ALGORITMUSOK ÉS BONYOLULTSÁGELMÉLET

Matematika MSc hallgatók számára

3. Előadás

Előadó: Hajnal Péter
Jegyzetelő: Hajnal Péter 2013. február 21.

1. Szép idő- és tárfüggvények

Eddig több idő- illetve tárkorlátozott bonyolultsági osztályt vezettünk be. A korlátaink nem voltak hektikusak, természetellenesek. Így lesz ez a későbbiekben is. Megfogalmazunk két fontos függvényosztályt, amely technikailag kényelmessé teszi a rájuk alapított bonyolultsági osztályok kezelését.

Definíció. Egy $t(n) : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ függvényt szép időfüggvénynek nevezzük, ha minden n hosszú inputon pontosan $t(n)$ ideig fut.

Definíció. Egy $s(n) : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ függvényt szép tárfüggvénynek nevezzük, ha minden n hosszú inputon leáll és pontosan $s(n)$ mezőt érint a munkaszalagon.

A fentiek technikai feltételek. Azonban az eddig használt függvények mind szépek. (Például idő esetén a polinom függvények, 2^n, vagy tár esetén $\lceil \log_2 n \rceil$ is.)

A fenti szépség hasznát néhány példával világítjuk meg.

Példa. Feltesszük, hogy $t(n)$ szép időfüggvény. Legyen T egy tetszőleges Turing-gép. Legyen ω egy tetszőleges n hosszú input.

ω-t átmásoljuk egy munkaszalagra, majd a szemek/kezek balra visszamennek ($2n$ idő). Innen párhuzamosan szimuláljuk a T gép futását és a munkaszalag segítségével egy $t(n)$ szépségét mutató W gépet. A T gép ELFOGAD/ELVET állapota leállítja gépünket. W leálló állapotát CSÖRÖG-nek nevezzük. W-re úgy gondolunk mint egy órára. A CSÖRÖG állapot az egész gépet leállítja. Így az új gépünk garantáltan $2n + t(n)$ időben leáll ($t(n) + 2n$ és $t(n)$ nagyságrendileg megegyezik). T számításait elvégzi, ha azok a $t(n)$ időbe beférnek.

Példa. Feltesszük, hogy $s(n)$ szép tárfüggvény. Legyen T egy tetszőleges Turing-gép. Legyen ω egy tetszőleges n hosszú input.

Először szimuláljuk az $s(n)$ szépségét mutató W gépet. Majd a használt mezőket felültírjuk egy üres jellel és mögéjük teszünk egy EDDIG karaktert. Ezekután elkezdjük a T gép szimulálását. Ha az EDDIG karaktert olvassuk, akkor leállunk SOK-MEMÓRIA állapottal. A T gép ELFOGAD/ELVET állapota leállítja gépünket. Így az új gépünk garantáltan $1 + s(n)$ tárat használ ($s(n)$ és $s(n) + 1$ nagyságrendileg megegyezik). Az új gép T számításait elvégzi, ha azok a $s(n)$ tárba beférnek.

Példa. Legyen T egy nem-determinisztikus gép, amely $t(n)$ időigényű és az L nyelvet számolja ki. Ennek lehet sok olyan futása lehet, aminek idejéről nem tudunk semmit. A fenti példa alapján HA $t(n)$ szép, akkor feltehető, hogy gépünk minden futása

$t(n) \approx t(n) + 2n$ lépés alatt megáll. A leállított futások nem változtatják meg az elfogadott nyelvet. Az időbonyolultsági feltétel miatt $\omega \in L$ esetén lesz olyan ElFOGAD állapothoz vezető futás, ami CSÖRÖG előtt végetér. Azaz a szimuláló gép is „észleli" ezt.

Példa. Legyen $s(n)$ egy szép tárfüggvény. Legyen T egy $s(n)$ tárigényű gép. Ekkor elérhetjük, hogy gépünknek pontosan kétféle leálló konfigurációja legyen:

Futtassuk T-t. A számítás végén azonban „tartsuk meg magunknak" az eredményt és az ELFOGAD/ELVET állapotok bejelentése előtt töröljük le a munkaszalagot $s(n)$ hosszban (a szépség miatt ez könnyen megtehető). Minden szem/kéz mozogjon balra. Ezek után érjük el a kiszámított eredménynek megfelelő leálló állapotot. Kétféle leálló konfiguráció („fénykép" a gépről) és természetesen gépünk ugyanazt számolja ki mint az erdeti.

Megjegyezzük, hogy a szép időfüggvényt (legyen W az ezt bizonyító Turing-gép) tárkijelölésre is használhatjuk. ω átmásolása után W szimulációja mellett a többi munkaszalagon a balra állított szem/kéz folyamatosan jobbra haladjon a CSÖRÖG állapotig. Ekkor az átmásolt inputon túli munkaszalagokon pontosan $t(n)$ mező lett kijelölve.

2. Egyszerű kapcsolatok bonyolultsági osztályok között

Célunk a

$$\mathcal{L} \subset^{(1)} \mathcal{P} \subset^{(2)} \mathcal{PSPACE} \subset^{(3)} \mathcal{EXP} \subset^{(4)} \mathcal{EXPSPACE}$$

tartalmazás-sorozat igazolása.

Észrevétel 0. $\mathcal{TIME}(t(n)) \subset \mathcal{SPACE}(t(n))$.

Valóban, az időkorlát korlátozza azt, hogy a munkaszalag szem/keze milyen messze tud elmozogni. Ez igazolja (2) és (4) tartalmazásokat.

Észrevétel 1. $\mathcal{SPACE}(s(n)) \subseteq \cup_{c\in\mathbb{N}}\mathcal{TIME}(c^{s(n)+\log(n+1)})$, ahol $s(n))$ szép tárfüggvény.

Bizonyítás. Legyen $L \in \mathcal{SPACE}(s(n))$. Ekkor megadható olyan T Turing-gép, amely eldönti L-et (speciálisan minden $\omega \in L$-en megáll), és a tárigénye legfeljebb $s(n)$.

Legyen $\kappa_0(\omega) \to \kappa_1(\omega) \to \kappa_2(\omega) \to \ldots \to \kappa_\ell(\omega)$ a futás ω-n. Azaz ez egy $\ell \geq 1$ hosszú, véges konfigurációsorozat, ahol az első konfiguráció ($\kappa_0(\omega)$) a kiinduló konfiguráció (ebben az állapot START) és az utolsó állapot ($\kappa_\ell(\omega)$) az első olyan konfigutáció a futás során, amleyben az állapot ELFOGAD/ELVET.

Könnyű látni, hogy a futás során nem ismétlődhet konfiguráció, azaz $i \neq j$ esetén $\kappa_i \neq \kappa_j$ teljesül. Valóban minden konfiguráció egyértelműen meghatározza a rákövetkezőt, így ismétlődés egy végtelen, periodikus konfigurációsorozathoz vezetne.

Hányféle konfiguráció léphet fel a fenti sorozatban rögzített ω esetén? Legyen $|\omega| = n$. Egy felső becslés a kérdésre adandó válaszra (α_T, β_T konstansok T-től függnek):

$$(n+2) \cdot |S| \cdot (s(n)) + 1) \cdot |\Gamma|^{s(n))} \leq \alpha_T(n+1)\beta_T^{s(n)} = \beta_T^{s(n)+\log(n+1)},$$

hiszen az input szem helyzete $n+2$-féle, a munka szem helyzete $s(n)+1$-féle, az input szalag tartalma $|\Gamma|^{s(n)}$-féle, az állapot $|S|$-féle lehet.

Összefoglalva: Ha a futási idő ${\beta_T}^{s(n))+\log n}$-nél hosszabb lenne, akkor a futás során a konfigurációk ismétlődnének, így a futás végtelen lenne.

Tudjuk, hogy nincs így. Tehát kaptuk, hogy T időigénye automatikusan megfelel az észrevételben szereplőkkel. ■

Ezzel kaptuk a hiányzó, (1) és (3) tartalmazásokat.

3. Nem-determinizmus

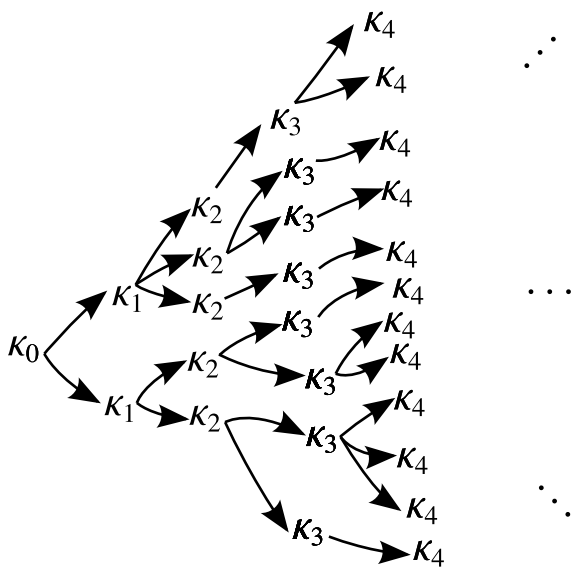
Az eddig tárgyalt kiszámíthatósági fogalom olyan volt, hogy ismert input esetén egyértelmű volt, milyen konfigurációsorozatot követve fut a gép. Az emberi gondolkozás nem így számol.

Az eredeti kiszámíthatósághoz egy jelzőt teszünk: a definiált Turing-gép egy determinisztikus gép. Vannak nem-determinisztikus gépek is. Az alábbiakban a nem-determinisztikus Turing gépekre két alternatív definíciót is adunk.

Definíció (I. változat). Hasonlóan mint a determinisztikus Turing-gépeknél, itt is vannak szalagok, fejek, állapotok, stb. Azonban az átmeneti függvényt már máshogy definiáljuk:

$$\delta\colon \Sigma \times \Gamma \times S \to \mathcal{P}(\{\leftarrow, ., \rightarrow\} \times \Gamma \times \{\leftarrow, ., \rightarrow\} \times S) \setminus \{\emptyset\}.$$

Azaz a konfiguráció látott része függvényében nem egy update-szabály adott, hanem update-szabályok egy halmaza. Így az ω inputhoz tartozó futás nem meghatározott (idegen szóval nem-determinisztikus), azaz a $\kappa_0(\omega)$ kezdőkonfigurációból több lehetséges konfiguráció felé mehetünk az átmenetifüggvény által leírt halmaz mindegyik eleme egy-egy lehetséges rákövetkező konfigurációt ad. Így egy $\kappa_0(\omega)$-ban gyökereztetett fa írja le a gép lehetséges futásait.



1. ábra.

A nem-determinizmus megértéséhez nagyon fontos, hogy tisztázzuk mikor is számit ki egy gép egy nyelvet.

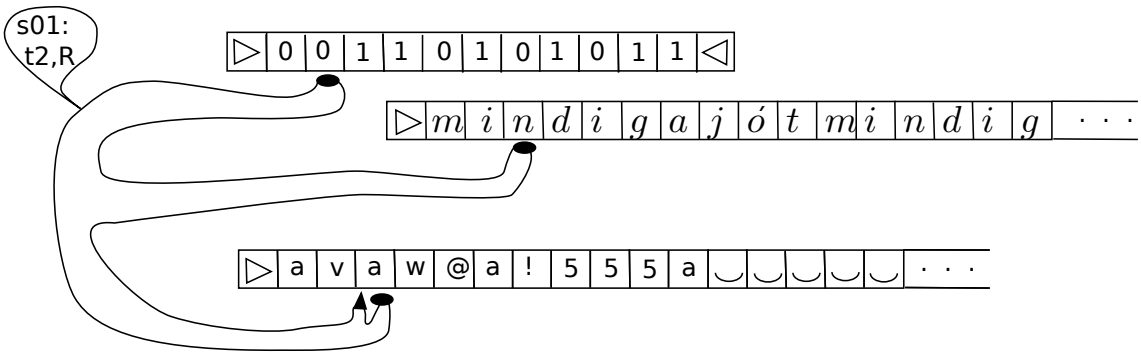
Definíció. Az ω inputot pontosan akkor fogadja el a T nem-determinisztikus Turing-gép, ha létezik ELFOGAD állapotba vezető futása. Azaz ω elvetése ekvivalens azzal, hogy ω-n minden futása ELVET állapothoz vezet.

⋆ ⋆ ⋆

Definíció (II. változat). Ebben az esetben egy plusz szalagunk lesz az input- és munkaszalagok között, az úgynevezett tanú/bizonyítás szalag. Ez a szalag csak olvasható és a fej csak jobbra tud mozogni rajta. Az átmeneti függvényt ugyanúgy definiáljuk, mint a determinisztikus esetben, és a futás is determinisztikus lesz, azaz ω és τ (a tanúszalag tartalma) egyértelműen meghatároz egy konfigurációsorozatot:

$$\kappa_0 = \kappa_0(\omega, \tau) \to \kappa_1 \to \kappa_2 \to \dots.$$

Az ω inputot pontosan akkor fogadja el egy nem-determinisztikus Turing-gép, ha van olyan τ tanúszalag tartalom, amelyre a futás ELFOGAD állapotba kerül.



2. ábra.

A két változatban egy lényeges különbség, hogy az elsőben a nem-determinizmus a futás során „szétszórt", az utolsó lépés előtt sem meghatározott a végső állapot. A második változatban a nem-determinizmus a τ választásával jelentkezik. A futás ezekután determinisztikus lesz.

Az alábbiakban a nem-determinisztikus számításon alapuló nyelvosztályokat vezetjük be. A nem-determinizmus kétféle változata közül bármelyikre alapozhatjuk definícióinkat (úgy, hogy ugyanahhoz a nyelvosztályokhoz jussunk). Mi a második (tanúszalagos) szemléletet követjük.

Definíció. Legyen T egy II. értelemben vett nem-determinisztikus Turing-gép.

Ekkor $\mathcal{TIME}(\omega, \tau; T)$ és $\mathcal{SPACE}(\omega, \tau; T)$ a determinisztikus eset lemásolásával definiálható.

Legyen

$$\mathcal{NTIME}(\omega; T) = \begin{cases} \min\{\mathcal{TIME}(\omega, \tau; T) : \text{ahol } \tau \text{ olyan, hogy } \omega\text{-n} \\ \qquad\qquad T \text{ ELFOGAD állapotba jut}\}, & \omega \in L, \\ \min\{\mathcal{TIME}(\omega, \tau; T) : \text{ahol } \tau \in \Sigma^*\}, & \omega \notin L. \end{cases}$$

Azaz az elfogadó futások közül a „legzseniálisabb" tanúszalag-tartalom szabja meg az idő korlátot.

$$\mathcal{NSPACE}(\omega;T) = \begin{cases} \min\{\mathcal{SPACE}(\omega,\tau;T) : \text{ahol } \tau \text{ olyan, hogy } \omega\text{-n} \\ \qquad\qquad T \text{ ELFOGAD állapotba jut}\}, & \omega \in L, \\ \min\{\mathcal{SPACE}(\omega,\tau;T) : \text{ ahol } \tau \in \Sigma^*\}, & \omega \notin L. \end{cases}$$

Ezekután a nem-determinisztikus osztályok definíciója már értelemszerű.

Definíció.

$$\mathcal{NP} = \{L : \text{létezik olyan } T \text{ nem-determinisztikus Turing-gép, ami } L\text{-et fogadja el létezik olyan } i \in \mathbb{N}, \text{ hogy minden } \omega\text{-ra } \mathcal{NTIME}(\omega;T) \leq |\omega|^i + i.\}$$

$$\mathcal{NEXP} = \{L : \text{létezik olyan } T \text{ nem-determinisztikus Turing-gép, ami } L\text{-et fogadja el létezik olyan } i \in \mathbb{N}, \text{ hogy minden } \omega\text{-ra } \mathcal{NTIME}(\omega;T) \leq 2^{|\omega|^i+i}.\}$$

$$\mathcal{NL} = \{L : \text{létezik olyan } T \text{ nem-determinisztikus Turing-gép, ami } L\text{-et fogadja el létezik olyan } i \in \mathbb{N}, \text{ hogy minden } \omega\text{-ra } \mathcal{NSPACE}(\omega;T) \leq i\log(|\omega|+1).\}$$

$$\mathcal{NPSPACE} = \{L : \text{létezik olyan } T \text{ nem-determinisztikus Turing-gép, ami } L\text{-et fogadja el létezik olyan } i \in \mathbb{N}, \text{ hogy minden } \omega\text{-ra } \mathcal{NSPACE}(\omega;T) \leq |\omega|^i + i.\}$$

$$\mathcal{NEXPSPACE} = \{L : \text{létezik olyan } T \text{ nem-determinisztikus Turing-gép, ami } L\text{-et fogadja el létezik olyan } i \in \mathbb{N}, \text{ hogy minden } \omega\text{-ra } \mathcal{NSPACE}(\omega;T) \leq 2^{|\omega|^i+i}.\}$$

Ismét megjegyezzük, hogy (a nem-determinizmus kétféle változatán túl) az alapmodell különféle megállapodásait használva a definiált osztályok nem változnak.

Észrevétel. A determinisztikus osztályok zártak a komplementálásra. Például, ha $L \in_T \mathcal{P}$, akkor $\overline{L} = \Sigma^* - L$ is $\mathcal{P}$-hez tartozik. Az állitás bizonyításához legyen $\widetilde{t}$ az a Turing-gép, amit T-bőL az alábbi egyszerű változtatással kapunk: Az átmeneti függvényt úgy írjuk át, hogy ha T-nél az ELVET állapotot írja elő, akkor $\widetilde{T}$ (minden más megtartásával) az ELVET állapotba jusson. Illetve fordítva. Ezzel $\widetilde{T}$ pontosan a T által elvetett inputokat fogadja el. Azaz a kiszámított nyelv a komplementer nyelv lesz. Eközben ω inputhoz ugyanolyan hosszú futás tartozik (sőt a konfigurációk sorozatában csak az utolsó konfigurációk különböznek, azok is csak az állapotban. Speciálisan a munkaszalag tartalma T és $\widetilde{T}$ futásánál ugyanazok lesznek. Azaz T és $\widetilde{T}$ bonyolultság ugyanaz lesz.

A fenti észrevétel a nem-determinisztikus esetben távolról sem nyilvánvaló, sőt ha egy osztály zárt a komplementálásra, akkor annak igazolása nehéz. Emiatt a következő definíciók jogosak.

Definíció.

$$\begin{aligned} co\ \mathcal{NP} =& \{\overline{L} : L \in \mathcal{NP}\}, \\ co\ \mathcal{NEXP} =& \{\overline{L} : L \in \mathcal{NEXP}\}, \\ co\ \mathcal{NL} =& \{\overline{L} : L \in \mathcal{NL}\}, \\ co\ \mathcal{NPSPACE} =& \{\overline{L} : L \in \mathcal{NPSPACE}\}, \\ co\ \mathcal{NEXPSPACE} =& \{\overline{L} : L \in \mathcal{NEXPSPACE}\}, \end{aligned}$$

Megjegyezzük, hogy a polinomiális idejű nem-determinisztikus Turing-gép futási idejétől csak azt követeltük meg, hogy alkalmas tanúra legyen polinomiális hosszú az input hosszában. Ezt minden futásra megtehetjük. Általánosan szép időfüggvény esetén egy óra leállíthatja a futást, természetesen ELVET állapottal. Így minden futásra érvényes lesz az időkorlát, míg az elfogadott nyelv nem változik. Hasonló mondható el a tárkorlátozott nem-determinisztikus gépeknél.

Megjegyzés. Egy elfogadandó input esetén is lehet olyan futás, ami ELVET állapottal végződik. Igazából ilyenkor a tanú „rossz". Nyelvileg talán kifejezőbb az ELFOGAD/NEM-STIMMEL állapot elnevezések.

4. További tartalmazások bonyolultsági osztályok között

A korábbi hierarchiába beillesztjük a nemdeterminisztikus osztályokat is. Célunk a

$$\mathcal{L} \subset^{(1)} \mathcal{NL} \subset^{(2)} \mathcal{P} \subset^{(3)} \mathcal{NP} \subset^{(4)} \mathcal{PSPACE} \subset^{(5)} \mathcal{NPSPACE} \subset^{(6)} \mathcal{EXP} \subset^{(7)} \mathcal{NEXP}$$

tartalmazások indoklása.

Észrevétel 0. (i) $\mathcal{TIME}(t(n)) \subset \mathcal{NTIME}(t(n))$.

(ii) $\mathcal{SPACE}(s(n)) \subset \mathcal{NSPACE}(s(n))$.

Valóban, a determinizmus felfogható, mint a nem-determinisztikusság egy speciális esete. Adódtak az (1), (3), (5), (7) tartalmazások.

Észrevétel 1. $\mathcal{NTIME}(t(n)) \subset \mathcal{SPACE}(t(n))$, ahol $t(n)$ szép időfüggvény.

Bizonyítás. Legyen $L \in \mathcal{NTIME}(t(n))$. Ekkor megadható ezt bizonyító T tanúszalagos Turing-gép (azaz T az L nyelvet fogadja el és minden ω inputra $t(|\omega|)$ az időbonyolultsága. Ezt a továbbiakban $L \in_T \mathcal{NTIME}(t(n))$ jelöléssel írjuk le.

Az állítás bizonyításához megadunk (T-re alapulva) egy $\widetilde{T}$ egy determinisztikus Turing-gépet, amely ugyanazt a nyelvet fogadja el és tár korlátja $t(n)$ lesz. Ehhez megtartjuk T leírásához szükséges munkaszalagokat és hozzáadunk egyet, amely a tanú szalag szerepét tölti be és még egyet, ami egy óra szerepét tölti be ($t(n)$ szép iddőfüggvény). Persze az új gép a nem-determinisztikus gépek „zsenialitását"/tippelő tulajdonságát nem birtokolja. $\widetilde{T}$ működésének leírásához megadjuk, hogyan néz ki egy futása. Ebből az átmenetifüggvény (formális leírása) kiolvasható. Feltesszük, hogy az inputunk hossza n.

Inicializáló fázis: A tanúszalag szerepét betöltő munkaszalagon kijelölünk $t(n)$ számú mezőt, melyet egy Γ-beli speciális határolójellel lezárunk. Ez egy csak erre a célra használt karakter. Ezen karakter olvasásakor tudjuk, hogy a tár korlát betartása mellett nem léphetünk jobbra. ($t(n)$ szép időfüggvény, azaz vehetünk egy órát, ami $t(n)$ lépés után „csörög" (és persze újra felhúzható). Ennek segítségével a tárterület kijelölése könnyen megoldható: a munka szalag felett a csörgésig jobbra mozgunk.)

A tanúszalag szerepét betöltő munkaszalagra felírjuk az első lehetséges $t(n)$ karaktert, ami egy tanú-kezdet lehet (több karakterre nincs szükségünk mert $t(n)$ időkorlátos gép nem tud többet elolvasni).

Szimuláló fázis: A T Turing-gép munkaszalagjainak megfelelő szalagokon szimuláljuk T futását az első tanún $t(n)$ ideig. A szimuláció vagy ELFOGAD, vagy NEM-STIMMEL állapottal ér véget, vagy letelik az idő/kifutunk a $t(n)$ időből. Ez utóbbit is a tesztelt tanú elvetéseként (NEM-STIMMEL állapot) fogjuk fel.

Ha a szimuláció ELFOGAD álapotba jutott, akkor mi is ELFOGADjuk az inputot, $\widetilde{T}$ is leáll. Ha ELVET állapotba jutott, akkor a tanú szalag szerepét betöltő szalagon a következő lehetséges $t(n)$ hosszú tanúkezdettel írjuk felül eddigi tartalmát. A többi szalag tartalmát letöröljük. Megismételjük a Szimuláló fázist.

Ha a következő tanú-kezdet generálása nem lehetséges, mert az összes tanúkezdetet teszteltük (a tanúk kimerültek), akkor ELVET állapottal leállunk.

1. Állítás. *(i) $\widetilde{T}$ L-et számolja ki.*

(ii) $\widetilde{T}$ tárigénye legfeljebb $t(n)$.

Mindkét rész egyszerűen adódik az előzőekből. Ezzel az észrevételt igazoltuk. ■

Ezzel speciálisan adódott a (4)-gyel jelölt tartalmazás.

Észrevétel 2. $\mathcal{NSPACE}(s(n)) \subseteq \bigcup_{c\in\mathbb{N}} \mathcal{TIME}(c^{s(n)+\log(n+1)})$, ahol $s(n)$ szép tárfüggvény.

Bizonyítás. Legyen $L \in_T \mathcal{NSPACE}(s(n))$. Azaz T (I. értelemben vett) nemdeterminisztikus Turing-gép, vagyis az átmeneti függvény nem-determinisztikus, a futás „szétágazó" lehet. T kiszámolja L-et és tárigénye $s(n)$. T-ről feltehető, hogy leálláskor az input- illetve a munkafej a szalag elejére áll, továbbá a munkaszalag első $s(n)$ karaktere üres (a gép leradirozza a munkaterületét). Így a leálláskor két konfiguráció fordulhat elő. Speciálisan elfogadó futás során tudjuk mi az utolsó konfiguráció.

Definíció. Redukált konfiguráció $s(n)$ tárigényű I. nem-determinisztikus Turing-gép esetén adott ω inputra nézve a következő komponenseket tartalmazza:

1) input- és munkafej pozíciója,

2) munkaszalag első $s(n)$ karaktere,

3) a gép állapota.

Tulajdonképpen csak az inputszalag tartalmát és a munkaszalag garantáltan olvasatlan/érintetlen részét takartuk le a (teljes) konfigurációból. A redukált konfigurációk halmaza legyen V. Ekkor

$$|V| \leq \alpha_T \cdot (n+1) \cdot \beta_T^{s(n)}.$$

A κ konfigurációból természetesen kiolvasható a megfelelő redukált $\rho = \mathrm{red}(\kappa)$ konfiguráció. Ha ismert az ω input, akkor megfordítva is igaz: ω és a ρ redukált konfiguráció meghatározza a $\kappa = \mathrm{konf}(\omega, \rho)$ teljes konfigurációt.

Definíció. Legyen T egy I. nemdeterminisztikus Turing-gép és ω egy inputja. Ekkor $\overrightarrow{G}_{\omega,T}$ a (T, ω)-hoz tartozó redukált konfigurációk gráfja. Ez egy irányított gráf, ahol a csúcsok halmaza a fenti V halmaz, továbbá $\overrightarrow{uv}$ akkor és csak akkor él, ha az $\mathrm{konf}(\omega, u)$ konfiguráció után az átmeneti függvény megengedi a $\mathrm{konf}(\omega, v)$ konfigurációt.

Legyen V speciális eleme $v_0 = \mathrm{red}(\kappa_0(\omega))$ a kezdő konfiguráció redukáltja. Legyen v_0 az elfogadó leállásnak megfelelő konfiguráció redukáltja.

Megjegyezzük, hogy determinisztikus gép esetén is bevezethetők a fenti fogalmak. Ekkor a definiált irányított gráf minden pontjának kifoka 1 lenne.

A következő állítás a fenti definíciók megértése után nyilvánvaló.

2. Állítás. *Az $\omega \in L$ pontosan akkor teljesül, ha $\overrightarrow{G}_{\omega,T}$-ben létezik $v_0 v_1$ irányított út.*

Valóban, $\omega \in L$ ekvivalens elfogadó futás létezésével ω-n. Az elfogadó futások párbaállíthatók a $v_0 v_1$ irányított utakkal.

Legyen $T_1(T)$ egy determinisztikus gép, ami az ω inputon kiszámítja a $\overrightarrow{G}_{\omega,T}, v_0, v_1$ hármas kódját.

3. Lemma. *$T_1(T)$ megvalósítható úgy, determinisztikus tárigénye*

$$\alpha_T(s(n) + \log(n+1))$$

legyen.

Bizonyítás. A megadott tár arra elegendő, hogy a munkaszalagon konstans számú redukált konfiguráció kódját írjuk le. Számunkra két redukált konfiguráció számára kell hely. A futás elején kijelölünk két blokkot a munkaszalag elején, amik egy-egy redukált konfiguráció tárolására szolgálnak ($s(n)$ szép tárfüggvény).

Az első blokkban felsoroljuk az összes lehetséges kódszót. Ezek a jelöltek arra, hogy gráfunk egy csúcsát kódolják. Mindegyik jelöltnél eldöntjük, hogy redukált konfiguráció kódja-e. (Egy természetes kódolási szabály lerögzítése után az a feladat könnyen megoldható.) Ha nem, akkor a következő jelöltre térünk át. Ha igen, akkor átmásoljuk az outputszalagra, majd egy ':' rakunk. Ezután fogjuk írnunk a ki-szomszédok sorozatát. A munkaszalag második blokkjában szintén elkezdjük a redukált konfigurációk felsorolását. Ha a munkaszalagon x és y redukált konfigurációk kódja szerepel, akkor eldöntjük, hogy x-ből vezet-e él y-hoz. Az inputszalagon ott van ω a T Turing-gép az egész konstrukció alapja, iszmert számunkra. Ezen részfeladat implementációja ismét egyszerű. Ha azt kapjuk, hogy vezet él, akkor y-t az outputszalagra másoljuk Ha azt kapjuk, hogy nem vezet él, akkor egyből a következő y keresésére térünk. Ha az y kimerül, akkor az következő x keresésére térünk át. Ha az x-ek is kimerülnek, akkor kiszámoltuk $\overrightarrow{G}_{\omega,T}$ kódját.

v_0 és v_1 kódjának felírása az outputszalagra szintén könnyen megoldható.

A részfeladatok megoldását nem részleteztük. Megvalósításuk során az adott tárkorlátot nem kell túllépnünk. ■

Térjünk vissza a bonyolultsági osztályok tartalmazásának bizonyításához. $L \in_T \mathcal{NSPACE}(s(n))$. Futassuk $T_1(T)$-t ω-n és írjuk le $\overrightarrow{G}_{\omega,T}, v_0, v_1$ kódját. Ennek a determinisztikus eljárásnak a tárigényét előbb becsültük és így futási ideje is legfeljebb $2^{\beta_T(s(n)+\log(n+1))}$. Így a kiszámolt kódszó hossza is legfeljebb $2^{\beta_T(s(n)+\log(n+1))}$.

Döntsük el, hogy $\overrightarrow{G}_{\omega,T}$-ben van-e v_0v_1 irányított út. Erre számtalan megoldás létezik. A szélességi, illetve mélységi keresés módszere biztos szerepelt BSc Algoritmuselmélet kurzusban. Az algoritmus Turing-gépen megvalósítható (T_2). Futási ideje (különösebb ötlet nélkül) polinomiális az input hosszában.

$T_1(T)$ és T_2 együtt éppen az L nyelvet dönti el és időigénye $2^{\gamma_T(s(n)+\log(n+1))}$. Ez adja a bizonyítandót. ■

Észrevételünkből az (2) és (6) tartalmazás is adódik.

5. Előretekintés

A bizonyított tartalmazásokat kiegészíthetjük a nem-determinisztikus osztályok komplementer nyelveinek osztályaival:

$$\begin{tikzcd}
 & \mathcal{NL} \arrow[dr, phantom, "\subseteq"] & & \mathcal{NP} \arrow[dr, phantom, "\subseteq"] & & \mathcal{NSPACE} \arrow[dr, phantom, "\subseteq"] & \\
\mathcal{L} \arrow[ur, phantom, "\subseteq"] \arrow[dr, phantom, "\subseteq"] & & \mathcal{P} \arrow[ur, phantom, "\subseteq"] \arrow[dr, phantom, "\subseteq"] & & \mathcal{PSPACE} \arrow[ur, phantom, "\subseteq"] \arrow[dr, phantom, "\subseteq"] & & \mathcal{EXP} \\
 & co\,\mathcal{NL} \arrow[ur, phantom, "\subseteq"] & & co\,\mathcal{NP} \arrow[ur, phantom, "\subseteq"] & & co\,\mathcal{NSPACE} \arrow[ur, phantom, "\subseteq"] &
\end{tikzcd}$$

További összefüggések is vannak:

$$\mathcal{NL} = \mathrm{co}\mathcal{NL},$$

$$\mathcal{PSPACE} = \mathcal{NPSPACE} = \mathrm{co}\mathcal{NPSPACE}.$$

Ezeket az összefüggéseket később igazoljuk.

Az is igaz, hogy az idő, illetve tárkorlát lényeges emelésével bővebb osztályhoz jutunk:

$$\mathcal{L} \subsetneq \mathcal{PSPACE},$$

$$\mathcal{P} \subsetneq \mathcal{EXP}.$$

Ennél több azonban nem ismert. Azt a kérdést, hogy „A $\mathcal{P} \subset \mathcal{NP}$ tartalmazás valódi, vagy egyenlőség áll fenn?" sokan a XXI. századi matematika központi problémájának tartják.