus FPTAS a részösszeg problémára
 - *bizonyítás:* előállítható $(a_i)_{i=1}^n$ -ből az s részösszeg $\implies s' \in L_n : s' \geq \frac{s}{\left(1 + \frac{\epsilon}{2n}\right)^n} \geq \frac{s}{1 + \epsilon}$
 - az L_i ritkítása legfeljebb $\delta = 1 + \frac{\epsilon}{2n}$ hibát hoz be
 - az $s = s^*$ optimális részösszeget választva látszik, hogy ez egy approximációs séma
 - polinomiális futásiő \iff elég belátni, hogy $\forall |L_j|$ a bemenet méretében polinomiális
 - $\min L_j = 0, \max L_j = m \leq t, L_j = \{l_1 = 0, l_2, l_3, \dots, m\}$
 - két szomszédos elem aránya $\geq 1 + \frac{\epsilon}{2n} \implies$ az i . elem $\geq l_2 \left(1 + \frac{\epsilon}{2n}\right)^{i-2} \underset{l_2 \in \mathbb{Z}^+}{\geq} \left(1 + \frac{\epsilon}{2n}\right)^{i-2}$
 - $\left(1 + \frac{\epsilon}{2n}\right)^{i-2} \leq m \leq t \implies i \leq \frac{\ln t}{\frac{\epsilon}{2n}} + 2 \stackrel{19.10. \text{ lemma}}{\leq} \frac{\ln t}{\frac{\epsilon}{2n}} + 2 = \left(1 + \frac{2n}{\epsilon}\right) \ln t + 2$
 - * $\ln t$ épp arányos t bináris kódolásának hosszával ($\log_2 t$)
 - * L_j legnagyobb indexét (= L_j hosszát) felülről becsültük $n, \frac{1}{\epsilon}$ és $\ln t$ polinomjával ■

20. Ütemezési feladatok típusai. Az $1|\text{prec}|C_{\max}$ és az $1|\Sigma C_j$ feladat. Approximációs algoritmusok a $P||C_{\max}$ feladatra: listás ütemezés tetszőleges sorrendben, éles példa tetszőleges számú gép esetére; listás ütemezés LPT sorrendben (biz. nélkül), éles példa tetszőleges számú gép esetére. Approximációs algoritmus a $P|\text{prec}|C_{\max}$ feladatra (biz. nélkül), példák: az LPT sorrend, illetve a leghosszabb út szerinti ütemezés sem jobb, mint $(2 - \frac{1}{m})$ -approximáció. A $P|\text{prec}, p_i = 1|C_{\max}$ feladat, Hu algoritmus (biz. nélkül).

- ütemezési feladatok bemenetei
 - $\mathcal{J} = \{J_1, J_2, \dots, J_n\}$ munkák
 - minden munkához $p_i =$ megmunkálási idő
 - esetleg $w_i =$ súly (célfüggvényhez), $d_i =$ határidő, $r_i =$ rendelkezés reállási idő (release time, előbb nem lehet kezdeni)
 - több gép esetén a gépek teljesen egyformák (parallel machines)
- ütemezési feladat kimenete: munkák egy ütemezése (valamilyen célfüggvény szerint optimálisan)
 - ahol adott időben egy gépen ≤ 1 munka, egy munka ≤ 1 gépen
 - munka nem szakítható meg
 - $C_i^S =$ a J_i munka befejezési ideje az S ütemezésben
- ütemezési algoritmusok elnevezése: $\alpha|\beta|\gamma$
 - $\alpha =$ rendelkezése álló gépek ($1, P =$ több gép, $P_m =$ rögzített m db gép)
 - $\beta =$ betartandó korlátok
 - $\text{prec} =$ a $\vec{D} = (\mathcal{J}, \vec{A})$ irányított aciklikus gráf (DAG) adja meg a munkák függőségeit

- * $(J_i, J_k) \in \vec{A} \implies J_i$ meg kell előznie J_k -t
- * in-tree = a \vec{D} dependencia gráf egy fenyő (gyökér felé irányított fa)
 - $p_j = 1 \implies \forall$ átfutási idő 1 $r_j \implies$ eltérő rendelkezésre állási idők
- $\gamma =$ célfüggvény ($C_{\max} = \max C_i$ teljes átfutási idő, $\Sigma C_i \rightarrow \sum_i \frac{C_i}{n}$ átlagos átfutási idő)
- **20.1. probléma:** $1 \| C_{\max}$
 - triviális, tetszőleges folyamatos ütemezésre $C_{\max} = \sum_i p_i$ optimális
- **20.2. probléma:** $1 | \text{prec} | C_{\max}$
 - olyan folyamatos ütemezést keresünk, ami kielégíti a megelőzési feltételeket
 - ez épp \vec{D} bármely topologikus sorrendje \implies mélységi kereséssel meghatározható
- **20.3. probléma:** $1 \| \Sigma C_j$
 - SPT (shortest processing time): a munkák p_j szerint nemcsökkenő sorrendben
 - **20.4. tétel:** az SPT sorrend optimális ütemezés a $1 \| \Sigma C_j$ problémára
 - *bizonyítás:* indir. tfh. $\exists S$ optimális, de nem SPT ütemezés
 - ekkor $\exists J_i, J_k \in \mathcal{J} : J_i$ után közvetlenül J_k van ütemezve, de $p_i > p_k$
 - cseréljük fel J_i -t és J_k -t $\implies S'$
 - * $\sum_{j=1}^n C_j - \sum_{j=1}^n C'_j = [(t+p_i) + (t+p_i+p_k)] - [(t+p_k) + (t+p_k+p_i)] = p_i - p_k > 0$
 - * S nem lehet optimális, mert S' -nél nagyobb a hozzá tartozó célfüggvény érték ■
- **20.5. probléma:** $P \| C_{\max}$
 - **20.6. tétel:** a $P_2 \| C_{\max}$ feladat NP-nehéz
 - *bizonyítás:* adunk egy PARTÍCIÓ $\prec P_2 \| C_{\max}$ Karp-redukciót
 - PARTÍCIÓ: két részre lehet-e osztani az $a_1, a_2, \dots, a_n \in \mathbb{Z}^+$ számokat úgy, hogy mindkét részben az elemek összege $b = \frac{1}{2} \sum_{i=1}^n a_i$, NP-teljes
 - legyen a J_j munka végrehatjási ideje $p_j = a_j \implies$ ütemezzük \mathcal{J} -t 2 gépen
 - * az optimális ütemezésre $C_{\max}^* \leq b \iff (a_j)_{j=1}^n$ partícionálható ■
 - kézenfekvő alsó korlátok: (*) $C_{\max}^* \geq \frac{1}{n} \sum_{j=1}^n p_j$, (**) $C_{\max}^* \geq \max_j p_j$
 - **20.7. algoritmus:** listás ütemezés (LS)
 - 1. lépés: rögzítsük a munkák egy sorrendjét
 - 2. lépés: amit egy gép felszabadul, az rögtön kezdje meg a listában legelső még nem ütemezett feladatot
 - * ha több gép szabadul fel, akkor az indexük szerinti sorrendben vizsgáljuk őket
 - nincs olyan pillanat, hogy van még munka a listában, de valamelyik gép nem dolgozik
 - **20.8. tétel:** m gép esetén LS $2 - \frac{1}{m}$ -approximáció $P \| C_{\max}$ -ra
 - *bizonyítás:* a listás ütemezés polinomidőben előállítható
 - legyen J_k az utolsó munka, $C_{\max} = C_k = t + p_k \implies$ legalább t ideig még \forall gép dolgozik
 - $C_{\max} = t + p_k \leq \frac{1}{m} \sum_{j \neq k} p_j + p_k = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^n p_j + \left(1 - \frac{1}{m}\right) p_k \stackrel{(*), (**)}{\leq} C_{\max}^* + \left(1 - \frac{1}{m}\right) C_{\max}^* \blacksquare$
 - éles példa: m gép, $m(m-1)$ db munkára $p_i = 1$, 1 munkára $p_i = m$ ebben a sorrendben
 - LS ütemezés: a gépek először egyenként $(m-1) \cdot 1$ egység munkát végeznek, majd az 1. gép az m hosszút $\implies C_{\max} = 2m - 1$
 - OPT ütemezés: az 1. gép az m hosszú munkát, a többi egyenként $m \cdot 1$ -et $\implies C_{\max}^* = m$
 - LPT (longest processing time) sorrend: munkák p_j szerint nemnövekvő sorrendben
 - **20.9. tétel:** az LPT sorrend szerinti LS $\frac{4}{3}$ approximációs alg. $P \| C_{\max}$ -ra (*nem bizonyítjuk*)
 - éles példa: m gép; 2 db $p_i = 2m - 1$ munka, 2 db $2m - 2, \dots, 2$ db $m + 1$, 3 db m munka
 - LPT ütemezés: \forall gép végrehajt egy összesen $3m - 1$ hosszú párt $(2m - 1 - u, m + u)$, majd az 1. gép az utolsó m hosszú feladatot $\implies C_{\max} = 4m - 1$
 - OPT ütemezés: az első $m - 1$ gép végrehajt egy összesen $3m$ hosszú párt $(2m - 1 - u, m + 1 + u)$, az m . gép a 3 m hosszút $\implies C_{\max}^* = 3m, \frac{C_{\max}}{C_{\max}^*} \xrightarrow{m \rightarrow \infty} \frac{4}{3}$
- **20.10. probléma:** $P | \text{prec} | C_{\max}$
 - **20.11. algoritmus:** LS ütemezés megelőzési kényszerekkel

- módosítás: nem az összes, hanem csak a már elkezdhető munkák közül választunk a szabad gépek feladatát
- **20.12. tétel:** m gép esetén LS $2 - \frac{1}{m}$ -approximáció $P|_{\text{prec}}|C_{\max}$ -ra (*nem bizonyítjuk*)
- éles példa: $m(m-1)$ db $p_i=1$, 1 db $p_i=\frac{1}{2}$, 1 db $p_i=m-\frac{1}{2}$, amit az $\frac{1}{2}$ -es után kell végrehajtani
 - LS / LPT sorrend: m gépen egyenként $m-1$ db 1-es, majd az 1. gépen az $\frac{1}{2}$ és az $m-\frac{1}{2}$ egymás után $\implies C_{\max} = 2m-1$
 - OPT sorrend: 1. gépen az $\frac{1}{2}$ és az $m-\frac{1}{2}$, a többin egyenként m db 1-es $\implies C_{\max}^* = m$
 - az LPT sorrend nem javítja az ütemezést
- **20.13. definíció:** a J_i munka ℓ_i szintje a \vec{D} -beli leghosszabb, J_i -ből induló út hossza
 - $C_{\max}^* \geq \max_i \ell_i \implies$ ötlet: ütemezzük korábban a nagyobb színű feladatokat
 - ℓ_i meghatározható polinom időben J_i fordított topologikus sorrendjében
- leghosszabb út szerinti sorrend: munkák ℓ_j szerint nemnövekvő sorrendben
- éles példa: 1 db $p_i = \epsilon$ „forrás”; m db $p_i = 1$, csak ϵ után kezdhető; 1 db $p_i = m-1$ „nyelő”, csak az összes 1 után kezdhető; $m-1$ db $p_i = m-1$ izolált pont
 - leghosszabb út sorrend: 1. gépen ϵ , majd $m-1$ db 1-es; 2. gépen $m-1, 1, m-1$; többi gépen csak $m-1 \implies C_{\max} = 2m-1$
 - OPT sorrend: 1. gépen $\epsilon, 1, m-1$, többi gépen: $1, m-1 \implies C_{\max}^* = m + \epsilon$
 - $\frac{C_{\max}}{C_{\max}^*} = \frac{2m-1}{m+\epsilon} \xrightarrow{\epsilon \rightarrow 0} 2 - \frac{1}{m} \implies$ a leghosszabb út szerinti sorrend sem segít
- **20.14. probléma:** $P|_{\text{prec}, p_i=1}|C_{\max}$ ($P|_{\text{prec}}|C_{\max}$ speciális esete)
 - **20.15. tétel:** $P|_{\text{prec}, p_i=1}|C_{\max}$ NP-nehéz, ha m része a bemenetnek (*nem bizonyítjuk*)
 - rögzített m esetén a feladat bonyolultsága nem ismert
- **20.16. probléma:** $P|_{\text{in-tree}, p_i=1}|C_{\max}$ ($P|_{\text{prec}, p_i}|C_{\max}$ speciális esete)
 - a feladatok egy gyökere felé irányított fát alkotnak \implies a gyökér minden más feladattól függ
 - **20.17. algoritmus:** Hu algoritmus
 - LS a leghosszabb (= legtöbb csúcsból álló) út szerinti sorrendben
 - **20.18. tétel:** Hu algoritmus optimális megoldást ad $P|_{\text{in-tree}, p_i=1}|C_{\max}$ -ra
 - * *nem bizonyítjuk*

Megbízható hálózatok tervezése

21. Globális és lokális élösszefüggőség és élösszefüggőségi szám fogalma, Menger irányítatlan gráfokra és élösszefüggőségre vonatkozó két tétele (biz. nélkül). $\lambda(G)$ meghatározása folyamok segítségével négyzetes és lineáris számú folyamkereséssel.

- **21.1. definíció:** a $G = (V, E)$ gráf k -szorosán élösszefüggő (pontösszefüggő), ha legalább k élt (pontot) tartalmaz és bármely $k-1$ él (pont) eltávolítása után is összefüggő marad
- **21.2. definíció:** a $G = (V, E)$ gráfban $u, v \in V$ $\lambda(u, v)$ ($\kappa(u, v)$) lokális élösszefüggőségi (pontösszefüggőségi) száma az éldiszjunkt (belsőleg pontdiszjunkt) $u \rightsquigarrow v$ utak maximális száma
- **21.3. definíció:** a $G = (V, E)$ gráf $\lambda(G)$ ($\kappa(G)$) élösszefüggőségi (pontösszefüggőségi) száma az k , melyre G k -szorosán élösszefüggő (pontösszefüggő), de nem $k+1$ -szeresen élösszefüggő (pontösszefüggő)
- **21.4. tétel:** a G gráfhoz készítsük el a $(G', 1)$ hálózatot, ahol \forall élt oda-vissza irányítuk, és \forall él kapacitása egységnyi \implies ekkor $\lambda(u, v) =$ az u forrása, v nyelőjű folyam maximális értéke
 - *nem bizonyítjuk*
- **21.5. tétel:** (Menger tétele) a G irányítatlan gráfban $\lambda(u, v) =$ az összes uv -utat lefogó élek minimális $\lambda'(u, v)$ számával (*nem bizonyítjuk*)
- **21.6. tétel:** $\lambda(G) = \min\{\lambda(u, v) : u, v \in V, u \neq v\}$
 - *bizonyítás:* (\geq) ha $\lambda(u, v)$ darab él lefogja az összes $u \rightsquigarrow v$ utat \implies töröljük őket G -ből
 - ekkor u és v különböző öf. komponensbe kerül $\implies \forall u, v \in V : \lambda(u, v) \geq \lambda(G)$

- (\leq) tfh. $\lambda(G)$ darab él eltávolítása után G két komponensre esik
 - legyen u és $v \in V$ különböző komponensben
 - az eltávolított élek lefoglalták az összes $u \rightsquigarrow v$ utat $\implies \exists u, v \in E : \lambda(u, v) \leq \lambda(G)$
- **21.7. algoritmus:** $\lambda(G)$ meghatározása $O(n^2)$ folyamkereséssel $O(n^5)$ időben
 - $\forall s, t \in V$ párra futtatunk egy folyamkeresést a 21.4. tétel szerint $\implies \lambda(t, t)$
 - $\lambda(G)$ az így kapott $\lambda(u, v)$ értékek minimuma
- **21.8. tétel:** $\forall a \in V : \lambda(G) = \min\{\lambda(a, v) : v \in V - \{a\}\}$
 - *bizonyítás:* ha $k = \lambda(G)$ élet elhagyva a gráf két komponensre esik szét
 - a ekkor benne van valamelyik komponensben
 - legyen v egy tetszőleges csúcs a másik komponensben $\implies \lambda(a, v) \leq k$
 - de $k - 1$ él eltávolításával még nem esik szét $\implies k - 1 < \lambda(G) \leq \lambda(a, v)$ ■
- **21.9. algoritmus:** $\lambda(G)$ meghatározása $n - 1$ folyamkereséssel $O(n^4)$ időben
 - a 21.8. tétel szerint elég választani egy $a \in V$ csúcsot
 - $n - 1$ folyamkereséssel meg lehet határozni $\forall v \in V - \{a\} : \lambda(a, v)$ értékét

22. $\lambda(G)$ meghatározása összehúzások segítségével,
Mader tétele, Nagamochi és Ibaraki algoritmus.

- **22.1. definíció:** a $G = (V, E)$ gráfban az $u, v \in V$ összehúzásával kapott $G_{uv} = (V_{uv}, E_{uv})$ gráfban
 - $V_{uv} = V - \{u, v\} \cup \{uv\}$
 - $E_{uv} = \{\{x, y\} \in E : x, y \notin \{u, v\}\} \cup \{\{uv, y\} : \{u, y\} \in E \wedge \{v, y\} \in E; x, y \notin \{u, v\}\}$
 - az u és v csúcsokat azonosítjuk egymással, majd töröljük a hurokéleket
 - de a párhuzamos éleket meghagyjuk!
- **22.2. lemma:** $\forall u, v \in V, u \neq v \implies \lambda(G) = \min\{\lambda(u, v), \lambda(G_{uv})\}$
 - *bizonyítás:* tfh. ha G_{uv} -ből elhagyunk k élet, két komponensre esik
 - ezeket G -ből elhagyva az is két komponensre esik $\implies \lambda(G) \leq \lambda(G_{uv})$
 - $\lambda(G) = \min\{\lambda(u, v) : u, v \in V, u \neq v\} \leq \lambda(u, v)$
 - a két fenti egyenlőség közül az egyik egyenlőség
 - hagyjunk el $\lambda(G)$ élt G -ből úgy, hogy két komponensre essen
 - ha u és v azonos komponensben van
 - * ezek az élek G_{uv} -ből is elhagyhatóak $\implies \lambda(G) \geq \lambda(G_{uv})$
 - ha u és v eltérő komponensben vannak
 - * az elhagyott élek fedik az $u \rightsquigarrow v$ utakat $\implies \lambda(G) \geq \lambda(u, v)$ ■
- **22.3. tétel:** (Mader tétele) $\exists u, v \in V : \lambda(u, v) = d(v)$
 - *bizonyítás:* lásd a 22.5. lemmát ■
- **22.4. definíció:** $G = (V, E)$ pontjainak egy (v_1, v_2, \dots, v_n) sorrendje *max-vissza sorrend*, ha $\forall 2 \leq i < j \leq n : d(v_i, V_{i-1}) \geq d(v_j, V_{i-1})$, ahol $V_{i-1} = \{v_1, v_2, \dots, v_{i-1}\}$
 - $d(A, B) =$ az A és B csúcshalmazok között húzódó élek száma
- **22.5. lemma:** ha $u = v_{n-1}$ és $v = v_n$ egy max-vissza sorrendben $\implies \lambda(u, v) = d(v)$
 - *bizonyítás:*² $d(v) = d(v, V_{n-1}) \leq \lambda(u, v)$, mert $V_{n-1} = V - \{v\}$
 - \geq irány \implies indir. tfh. $\exists G = (V, E)$, amire az állítás nem igaz, és $n = |V| \geq 3$ minimális
 - a minimális ellenpéldában $\{v_{n-1}, v_n\} \notin E$
 - ha $\{v_{n-1}, v_n\} \notin E \implies$ ennek az élnek a törlésével még kisebb ellenpéldát kapunk
 - a törléskor $\lambda(u, v)$ és $d(v)$ is 1-gyel csökken
 - $|G - \{v_n\}| < n \implies \lambda(v_{n-1}, v_{n-2}) \geq \lambda_{G - \{v_n\}}(v_{n-1}, v_{n-2}) \stackrel{\text{az áll. igaz}}{=} d(v_{n-1}, V_{n-2}) \stackrel{\text{max-vissza}}{=} d(v_{n-1}, V_{n-2}) = d(v_n)$

²Adrás Frank (1994). On the Edge-Connectivity Algorithm of Nagamochi and Ibaraki. In: *EGRES Quick-Proof No. 2009-01*.

- hasonlóan $|G - \{v_{n-1}\}| < n \implies \lambda(v_n, v_{n-2}) \geq \lambda_{G - \{v_{n-1}\}}(v_n, v_{n-2}) = d(v_n, V_{n-2}) = d(v_n)$
- $\lambda(v_n, v_{n-1}) \geq \min\{\lambda(v_n, v_{n-2}), \lambda(v_{n-1}, v_{n-2})\} \geq d(v_n)$
 - a $v_n \rightsquigarrow v_{n-1}$ utak lefogásához legalább a $v_n \rightsquigarrow v_{n-2} \rightsquigarrow v_{n-1}$ utakat le kell fogni
 - azt kaptuk, hogy G nem lehet ellenpélda \implies ellentmondás ■
- **22.6. algoritmus:** Nagamochi és Ibaraki algoritmus
 - INPUT: $G = (V, E)$ irányítatlan gráf OUTPUT: $\lambda(G)$
 - 0. lépés: $\lambda := \infty, n := |V|$
 - 1. lépés: ha $n = 1 \implies$ STOP, $\lambda(G) = \lambda$
 - 2. lépés: készítsük el G pontjainak egy (v_1, v_2, \dots, v_n) max-vissza sorrendjét
 - legyen $u = v_{n-1}, v = v_n$
 - 3. lépés: $\lambda \leftarrow \min\{\lambda, d(v)\}, G \leftarrow G_{uv}, n \leftarrow n - 1, \text{GOTO } 1.$

23. Minimális méretű 2-élösszefüggő részgráfok keresése.

A probléma NP-nehézsége, Khuller–Vishkin algoritmus (biz. nélkül).

- **23.1. probléma:** minimális méretű 2-élösszefüggő részgráf
 - INPUT: $G = (V, E)$ 2-élösszefüggő irányítatlan gráf
 - OUTPUT: $E' \subseteq E$ 2-élösszefüggő, G -t feszítő élhalmaz, $|E'|$ minimális
- **23.2. tétel:** a minimális méretű 2-élösszefüggő részgráf probléma NP-nehéz
 - *bizonyítás:* $|E'| = |V| \iff E'$ egy Hamilton-kör ■
- **23.3. algoritmus:** Khuller–Vishkin algoritmus
 - kezdetben $E' := \emptyset$
 - futtasunk mélységi keresést (DFS) a G gráfon $\implies T$ mélységi van
 - jelölje T v gyökerű részfáját $T(v)$
 - amikor T -t felépítjük \implies az éleit tegyük be E' -be is
 - amikor az uv él mentén visszalépünk $\iff T(v)$ -t már teljesen bejártuk
 - * vizsgáljuk meg, hogy uv elvágó él-e az E' által feszített részgráfban
 - * ha elvágó \implies az $\{e = \{a, b\} \in E : a \in T(v), b \notin T(v), e \notin T\}$ élek közül a min. mélységi számú b -hez tartozót adjuk hozzá E' -höz
 - * ezután $G[E']$ már 2-élösszefüggő lesz
- **23.4. tétel:** a Khuller–Vishkin algoritmus $\frac{3}{2}$ -approximáció a minimális méretű 2-élösszefüggő részgráf problémára
 - *bizonyítás vázlat:* belátható, hogy $|E' - E(T)| \leq \frac{|E^*|}{2}$, ahol E^* az optimális élhalmaz
 - innen $|E'| = |E' - E(T)| + |E(T)| \leq \frac{|E^*|}{2} + |V| - 1 \leq \frac{3}{2}|E^*|$

Hálózatelméleti alkalmazások

24. Kirchhoff tételei a klasszikus villamos hálózatok analizésére.

25. Kirchhoff eredményeinek általánosítása transzformátorokat vagy girátorokat is tartalmazó hálózatokra (biz. nélkül). Algoritmusok a feltételek ellenőrzésére.

26. Kirchhoff eredményeinek általánosítása: szükséges feltétel tetszőleges lineáris sok-kapukat is tartalmazó hálózatok egyértelmű megoldhatóságára. Villamos hálózatok duálisa.

Statikai alkalmazások

27. Rúdszerkezetek, merevségi mátrix, merevség, egyszerű rácsos tartók, Cremona – Maxwell diagramok.

28. Minimális merev rúdszerkezetek általános helyzetben, Laman tétele (biz. nélkül), Lovász és Yemini tétele.

29. Síkbeli négyzetrácsok és egyszintes épületek átlós merevítése.