A számításelmélet alapjai I.

2. előadás

előadó: Tichler Krisztián
ktichler@inf.elte.hu

Grammatikák – Ismétlés

Definíció

Egy $G = \langle N, T, P, S \rangle$ rendezett négyest **grammatikának** nevezünk ha

- N és T diszjunkt véges ábécék (azaz $N \cap T = \emptyset$). N elemeit **nemterminális**, T elemeit pedig **terminális** szimbólumoknak nevezzük.
- $S \in N$ a grammatika **kezdőszimbóluma**.
- A P **szabályrendszer** $x \to y$ alakú szabályok véges halmaza, ahol $x \in (N \cup T)^* N (N \cup T)^*, y \in (N \cup T)^*$.

Grammatikák – Ismétlés

Definíció

Legyen $G = \langle N, T, P, S \rangle$ egy grammatika és legyen $u, v \in (N \cup T)^*$. A v szó közvetlenül vagy **egy lépésben levezethető** az u szóból G -ben, jelölése $u \Rightarrow_G v$, ha $u = u_1 x u_2$ és $v = u_1 y u_2$,ahol $u_1, u_2 \in (N \cup T)^*$ és $x \to y \in P$.

u-ból (több lépésben vagy közvetetten) **levezethető** v, ha $u = v$ vagy van olyan $n \geq 1$ és $w_0, \ldots w_n \in (N \cup T)^*$, hogy $w_{i-1} \Rightarrow_G w_i$ $(1 \leq i \leq n)$ és $w_0 = u$ és $w_n = v$. Jelölés: $u \Rightarrow_G^* v$.

Mondatforma: A kezdőszimbólumból levezethető szó.

$\Rightarrow_G$ illetve $\Rightarrow_G^*$ helyett gyakran röviden $\Rightarrow$-t illetve $\Rightarrow^*$-t írunk.

Definíció

Legyen $G = \langle N, T, P, S \rangle$ egy tetszőleges grammatika. A G által **generált nyelv** alatt az $L(G) := \{w \mid S \Rightarrow_G^* w, w \in T^*\}$ szavakból álló halmazt értjük.

Grammatikák Chomsky féle osztályozása

Legyen $G = \langle N, T, P, S\rangle$ egy grammatika. A G **grammatika** **i-típusú** ($i = 0, 1, 2, 3$), ha P szabályhalmazára teljesülnek a következők:

- $i = 0$ eset: nincs korlátozás,
- $i = 1$ eset:
  (1) P minden szabálya $u_1 A u_2 \rightarrow u_1 v u_2$ alakú, ahol $u_1, u_2, v \in (N \cup T)^*$, $A \in N$, és $v \neq \varepsilon$,

  (2) Egyetlen kivétel megengedünk: P tartalmaz**hat**ja az $S \rightarrow \varepsilon$ szabályt, de csak abban az esetben, ha S nem fordul elő P egyetlen szabályának jobb oldalán sem.
  ("Korlátozott ε szabály" vagy röviden "KES")
- $i = 2$ eset: P minden szabálya $A \rightarrow v$ alakú, ahol $A \in N$ és $v \in (N \cup T)^*$,
- $i = 3$ eset: P minden szabálya vagy $A \rightarrow uB$ vagy $A \rightarrow u$, alakú, ahol $A, B \in N$ és $u \in T^*$.

Jelölje $\mathcal{G}_i$ az i-típusú grammatikák osztályát ($i = 0, 1, 2, 3$).

Grammatikaosztályba sorolás

Példa: Legyen $G = \langle N, T, P, S \rangle$, ahol $N = \{S, A, B\}$, $T = \{a, b\}$ és $P = \{S \to ASB, S \to \varepsilon, AB \to BA, BA \to AB, A \to a, B \to b\}$.
Szabályról szabályra nézzük meg, hogy az adott szabály melyik típusba engedi sorolni a grammatikát.

$S \to ASB$	0, $1^{\bullet}$, 2
$S \to \varepsilon$	0, $1^{\bullet}$, 2, 3
$AB \to BA$	0
$BA \to AB$	0
$A \to a$	0, 1, 2, 3
$B \to b$	0, 1, 2, 3

$^{\bullet}$: Az 1. és 2. szabály **EGYÜTT** megsérti a KES-t. Ha együtt szerepelnek egy grammatikában, akkor az $\notin \mathcal{G}_1$.

A 3. és 4. szabály a 0-son kívül mindent kizár, így $G \in \mathcal{G}_0$ és $G \notin \mathcal{G}_1, \mathcal{G}_2, \mathcal{G}_3$.

Nyelvek Chomsky féle osztályozása

Noam Chomsky (1928 –) amerikai nyelvész, filozófus, politikai aktivista. A generatív nyelvtan elméletének megalkotója, kidolgozója a róla elnevezett Chomsky-hierarchiának. (Wikipédia)

$\mathcal{L}_i := \{L \mid \exists G \in \mathcal{G}_i,$ hogy $L = L(G)\}$ jelöli az i-típusú nyelvek nyelvosztályát, elemeit ***i*-típusú nyelveknek** nevezzük ($i = 0, 1, 2, 3$).

Tehát az i-típusú nyelvek azok, amiket i-típusú grammatikával generálni lehet. ($i = 0, 1, 2, 3$)

A Chomsky féle grammatikaosztályok elnevezése

- A 0-típusú grammatikákat **mondatszerkezetű** (phrase-structure) grammatikáknak is nevezzük, ami nyelvészeti eredetükre utal.
- A 1-típusú grammatikák a **környezetfüggő** (context-sensitive) grammatikák, mert szabályai olyanok, hogy, egy A nemterminális valamely előfordulása egy v szóval csak u_1 és u_2 kontextus jelenlétében helyettesíthető.
- 2-típusú grammatikákat **környezetfüggetlen** (context-free) grammatikáknak mondjuk, mert szabályai olyanok, hogy az A nemterminális v-vel való helyettesítése bármely kontextusban megengedett.
- A 3-típusú grammatikákat **reguláris** (regular) vagy véges állapotú (finite state) grammatikáknak hívjuk, a véges állapotú automatákkal való kapcsolatuk miatt.

A 0,1,2,3-típusú nyelvek osztályait rendre **rekurzíven felsorolható**, **környezetfüggő**, **környezetfüggetlen**, valamint **reguláris** nyelvosztálynak is mondjuk.

Grammatikák a gyakorlatban

BNF (Backus-Naur Form) **John Backus, Peter Naur ALGOL 60**

A BNF egy széles körben használt metanyelv melynek segítségével szabályok alkothatók meg (például egy programozási nyelv szintaktikai szabályai).Építőkövei:

- ⟨név⟩, **fogalmak** (vagy más néven **nemterminálisok**)
- $::=$, a szabályok bal- és jobboldalának elválasztására
- a sztringek alkotóelemei (**terminálisok**)

Egy szabály bal- és jobboldalból áll, köztük $::=$, baloldalon pontosan 1 fogalom, jobboldalon terminálisok és fogalmak véges sorozata állhat.

A BNF megfelel a környezetfüggetlen grammatikának. Példa:

⟨azonosító⟩::= ⟨betű⟩ | ⟨betű⟩ ⟨azvég⟩
⟨azvég⟩::= ⟨betű⟩ | ⟨számjegy⟩ | ⟨betű⟩ ⟨azvég⟩ | ⟨számjegy⟩ ⟨azvég⟩
⟨betű⟩::=$a \mid \cdots \mid z$
⟨számjegy⟩::=$0 \mid \cdots \mid 9$

A Chomsky-féle hierarchia

A grammatikák alakja alapján $\mathcal{G}_3 \subseteq \mathcal{G}_2 \subseteq \mathcal{G}_0$ és $\mathcal{G}_1 \subseteq \mathcal{G}_0$.
Ebből azonnal következik, hogy $\mathcal{L}_3 \subseteq \mathcal{L}_2 \subseteq \mathcal{L}_0$ és $\mathcal{L}_1 \subseteq \mathcal{L}_0$.

Később meg fogjuk mutatni azt is hogy a következő tétel fennáll:

Chomsky nyelvhierarchia tétele

$$\mathcal{L}_3 \subset \mathcal{L}_2 \subset \mathcal{L}_1 \subset \mathcal{L}_0.$$

(1) Itt az $\mathcal{L}_2$ és az $\mathcal{L}_1$ nyelvosztályok közötti tartalmazási reláció nem látható azonnal a megfelelő grammatikák definíciójából.

(2) Nem világos a valódi tartalmazás sem.

(Gyengén) ekvivalens grammatikák és nyelvek

Minden grammatika generál egy nyelvet, de ugyanazt a nyelvet több különböző grammatika is generálhatja.

Két **grammatika ekvivalens**, ha ugyanazt a nyelvet generálják.

Két **nyelv gyengén ekvivalens**, ha legfeljebb az üres szóban különböznek.

Két **grammatika gyengén ekvivalens**, ha egymással gyengén ekvivalens nyelveket generálnak.

Ekvivalens grammatikák

Példa

A következő példákban $N \subseteq \{S, S', A, B\}$, $T = \{a, b\}$ és S a kezdőszimbólum. Csak a szabályrendszert adjuk meg. Ha $\alpha \to \beta$ és $\alpha \to \gamma$ két szabály, akkor tömören $\alpha \to \beta \,|\, \gamma$-t írunk.

a) $S \to ASB \,|\, \varepsilon,\ AB \to BA,\ BA \to AB,\ A \to a,\ B \to b$
0. típusú

b) $S \to ASB \,|\, \varepsilon,\ AB \to BA,\ A \to a,\ B \to b$
0. típusú

c) $S \to S' \,|\, \varepsilon,\ S' \to AS'B \,|\, AB,\ AB \to BA,\ A \to a,\ B \to b$
0. típusú

d) $S \to SS \,|\, aSb \,|\, bSa \,|\, \varepsilon.$
2. típusú

$L(G) = L_{\mathrm{EQ}} := \{u \in \{a, b\}^* \,|\, u\text{-ban ugyanannyi } a \text{ van, mint } b\}$. (4x)

Nem adható 3-as típusú grammatika a nyelvhez (biz. később).

Ekvivalens grammatikák

Példa

A (d)-t bizonyítjuk:

G szabályai: $S \to SS \mid aSb \mid bSa \mid \varepsilon$.

$L(G) \subseteq L_{\mathbf{EQ}}$

Vegyünk egy n hosszú levezetést. n-re vonatkozó teljes indukcióval belátjuk, hogy minden levezetett $w \in \{a, b, S\}^*$ mondatformában ugyanannyi a van mint b. Az $n = 0$ eset nyilvánvaló. Tegyük fel, hogy minden n-nél rövidebb levezetésre igaz az állítás.

Legyen w' az a mondatforma a levezetésben, amiből w-t közvetlenül levezettük. Ekkor w'-re igaz az állítás, és G szabályai alapján ez w-re is teljesülni fog.

Ekvivalens grammatikák

Példa

G szabályai: $S \to SS \mid aSb \mid bSa \mid \varepsilon$.

$L(G) \supseteq L_{\mathbf{EQ}}$

Legyen most $w \in L_{\mathrm{EQ}}$, ahol $|w| = n$. n-re vonatkozó indukcióval bizonyítjuk, hogy $w \in L(G)$.

$n = 0$-ra az állítás nyilvánvaló. Tegyük fel hogy az állítás minden n-nél rövidebb szóra igaz. $n \geq 1$ esetén 3 eset van.
1. eset: $w = aw'b$, valamely $w' \in L_{\mathrm{EQ}}$. Ekkor az indukciós feltevés szerint $S \Rightarrow^* w'$. Így $S \Rightarrow aSb \Rightarrow^* aw'b = w$.
2. eset: $w = bw'a$, ez az eset az előzőhöz hasonlatos.
3. eset: $w = aw'a$ vagy $w = bw'b$. Ekkor léteznek olyan $u, v \in \{a, b\}^+$ szavak , melyre $w = uv$ és $u, v \in L_{\mathrm{EQ}}$. Világos, hiszen w 1 és az $n - 1$ hosszú prefixében különböző előjelű az a-k száma minusz a b-k száma mennyiség.Ekkor az indukciós feltevés szerint $S \Rightarrow^* u$ és $S \Rightarrow^* v$. Így $S \Rightarrow SS \Rightarrow^* uS \Rightarrow^* uv = w$.

A grammatikák egy normálformája

Tétel (álterminálisok bevezetése):

Minden $G = \langle N, T, P, S\rangle$ grammatikához van vele ekvivalens és azonos típusú $G' = \langle N', T, P', S\rangle$ grammatika, melyre $x \in (N')^+$ minden $x \to y \in P'$-re.

Bizonyítás: $i = 2, 3$-ra a grammatika eleve ilyen alakú.

$i = 0, 1$-re legyen $\bar{T} = \{\bar{a} \mid a \in T\}$, Feltehető, hogy $N \cap \bar{T} = \emptyset$. $N' := N \cup \bar{T}$. Helyettesítsünk P-ben minden $a \in T$-t $\bar{a}$-val (a jobboldalakon is!), legyen az így módosított szabályrendszer P_1. Legyen $\bar{P} = \{\bar{a} \to a \mid a \in T\}$ és $P' := P_1 \cup \bar{P}$. Látható, hogy nem fordul elő terminális szabály baloldalán.

Ez a grammatika az eredetivel ekvivalens, azaz $L(G) = L(G')$.

$L(G) \subseteq L(G')$**:** Ha $u = t_1 \cdots t_n \in L(G)$, $t_i \in T (1 \le i \le n)$, akkor nyilván $S \Rightarrow^*_{G'} \bar{t}_1 \cdots \bar{t}_n$ és ebből $\bar{P}$ szabályainak alkalmazásával $S \Rightarrow^*_{G'} u$, azaz $u \in L(G')$ adódik.

A grammatikák egy normálformája

$L(G) \supseteq L(G')$:

Definiáljuk a $h : (N' \cup T)^* \to (N \cup T)^*$ homomorfizmust úgy, hogy $h(x) := x$ minden $x \in (N \cup T)$ és $h(\bar{a}) := a$ minden $\bar{a} \in \bar{T}$ esetén.

Ha $u \Rightarrow_{G'} v$, valamely P'-beli szabály alkalmazásával, akkor

- $\bar{P}$-beli szabály alkalmazása esetén $h(u) = h(v)$.
- P_1-beli szabály alkalmazása esetén $h(u) \Rightarrow_G h(v)$

Tehát $u \Rightarrow_{G'} v$ implikálja $h(u) \Rightarrow_G^* h(v)$. (valójában 0 vagy 1 lépésben)

Ebből indukcióval könnyen meggondolható, hogy fennáll:

$u \Rightarrow_{G'}^* v$ implikálja $h(u) \Rightarrow_G^* h(v)$.

Azaz, ha $S \Rightarrow_{G'}^* w$, ahol $w \in T^*$, akkor $S = h(S) \Rightarrow_G^* h(w) = w$.

1. típus esetén a szabályok megfelelő alakúak.

Megjegyzés: A 0. típusú átalakítás a 2. típusra is alkalmazható, így a 0,1,2 típusok esetén feltehető, hogy terminális, csak $A \to a$ alakban fordul elő ($a \in T, A \in N$).

Zártsági tulajdonságok

Definíció

Az unió, konkatenáció és iteratív lezárás műveleteket **reguláris műveleteknek** nevezzük.

Egy $\mathcal{L}$ nyelvcsalád **zárt** a $\varphi : (L_1, \ldots, L_n) \mapsto \varphi(L_1, \ldots, L_n)$ n-változós nyelvműveletre nézve, ha minden $L_1, \ldots, L_n \in \mathcal{L}$ esetén $\varphi(L_1, \ldots, L_n) \in \mathcal{L}$.

Tétel

$\mathcal{L}_i$ zárt a reguláris műveletekre nézve ($i = 0, 1, 2, 3$).

Bizonyítás: *i*-típusú nyelv azt jelenti, hogy *i*-típusú grammatika generálja. A feladat az, hogy ezekből a grammatikákból konstruáljunk egy olyan grammatikát, mely

(1) a nyelvek unióját, konkatenáltját illetve lezártját generálja

(2) az új grammatika tartsa meg az eredeti grammatiká(k) típusát.

Tehát a bizonyítás 3x4=12 konstrukcióból áll (de lesz köztük közös).

Zártsági tulajdonságok

Az előző tétel alapján feltehető, hogy a szabályok baloldalán nem fordul elő terminális. (Valójában erre csak a 0. típus konkatenáció valamint a 0,1 típusú lezárás műveleteknél lesz szükségünk.)

Feltehető továbbá, hogy az eredeti grammatikák minden nemterminális és terminális ábécéje páronként diszjunkt.

Unió:
Legyen $L_k \in \mathcal{L}_i$ és $G_k = \langle N_k, T_k, P_k, S_k \rangle \in \mathcal{G}_i$ olyan, hogy $L(G_k) = L_k$ $(k = 1, 2)$.

$i = 0, 2, 3$ **eset:**
Legyen $S_0 \notin N_1 \cup N_2$.

$G_\cup := \langle N_1 \cup N_2 \cup \{S_0\}, T_1 \cup T_2, P_1 \cup P_2 \cup \{S_0 \to S_1 \mid S_2\}, S_0 \rangle$.

Ekkor $G_\cup$ i-típusú és $L(G_\cup) = L_1 \cup L_2$.

Zártsági tulajdonságok

Unió:

$i = 1$ eset:

Az előző konstrukcióval az a baj, hogy ha valamelyik grammmatikának volt korlátozott ε-szabálya, az most már nem a kezdőszimbólumból van.

Legyen most $G_k = \langle N_k, T_k, P_k, S_k \rangle \in \mathcal{G}_1$ olyan, hogy $L(G_k) = L_k - \{\varepsilon\}$ $(k = 1, 2)$.

Ilyen grammatikák vannak, hiszen L_1, L_2-t generáló 1-típusú grammatikák a tétel feltételéből következően vannak. Ha van $S \to \varepsilon$ szabályuk, akkor azt törölve ilyen grammatikát kapunk.

Készítsük el az előbbi $G_\cup$ grammatikát. Amennyiben $\varepsilon \in L_1$ vagy $\varepsilon \in L_2$ akkor adjuk hozzá a szabályrendszerhez az $S \to S_0 \mid \varepsilon$ szabályokat és S legyen az új kezdőszimbólum.

Zártsági tulajdonságok

Konkatenáció:

Legyen $L_k \in \mathcal{L}_i$ és $G_k = \langle N_k, T_k, P_k, S_k \rangle \in \mathcal{G}_i$ olyan, hogy $L(G_k) = L_k$ $(k = 1, 2)$.

$i = 0, 2$ eset:

Legyen $S_0 \notin N_1 \cup N_2$.

$G_c := \langle N_1 \cup N_2 \cup \{S_0\}, T_1 \cup T_2, P_1 \cup P_2 \cup \{S_0 \to S_1 S_2\}, S_0 \rangle$.

Nyilván $L(G_1)L(G_2) \subseteq L(G_c)$.

$L(G_1)L(G_2) \supseteq L(G_c)$ pedig azért teljesül, mert $N_1 \cap N_2 = \emptyset$ és a szabály-baloldalak terminálismentessége miatt nem történhet a két szó határán átnyúló szabályalkalmazás.

Valóban, a levezetés hosszára vonatkozó teljes indukcióval bizonyítható, hogy G_c mondatformái $w_1 w_2$ alakúak, ahol $S_k \Rightarrow^*_{G_k} w_k$ $(k = 1, 2)$. A levezetés első lépése után ez nyilván teljesül. Tegyük fel, hogy n levezetési lépés után a G_c-beli mondatformák ilyenek. Mivel $P_1 \cup P_2$ minden szabályának baloldala $N_1^+ \cup N_2^+$-beli ezért ez az $n + 1$. lépés után is állni fog.

Zártsági tulajdonságok

Konkatenáció:

$i = 3$ **eset:** Az előző konstrukcióval az a baj, hogy $S_0 \to S_1 S_2$ nem 3-as típusú szabály.

$P_1^+ := \{A \to uS_2 \,|\, A \to u \in P_1, A \in N_1, u \in T_1^*\} \cup \{A \to uB \,|\, A \to uB \in P_1, A, B \in N, u \in T_1^*\}$,

$G_c := \langle N_1 \cup N_2, T_1 \cup T_2, P_1^+ \cup P_2, S_1 \rangle$.

Azaz vegyük a P_1 szabályrendszer azon szabályait, amelyekkel befejezhető egy G_1-beli levezetés, ezen szabályok végére írjuk oda a G_2 grammatika kezdőszimbólumát, így egy $L(G_1)$-beli szó levezetése után jobbról konkatenálva elkezdhető egy $L(G_2)$-beli szó levezetése.

Másrészt legyen vS_2 az $u \in L(G_c)$ terminális szó levezetése során először S_2-t tartalmazó mondatforma, ekkor $u = vw$ és $N_1 \cap N_2 = \emptyset$ miatt $S_1 \Rightarrow^*_{G_1} v$ valamint $S_2 \Rightarrow^*_{G_2} w$.

Tehát $L(G_c) = L(G_1)L(G_2)$.

Zártsági tulajdonságok

Konkatenáció:

$i = 1$ eset:

A 0-ás és 2-es eset konstrukciójával az a baj, hogy ha valamelyik grammmatikának volt korlátozott ε-szabálya, az most már nem a kezdőszimbólumból van.

Legyen $L'_k = L_k - \{\varepsilon\}$ $(k = 1, 2)$. és készítsük al a 0,2 eset G_c konstrukcióját L'_1, L'_2-höz. Tehát $L'_1 L'_2 \in \mathcal{L}_1$.

Ekkor

$L_1 L_2 =$

	$\varepsilon \notin L_2$	$\varepsilon \in L_2$
$\varepsilon \notin L_1$	$L'_1 L'_2$	$L'_1 L'_2 \cup L'_1$
$\varepsilon \in L_1$	$L'_1 L'_2 \cup L'_2$	$L'_1 L'_2 \cup L'_1 \cup L'_2 \cup \{\varepsilon\}$

$L_1 L_2 \in \mathcal{L}_1$, mivel $L'_1 L'_2,\ L'_1,\ L'_2,\ \{\varepsilon\} \in \mathcal{L}_1$ és előbb láttuk, hogy $\mathcal{L}_1$ zárt az unióra.

Zártsági tulajdonságok

Lezárás:

Legyen $L \in \mathcal{L}_i$ és $G = \langle N, T, P, S \rangle \in \mathcal{G}_i$ olyan, hogy $L(G) = L$.

$i = 2$ **eset:**

Legyen $S_0 \notin N$ új nemterminális.

$G_* := \langle N \cup \{S_0\}, T, P \cup \{S_0 \to SS_0 \mid \varepsilon\}, S_0 \rangle$ L^*-ot generálja.

$i = 3$ **eset:**

Az előző konstrukcióval az a baj, hogy $S_0 \to SS_0$ nem 3-as típusú szabály.

$P_* := \{A \to uS \mid A \to u \in P, u \in T^*\}$,

azaz vegyük a P szabályrendszer összes befejező szabályát, és ezen szabályok végére írjuk oda a G grammatika kezdőszimbólumát.

Legyen $S_0 \notin N$ új nemterminális.

$G_c := \langle N \cup \{S_0\}, T, P \cup P_* \cup \{S_0 \to S \mid \varepsilon\}, S_0 \rangle$.

P_* szabályaival új L-beli szó generálásába kezdhetünk, de meg kell hagyni, az eredeti befejező szabályokat is.

Zártsági tulajdonságok

Lezárás:

$i = 0, 1$ eset:
A 2-es típus konstrukciójával az a gond, hogy mivel lehetnek a grammatikának olyan szabályai, ahol a baloldal nem egyetlen nemterminális az L-beli szavak iteráltján kívül esetleg más szavak is keletkezhetnek. Az 1-es típusnál ezen felül alaki probléma is van, hiszen a KES sérül.

$\varepsilon \notin L$ eset: Legyen $S_0, S_1 \notin N$.

$G_* := \langle N \cup \{S_0, S_1\}, T, P \cup P' \cup P'' \cup P''', S_0 \rangle$, ahol

$P' = \{S_0 \to \varepsilon \mid S \mid S_1 S\}$, // 0, 1 vagy több iteráció?

$P'' = \{S_1 a \to S_1 S a \mid a \in T\}$, // közbülső iterációk

$P''' = \{S_1 a \to S a \mid a \in T\}$. // utolsó iteráció

Állítás: G_* mondatformái éppen az

(a) $S_1 u_1 \cdots u_n$ ($n \geq 1, S \Rightarrow_G u_k, 1 \leq k \leq n$) és az

(b) $u_1 \cdots u_n$ ($n \geq 0, S \Rightarrow_G u_k, 1 \leq k \leq n$),

alakú szavak, ahol u_k első betűje T-beli ($2 \leq k \leq n$).

Zártsági tulajdonságok

Az állításból rögtön következik, hogy $L(G_*) = L(G)^*$.

(1) n-re vonatkozó teljes indukcióval bizonyítjuk, hogy az (a) és (b) típusú szavak levezethetők. (a) $n = 1$-re és (b) $n = 0, 1$-re ez könnyen ellenőrizhető.

(a) Az indukciós feltevés szerint $S_0 \Rightarrow^* S_1 u_2 \cdots u_n$. Ha u_2 terminálissal kezdődik $S_0 \Rightarrow^* S_1 S u_2 \cdots u_n$. Mivel $S \Rightarrow_G^* u_1$, ezért $S_0 \Rightarrow^* S_1 u_1 u_2 \cdots u_n$.

(b) Ha $n \geq 2$, akkor az indukciós feltevés szerint $S_0 \Rightarrow^* S_1 u_2 \cdots u_n$. Ha u_2 terminálissal kezdődik $S_0 \Rightarrow^* S u_2 \cdots u_n$. Mivel $S \Rightarrow_G^* u_1$, ezért $S_0 \Rightarrow^* u_1 u_2 \cdots u_n$.

(2) Az (a) vagy (b) típusú azavakból $P' \cup P'' \cup P'''$-beli szabályokkal (a) vagy (b) típusú lesz.

P-beli szabály esetén a szabály baloldala valamelyik u_k-nak részszava ($1 \leq k \leq n$) kell legyen, mivel minden szabály baloldala N^+-beli viszont az iterált szavak határán átnyúló részszavak tartalmaznának terminálist. Így az eredmény (a) vagy (b) típusú.

Zártsági tulajdonságok

$i = 1$ esetén G_* szintén 1-es, ezzel az $\varepsilon \notin L$ esettel kész vagyunk.

$\varepsilon \in L$ eset: Vegyük észre, hogy minden L-re $(L - \{\varepsilon\})^* = L^*$, így elég egy tetszőleges 0-ás vagy 1-es G grammatikához egy $L(G) - \{\varepsilon\}$-t generáló grammatikát megadni (1-es esetben figyelve a típusra).

$i = 1$ esetén hagyjuk el az $S \rightarrow \varepsilon$ szabályt (ha van).

$i = 0$ esetén legyen $P_\varepsilon = \{p \in P \mid p = \alpha \rightarrow \varepsilon, \alpha \in (N \cup T^*)\}$ a grammatika ε jobboldalú szabályai.

$P_1 := (P - P_\varepsilon) \cup P'$, ahol

$P' = \{uX \rightarrow X, Xu \rightarrow X \mid X \in (N \cup T), u \rightarrow \varepsilon \in P\}$.

Ekkor $L(P_1) = L(G) - \{\varepsilon\}$.