

Simplification of Context-free grammars

21 November 2010  
19:28

ساده سازی گرامرهای مستقل از متن و ختم های نرمال

$$\left. \begin{matrix} A \rightarrow x_1 B x_2 \\ B \rightarrow y_1 | \dots | y_n \end{matrix} \right\} \Rightarrow A \rightarrow x_1 y_1 x_2 | \dots | x_1 y_n x_2$$

Removing Useless Productions

$$S \rightarrow aSb | \lambda | A$$

$$A \rightarrow aA$$

$A$  useful iff  $\exists w \in L(G) : S \xRightarrow{*} xAy \xRightarrow{*} w$  : تعریف

otherwise  
 $A$  useless

(۱۳)  $S \rightarrow A$   
 $A \rightarrow aA | \lambda$   
 $B \rightarrow bA$

(۱۴)  $S \rightarrow aS | A | C$   
 $A \rightarrow a$   
 $B \rightarrow aa$   
 $C \rightarrow aCb$

Removing  $\lambda$ -productions

$A \rightarrow \lambda$  :  $\lambda$ -production  
 $A \xRightarrow{*} \lambda$  : nullable (خالی)

(۱۵)  $S \rightarrow aS, b$  , nullable = {S,} ,  $S \rightarrow aS, b | ab$

1. 14. 40

$$S_1 \rightarrow aS_1b \mid \lambda \quad \rightsquigarrow \quad S_1 \rightarrow aS_1b \mid ab$$

مثال)

$$\begin{aligned} S &\rightarrow ABaC \\ A &\rightarrow BC \\ B &\rightarrow b \mid \lambda \\ C &\rightarrow D \mid \lambda \\ D &\rightarrow d \end{aligned}$$

$$\text{nullable} = \{B, C, A\}$$

$$\begin{aligned} S &\rightarrow ABaC \mid BaC \mid AaC \mid ABa \mid aC \mid Ba \mid Aa \mid a \\ A &\rightarrow BC \mid C \mid B \\ B &\rightarrow b \\ C &\rightarrow D \\ D &\rightarrow d \end{aligned}$$

چون ارضه درامی که زبان آن قادر است  $\lambda$  باشد می توان بدون تغییر زبان قواعد  $\lambda$  را حذف کرد.

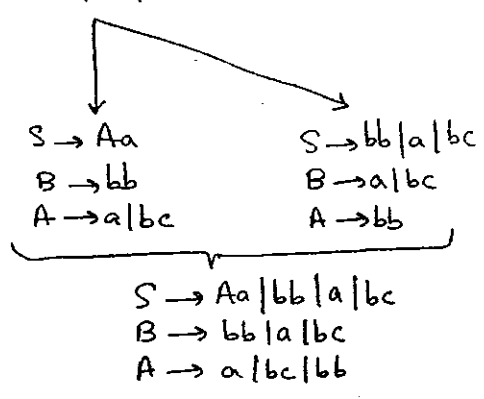
### Removing Unit-Productions

$A \rightarrow B$  : Unit-Production

توی :

مثال)

$$\begin{aligned} S &\rightarrow Aa \mid B \\ B &\rightarrow A \mid bb \\ A &\rightarrow a \mid bc \mid B \end{aligned}$$



در لعل ساده سازی یک گرامر :

① حذف قواعد  $\lambda$

② حذف قواعد Unit  
③ حذف قواعد Useless

(مثال)

$S \rightarrow AaB | aaB$   
 $A \rightarrow \lambda$   
 $B \rightarrow bbA | \lambda$

حذف  $\lambda$   
 $nullable = \{A, B\}$

$S \rightarrow AaB | aB | Aa | a | aaB | aa$   
 $X$   
 $B \rightarrow bbA | bb$

حذف قواعد Unit  $\rightarrow$  نبینیم

حذف قواعد useless  $\rightarrow$

$S \rightarrow aB | a | aaB | aa$   
 $B \rightarrow bb$

(Normal Forms) نرم‌های نرمال

CNF: Chomsky Normal Form

$\hookrightarrow A \rightarrow BC$   
 $A \rightarrow a$

$A, B, C \in V$   
 $a \in T$

(مثال)

$S \rightarrow ABa$   
 $A \rightarrow aa b$   
 $B \rightarrow Ac$

$S \rightarrow ABXa$   
 $Xa \rightarrow a$   
 $A \rightarrow XaXaXb$   
 $Xb \rightarrow b$   
 $B \rightarrow AXc$   
 $Xc \rightarrow c$

$S \rightarrow AZ_1$   
 $Z_1 \rightarrow BXa$   
 $Xa \rightarrow a$   
 $A \rightarrow XaZ_2$   
 $Z_2 \rightarrow XaXb$   
 $Xb \rightarrow b$   
 $B \rightarrow AXc$   
 $Xc \rightarrow c$

\* هر زبان مستقل از متن که نامحدوده  $\lambda$  باشد دارای نرم‌های نرمال چامسکی است.

۱. حذف قواعد Unit ۲. حذف قواعد Useless ۳. حذف قواعد useless

$$\begin{aligned} A \rightarrow aab &\rightarrow A \rightarrow X_a Z_1 \\ B \rightarrow abc &\rightarrow B \rightarrow Z_1 X_c \end{aligned}$$

\* تعداد مراحل لازم برای تولید رشته ای بطول  $n$  چقدر است؟

$$S \xRightarrow{n-1} A_1 \dots A_n \xRightarrow{n} a_1 \dots a_n$$

$$n-1 + n = 2n-1$$

GNF: Greibach Normal Form

$$A \rightarrow aX$$

$$\begin{aligned} a &\in \Sigma \\ X &\in V^+ \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{مثال ۱)} \quad S &\rightarrow AB \\ A &\rightarrow aA \mid bB \mid b \\ B &\rightarrow b \\ \downarrow \\ S &\rightarrow aAB \mid bBB \mid bB \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \text{مثال ۲)} \quad S &\rightarrow abSb \mid aa \\ \downarrow \\ S &\rightarrow aX_bSX_b \mid aX_a \\ X_a &\rightarrow a \\ X_b &\rightarrow b \end{aligned}$$

\* اگر کلمه زبان مستقل باشد، یعنی  $\lambda$  باشد، برای آن گزاره GNF وجود دارد.

\* مراحل تبدیل: ۱- حذف چپگردی، ۲- حذف تکرار  $\lambda$ ، ۳- حذف تکرار Unit، ۴- جایگزینی

\* حذف چپگردی:

$$\begin{aligned} A &\rightarrow A\alpha_1 \mid \dots \mid A\alpha_n \\ A &\rightarrow \beta_1 \mid \dots \mid \beta_m \end{aligned}$$

$$\ast (\beta_1 + \dots + \beta_m)(\alpha_1 + \dots + \alpha_n)$$

$$\left( \begin{array}{l} A \rightarrow \beta_1 A' \mid \dots \mid \beta_m A' \\ A' \rightarrow \alpha_1 A' \mid \dots \mid \alpha_n A' \mid \lambda \end{array} \right)$$

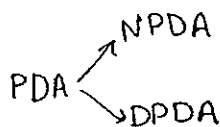
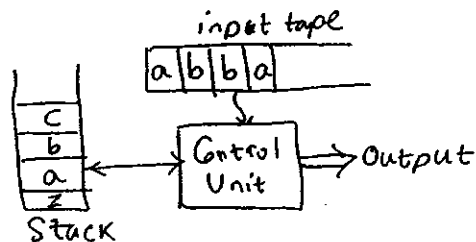
\* تعداد درخت در درخت‌ها: برای تولید رشته‌ای بطل  $n$

یک آلگوریتم محاسبه برای شرایط مستقل از متن (CYK)

amitisweb.com

# Push-Down Automata (PDA)

210, 28 Sunday, November  
05:14



## NPDA:

$$M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, z, F)$$

$Q$ : مجموعة حالات (States)  
 $\Sigma$ : البنية (Alphabet)  
 $\Gamma$ : البنية (Alphabet)  
 $z$ : Stack start symbol  
 $z \in \Gamma$

$$\delta: Q \times (\Sigma \cup \{\lambda\}) \times \Gamma \rightarrow \text{finite subsets of } Q \times \Gamma^*$$

توضيح: انزع حرف = بدل انما توسط PDA

$$\delta(q_0, a, c) = \{(q_1, xc), (q_1', zxc)\}$$

$$\delta(q_1, b, x) = \{(q_2, y)\}$$

$$\delta(q_2, b, y) = \{(q_3, \lambda)\}$$

$$\delta(q_3, \lambda, c) = \{(q_4, c)\}$$

Instantaneous Description (الوصف اللحظي)

$$(q, \alpha, \beta)$$

$q$ : حالة جارية (Current state)  
 $\alpha$ : ما تبقى من المدخل (Remaining input)  
 $\beta$ : محتوى الذاكرة (Stack content)

Satisfy

$$(q, abba, chaz) \vdash (q, bba, \alpha chaz)$$

$$\vdash (q_1, \dots, xxcbaaz) \\ \vdash (q_1', bba, xxcbaaz)$$

: PDA  $\vdash^* (q_f, \lambda, z)$

1 - Acceptance by final state  $(M: (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, z, F))$

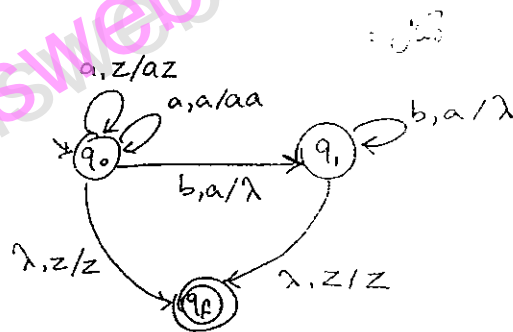
$$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid (q_0, w, z) \vdash^* (q_f, \lambda, \gamma), q_f \in F, \gamma \in \Gamma^*\}$$

2 - Acceptance by empty stack  $(M: (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, z))$

$$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid (q_0, w, z) \vdash^* (p, \lambda, \lambda), p \in Q\}$$

$$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0\}$$

$$\begin{aligned} \delta(q_0, \lambda, z) &= \{(q_f, z)\} \\ \delta(q_0, a, z) &= \{(q_0, az)\} \\ \delta(q_0, a, a) &= \{(q_0, aa)\} \\ \delta(q_0, b, a) &= \{(q_1, \lambda)\} \\ \delta(q_1, b, a) &= \{(q_1, \lambda)\} \\ \delta(q_1, \lambda, z) &= \{(q_f, z)\} \end{aligned}$$



$$L = \{a^n b^{n+1} \mid n \geq 0\}$$

$$\begin{aligned} \delta(q_0, b, z) &= \{(q_f, z)\} \\ \delta(q_0, a, z) &= \{(q_0, az)\} \\ \delta(q_0, a, a) &= \{(q_0, aa)\} \\ \delta(q_0, b, a) &= \{(q_1, \lambda)\} \\ \delta(q_1, b, a) &= \{(q_1, \lambda)\} \\ \delta(q_1, \lambda, z) &= \{(q_f, z)\} \end{aligned}$$

$$L = \{ww^R \mid w \in \{a, b\}^*\}$$

$$\delta(q_0, \lambda, z) = \{(q_f, z)\}$$

$$\begin{aligned}
 \delta(q_0, a, z) &= \{(q_0, az)\} \\
 \delta(q_0, b, z) &= \{(q_0, bz)\} \\
 \delta(q_0, a, a) &= \{(q_0, aa), (q_1, \lambda)\} \\
 \delta(q_0, b, a) &= \{(q_0, ba)\} \\
 \delta(q_0, a, b) &= \{(q_0, ab)\} \\
 \delta(q_0, b, b) &= \{(q_0, bb), (q_1, \lambda)\}
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 \delta(q_1, a, a) &= \{(q_1, \lambda)\} \\
 \delta(q_1, b, b) &= \{(q_1, \lambda)\} \\
 \delta(q_1, \lambda, z) &= \{(q_1, z)\}
 \end{aligned}$$

$$L = \{a^n b^{2n} \mid n \geq 0\}$$

$$L = \{w \in \{a, b\}^* \mid n_a(w) = n_b(w)\}$$

$$L = \{a^n b^m c^{n+m} \mid n, m \geq 0\}$$

$$\begin{aligned}
 \delta(q_0, b, z) &= \{(q_1, xz)\} \\
 \delta(q_0, a, z) &= \{(q_0, xz)\} \\
 \delta(q_0, a, x) &= \{(q_0, xx)\} \\
 \delta(q_0, b, x) &= \{(q_1, xx)\} \\
 \delta(q_1, b, x) &= \{(q_1, xx)\} \\
 \delta(q_1, c, x) &= \{(q_2, \lambda)\}
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 \delta(q_0, b, z) &= \{(q_0, bz)\} \\
 \delta(q_0, a, z) &= \{(q_0, az)\} \\
 \delta(q_0, a, a) &= \{(q_0, aa)\} \\
 \delta(q_0, b, a) &= \{(q_0, ba)\} \\
 \delta(q_0, b, b) &= \{(q_0, bb)\} \\
 \delta(q_0, c, b) &= \{(q_1, \lambda)\} \\
 \delta(q_0, c, a) &= \{(q_1, \lambda)\}
 \end{aligned}$$

$$L = \{a^3 b^n c^n \mid n \geq 1\}$$

$$\begin{aligned}
 \delta(q_0, a, z) &= \{(q_1, z)\} \\
 \delta(q_1, a, z) &= \{(q_2, z)\} \\
 \delta(q_2, a, z) &= \{(q_3, z)\} \\
 \delta(q_3, b, z) &= \{(q_4, bz)\}
 \end{aligned}$$

$$L = \{a^{30} b^n c^n \mid n \geq 1\}$$

$$\delta(q_0, a, z) = \{(q_1, az)\}$$

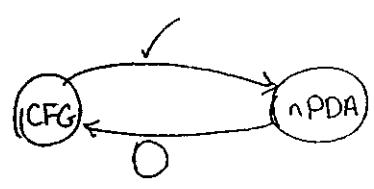


$$\begin{aligned} \delta(q_{14}, a, a) &= \{(q_{15}, aa)\} \\ \delta(q_{15}, a, a) &= \{(q_{16}, \lambda)\} \\ \delta(q_{16}, a, a) &= \{(q_{16}, \lambda)\} \\ \delta(q_{16}, b, z) &= \{ \dots \} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \delta(q_0, a, z) &= \{(q_1, a^2 z)\} \\ \delta(q_1, a, a) &= \{(q_1, \lambda)\} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} \delta(q_0, a, z) &= \{(q_0, 1z)\} \\ \delta(q_0, a, 1) &= \{(q_0, 2)\} \\ \delta(q_0, a, \frac{2}{3}) &= \{(q_0, z')\} \\ \delta(q_0, b, z') &= \dots \end{aligned}$$

The relation between CFG and NPDA's



CFG  $\rightarrow$  nPDA

$$\begin{cases} S \rightarrow aA \\ A \rightarrow aABC \mid bB \mid a \\ B \rightarrow b \\ C \rightarrow c \end{cases}$$

محرکات

$$\left\{ \begin{aligned} \delta(q_0, \lambda, z) &= \{(q, Sz)\} \\ \delta(q, \lambda, z) &= \{(q_f, z)\} \end{aligned} \right.$$

$$\begin{aligned} S &\rightarrow aA & \delta(q, a, S) &= \{(q, A)\} \\ A &\rightarrow aABC & \delta(q, a, A) &= \{(q, ABC)\} \\ A &\rightarrow bB & \delta(q, b, A) &= \{(q, B)\} \\ A &\rightarrow a & \delta(q, a, A) &= \{(q, \lambda)\} \\ B &\rightarrow b & \delta(q, b, B) &= \{(q, \lambda)\} \\ C &\rightarrow c & \delta(q, c, C) &= \{(q, \lambda)\} \end{aligned}$$

aaabc

$$S \Rightarrow aA \Rightarrow aaABC \Rightarrow aaaaBC \Rightarrow aaabC \Rightarrow aaabc$$

$$\begin{aligned} (q_0, aaabc, z) &\vdash (q, aaabc, Sz) \vdash (q, aaabc, Az) \vdash (q, abc, ABCz) \vdash (q, bc, BCz) \\ &\vdash (q, c, Cz) \vdash (q, \lambda, z) \vdash (q_f, \lambda, z) \end{aligned}$$

نتیجه: برای هر زبان مستقل از متن یک nPDA با سه حالت وجود دارد.

چه موقع یک PDA یک DPDA محسوب می‌شود؟

باید در هر لحظه یک کار را بکند:

۱.  $\delta(q, a, b)$  حداقل یک عضو داشته باشد.

۲. اگر  $\delta(q, \lambda, b)$  خالی نیست، آنوقت  $\delta(q, c, b)$  برای  $c \in \Sigma$  خالی باشد.

یک DPDA برای زبان  $\{a^n b^n \mid n \geq 0\}$

$$M = (\{q_0, q_1, q_2\}, \{a, b\}, \{0, 1\}, \delta, q_0, 0, \{q_0\})$$

$$\delta(q_0, a, 0) = \{(q_1, 10)\}$$

$$\delta(q_1, a, 1) = \{(q_1, 11)\}$$

$$\delta(q_1, b, 1) = \{(q_2, \lambda)\}$$

$$\delta(q_2, b, 1) = \{(q_2, \lambda)\}$$

$$\delta(q_2, \lambda, 0) = \{(q_0, \lambda)\}$$

LL(k) grammars

$$S \rightarrow ab|cd \rightarrow LL(1)$$

$$S \rightarrow ab|aad \rightarrow LL(2)$$

$$\vdots \rightarrow LL(k)$$

$$\begin{cases} S \rightarrow A|Ab \\ A \rightarrow aA|\lambda \end{cases} \rightarrow LL(k) \text{ نیست}$$

## Properties of Content-free Languages

2010, 05 Sunday, December  
07:31

## خواص زبان‌های مستقل از محتوا

\* یک لیم Pumping برای زبان‌های مستقل از محتوا

قضیه: فرض کنید  $L$  یک زبان مستقل از محتوا باشد. آنگاه عدد صحیح مثبت  $m$  وجود خواهد داشت بطوریکه برای هر رشته  $w \in L$ ،  $|w| \geq m$ ، بتوان رشته  $w$  را به صورت زیر نوشت

$$w = uvxyz$$

$$|vxy| \leq m$$

$$|vy| \geq 1$$

$$uv^i xy^i z \in L \quad \text{برای } i = 0, 1, 2, \dots$$

$$a^m b^m c^m$$

m

$$L = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\} \quad \text{(مثال)}$$

از روی درخت

$$L \rightarrow S \Rightarrow \begin{matrix} S \rightarrow uAz \\ A \rightarrow vAy \mid \alpha \end{matrix}$$

$$S \Rightarrow uAz \Rightarrow^* uv^i Ay^i z \Rightarrow uv^i xy^i z, \quad i = 0, 1, 2, \dots$$

$$A \rightarrow v$$

$$m = \sum_{A \rightarrow v \in P} |v| = f(|V|)$$

Free choice

\* نکته: Pumping برای زبان های خطی: زبان های گرامر خطی را می توان پمپ کرد.  
توجه: فرض: زبان L خطی نامتناهی است.

$$\begin{cases} w = uvxyz \\ |uvyz| \leq m \\ |vy| \geq 1 \end{cases}$$

$$L = \{w \in \{a,b\}^* \mid n_a(w) = n_b(w)\} \quad (OG)$$

$S \rightarrow aSb \mid bSa \mid SS \mid \lambda$  ✓

$\left. \begin{array}{l} \text{رانی}^p \\ (n) \text{ تعداد ترمینها} \end{array} \right\} \begin{array}{l} k=3 \\ v=1 \\ m=3 \times 1 + 1 = 4 \end{array}$

ان حضرت

خواص بسیاری زبانهای سطح (پس) :

تقصیه: خانواده زبان‌های مستقل از من گفت‌گویی‌های U، و \* به است.

$$L_1: CF (S_1 \rightarrow \dots)$$

$$L_2: CF (S_2 \rightarrow \dots)$$

$$L_1 U L_2; S \rightarrow S_1 | S_2$$

$$L_1 \cdot L_2; S \rightarrow S_1 S_2$$

$$L_1^* : S \rightarrow \lambda \mid S_1 S$$

(کتابت ابن کثیر علیہ السلام)

قصه: خانواده زبان‌های سطل (زمن) که علل‌های اشتباه و ملل است.

# voice

$L_1 = \{a^n b^n c^m \mid n, m \geq 0\}$  مستقل از متن

$L_2 = \{a^n b^m c^m \mid n, m \geq 0\}$  " "

$L_1 \cap L_2 = \{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$

$L_1 \cap L_2 = \overline{(\overline{L_1} \cup \overline{L_2})}$

تعیین خانواده زبان های مستقل از متن تحت عمل Regular Intersection است.

$M_1 = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, z, F_1)$  مستقل از متن = مستقل از متن

$M_2 = (P, \Sigma, \delta_2, p_0, F_2)$

$\hat{M} : \begin{aligned} \hat{Q} &= Q \times P \\ \hat{q}_0 &= (q_0, p_0) \\ \hat{F} &= F_1 \times F_2 \end{aligned}$   $M_2 M_1$  state به state که هر دو فایده هر دو فایده

مثال (آیا زبان زیر مستقل از متن است؟)

$L = \{a^n b^n \mid n \geq 0, n \neq 100\}$

$= \{a^n b^n \mid n \geq 0\} \cap \overline{\{a^{100} b^{100}\}}$  مستقل از متن = مستقل از متن

مثال (آیا زبان زیر مستقل از متن است؟)

$L = \{w \in \{a,b,c\}^* \mid n_a(w) = n_b(w) = n_c(w)\}$

$L \cap L = L$

(خوب)  $L: CF$

Regular Intersection :  $L \cap L(a^*b^*c^*) = \{a^n b^n c^n / n \geq 0\}$

برای خواص تقسیم پذیر (Decidable) برای زبان های مستقل از متن:

قضیه: آلوریتم وجود دارد که می تواند تقسیم پذیرد آیا زبان یک برابر مستقل از متن داده شده  $(L(G))$  هست یا نه. (این آزمون هیچ رشته ای را تولید نمیکند)

اثبات: حذف قواعد  $SSS$  برابر از هر دو جنبه و بررسی این که آیا  $S$  با هم تانده است یا خیر.

قضیه: آلوریتم وجود دارد که می تواند تقسیم پذیرد آیا زبان یک برابر مستقل از متن داده شده  $(L(G))$  نامتناهی هست یا نه. (اول شماره من کشیم)

اثبات: برابر را ساده می کنیم، اگر معقوبه نگار شونده ای با هم تانده، زبان نامتناهی است (یعنی حلقه تویس ماند)

خوب! هر زبان مستقل از متن با الفبای یک نمادی منظم است.

Created with Microsoft Office OneNote 2007  
One place for all your notes and information

" هر زبان یک نمادی که منظم نباشد مستقل از متن نیست  $(a^n)$

این فصل ترنهای منظم را در دسترس می گذارد.

(تقریبی فصل ۱۱)

مثبت  $PDA$   
۱-۲-۳-۴-۵-۶-۷-۸-۹-۱۰-۱۱-۱۲-۱۳-۱۴-۱۵-۱۶-۱۷-۱۸-۱۹-۲۰-۲۱-۲۲-۲۳-۲۴-۲۵-۲۶-۲۷-۲۸-۲۹-۳۰-۳۱-۳۲-۳۳-۳۴-۳۵-۳۶-۳۷-۳۸-۳۹-۴۰-۴۱-۴۲-۴۳-۴۴-۴۵-۴۶-۴۷-۴۸-۴۹-۵۰-۵۱-۵۲-۵۳-۵۴-۵۵-۵۶-۵۷-۵۸-۵۹-۶۰-۶۱-۶۲-۶۳-۶۴-۶۵-۶۶-۶۷-۶۸-۶۹-۷۰-۷۱-۷۲-۷۳-۷۴-۷۵-۷۶-۷۷-۷۸-۷۹-۸۰-۸۱-۸۲-۸۳-۸۴-۸۵-۸۶-۸۷-۸۸-۸۹-۹۰-۹۱-۹۲-۹۳-۹۴-۹۵-۹۶-۹۷-۹۸-۹۹-۱۰۰-۱۰۱-۱۰۲-۱۰۳-۱۰۴-۱۰۵-۱۰۶-۱۰۷-۱۰۸-۱۰۹-۱۱۰-۱۱۱-۱۱۲-۱۱۳-۱۱۴-۱۱۵-۱۱۶-۱۱۷-۱۱۸-۱۱۹-۱۲۰-۱۲۱-۱۲۲-۱۲۳-۱۲۴-۱۲۵-۱۲۶-۱۲۷-۱۲۸-۱۲۹-۱۳۰-۱۳۱-۱۳۲-۱۳۳-۱۳۴-۱۳۵-۱۳۶-۱۳۷-۱۳۸-۱۳۹-۱۴۰-۱۴۱-۱۴۲-۱۴۳-۱۴۴-۱۴۵-۱۴۶-۱۴۷-۱۴۸-۱۴۹-۱۵۰-۱۵۱-۱۵۲-۱۵۳-۱۵۴-۱۵۵-۱۵۶-۱۵۷-۱۵۸-۱۵۹-۱۶۰-۱۶۱-۱۶۲-۱۶۳-۱۶۴-۱۶۵-۱۶۶-۱۶۷-۱۶۸-۱۶۹-۱۷۰-۱۷۱-۱۷۲-۱۷۳-۱۷۴-۱۷۵-۱۷۶-۱۷۷-۱۷۸-۱۷۹-۱۸۰-۱۸۱-۱۸۲-۱۸۳-۱۸۴-۱۸۵-۱۸۶-۱۸۷-۱۸۸-۱۸۹-۱۹۰-۱۹۱-۱۹۲-۱۹۳-۱۹۴-۱۹۵-۱۹۶-۱۹۷-۱۹۸-۱۹۹-۲۰۰-۲۰۱-۲۰۲-۲۰۳-۲۰۴-۲۰۵-۲۰۶-۲۰۷-۲۰۸-۲۰۹-۲۱۰-۲۱۱-۲۱۲-۲۱۳-۲۱۴-۲۱۵-۲۱۶-۲۱۷-۲۱۸-۲۱۹-۲۲۰-۲۲۱-۲۲۲-۲۲۳-۲۲۴-۲۲۵-۲۲۶-۲۲۷-۲۲۸-۲۲۹-۲۳۰-۲۳۱-۲۳۲-۲۳۳-۲۳۴-۲۳۵-۲۳۶-۲۳۷-۲۳۸-۲۳۹-۲۴۰-۲۴۱-۲۴۲-۲۴۳-۲۴۴-۲۴۵-۲۴۶-۲۴۷-۲۴۸-۲۴۹-۲۵۰-۲۵۱-۲۵۲-۲۵۳-۲۵۴-۲۵۵-۲۵۶-۲۵۷-۲۵۸-۲۵۹-۲۶۰-۲۶۱-۲۶۲-۲۶۳-۲۶۴-۲۶۵-۲۶۶-۲۶۷-۲۶۸-۲۶۹-۲۷۰-۲۷۱-۲۷۲-۲۷۳-۲۷۴-۲۷۵-۲۷۶-۲۷۷-۲۷۸-۲۷۹-۲۸۰-۲۸۱-۲۸۲-۲۸۳-۲۸۴-۲۸۵-۲۸۶-۲۸۷-۲۸۸-۲۸۹-۲۹۰-۲۹۱-۲۹۲-۲۹۳-۲۹۴-۲۹۵-۲۹۶-۲۹۷-۲۹۸-۲۹۹-۳۰۰-۳۰۱-۳۰۲-۳۰۳-۳۰۴-۳۰۵-۳۰۶-۳۰۷-۳۰۸-۳۰۹-۳۱۰-۳۱۱-۳۱۲-۳۱۳-۳۱۴-۳۱۵-۳۱۶-۳۱۷-۳۱۸-۳۱۹-۳۲۰-۳۲۱-۳۲۲-۳۲۳-۳۲۴-۳۲۵-۳۲۶-۳۲۷-۳۲۸-۳۲۹-۳۳۰-۳۳۱-۳۳۲-۳۳۳-۳۳۴-۳۳۵-۳۳۶-۳۳۷-۳۳۸-۳۳۹-۳۴۰-۳۴۱-۳۴۲-۳۴۳-۳۴۴-۳۴۵-۳۴۶-۳۴۷-۳۴۸-۳۴۹-۳۵۰-۳۵۱-۳۵۲-۳۵۳-۳۵۴-۳۵۵-۳۵۶-۳۵۷-۳۵۸-۳۵۹-۳۶۰-۳۶۱-۳۶۲-۳۶۳-۳۶۴-۳۶۵-۳۶۶-۳۶۷-۳۶۸-۳۶۹-۳۷۰-۳۷۱-۳۷۲-۳۷۳-۳۷۴-۳۷۵-۳۷۶-۳۷۷-۳۷۸-۳۷۹-۳۸۰-۳۸۱-۳۸۲-۳۸۳-۳۸۴-۳۸۵-۳۸۶-۳۸۷-۳۸۸-۳۸۹-۳۹۰-۳۹۱-۳۹۲-۳۹۳-۳۹۴-۳۹۵-۳۹۶-۳۹۷-۳۹۸-۳۹۹-۴۰۰-۴۰۱-۴۰۲-۴۰۳-۴۰۴-۴۰۵-۴۰۶-۴۰۷-۴۰۸-۴۰۹-۴۱۰-۴۱۱-۴۱۲-۴۱۳-۴۱۴-۴۱۵-۴۱۶-۴۱۷-۴۱۸-۴۱۹-۴۲۰-۴۲۱-۴۲۲-۴۲۳-۴۲۴-۴۲۵-۴۲۶-۴۲۷-۴۲۸-۴۲۹-۴۳۰-۴۳۱-۴۳۲-۴۳۳-۴۳۴-۴۳۵-۴۳۶-۴۳۷-۴۳۸-۴۳۹-۴۴۰-۴۴۱-۴۴۲-۴۴۳-۴۴۴-۴۴۵-۴۴۶-۴۴۷-۴۴۸-۴۴۹-۴۵۰-۴۵۱-۴۵۲-۴۵۳-۴۵۴-۴۵۵-۴۵۶-۴۵۷-۴۵۸-۴۵۹-۴۶۰-۴۶۱-۴۶۲-۴۶۳-۴۶۴-۴۶۵-۴۶۶-۴۶۷-۴۶۸-۴۶۹-۴۷۰-۴۷۱-۴۷۲-۴۷۳-۴۷۴-۴۷۵-۴۷۶-۴۷۷-۴۷۸-۴۷۹-۴۸۰-۴۸۱-۴۸۲-۴۸۳-۴۸۴-۴۸۵-۴۸۶-۴۸۷-۴۸۸-۴۸۹-۴۹۰-۴۹۱-۴۹۲-۴۹۳-۴۹۴-۴۹۵-۴۹۶-۴۹۷-۴۹۸-۴۹۹-۵۰۰-۵۰۱-۵۰۲-۵۰۳-۵۰۴-۵۰۵-۵۰۶-۵۰۷-۵۰۸-۵۰۹-۵۱۰-۵۱۱-۵۱۲-۵۱۳-۵۱۴-۵۱۵-۵۱۶-۵۱۷-۵۱۸-۵۱۹-۵۲۰-۵۲۱-۵۲۲-۵۲۳-۵۲۴-۵۲۵-۵۲۶-۵۲۷-۵۲۸-۵۲۹-۵۳۰-۵۳۱-۵۳۲-۵۳۳-۵۳۴-۵۳۵-۵۳۶-۵۳۷-۵۳۸-۵۳۹-۵۴۰-۵۴۱-۵۴۲-۵۴۳-۵۴۴-۵۴۵-۵۴۶-۵۴۷-۵۴۸-۵۴۹-۵۵۰-۵۵۱-۵۵۲-۵۵۳-۵۵۴-۵۵۵-۵۵۶-۵۵۷-۵۵۸-۵۵۹-۵۶۰-۵۶۱-۵۶۲-۵۶۳-۵۶۴-۵۶۵-۵۶۶-۵۶۷-۵۶۸-۵۶۹-۵۷۰-۵۷۱-۵۷۲-۵۷۳-۵۷۴-۵۷۵-۵۷۶-۵۷۷-۵۷۸-۵۷۹-۵۸۰-۵۸۱-۵۸۲-۵۸۳-۵۸۴-۵۸۵-۵۸۶-۵۸۷-۵۸۸-۵۸۹-۵۹۰-۵۹۱-۵۹۲-۵۹۳-۵۹۴-۵۹۵-۵۹۶-۵۹۷-۵۹۸-۵۹۹-۶۰۰-۶۰۱-۶۰۲-۶۰۳-۶۰۴-۶۰۵-۶۰۶-۶۰۷-۶۰۸-۶۰۹-۶۱۰-۶۱۱-۶۱۲-۶۱۳-۶۱۴-۶۱۵-۶۱۶-۶۱۷-۶۱۸-۶۱۹-۶۲۰-۶۲۱-۶۲۲-۶۲۳-۶۲۴-۶۲۵-۶۲۶-۶۲۷-۶۲۸-۶۲۹-۶۳۰-۶۳۱-۶۳۲-۶۳۳-۶۳۴-۶۳۵-۶۳۶-۶۳۷-۶۳۸-۶۳۹-۶۴۰-۶۴۱-۶۴۲-۶۴۳-۶۴۴-۶۴۵-۶۴۶-۶۴۷-۶۴۸-۶۴۹-۶۵۰-۶۵۱-۶۵۲-۶۵۳-۶۵۴-۶۵۵-۶۵۶-۶۵۷-۶۵۸-۶۵۹-۶۶۰-۶۶۱-۶۶۲-۶۶۳-۶۶۴-۶۶۵-۶۶۶-۶۶۷-۶۶۸-۶۶۹-۶۷۰-۶۷۱-۶۷۲-۶۷۳-۶۷۴-۶۷۵-۶۷۶-۶۷۷-۶۷۸-۶۷۹-۶۸۰-۶۸۱-۶۸۲-۶۸۳-۶۸۴-۶۸۵-۶۸۶-۶۸۷-۶۸۸-۶۸۹-۶۹۰-۶۹۱-۶۹۲-۶۹۳-۶۹۴-۶۹۵-۶۹۶-۶۹۷-۶۹۸-۶۹۹-۷۰۰-۷۰۱-۷۰۲-۷۰۳-۷۰۴-۷۰۵-۷۰۶-۷۰۷-۷۰۸-۷۰۹-۷۱۰-۷۱۱-۷۱۲-۷۱۳-۷۱۴-۷۱۵-۷۱۶-۷۱۷-۷۱۸-۷۱۹-۷۲۰-۷۲۱-۷۲۲-۷۲۳-۷۲۴-۷۲۵-۷۲۶-۷۲۷-۷۲۸-۷۲۹-۷۳۰-۷۳۱-۷۳۲-۷۳۳-۷۳۴-۷۳۵-۷۳۶-۷۳۷-۷۳۸-۷۳۹-۷۴۰-۷۴۱-۷۴۲-۷۴۳-۷۴۴-۷۴۵-۷۴۶-۷۴۷-۷۴۸-۷۴۹-۷۵۰-۷۵۱-۷۵۲-۷۵۳-۷۵۴-۷۵۵-۷۵۶-۷۵۷-۷۵۸-۷۵۹-۷۶۰-۷۶۱-۷۶۲-۷۶۳-۷۶۴-۷۶۵-۷۶۶-۷۶۷-۷۶۸-۷۶۹-۷۷۰-۷۷۱-۷۷۲-۷۷۳-۷۷۴-۷۷۵-۷۷۶-۷۷۷-۷۷۸-۷۷۹-۷۸۰-۷۸۱-۷۸۲-۷۸۳-۷۸۴-۷۸۵-۷۸۶-۷۸۷-۷۸۸-۷۸۹-۷۹۰-۷۹۱-۷۹۲-۷۹۳-۷۹۴-۷۹۵-۷۹۶-۷۹۷-۷۹۸-۷۹۹-۸۰۰-۸۰۱-۸۰۲-۸۰۳-۸۰۴-۸۰۵-۸۰۶-۸۰۷-۸۰۸-۸۰۹-۸۱۰-۸۱۱-۸۱۲-۸۱۳-۸۱۴-۸۱۵-۸۱۶-۸۱۷-۸۱۸-۸۱۹-۸۲۰-۸۲۱-۸۲۲-۸۲۳-۸۲۴-۸۲۵-۸۲۶-۸۲۷-۸۲۸-۸۲۹-۸۳۰-۸۳۱-۸۳۲-۸۳۳-۸۳۴-۸۳۵-۸۳۶-۸۳۷-۸۳۸-۸۳۹-۸۴۰-۸۴۱-۸۴۲-۸۴۳-۸۴۴-۸۴۵-۸۴۶-۸۴۷-۸۴۸-۸۴۹-۸۵۰-۸۵۱-۸۵۲-۸۵۳-۸۵۴-۸۵۵-۸۵۶-۸۵۷-۸۵۸-۸۵۹-۸۶۰-۸۶۱-۸۶۲-۸۶۳-۸۶۴-۸۶۵-۸۶۶-۸۶۷-۸۶۸-۸۶۹-۸۷۰-۸۷۱-۸۷۲-۸۷۳-۸۷۴-۸۷۵-۸۷۶-۸۷۷-۸۷۸-۸۷۹-۸۸۰-۸۸۱-۸۸۲-۸۸۳-۸۸۴-۸۸۵-۸۸۶-۸۸۷-۸۸۸-۸۸۹-۸۹۰-۸۹۱-۸۹۲-۸۹۳-۸۹۴-۸۹۵-۸۹۶-۸۹۷-۸۹۸-۸۹۹-۹۰۰-۹۰۱-۹۰۲-۹۰۳-۹۰۴-۹۰۵-۹۰۶-۹۰۷-۹۰۸-۹۰۹-۹۱۰-۹۱۱-۹۱۲-۹۱۳-۹۱۴-۹۱۵-۹۱۶-۹۱۷-۹۱۸-۹۱۹-۹۲۰-۹۲۱-۹۲۲-۹۲۳-۹۲۴-۹۲۵-۹۲۶-۹۲۷-۹۲۸-۹۲۹-۹۳۰-۹۳۱-۹۳۲-۹۳۳-۹۳۴-۹۳۵-۹۳۶-۹۳۷-۹۳۸-۹۳۹-۹۴۰-۹۴۱-۹۴۲-۹۴۳-۹۴۴-۹۴۵-۹۴۶-۹۴۷-۹۴۸-۹۴۹-۹۵۰-۹۵۱-۹۵۲-۹۵۳-۹۵۴-۹۵۵-۹۵۶-۹۵۷-۹۵۸-۹۵۹-۹۶۰-۹۶۱-۹۶۲-۹۶۳-۹۶۴-۹۶۵-۹۶۶-۹۶۷-۹۶۸-۹۶۹-۹۷۰-۹۷۱-۹۷۲-۹۷۳-۹۷۴-۹۷۵-۹۷۶-۹۷۷-۹۷۸-۹۷۹-۹۸۰-۹۸۱-۹۸۲-۹۸۳-۹۸۴-۹۸۵-۹۸۶-۹۸۷-۹۸۸-۹۸۹-۹۹۰-۹۹۱-۹۹۲-۹۹۳-۹۹۴-۹۹۵-۹۹۶-۹۹۷-۹۹۸-۹۹۹-۱۰۰۰-۱۰۰۱-۱۰۰۲-۱۰۰۳-۱۰۰۴-۱۰۰۵-۱۰۰۶-۱۰۰۷-۱۰۰۸-۱۰۰۹-۱۰۱۰-۱۰۱۱-۱۰۱۲-۱۰۱۳-۱۰۱۴-۱۰۱۵-۱۰۱۶-۱۰۱۷-۱۰۱۸-۱۰۱۹-۱۰۲۰-۱۰۲۱-۱۰۲۲-۱۰۲۳-۱۰۲۴-۱۰۲۵-۱۰۲۶-۱۰۲۷-۱۰۲۸-۱۰۲۹-۱۰۳۰-۱۰۳۱-۱۰۳۲-۱۰۳۳-۱۰۳۴-۱۰۳۵-۱۰۳۶-۱۰۳۷-۱۰۳۸-۱۰۳۹-۱۰۴۰-۱۰۴۱-۱۰۴۲-۱۰۴۳-۱۰۴۴-۱۰۴۵-۱۰۴۶-۱۰۴۷-۱۰۴۸-۱۰۴۹-۱۰۵۰-۱۰۵۱-۱۰۵۲-۱۰۵۳-۱۰۵۴-۱۰۵۵-۱۰۵۶-۱۰۵۷-۱۰۵۸-۱۰۵۹-۱۰۶۰-۱۰۶۱-۱۰۶۲-۱۰۶۳-۱۰۶۴-۱۰۶۵-۱۰۶۶-۱۰۶۷-۱۰۶۸-۱۰۶۹-۱۰۷۰-۱۰۷۱-۱۰۷۲-۱۰۷۳-۱۰۷۴-۱۰۷۵-۱۰۷۶-۱۰۷۷-۱۰۷۸-۱۰۷۹-۱۰۸۰-۱۰۸۱-۱۰۸۲-۱۰۸۳-۱۰۸۴-۱۰۸۵-۱۰۸۶-۱۰۸۷-۱۰۸۸-۱۰۸۹-۱۰۹۰-۱۰۹۱-۱۰۹۲-۱۰۹۳-۱۰۹۴-۱۰۹۵-۱۰۹۶-۱۰۹۷-۱۰۹۸-۱۰۹۹-۱۱۰۰-۱۱۰۱-۱۱۰۲-۱۱۰۳-۱۱۰۴-۱۱۰۵-۱۱۰۶-۱۱۰۷-۱۱۰۸-۱۱۰۹-۱۱۱۰-۱۱۱۱-۱۱۱۲-۱۱۱۳-۱۱۱۴-۱۱۱۵-۱۱۱۶-۱۱۱۷-۱۱۱۸-۱۱۱۹-۱۱۲۰-۱۱۲۱-۱۱۲۲-۱۱۲۳-۱۱۲۴-۱۱۲۵-۱۱۲۶-۱۱۲۷-۱۱۲۸-۱۱۲۹-۱۱۳۰-۱۱۳۱-۱۱۳۲-۱۱۳۳-۱۱۳۴-۱۱۳۵-۱۱۳۶-۱۱۳۷-۱۱۳۸-۱۱۳۹-۱۱۴۰-۱۱۴۱-۱۱۴۲-۱۱۴۳-۱۱۴۴-۱۱۴۵-۱۱۴۶-۱۱۴۷-۱۱۴۸-۱۱۴۹-۱۱۵۰-۱۱۵۱-۱۱۵۲-۱۱۵۳-۱۱۵۴-۱۱۵۵-۱۱۵۶-۱۱۵۷-۱۱۵۸-۱۱۵۹-۱۱۶۰-۱۱۶۱-۱۱۶۲-۱۱۶۳-۱۱۶۴-۱۱۶۵-۱۱۶۶-۱۱۶۷-۱۱۶۸-۱۱۶۹-۱۱۷۰-۱۱۷۱-۱۱۷۲-۱۱۷۳-۱۱۷۴-۱۱۷۵-۱۱۷۶-۱۱۷۷-۱۱۷۸-۱۱۷۹-۱۱۸۰-۱۱۸۱-۱۱۸۲-۱۱۸۳-۱۱۸۴-۱۱۸۵-۱۱۸۶-۱۱۸۷-۱۱۸۸-۱۱۸۹-۱۱۹۰-۱۱۹۱-۱۱۹۲-۱۱۹۳-۱۱۹۴-۱۱۹۵-۱۱۹۶-۱۱۹۷-۱۱۹۸-۱۱۹۹-۱۲۰۰-۱۲۰۱-۱۲۰۲-۱۲۰۳-۱۲۰۴-۱۲۰۵-۱۲۰۶-۱۲۰۷-۱۲۰۸-۱۲۰۹-۱۲۱۰-۱۲۱۱-۱۲۱۲-۱۲۱۳-۱۲۱۴-۱۲۱۵-۱۲۱۶-۱۲۱۷-۱۲۱۸-۱۲۱۹-۱۲۲۰-۱۲۲۱-۱۲۲۲-۱۲۲۳-۱۲۲۴-۱۲۲۵-۱۲۲۶-۱۲۲۷-۱۲۲۸-۱۲۲۹-۱۲۳۰-۱۲۳۱-۱۲۳۲-۱۲۳۳-۱۲۳۴-۱۲۳۵-۱۲۳۶-۱۲۳۷-۱۲۳۸-۱۲۳۹-۱۲۴۰-۱۲۴۱-۱۲۴۲-۱۲۴۳-۱۲۴۴-۱۲۴۵-۱۲۴۶-۱۲۴۷-۱۲۴۸-۱۲۴۹-۱۲۵۰-۱۲۵۱-۱۲۵۲-۱۲۵۳-۱۲۵۴-۱۲۵۵-۱۲۵۶-۱۲۵۷-۱۲۵۸-۱۲۵۹-۱۲۶۰-۱۲۶۱-۱۲۶۲-۱۲۶۳-۱۲۶۴-۱۲۶۵-۱۲۶۶-۱۲۶۷-۱۲۶۸-۱۲۶۹-۱۲۷۰-۱۲۷۱-۱۲۷۲-۱۲۷۳-۱۲۷۴-۱۲۷۵-۱۲۷۶-۱۲۷۷-۱۲۷۸-۱۲۷۹-۱۲۸۰-۱۲۸۱-۱۲۸۲-۱۲۸۳-۱۲۸۴-۱۲۸۵-۱۲۸۶-۱۲۸۷-۱۲۸۸-۱۲۸۹-۱۲۹۰-۱۲۹۱-۱۲۹۲-۱۲۹۳-۱۲۹۴-۱۲۹۵-۱۲۹۶-۱۲۹۷-۱۲۹۸-۱۲۹۹-۱۳۰۰-۱۳۰۱-۱۳۰۲-۱۳۰۳-۱۳۰۴-۱۳۰۵-۱۳۰۶-۱۳۰۷-۱۳۰۸-۱۳۰۹-۱۳۱۰-۱۳۱۱-۱۳۱۲-۱۳۱۳-۱۳۱۴-۱۳۱۵-۱۳۱۶-۱۳۱۷-۱۳۱۸-۱۳۱۹-۱۳۲۰-۱۳۲۱-۱۳۲۲-۱۳۲۳-۱۳۲۴-۱۳۲۵-۱۳۲۶-۱۳۲۷-۱۳۲۸-۱۳۲۹-۱۳۳۰-۱۳۳۱-۱۳۳۲-۱۳۳۳-۱۳۳۴-۱۳۳۵-۱۳۳۶-۱۳۳۷-۱۳۳۸-۱۳۳۹-۱۳۴۰-۱۳۴۱-۱۳۴۲-۱۳۴۳-۱۳۴۴-۱۳۴۵-۱۳۴۶-۱۳۴۷-۱۳۴۸-۱۳۴۹-۱۳۵۰-۱۳۵۱-۱۳۵۲-۱۳۵۳-۱۳۵۴-۱۳۵۵-۱۳۵۶-۱۳۵۷-۱۳۵۸-۱۳۵۹-۱۳۶۰-۱۳۶۱-۱۳۶۲-۱۳۶۳-۱۳۶۴-۱۳۶۵-۱۳۶۶-۱۳۶۷-۱۳۶۸-۱۳۶۹-۱۳۷۰-۱۳۷۱-۱۳۷۲-۱۳۷۳-۱۳۷۴-۱۳۷۵-۱۳۷۶-۱۳۷۷-۱۳۷۸-۱۳۷۹-۱۳۸۰-۱۳۸۱-۱۳۸۲-۱۳۸۳-۱۳۸۴-۱۳۸۵-۱۳۸۶-۱۳۸۷-۱۳۸۸-۱۳۸۹-۱۳۹۰-۱۳۹۱-۱۳۹۲-۱۳۹۳-۱۳۹۴-۱۳۹۵-۱۳۹۶-۱۳۹۷-۱۳۹۸-۱۳۹۹-۱۴۰۰-۱۴۰۱-۱۴۰۲-۱۴۰۳-۱۴۰۴-۱۴۰۵-۱۴۰۶-۱۴۰۷-۱۴۰۸-۱۴۰۹-۱۴۱۰-۱۴۱۱-۱۴۱۲-۱۴۱۳-۱۴۱۴-۱۴۱۵-۱۴۱۶-۱۴۱۷-۱۴۱۸-۱۴۱۹-۱۴۲۰-۱۴۲۱-۱۴۲۲-۱۴۲۳-۱۴۲۴-۱۴۲۵-۱۴۲۶-۱۴۲۷-۱۴۲۸-۱۴۲۹-۱۴۳۰-۱۴۳۱-۱۴۳۲-۱۴۳۳-۱۴۳۴-۱۴۳۵-۱۴۳۶-۱۴۳۷-۱۴۳۸-۱۴۳۹-۱۴۴۰-۱۴۴۱-۱۴۴۲-۱۴۴۳-۱۴۴۴-۱۴۴۵-۱۴۴۶-۱۴۴۷-۱۴۴۸-۱۴۴۹-۱۴۵۰-۱۴۵۱-۱۴۵۲-۱۴۵۳-۱۴۵۴-۱۴۵۵-۱۴۵۶-۱۴۵۷-۱۴۵۸-۱۴۵۹-۱۴۶۰-۱۴۶۱-۱۴۶۲-۱۴۶۳-۱۴۶۴-۱۴۶۵-۱۴۶۶-۱۴۶۷-۱۴۶۸-۱۴۶۹-۱۴۷۰-۱۴۷۱-۱۴۷۲-۱۴۷۳-۱۴۷۴-۱۴۷۵-۱۴۷۶-۱۴۷۷-۱۴۷۸-۱۴۷۹-۱۴۸۰-۱۴۸۱-۱۴۸۲-۱۴۸۳-۱۴۸۴-۱۴۸۵-۱۴۸۶-۱۴۸۷-۱۴۸۸-۱۴۸۹-۱۴۹۰-۱۴۹۱-۱۴۹۲-۱۴۹۳-۱۴۹۴-۱۴۹۵-۱۴۹۶-۱۴۹۷-۱۴۹۸-۱۴۹۹-۱۵۰۰-۱۵۰۱-۱۵۰۲-۱۵۰۳-۱۵۰۴-۱۵۰۵-۱۵۰۶-۱۵۰۷-۱۵۰۸-۱۵۰۹-۱۵۱۰-۱۵۱۱-۱۵۱۲-۱۵۱۳-۱۵۱۴-۱۵۱۵-۱۵۱۶-۱۵۱۷-۱۵۱۸-۱۵۱۹-۱۵۲۰-۱۵۲۱-۱۵۲۲-۱۵۲۳-۱۵۲۴-۱۵۲۵-۱۵۲۶-۱۵۲۷-۱۵۲۸-۱۵۲۹-۱۵۳۰