

Emlékeztető. Egy $\mathcal{L} \in_T \mathcal{NP}$ nyelvből logaritmikus tárral (így polinom időben) hálózatot konstruálhatunk, a hálózatban a bemenetet és a tanúszalagot kódoló polinom sok bit található, majd polinom kapun (amelyek szerepe a Turing-számítás polinom sok konfigurációjának kódjainak kiszámítása) keresztül eljutunk egy kapuhoz, ami által kiszámított bit kódolja a gép utolsó ELFOGAD/ELVET állapotát.

Azaz HÁLÓZAT-SAT egy \mathcal{NP} -teljes nyelv.

Ha egy \mathcal{NP} -beli L nyelvet polinomiális időben redukálunk HÁLÓZAT-SAT-ra, akkor L is \mathcal{NP} -teljes. Így további \mathcal{NP} -teljes nyelvekhez jutunk. Ez korábban is így volt. A korábbi teljes nyelveinket is kiegészíthettük volna alternatív lehetőségekkel. Látni fogjuk, hogy \mathcal{NP} -teljes problémák listáján a matematika ágainak széles (talán teljes) köréből találunk példákat. Továbbá fontos, központi kérdések (amelyek látszólag függetlenek) olyanok, hogy az \mathcal{NP} nyelv megragadására alkalmasak.

Először a legklasszikusabb \mathcal{NP} -teljes nyelvet imsertetjük. Majd további példákat sorolunk fel.

1. Cook—Levin-tétel

Definíció. Legyen $V = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ egy változó halmaz. Legyen $L = V \cup \bar{V}$ a literálok halmaza (\bar{V} a negált változók halmaza, azaz $\{\bar{x}_1, \bar{x}_2, \dots, \bar{x}_n\}$). L egy részhalmazát klóznak nevezzük. Esetünkben a klózra úgy gondolunk, hogy a hozzá tartozó literálokat \vee logikai művelettel, azaz diszjunkcióval kapcsoljuk össze. Egy φ konjunktív normálformában lévő formula (CNF formula) klózok egy halmaza. Erre a klózhalmazra úgy gondolunk, hogy a klózok \wedge logikai művelettel, azaz konjunkcióval kapcsoljuk össze. Egy φ CNF formula kielégíthető, ha adható V egy kiértékelése (ami természetes módon kiterjeszthető L egy kiértékelésévé), amelyre minden klózban lesz igazzá kiértékelt literál.

$$\text{SAT} = \{[\varphi] : \varphi \text{ kielégíthető CNF}\}$$

Azaz SAT az a probléma, ahol adott egy CNF formula és el kell döntenünk, hogy kielégíthető-e.

1. Tétel (Cook—Levin-tétel). *SAT (CNF formula kielégíthetősége) \mathcal{NP} -teljes.*

Bizonyítás. Korábban már szerepelt, hogy $\text{SAT} \in \mathcal{NP}$, így elég adnunk egy visszavezetést HÁLÓZAT-SAT-ról SAT-ra, hiszen ekkor az előző következmény (i) pontja és a polinomiális redukció tranzitívítása alapján tetszőleges $L \in \mathcal{NP}$ nyelvet vissza tudunk vezetni SAT-ra. Ezt is két lépésben tesszük, a HÁLÓZAT-SAT-ot visszavezetjük BOOLE-EGYENLETRENDSZER-SAT-ra, majd azt SAT-ra.

Definíció. $\varphi_i(x_1, x_2, \dots, x_n) = \psi_i(x_1, x_2, \dots, x_n)$, $i = 1, 2, \dots, \ell$ egyenletrendszer, Boole-egyenletrendszernek nevezzük, ha φ_i és ψ_i Boole-formulák. Az $\{x_i\}_{i=1}^n$ változók egy 0-1/igaz-hamis értékadás az egyenletrendszer megoldása, ha minden $i = 1, 2, \dots, \ell$ esetén φ_i és ψ_i értéke ugyanaz.

BOOLE-EGYENLETRENDSZER-SAT az a nyelv, ami a megoldható/kielégíthető Boole-egyenletrendszerek kódját tartalmazza.

Legyen H egy hálózat. Minden csúcsával azonosítunk egy változót. Ez input-csúcsok esetén a csúcs címkéje. A többi csúcsra (kapukra) mind különváltozót feleltetünk meg. Minden kapuhoz tartozik egy egyenlet

- $x_g = \neg x_h$, ha a g kapu negáció kapu és a h kapuból kapja inputját (\vec{hg} él a hálózatban).
- $x_g = x_h \wedge x_{h'}$, ha a g kapu hálózatbeli címkéje konjunkció és inputjait h és h' kapukból kapja.
- $x_g = x_h \vee x_{h'}$, ha a g kapu hálózatbeli címkéje diszjunkció és inputjait h és h' kapukból kapja.
- $x_g = 1$, ha a g kapu a hálózat output kapuja.

Ezzel megkaptuk egy Boole-egyenletrendszer a hálózatból. Ha a hálózat 1-et számol ki egy értékadáson (az értékadás kielégíthetőséget bizonyít), akkor a kapuk által kiszámolt bitekkel együtt egy megoldását kapjuk az egyenletrendszernek. Fordítva is igaz, ha az egyenletrendszer megoldásából kiemeljük az eredeti input változók értékadásait, akkor ezen a hálózat 1-et számol ki (sőt minden kapu a hozzárendelt változó megoldásbeli értékét számolja ki). Azaz a hálózatból legyártott egyenletrendszer megoldhatósága ekvivalens azzal, hogy a hálózat kielégíthető.

Az '=' jeleket ' \leftrightarrow ' logikai jelekre cserélve az egyes egyenleteknek megfelelő formulákat kapunk. Egy értékadás akkor és csak akkor teljesíti az egyenletet, ha igazá teszi a hozzárendelt formulát. A kapott logikai kifejezések mindegyike legfeljebb három változót tartalmaznak. Könnyű őket CNF formára hozni. Ha az összes egyenletnek megfeleltetett CNF formulát 'és' logikai jellel összekapcsoljuk, szintén CNF formát kapunk. Így az egyenletrendszerhez hozzárendeltünk egy φ CNF formulát. A hozzárendelés \mathcal{P} -ben kiszámolható. Az egyenletrendszer megoldhatósága ekvivalens a formula kielégíthetőségével.

Vagyis „programunk” második redukcióját is megadtuk, a tételt bebizonyítottuk. ■

2. További \mathcal{NP} -teljes problémák

Legyen ($= 3$)-SAT azon kielégíthető CNF formulák kódja, melyekben minden klóz pontosan 3 literált tartalmaz. Legyen (≤ 3)-SAT azon kielégíthető CNF formulák kódja, melyekben minden klóz legfeljebb 3 literált tartalmaz.

2. Lemma. $(= 3)\text{-SAT} \preceq_{\mathcal{P}} (\leq 3)\text{-SAT}$, továbbá $(\leq 3)\text{-SAT} \preceq_{\mathcal{P}} (= 3)\text{-SAT}$.

Bizonyítás. Az első redukció nyilvánvaló, hisz a ($= 3$)-SAT probléma egy speciális esete (≤ 3)-SAT-nek.

Fordítva legyen φ a (≤ 3)-SAT egy inputja. Egy a kielégíthetőség szempontjából ekvivalens formulává alakítjuk, úgy, hogy a klózek mérete három legyen. Egy φ input 3 méretű klózeit tartjuk meg, míg a kicsi klózaikkal az alábbi operációt végezzük el (párhuzamosan): Egy $C : \langle \ell_1, \ell_2 \rangle$ „kicsi” klózt helyettesítsünk a $\langle \ell_1, \ell_2, u \rangle, \langle \ell_1, \ell_2, \bar{u} \rangle$ klózpárral. Természetesen formulánk kielégítése esetén C is igazgá válik, ami a C -t helyettesítő klózeket is igazgá teszi. Fordítva: A C -t helyettesítő klózpárt csak úgy tudjuk kielégíteni, ha az eredeti C -t is kielégítjük.

A fenti példában a kicsi klóz két literált tartalmazott. Ennél is kisebb klózokra is alkalmazható ötletünk. Eredménye: ekvivalens formula eggyel nagyobb klózokkal. Ötletünket iteráltan kell alkalmazni, amíg minden klóz három méretűvé válik. ■

Ha két nyelv „oda-vissza” redukálható, akkor ekvivalensnek (polinomiális redukcióra) mondjuk. Ekkor a két probléma egyenértékű. A fenti tétel egy ekvivalenciát állít. Ez alapján a két probléma egyenértékű. Ha a 3-SAT nyelvet említjük, akkor alatta a fenti két nyelv bármelyikét érthetjük. Természetesen, ha 3-SAT-ot redukáljuk, akkor az input CNF-ről feltesszük, hogy minden klóza három literált tartalmaz. Ha 3-SAT-ra redukálunk, akkor nem zavar, ha a redukciós algoritmus háromnál kisebb klózeket is „gyárt”.

3. Tétel. 3-SAT \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. 3-SAT $\in \mathcal{NP}$ triviális (a SAT speciális esete).

3-SAT \mathcal{NP} -nehéz: SAT visszavezetése 3-SAT-ra (emlékeztetőül: egy SAT \rightarrow 3-SAT: $C \mapsto C'$ polinomidőben kiszámítható függvény kell, amelyre teljesül, hogy $C \in \text{SAT} \Leftrightarrow C' \in \text{3-SAT}$). A hozzárendelés a következő lesz: a $C = \langle \ell_1, \dots, \ell_k \rangle$ klózra vezessünk be u_1, \dots, u_{k-1} új változókat és a következő klózeket vegyük fel C' -be:

$$\langle \ell_1, \bar{u}_1 \rangle, \langle u_1, \ell_2, \bar{u}_2 \rangle, \dots, \langle u_{i-1}, \ell_i, \bar{u}_i \rangle, \dots, \langle u_{k-2}, \ell_{k-1}, \bar{u}_{k-1} \rangle, \langle u_{k-1}, \ell_k \rangle$$

Ezt minden C -beli klózra végezzük el. Amit kapunk, az egy 3-CNF. A következőket kell belátni:

- (i) C' meghatározható (C kódjának hosszában) polinomiális időben. Ez nyilvánvaló.
- (ii) C pontosan akkor kielégíthető, ha C' az:

Ha C kielégíthető, akkor vegyük egy kielégíthető kiértékelését. $C = \langle \ell_1, \dots, \ell_k \rangle$ klóz esetén legyen ℓ_i a klózban az első igaz literál. Ekkor ℓ_i értékeit megtartva, $u_1 = \dots = u_{i-1} = h$ és $u_i = \dots = u_{k-1} = i$ kiértékelés jó lesz.

Másik irány: C' -nek nincs olyan kielégítő kiértékelése, amelyben valamely C -beli $C = \langle \ell_1, \dots, \ell_k \rangle$ klóz esetén $\ell_1 = \dots = \ell_k = h$ lenne, mivel az

$$\langle \bar{u}_1 \rangle, \langle u_1, \bar{u}_2 \rangle, \dots, \langle u_{i-1}, \bar{u}_i \rangle, \dots, \langle u_{k-2}, \bar{u}_{k-1} \rangle \langle u_{k-1} \rangle$$

klózeket tartalmazó formula kielégíthetetlen. ■

Legyen k -SAT a következő probléma: adott egy konjunktív normálforma, amelyben minden klóz legfeljebb k literált tartalmaz (k -CNF). Kielégíthető-e?

Megjegyzés. Egyszerűen látható, hogy $2\text{-SAT} \in \mathcal{P}$. Sőt $2\text{-SAT} \in \text{co}\mathcal{NL}$.

Megjegyzés. Nyilván igaz a következő redukciólánc:

$$2\text{-SAT} \preceq_{\mathcal{P}} 3\text{-SAT} \preceq_{\mathcal{P}} 4\text{-SAT} \preceq_{\mathcal{P}} \dots \preceq_{\mathcal{P}} k\text{-SAT} \preceq_{\mathcal{P}} \dots \preceq_{\mathcal{P}} \text{SAT}.$$

Definíció. V egy kiértékelése egy klózt homogénné tesz, ha a klóz minden literálja ugyanazt a logikai értéket kapja. Azaz a klóz akkor nem lesz homogén, ha igazzá értékelődik ki (lesz benne igaz értékű literál), de nem minden literál igaz értékű (lesz benne hamis literál is)

Legyen

$$\text{NEM-MIND-IGAZ-SAT} = \{[\varphi] : \varphi \text{ CNF, amely kielégíthető úgy, hogy ne legyen olyan klóz, amelyben minden literál igaz}\}$$

4. Tétel. $\text{NEM-MIND-IGAZ-SAT} \in \mathcal{NP}$ -teljes.

$\text{NEM-MIND-IGAZ-SAT} \in \mathcal{NP}$ triviális. Egy másik \mathcal{NP} -teljes problémát és a szükséges redukciót később ismertetjük.

Legyen $\text{NEM-MIND-IGAZ-3-SAT}$ azon CNF-ek halmaza, amelyben minden klóz legfeljebb három literált tartalmaz és van olyan kiértékelése a változóknak, hogy φ összes klóza nem homogén.

5. Következmény. $\text{NEM-MIND-IGAZ-3-SAT} \in \mathcal{NP}$ -teljes.

Bizonyítás. A $\text{SAT} \preceq 3\text{-SAT}$ redukciót ismételjük meg: Ha egy NEM-MIND-IGAZ-SAT φ inputra alkalmazzuk az előző visszavezetést, akkor egy olyan $R(\varphi)$ CNF formulát kapunk, amelyben minden klóz legfeljebb három literált tartalmaz.

Tegyük fel, hogy $\varphi \in \text{NEM-MIND-IGAZ-SAT}$, azaz a változók alkalmas kiértékelésénél minden klózban lesz igaz és hamis literál is. Tegyük fel, hogy C egy klóz és egy benne lévő ℓ_i literál igaz, míg ℓ_j literál hamis. Feltehetjük, hogy $i < j$.

A régi változók értékeit tartsuk meg, az alábbiakban leírjuk, hogy az új változók hogyan kapják értékeiket. Nézzük meg C redukcióját:

$$\langle \ell_1, \bar{u}_1 \rangle, \langle u_1, \ell_2, \bar{u}_2 \rangle, \dots, \langle u_{i-1}, \ell_i, \bar{u}_i \rangle, \dots, \langle u_{k-2}, \ell_{k-1}, \bar{u}_{k-1} \rangle, \langle u_{k-1}, \ell_k \rangle.$$

ℓ_i után jön egy új változó negáltja. Az új változónak igaz értéket adva az ℓ_i literál „kis” klózában lesz hamis és igaz érték is. Jobbra haladva a további új változóknak igaz értéket adva eljutunk ℓ_j „kis” klózához. Közben minden klózba kerül igaz és hamis érték is. A szélső klózokban ugyanez elérhető, ha szélről középfelé haladunk és így osztjuk ki az új változók értékeit a hiányzó logikai értéket pótolva. Összegezve kaptuk, hogy $R(\varphi) \in \text{NEM-MIND-IGAZ-3-SAT}$.

Fordítva tegyük fel, hogy $R(\varphi) \in \text{NEM-MIND-IGAZ-3-SAT}$. Láttuk, hogy egy kiértékelés, amely minden $R(\varphi)$ klózt kielégít (ilyen egy nem-mind-igaz kiértékelés) akkor elképzelhetetlen, hogy az eredeti klózok ne tartalmazzanak igaz értéket. Azt kell csak kizárnunk, hogy $R(\varphi)$ egy nem-mind-igaz kiértékelése az eredeti változókra megszorítva egy eredeti klóz mindegyik literálját igazzá tegye.

Ez azt jelentené, hogy a

$$\langle \bar{u}_1 \rangle, \langle u_1, \bar{u}_2 \rangle, \dots, \langle u_{i-1}, \bar{u}_i \rangle, \dots, \langle u_{k-2}, \bar{u}_{k-1} \rangle \langle u_{k-1} \rangle$$

klózok mindegyikébe lenniek kell hamis értéknek. Ez (mint korábban) lehetetlen. ■

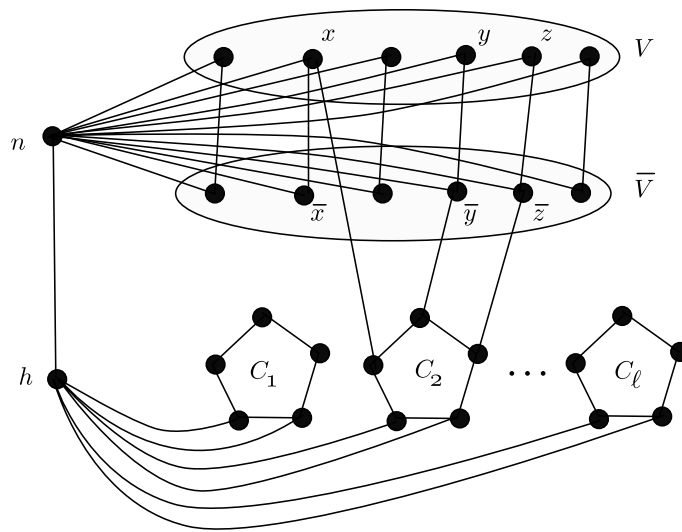
2.1. Gráfelméleti problémák

Definíció. k -SZÍNEZHETŐSÉG a következő probléma: adott egy gráf, kiszínezhető-e k színnel?

6. Tétel. 3-SZÍNEZHETŐSÉG \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. 3-SZÍNEZHETŐSÉG $\in \mathcal{NP}$: tanú egy színezés, polinom időben ellenőrizhető, jó színezés-e.

3-SZÍNEZHETŐSÉG \mathcal{NP} -nehéz: 3-SAT-ot vezetjük rá vissza. \mathcal{C} 3-CNF-hez hozzárendeljük $G_{\mathcal{C}}$ gráfot, amely csúcsai n, h, \mathcal{C} változói és azok negáltjai, és minden $C \in \mathcal{C}$ klózra C_1, C_2, C_3, C_4, C_5 . $G_{\mathcal{C}}$ élei a következők lesznek: uv , minden x_i változóra $x_i\bar{x}_i, ux_i$ és $u\bar{x}_i$, illetve minden $C = \langle z_1, z_2, z_3 \rangle$ klózra $C_1C_2, C_2C_3, C_3C_4, C_4C_5, C_5C_1, C_1z_1, C_2z_2, C_3z_3, C_4v, C_5v$.



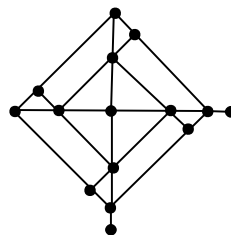
Könnyű ellenőrizni, hogy $G_{\mathcal{C}}$ polinom időben meghatározható, és pontosan akkor 3-színezhető, ha \mathcal{C} kielégíthető (felhasználva azt az észrevételt, hogy z_1, z_2, z_3, v 3-színezése pontosan akkor terjeszthető ki $C = \langle z_1, z_2, z_3 \rangle$ klózhoz tartozó ötszögre jó színezésként, ha a 4 csúcs színe nem azonos). ■

Megjegyzés. Könnyen ellenőrizhető, hogy 2-SZÍNEZHETŐSÉG $\in co\mathcal{NL}$.

7. Tétel. SÍKGRÁF 3-SZÍNEZHETŐSÉGE \mathcal{NP} -teljes.

Vázlat. \mathcal{NP} -beliség triviális.

SÍKGRÁF 3-SZÍNEZHETŐSÉGE \mathcal{NP} -nehéz: 3-SZÍNEZHETŐSÉG-et vezetjük rá vissza. Lerajzolás után a kereszteződő éleket kell helyettesíteni az alábbi kis gráffal:



Azt kell meggondolni, hogy megtehetőek a helyettesítések úgy, hogy nem hoznak be új metszéseket, és a keletkezett gráf pontosan akkor 3-színezhető, ha az eredeti is. ■

Megjegyzés. A 2-színezhetőség $co\mathcal{NL}$ -beli, síkgráfokra a 4-színezhetőség triviális a négyosztályos (Appel, Haken 1977) alapján.

Definíció. SZÍNEZÉSI PROBLÉMA: adott egy G gráf és egy k természetes szám. Van-e G -nek jó k -színezése?

8. Tétel. SZÍNEZÉSI PROBLÉMA \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. SZÍNEZÉSI PROBLÉMA $\in \mathcal{NP}$: tanú egy színezés, polinom időben ellenőrizhető, jó színezés-e.

A SZÍNEZÉSI PROBLÉMA \mathcal{NP} -nehéz, mivel a 3-SZÍNEZHETŐSÉG általánosítása. ■

* * *

Definíció. FÜGGETLEN CSÚCSHALMAZ: adott egy G gráf és egy k természetes szám. Van-e G -ben k -elemű független csúcshalmaz?

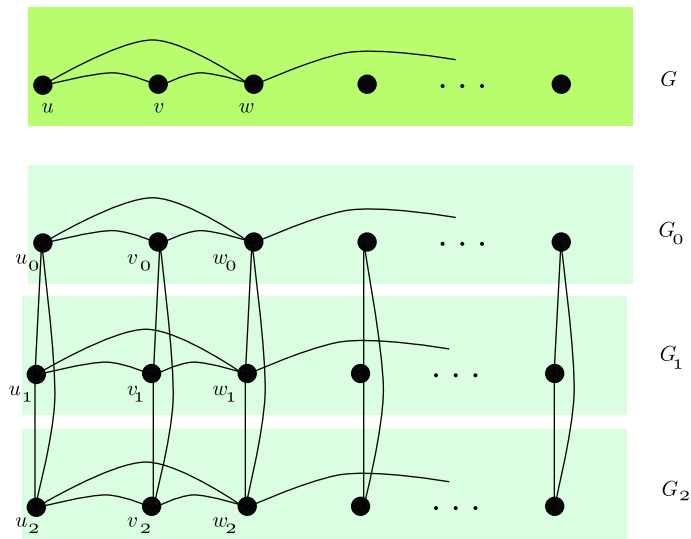
9. Tétel. FÜGGETLEN CSÚCSHALMAZ \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. FÜGGETLEN CSÚCSHALMAZ $\in \mathcal{NP}$: tanú egy független csúcshalmaz.

FÜGGETLEN CSÚCSHALMAZ \mathcal{NP} -nehézségére két bizonyítást adunk.

I. SAT visszavezetése: $\mathcal{C} = (C_1 = \langle z_{1,1}, \dots, z_{1,r_1} \rangle, \dots, C_k = \langle z_{k,1}, \dots, z_{k,r_k} \rangle) \mapsto (G_{\mathcal{C}}, k)$ ((i, j) jelentése: i -edik klóz j -edik literálja), $V(G_{\mathcal{C}}) = \{(i, j) : i \leq k, j \leq r_i\}$, $E(G_{\mathcal{C}}) = \{(i, j), (i', j') : i = i' \text{ vagy } z_{i,j} = \bar{z}_{i',j'}\}$. Könnyű meggondolni, hogy $G_{\mathcal{C}}$ polinom időben meghatározható és pontosan akkor van benne k elemű független halmaz, ha \mathcal{C} kielégíthető, mivel kiértékelés akkor kielégítő, ha minden klózból ki tudunk választani egy igaz literált (az élek garantálják, hogy változó és negáltja egyszerre ne szerepeljenek, illetve minden klózból legfeljebb egy literált válasszunk).

II. SZÍNEZÉSI PROBLÉMA visszavezetése: $G \mapsto (G', |V(G)|)$, ahol $V(G') = \{(v, i) : v \in V(G), i \in [3]\}$ (itt (v, i) jelentése az, hogy v az i szint kapja), $E(G') = \{(v, i)(v', i') : v = v', i \neq i' \text{ vagy } vv' \in E(G), i = i'\}$ (vagyis: élek a tiltások, tiltott, hogy egy csúcs több szint kap vagy összekötött csúcsok azonos szint kapnak).



Könnyű meggondolni, hogy G' és $|V(G)|$ is polinom időben meghatározható, és pontosan akkor van G' -ben $|V(G)|$ elemű független halmaz, ha G gráf 3-színezhető. ■

Megjegyzés. Szemben a SZÍNEZÉSI PROBLÉMÁVAL, ha k nem az input része, hanem konstans, akkor az így kapott k -FÜGGETLEN HALMAZ probléma már polinom időben megoldható (egy n csúcsú gráfnak n -ben polinomiális sok k -elemű részhalmaza van, ha k fix).

★

Definíció. KLIKK probléma: adott egy G gráf és egy k természetes szám. Van-e G -ben k méretű klikk?

Definíció. LEFOGÓ PONTALMAZ: adott egy G gráf és egy k természetes szám. Van-e G -ben k -elemű lefogó pontthalmaz?

10. Következmény. KLIKK és LEFOGÓ PONTALMAZ \mathcal{NP} -teljesek.

Bizonyítás. Ekvivalensek a FÜGGETLEN CSÚCSHALMAZ problémával. ■

★

Egy gráf vágása csúcsainak két diszjunkt részre bontása. A vágás élhalmaza azon éleket tartalmazza, amelyek egyik végpontja az egyik, másik végpontja a másik részbe esik.

Definíció. MAX-CUT probléma: adott egy G gráf és egy k természetes szám. Van-e G -ben olyan vágás, amely legalább k élű?

11. Tétel. MAX-CUT \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. MAX-CUT $\in \mathcal{NP}$: tanú egy színezés, polinom időben kiszámolható az élszáma, amit k -val összehasonlíthatunk.

MAX-CUT \mathcal{NP} -nehéz: NEM-MIND-IGAZ-3-SAT-ot vezetjük rá vissza. \mathcal{C} 3-CNF-hez hozzárendeljük $G_{\mathcal{C}}$ gráfot, amely csúcsai \mathcal{C} változói és azok negáltjai (a literálok). Minden $C \in \mathcal{C}$ klózra a benne szereplő három literált páronként összekötjük. (Ezekre az élekre mint klóz-élekre hivatkozunk.) Minden klózhoz három klóz-él tartozik. Ha két literál több klózban is együtt szerepel, akkor többszörös élk lesznek a redukció által megkonstruált gráfban. Minden x változóra x és \bar{x} közé is behúzzunk egy élt. (Ezekre az élekre mint változó-élekre hivatkozunk.) Ezzel leírtuk a $G_{\mathcal{C}}$ gráf összes életét.

Könnyű ellenőrizni, hogy $G_{\mathcal{C}}$ polinom időben meghatározható, és pontosan akkor van benne $|V| + 2|\mathcal{C}|$ élű vágás, ha van olyan kiértékelése a változóinknak, hogy \mathcal{C} minden klóza nem-homogén. Valóban, $G_{\mathcal{C}}$ minden vágása lefeljebb (az összes) $|V|$ literál-élet és minden klóz három klózeléből legfeljebb 2-t tartalmaz. Azaz $|V| + 2|\mathcal{C}|$ egy felső becslés $G_{\mathcal{C}}$ tetszőleges vágásának élszámára. Ha egy (I, H) vágás eléri ezt a felső becslést, akkor minden literálet tartalmaz, azaz minden x változóra x és \bar{x} közül egyik I -be, másik H -ba esik. Azaz a vágás definiál egy kiértékelés'et a változóinknak. Továbbá minden klóz három klózeléből kettőt tartalmaz a vágás, azaz a leírt kiértékelés nem-mind-igaz módon ielégíti (a tetszőlegesen választott) klózt \mathcal{C} -ből. ■

Megjegyzés. A MIN-CUT probléma annak tesztelését kéri, hogy van-e olyan vágás, amely élszáma k -nál nem nagyobb. Ez a probléma polinom időben megoldható. A folyamok elmélete alapján a legkisebb vágás élhalmaza meghatározható.

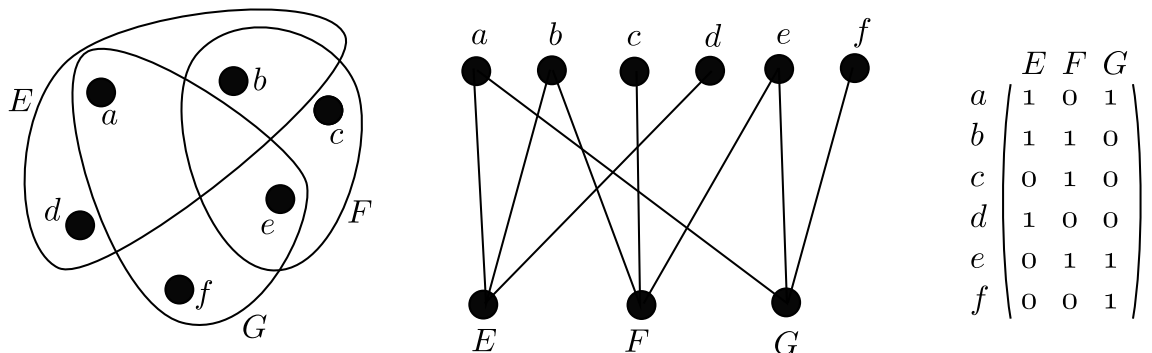
Szintén megjegyezzük, hogy a redukciónk olyan gráfot készített, amely optimális vágása két egyenlő osztályra történt/felezés volt. Így a MAX-FELEZÉS problémáról is adódott, hogy \mathcal{NP} -teljes. Az egyszerű komplementálás mutatja, hogy a MAX-FELEZÉS és MIN-FELEZÉS problémák (polinomiális időre nézve) ekvivalensek. Speciálisan a MIN-FELEZÉS problémáról is kapjuk, hogy \mathcal{NP} -teljes.

3. Halmazrendszerekre vonatkozó problémák

Definíció. \mathcal{H} halmazrendszer a V halmaz felett, ha $\mathcal{H} \subseteq \mathcal{P}(V)$. \mathcal{H} elemei a halmazrendszer élei. k -uniform halmazrendszer olyan halmazrendszer, amely összes éle k elemű. Tehát az egyszerű gráfok pontosan a 2-uniform halmazrendszerek.

Észrevétel. V, \mathcal{H} halmazrendszer könnyen leírható B páros gráffal. A két színosztály V (felső pontok) és \mathcal{H} (alsó pontok). Az alaphalmaz egy v eleme/csúcs akkor és csak akkor van összekötve \mathcal{H} egy E elemével/éllel, ha $v \in E$.

A halmazrendszert lehet kódolni pont-él illeszkedési mátrixszal. Ez egy $n \times m$ méretű 0-1 mátrix, ahol $n = |V|$ és $m = |\mathcal{H}|$



1. ábra. Egy halmazrendszer a középiskolai Venn-diagrammal lerajzolva, a hozzá tartozó, öt kódoló B páros gráf és a pont-él-illeszkedési mátrix

*

Definíció. A gráfelmélet független csúcshalmazának fogalmát kétféleképpen terjeszthetjük ki halmazrendszerekre:

- I független, ha minden $E \in \mathcal{H}$ élre $E \not\subseteq I$.
- I független*: ha minden $E \in \mathcal{H}$ élre $|E \cap I| \leq 1$.

Definíció. FGTLEN-CSÚCSOK-HALMAZRENDSZERBEN=

$$\{[V, \mathcal{H}, k] : \text{van olyan } I \text{ független csúcshalmaz, hogy } |I| = k\}.$$

FGTLEN*-CSÚCSOK-HALMAZRENDSZERBEN=

$$\{[V, \mathcal{H}, k] : \text{van olyan } I \text{ független}^* \text{ csúcshalmaz, hogy } |I| = k\}.$$

A páros gráf kódoláson alapulva könnyű leírni a független* halmazokat. Ezeknek B -ben felső pontok egy olyan I halmaza tartozik, amelyekre nem illeszkedik V -alak, azaz olyan $a \in A, f, f' \in I \subset F$ ponthármas, ahol a összekötött f és f' -vel.

Definíció. Legyen B egy halmazrendszert leíró páros gráf. Az alsó/felső szerepek felcserélésével a B^* páros gráfot kapunk. Ez a B^* „elolvasható halmazrendszerként” visszaalakítva halmazrendszerré a $V^* = \mathcal{H}, \mathcal{H}^* = V$ duális halmazrendszert kapunk.

A redukciók sorozatát egy trivialitással kezdjük.

12. Tétel. (i) $FGTLEN-CSÚCSOK \preceq FGTLEN-CSÚCSOK-HRSZBEN$
(ii) $FGTLEN-CSÚCSOK \preceq FGTLEN^*-CSÚCSOK-HRSZBEN$

Valóban, a gráfelméleti problémá gráfja a halmazrendszerek egy speciális esete. A gráfelméleti függetlenség mindkét halmazrendszeres függetlenség fogalom speciális esete.

Definíció. $FGTLEN-ÉLEK-HRSZBEN =$

$$\{[V, \mathcal{H}, k] : \mathcal{H}\text{-ban } J \text{ } k \text{ db olyan él, amelyek páronként diszjunktak}\}.$$

A következő tétel már kevésbé nyilvánvaló.

13. Tétel. $FGTLEN^*-CSÚCSOK-HRSZBEN \preceq FGTLEN-ÉLEK-HRSZBEN$

Bizonyítás. V, \mathcal{H}, k -ból képezzük a duális halmazrendszert, a k értékét pedig tartjuk meg: V^*, \mathcal{H}^*, k .

Azt kell eldöntenünk, hogy az eredeti halmazrendszert leíró B páros gráfban van-e k felső pont úgy, hogy ne támaszkodjon rá \vee alak. V^*, \mathcal{H}^* páros gráfja éppen a fejetetejére állított B . Azaz az eredeti döntési feladat ekvivalens azzal, hogy fejfelfordított B gráfban van-e k alsó csúcs (k darab él), hogy ne támaszkodjon rá \wedge , azaz páronként diszjunktak legyenek. Azaz $FGTLEN-ÉLEK-HRSZBEN$ problémát kell megoldani V^*, \mathcal{H}^*, k esetén.

Azaz a kiinduló transzformáció a tételt igazoló redukció. ■

Megjegyzés. $FGTLEN-ÉLEK-GRÁFOKBAN$ probléma, másképpen **PÁROSÍTÁS** $= \{[G, k] : \nu(G) \geq k\}$. Az Edmonds-algoritmus alapján ez egy \mathcal{P} -beli probléma. Azaz a gráfokra vonatkozó eset könnyen kezelhető.

Definíció. $PARKETTÁZÁS =$

$$\{[V, \mathcal{H}] : \text{léteznek } E_1, \dots, E_k \text{ páronként diszjunkt élek, hogy } \dot{\cup} E_i = V\}$$

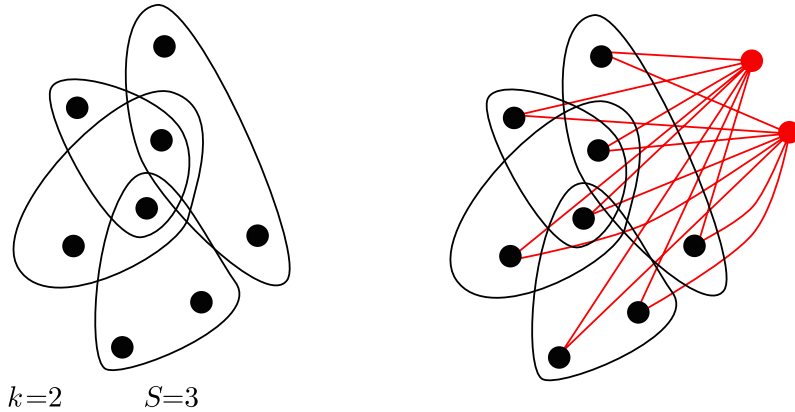
14. Tétel. $FGTLEN-ÉLEK-HRSZBEN \preceq PARKETTÁZÁS$.

Bizonyítás. Legyen V, \mathcal{H}, k az input. Legyen S a maximális élméret paraméter. El kell dönteni, hogy van-e k db diszjunkt él.

A konstrukciót több lépésben végezzük el. Először \mathcal{H} -t úgy transzformáljuk, hogy uniform legyen: Minden E élhez $S - |E|$ sok új pontot veszünk fel (különböző élekhez különböző új pontokat használunk). A módosított halmazrendszerre vonatkozó probléma nyilván ekvivalens a kiinduló problémával.

A konstrukció második lépésében már feltesszük, hogy \mathcal{H} egy S -uniform halmazrendszer. Ebben a lépésben $V(H)$ -hoz hozzáveszünk $|V(H)| - k \cdot S$ darab új

csúcspot (legyen \tilde{V} a kapott ponthalmaz), $\tilde{\mathcal{H}}$ elemei pedig \mathcal{H} elemei és minden régi-új csúcspárra egy-egy őket tartalmazó kételemű halmaz.



2. ábra. Az 5. Tétel redukciója. $|V| - kS = 8 - 2 \cdot 3 = 2$. A két új pont és a hozzájuk tartozó gráfélek a jobb oldalon szerepelnek pirosban.

Észrevétel. $(\tilde{V}, \tilde{\mathcal{H}})$ parkettázásához le kell fedni a $|V| - kS$ darab új csúcspot, ami csak a $|V| - kS$ darab új csúcskettőssel lehet. A maradék parkettázó élek csak régi élek lehetnek, amelyek kS csúcspot fednek le. Azaz a parkettázás ad k független elt \mathcal{H} -ban.

Az észrevétel gondolatmenetének megfordítása teszi teljessé a bizonyítás elméleti részét. ■

* * *

Definíció. HALMAZRENDSZEREK SZÍNEZÉSI PROBLÉMÁJA: adott egy H halmazrendszer és egy k természetes szám. Kiszínezhetők-e $V(H)$ elemei k színnel, hogy semelyik H -beli halmaz ne legyen monokromatikus?

15. Tétel. HALMAZRENDSZEREK SZÍNEZÉSI PROBLÉMÁJA \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. A gráfelméleti színezési probléma általánosítása. ■

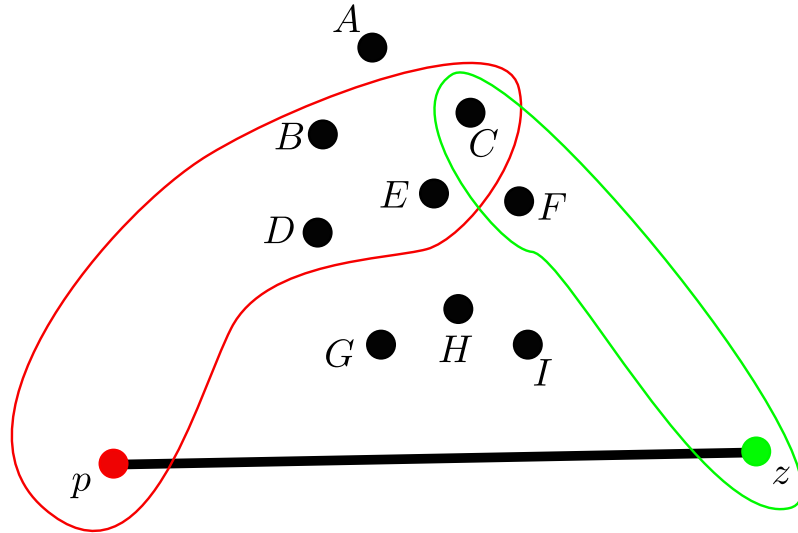
Gráfok esetén a 2-színezhetőség esete könnyen kezelhető volt.

Definíció. HALMAZRENDSZEREK-2-SZÍNEZHETŐSÉGE: Adott egy \mathcal{H} halmazrendszer. Döntsük el: kiszínezhetők-e $V(H)$ elemei 2 színnel úgy, hogy semelyik H -beli halmaz ne legyen monokromatikus.

16. Tétel. PARKETTÁZÁS \preceq HALMAZRENDSZEREK-2-SZÍNEZHETŐSÉGE.

Bizonyítás. Adott egy V, \mathcal{H} input a parkettázás problémához.

Konstrukció: $\tilde{V} = \mathcal{H} \cup \{p, z\}$. \tilde{H} -hoz minden E, F metsző \mathcal{H} -beli élpárra legyen $Z_{E,F} = \{E, F, z\}$ egy él. Minden $v \in V$ esetén legyen $R_v = \{E : v \in E \in \mathcal{H}\} \cup \{p\}$ egy $\tilde{\mathcal{H}}$ -beli él. Továbbá legyen $\{p, z\}$ is egy $\tilde{\mathcal{H}}$ -beli él.



3. ábra. A, B, C, \dots, H, I pontosan a halmazrendszerünk élei. B, C, D, E pontosan az a elemet tartalmazó élek. C és F élek metszőek. A fenti információkból kiolvasható éleket rajzoltuk be az ábrába, amely a redukció megfelelő töredékét tartalmazza.

Észrevétel. $\tilde{V}, \tilde{\mathcal{H}}$ egy 2-színezése esetén legyen p színe piros, z színe zöld (a $\{p, z\}$ él kényszerít a teljes paletta használatára). Az eredeti éleknek megfelelő csúcsok közül a zöld szín kijelöl egy élhalmazt. Ezek parkettázzák az eredeti halmazrendszert.

Valóban, köztük két metsző él egy $Z_{E,F}$ típusú zöld-homogén élhez vezetne a redukció eredményében. Míg egy lefedetlen v csúcs (az eredeti halmazrendszerben) adna egy R_v piros-homogén élt.

A gondolatmenet megfordítható, a bizonyítás teljes. ■

Most jegyezzük meg, hogy a HALMAZRENDSZEREK-2-SZÍNEZHETŐSÉGE $\preceq_{\mathcal{P}}$ NEM-MIND-IGAZ-SAT, így kapjuk a hiányzó \mathcal{NP} -teljességet: NEM-MIND-IGAZ-SAT is \mathcal{NP} -teljes.

A redukció nyilvánvaló: A halmazrendszer alaphalmazának minden elemét azonosítunk egy változóval. Minden élben lévő csúcsok változói vagyolva egy klózt alkotnak. Az ezekből alkotott CNF formula változóinak értékadása azonosítható az alaphalmaz két színnel történő színezésével. Az értékadás akkor lesz nem-mind-igaz kielégítő értékadás, ha nem lesz egyszínű él. A részletek kidolgozását az érdeklődő hallgatóra bizzuk.

* * *

Az alábbi problémák mindegyike \mathcal{NP} -teljes. Ezek nem szerepeltek előadáson. Csak megemlítjük az érdeklődő olvasóknak és ötletet adunk az igazoláshoz.

Definíció. HÁRMASÍTÁS: adott három azonos méretű halmaz és ennek transzverzálisaiból álló 3-uniform halmazrendszer. Van-e a halmazrendszernek olyan részhalmaza, amely a három halmaz uniójának partícióját adja?

Ötlet. Szokásos visszavezetés: 3-SAT.

Definíció. 3-UNIFORM HALMAZRENDSZER PARTÍCIÓ: adott egy 3-uniform halmazrendszer. Van-e olyan részhalmaza, ami az alaphalmaz partíciója?

Ötlet. HÁRMASÍTÁS általánosítása.

3.1. Aritmetizált problémák

Definíció. DIOPHANTOSZI-EGYENLŐTLENSÉGRENSZER: adott egy $Ax \leq b$ egész együtthetős lineáris egyenlőtlenségrendszer. Van-e megoldása egész számokban?

17. Tétel. DIOPHANTOSZI-EGYENLŐTLENSÉGRENSZER \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. \mathcal{NP} -beliségre tanú egy megoldás.

Az \mathcal{NP} -nehézség bizonyításához a SAT-ot vezetjük vissza a problémára: adott egy konjunktív normálforma. Minden x_i változóra bevezetjük a $0 \leq x_i \leq 1$, és minden $\langle z_1, \dots, z_k \rangle$ klózra a $t_1 + \dots + t_k$ egyenlőtlenséget, ahol $t_i = x_j$, ha $t_i = x_j$ és $t_i = 1 - x_j$, ha $t_i = \bar{x}_j$. Könnyű látni, hogy az egyenlőtlenségrendszer polinom időben megkonstruálható, és pontosan akkor megoldható, ha a konjunktív normálforma kielégíthető. ■

Definíció. RÉSZLETÖSSZEG=

$\{[A, b] : A \subset \mathbb{N}, b \in \mathbb{N}, \text{van olyan } R \subset A, \text{ hogy az } R\text{-beli számok összege } b\}$.

A feladat egy egyszerű értelmezése: A a pénztárcánkban lévő érmék értékeit összegyűjtő halmaz. A, b kódja akkor tartozik az elfogadandó nyelvhez, ha b összeget pontosan ki tudunk fizetni a pénztárcánkból.

18. Tétel. RÉSZLETÖSSZEG \mathcal{NP} -teljes.

Bizonyítás. RÉSZLETÖSSZEG nyilván \mathcal{NP} -beli. Belátjuk, hogy PARKETTÁZÁS \leq RÉSZLETÖSSZEG.

Legyen V, \mathcal{H} a PARKETTÁZÁS egy inputja. Ki lehet-e választani olyan parkettahalmazt/élhalmazt, amivel ki lehet parkettázni a V -t/padlót?

Konstrukció: Legyen $w : V \rightarrow \{1, a, a^2, \dots, a^{|V|-1}\}$ tetszőleges bijekció. Az értékészletre gondoljunk mint az a alapú számrendszer helyiértékei.

Legyen $E \in \mathcal{H}$ esetén $a_E = \sum_{v:v \in E} w(v)$. Legyen $A = \{a_E : E \in \mathcal{H}\}$ és $b = 11 \dots 1_a = \sum_{v:v \in V} w(v)$. Ezzel leírtuk a részletösszeg probléma egy inputját.

Észrevétel. Ha a értékét $|\mathcal{H}| + 1$ -nek választjuk, akkor $a_i \in A$ számok olyanok, hogy minden részletösszeg az a alapú számrendszerben maradék továbbvitele nélkül kiszámolható.

Az észrevétel egyből adja, hogy a csupa 1-es számjegyből álló szám előállítását mint részletösszeg ekvivalens az eredeti halmazrendszerre vonatkozó PARKETTÁZÁS feladattal (alkalmasan nagy a esetén).

A redukció során előforduló legnagyobb szám $S = \sum_{i=0}^{|V|-1} a^i = \frac{a^{|V|}-1}{a-1} < a^{|V|}$. Kódjának hossza $|V| \log a = |V| \log(|\mathcal{H}| + 1)$. Redukciónk polinomiális. ■

* * *

Az alábbi problémák mindegyike \mathcal{NP} -teljes. Ezek nem szerepeltek előadáson. Csak megemlítjük az érdeklődő olvasóknak és ötletet adunk az igazoláshoz.

Definíció. HÁTIZSÁK: Adott tárgyak T halmaza. Minden $t \in T$ tárgyhöz tartozik egy V_t térfogat és egy v_t érték ($v_t, V_t \in \mathbb{N}$). Adott egy hátizsák, amelybe legfeljebb H össztérfogatú tárgyakat pakolhatunk. Továbbá adott egy L értékhatár. ($H, L \in \mathbb{N}$) Kiválasztható-e T egy részhalmaza úgy, hogy elférjen a hátizsákban és összértéke legalább L legyen?

Ötlet. Szokásos visszavezetés: 3-UNIFORM HALMAZRENDSZER PARTÍCIÓ.

Definíció. LÁDAPAKOLÁS: adott egész számok A halmaza, egy b és egy c egész szám. Meg lehet-e adni A egy legfeljebb b osztályú partícióját, amelyben minden osztály összege legfeljebb c ?

Ötlet. Szokásos visszavezetés: HÁRMASÍTÁS.