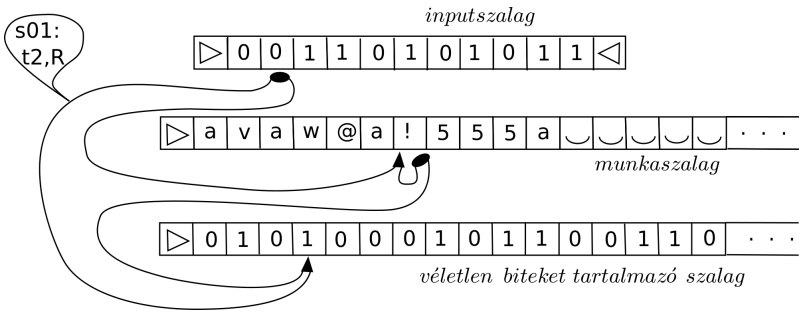
Algoritmuselmélet és bonyolultságelmélet MSc hallgatók számára

Valószínűségszámítási Turing-gépek

2017. Előadó: Hajnal Péter

1. Véletlen számokat használó/valószínűségszámítási Turing-gépek

Definíció. Egy T Turing-gépet *véletlen számokat használó* (röviden véletlen) Turing-gépnek nevezünk (eldöntési feladatok esetén), ha az input- és munkaszalag mellett van egy harmadik szalag, egy úgy nevezett *véletlenszalag*, amely véletlen számok egy sorozatát tartalmazza, és az szalaghoz tartozó fej egyetlen műveletre képes: jobbra lépni és olvasni az elé kerülő mezőt. (Általában a véletlenszalag ábécéje $\Sigma_v = \{0, 1\}$ (ez nem szükségszerű), továbbá a szalag bitjei uniform eloszlásúak.) Az ilyen T futása az $\omega \in \Sigma^n_{input}$ inputszalag-tartalomból és ρ véletlenszalag-tartalomból egyértelműen (determinisztikusan) meghatározható (a kiszámolt értéket/leálló állapotot jelöljük $T(\omega, \rho)$-val).



1. ábra.

Megjegyzés. Ha csak ω-t rögzítjük, akkor a futás már szereteágazó lesz (függ a véletlen biteket tartalmazó szalag tartalmától). A fa, amley a futás lehetőségeit leírja hasonlít a nem-determinizmus esetén látott képhez. Ott a futást egy „zseniális elme" irányította, most a véletlen mozgatja. Adott input esetén a futásra úgy gondolhatunk, mint a „Galton-deszkán" lefutó golyó utjára.

Akár a nem-determinizmusnál most is gondot kell fordítanunk az elfogadás/elvetés definiációjára. Erre több lehetőségünk is van. Mi csak polinomiális időkorlát mellett definiálunk két lehetőséget.

Definíció. Egy L nyelvre $L \in \mathcal{BPP}$ pontosan akkor, ha létezik polinom idejű véletlen T Turing-gép, amelyre teljesül a következő két feltétel:

(BP_1) $\omega \in L$ esetén $\mathbb{P}_\rho\big(T(\omega, \rho) = \text{ ELFOGAD}\big) \geq 2/3$,

(BP_2) $\omega \notin L$ esetén $\mathbb{P}_\rho\big(T(\omega, \rho) = \text{ ELVET}\big) \geq 2/3$.

Megjegyzés. 1. Tehát annak az esélye, hogy T jó értéken áll le, $2/3$ minden ω-ra. Egyszerűen megfogalmazva, ha $L \in \mathcal{BPP}$, akkor ELFOGAD =„VALÓSZÍNŰLEG-JÓ”, ELVET =„VALÓSZÍNŰLEG-ROSSZ”.

2. A $\mathcal{BPP}$ nyelvosztály elnevezésében $\mathcal{B}$ a „bounded error” szóra, a két $\mathcal{P}$ pedig a „probabilistic” illetve „polinomial” szavakra utal.

Definíció. Egy L nyelvre $L \in \mathcal{RP}$ pontosan akkor, ha létezik polinom idejű T Turing-gép, amelyre teljesül a következő két feltétel:

(R_1) $\omega \in L$ esetén $\mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = \text{ ELFOGAD}\big) \geq 1/2$,

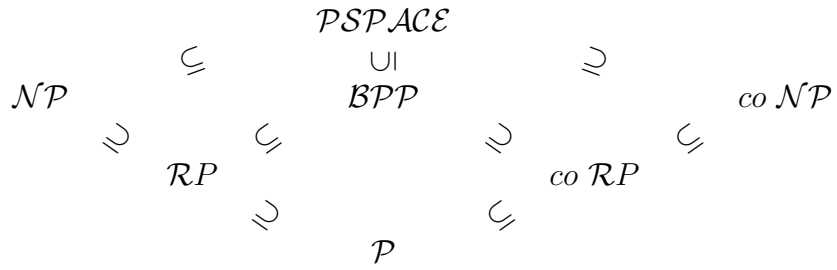
(R_2) $\omega \notin L$ esetén $\mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = \text{ ELVET}\big) = 1$.

Megjegyzés. 1. Vagyis ha $L \in \mathcal{RP}$, akkor ha $T(\omega,\rho)$ ELFOGAD, akkor $\omega \in L$ biztosan teljesül. Így elég ELVET =„VALÓSZÍNŰLEG-ROSSZ” átírást elvégezni, hogy a leálló állapotok kifejezzék az $\mathcal{RP}$ gépek filozófiáját.

2. A nyelvosztály nevében $\mathcal{R}$ a „random” szóból származik.

Megjegyzés. A $\mathcal{BPP}$ nyelvosztály definiciójában az elfogadás/elvetés között szimmetria volt. Azt monddhatjuk, hogy *co* $\mathcal{BPP} = \mathcal{BPP}$. Ez nem igaz $\mathcal{RP}$ esetén. Így természetesen bevezethető a *co* $\mathcal{RP}$ nyelvosztály. A részletek kidolgozása nem okozhat problémát a halgató számára.

A következő diagram a bevezetett és néhány ismerős osztály viszonyát fogalalja össze.



Már a $\mathcal{RP}$ osztály definíciójából könnyen látszik, hogy $\mathcal{P} \subset \mathcal{RP} \subset \mathcal{NP}$ illetve $\mathcal{P} \subset co\mathcal{RP} \subset co\mathcal{NP}$. Az első tartalmazási lánc az alábbi megfigyelések eredménye:

Ha az (R_1)-ben szereplő esemény valószínűségéről azt kötjük ki, hogy pontosan 1 (így (R_1) és (R_2) is teljesül) akkor $\mathcal{P}$ definícióját kapjuk (a véletlenszalag olvasása helyett mindig 0 értéket képzelve). Ha pedig az (R_1)-ben szereplő esemény valószínűségről azt kötjük ki, hogy 0-nál szigorúan nagyobb, akkor $\mathcal{NP}$ definícióját kapjuk (a véletlenszalagot tanúszalagként elképzelve). A másik tartalmazási lánc pedig a komplementálás/negálás tulajdonságából következik. A $\mathcal{BPP}$ osztály beillesztése a következő tétel után nyilvánvaló.

Az alábbi tétel alapvető jelentőségű.

1. Tétel. *$\mathcal{RP}$ és $\mathcal{BPP}$ is robosztus a hibázás valószínűségének korlátozását tekintve a következő értelemben:*

(i) $\mathcal{RP}$ definíciója nem változik, ha (R_1)-et (R_1^-)-szal vagy (R_1^+)-szal helyettesítjük, ahol ezek rendre

(R_1^-): $\omega \in L \Longrightarrow \mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = ELFOGAD\big) \geq 1/p(|\omega|)$,

(R_1^+): $\omega \in L \Longrightarrow \mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = ELFOGAD\big) \geq 1 - 1/2^{p(|\omega|)}$,

ahol $p \in \mathbb{N}[x]$ tetszőleges (minden egész helyen pozitív) polinom.

(ii) $\mathcal{BPP}$ definíciója nem változik, ha (BP_k)-t (BP_k^-)-szal vagy (BP_k^+)-szal helyettesítjük ($k \in \{1,2\}$), ahol ezek rendre

(BP_1^-): $\omega \in L \Longrightarrow \mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = ELFOGAD\big) \geq 1/2 + 1/p(|\omega|)$,

(BP_2^-): $\omega \in L \Longrightarrow \mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = ELFOGAD\big) \geq 1/2 + 1/p(|\omega|)$,

(BP_1^+): $\omega \notin L \Longrightarrow \mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = ELVET\big) \geq 1 - 1/2^{p(|\omega|)}$,

(BP_2^+): $\omega \notin L \Longrightarrow \mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = ELVET\big) \geq 1 - 1/2^{p(|\omega|)}$.

ahol p hasonló az előző pontban szereplőhöz.

Bizonyítás. (i) legyen T $\mathcal{P}$ idejű L-t eldöntő véletlen Turing-gép. A hibázás valószínűségét vizsgáljuk. Legyen $\omega \in L$ úgy, hogy $|\omega| = n$. A hibázás csak $\omega \in L$ esetén lehetséges. Tegyük fel, hogy egy T polinomiális algoritmus esetén (R_2) mellett teljesül, hogy

$$\omega \in L \Longrightarrow \mathbb{P}_\rho\big(T(\omega,\rho) = \text{ELFOGAD}\big) \geq \kappa.$$

Konstruáljuk meg a $\widetilde{T}$ Turing-gépet úgy, hogy T futását ismételje meg r-szer (mindegyik futásnál a véletlen bitek szalagjának újabb blokkját használva). Ezek a futások független eredményt adnak, mert a véletlenszalag egy-egy futásnál felhasznált bitsorozatai is függetlenek. Egy ω inputra $\widetilde{T}$ futása ELFOGAD-dal ér véget, ha valamelyik futás elfogadó.

Könnyen látszik, hogy $\widetilde{T}$ polinomiális idejű, ha r polinomiális $|\omega|$-ban, továbbá teljesül hogy $\mathbb{P}(\widetilde{T}$ hibázik$) = \big(\mathbb{P}(T$ hibázik$)\big)^r \geq \kappa^r$.

Tegyük fel, hogy T teljesítette (R_1^-) feltevést.

- Ha az $r = 1/\kappa = 10p(|\omega|)$-t választással élünk, akkor következik $\widetilde{T}$ elfogadja ugyanazt a nyelvet az (R_1) feltétel mellett.
- Ha az $r = 1/\kappa = 10p^2(|\omega|)$-t választással élünk, akkor következik $\widetilde{T}$ elfogadja ugyanazt a nyelvet az (R_1^+) feltétel mellett.

EbbőL adódik a bizonyítandó.

(ii) Hasonlóan dolgozunk az *(i)* ponthoz. Legyen T egy L nyelvet $\mathcal{BPP}$ módon eldöntő Turing-gép, amely legalább $1/2+\kappa$ valószínűséggel a korrekt választ adja. $\widetilde{T}$ pedig az a Turing-gép, amit T r-szeri (most r páratlan szám) ismételt futtatásával kapunk úgy, hogy $\widetilde{T}$ eredménye az r eredményből adódik „többségi szavazással", vagyis az dönt, hogy ELFOGAD vagy ELVET futás volt több. r-et az input méret polinomjának választhatjuk.

Minden futtatáshoz tartozzon egy 0-1 értékű X_i valószínűségi változó: 1 érték az ELFOGADÁS-nak felel meg, a 0 érték az ELVETÉS-nek.

$\omega \in L$ esetén $\mathbb{E}[X_i] \geq 1/2+\kappa$. A hibázás eseménye, hogy $S_r < r/2$, amit felülről becsül, hogy $|S_r - r\mathbb{E}[X]| > r\kappa$.

$\omega \notin L$ esetén $\mathbb{E}[X_i] \leq 1/2-\kappa$, A hibázás eseménye, hogy $S_r > r/2$, amit felülről becsül, hogy $|S_r - r\mathbb{E}[X]| > r\kappa$.

A bizonyítás befejezéséhez egy valószínűségszámítási tételt idézünk fel (bizonyítása nélkül). A tétel tulajdonképpen a centrális határeloszlás tétel egy „egyszerűen hasznalható" változata.

2. Tétel. *(Chernoff-becslés) Legyenek $\{X_i\}_{i=1}^r$ független, azonos eloszlású,* 0-1 *értékű valószínűségi változók ($\mathbb{P}[X_i = 1] = p$ és így $\mathbb{P}[X_i = 0] = 1 - p$). Legyen $S_r = X_1 + X_2 + \ldots + X_r$ (így $\mathbb{E}S_r = rp$). Ekkor*

$$\mathbb{P}[|S_r - rp| \geq \Delta] \leq 2e^{-2\Delta^2/r}.$$

Ebből a bizonyítás vége egyszerűen adódik:

- Ha κ értéke BP_1^- szerint adott, akkor r (polinomiális) választásával elérhetjük, hogy $-\kappa^2 \cdot r < -1/10$ legyen. Azaz $\widetilde{T}$ BP_1 szerint hibázzon.
- Ha κ értéke BP_1 szerint adott, akkor r (polinomiális) választásával elérhetjük, hogy $-\kappa^2 \cdot r < -10p(|\omega|)$ legyen. Azaz $\widetilde{T}$ BP_1^+ szerint hibázzon.

$\omega \notin L$ esetén teljesen hasonlóan dolgozhatunk. ■

2. Véletlen algoritmusok logaritmikus tárral

Az $\mathcal{L}$ osztályt eddig jól körüljártuk. Egyik első megjegyzésünk az volt, ha egy L nyelvet eldöntünk logaritmikus tár felhasználásával, akkor algoritmusunk szükségszerűen polinomiális.

A véletlen „komponens" minden probléma nélkül „hozzáadható" a logaritmikus tárhoz. Ekkor azonban a következő „jelenséget" tapasztaljuk. Az eddigi polinom idő (automatikus garancia) megszűnik.

Ezt a következő géppel világítjuk meg. A gép egy óra lesz. Szükségszerűen CSÖRÖG állpotban áll meg. Az inputból kiolvassuk n hosszát és a munkaszalagon egy $\log n$ hosszú számlálót jelölünk ki, 0 kezdőértékkel. Majd el kezdjük olvasni a véletlen szalagot. A látott 1-eseket számoljuk. Azaz, ha 1-est látunk, akkor a számlálót növeljük eggyel. Ha 0-t látunk, akkor a számlálót lenullázzuk. Ha a számláló betelik (csupa 1-es lesz a kijelölt területen), akkor a CSÖRÖG állapotba jutunk.

Azaz a gép akkor áll le/CSÖRÖG állapotba jut, ha $2^{\log n} = n^{\mathcal{O}(1)}$ darab 1-est, egy blokkban egymás után „tapasztal" a véletlen szalagon. Nyilván „erre hosszú ideig kell várni".

3. Lemma. *A fenti gép logaritmikus tárat használ. A CSÖRÖG állpotba jutáshoz szükséges lépések számának várható értéke exponenciális.*

Az analízis egyszerű/alap valószínűségszámítási eszközökkel adódik.

A fenti „óra" lehetőséget ad a véletlen bitekre alapuló hosszú idő kijelölésere. Ez néha „csalásnak" tekinthető.

Definíció. Legyen $\mathcal{RL}$ azon nyelvek osztálya, amit véletlen biteket használó logaritmikus tárú géppel el tudunk dönteni.

Legyen $\mathcal{RL}^{\mathrm{poly}}$ azon nyelvek osztálya, amit véletlen biteket használó logaritmikus tárú, polinomiális idejű géppel el tudunk dönteni.