1. Suma języków $L = \{a^n b^m : n \geq m \geq 1\}$ i $L` = \{a^n b^m : 1 \leq n \leq m\}$
    a. Jest językiem nieskończonym
    b. Jest językiem regularnym
    c. Jest językiem generowanym przez pewna gramatykę lewostronnie liniową
2. Wyrażenie regularne $\left((b^*a^*)ab(b^*a^*)ab\right)^*(b^*a^*)$ nad alfabetem $V = \{a, b\}$ oznacza język nad alfabetem V
    a. Składający się dokładnie ze wszystkich słów, w których pod słowo ab występuje parzyście wiele razy
    b. Składający się dokładnie ze wszystkich słów, o sufiksie postaci $b^n a^m$, w którym $m, n \geq 1$
    c. Który z językiem L = $\{a^k b^l a^m b^n : k, l, m, n \geq 0\}$ ma niepustą wspólną częśc
3. Język nad alfabetem $\{a, b, c\}$ składający się dokładnie ze wszyskich słów, których długość jest liczbą podzielną przez 3 oznaczany jest wyrażeniem regularnym
    a. $(a + b + c)^*(a + b + c)^*(a + b + c)^*$
    b. $(aaa + bbb + ccc)$
    c. $\left((a + b + c)(a + b + c)(a + b + c)\right)^*$
4. Języki oznaczane wyrażeniami regularnymi $a(b^* + c^*)a$ oraz $a(b + c)^*a$
    a. Są równe
    b. Mają dopełnienia nad $\{a, b, c\}$, w których wspólna część jest skończona
    c. Mają niepustą wspólną część
5. Deterministyczny automat skończenie stanowy X, w którym q_0 jest stanem początkowym i jednocześnie jednym stanem końcowym, a którego funkcja przejścia zadana jest tabelą
    a. Nie akceptuje żadnego słowa na alfabetem $\{a, b\}$, w którym a występuje parzyście wiele razy
    b. Akceptuje słowo $P \neq \varepsilon$ wtedy i tylko wtedy, gdy w P po każdym wystąpieniu a następuje co najmniej jedno b
    c. Akceptuje słowo puste ε
6. Niech język $L \subset V^*$ będzie oznaczany przez pewne wyrażenie regularne. Niech nadto L` oznacza dopełnie języka do V^*. Wówczas
    a. Język $(L')^*$ jest językiem regularnym
    b. Istnieje deterministyczny automat skończenie stanowy akceptujący $(L`\backslash L)$
    c. Język L` musi być skończony
7. Lemat o pompowaniu dla języków regularnych podaje dla tych języków
    a. Tylko warunek dostateczny
    b. Tylko warunek konieczny
    c. Warunek konieczny i dostateczny
8. Do domknięcia Kleen`ego L^* języka $L = \{a, ab, ba\}$
    a. Nie należy słowo puste
    b. Należy słowo abaaababa
    c. Należą wszystkie słowa w postaci $(aba)^n$ gdzie $n \geq 1$
9. Niech G będzie gramatyką typu 3 w postaci normalnej oraz niech długość n pewnego sowa $P \in L(G)$ będzie liczbą parzystą. Wówczas
    a. Długość wyprowadzenia P w G jest liczbą parzystą
    b. Długość wyprowadzenia P w G wynosi 2(n +1)
    c. Długość wyprowadzenia P w G wynosi n + 1
10. Żaden automat skończenie stanowy z $\varepsilon - przejściami$ **nie** zaakceptuje języka
    a. $\{a^n : 4 \leq n \leq 7\}$
    b. $\{a^n b^n : 4 \leq n \leq 7\}$
    c. $\{a^n : 4 \leq n \leq 7\}\{b^n : 4 \leq n \leq 7\}$
11. Gramatyka typu 3(regularna) o trzech regułach przepisywania $S \to aS,\ S \to bS,\ S \to \varepsilon$ (S jest symbolem początkowym) generuje:
    a. Języki, którego dopełnienie nad $\{a, b\}$ jest językiem pustym
    b. Język $\{a^n b^n : n \geq 0\}$
    c. Język oznaczany wyrażeniem regularnym $(a + b)^*$
12. Do klasy języków akceptowanych przez niedeterministyczne automaty skończenie stanowe z $\varepsilon - przejściami$
    a. Należą wszystkie języki nieskończone nad alfabetem $\{a, b, c\}$
    b. Należy język $\{\varepsilon\}$
    c. Należy co najmniej jeden język, który nie jest regularny
13. Niech G będzie gramatyką typu 3 w postaci normalnej. Wówczas
    a. Każde słowo $P \in L(G)$ o długości nieparzystej ma w G wyprowadzenie o długości nieparzystej

b. Każde niepuste słowo P $\in L(G)$ o długości parzystej ma w G wyprowadzenie o długości parzystej
c. Żadna tak gramatyka G nie generuje słowa pustego ε

14. Do klasy języków akceptowalnych przez niedeterministyczny automat skończenie stanowy z $\varepsilon -$ $przejściami$
    a. Należy co najmniej jeden język bezkontekstowy
    b. Należą wszystkie języki nieskończone nad alfabetem {a, b, c}
    c. Należy język $\{\varepsilon\}$
15. Niech L $= \{\varepsilon, a, ab, ba\}$. Wówczas
    a. Język L jest akceptowany przez pewien deterministyczny automat skończenie stanowy
    b. Język L jest językiem bezkontekstowym
    c. $\mathrm{L} \cap L^2 = \emptyset$
16. To, że problem języka pustego jest rozstrzygalny dla języków regularnych oznacza, że
    a. Istnieje algorytm, który dla każdego języka regularnego L zatrzymuje się i stwierdza czy zachodzi $\varepsilon \in L$ czy też zachodzi $\varepsilon \notin L$
    b. Istnieje algorytm, który dla każdego języka regularnego L zatrzymuje się i stwierdza czy zachodzi $\mathrm{L} = \emptyset$ czy też zachodzi $\mathrm{L} \neq \emptyset$
    c. Istnieje algorytm, który dla każdego języka regularnego L stwierdza czy zachodzi $\mathrm{L} = \{\varepsilon\}$ czy też zachodzi $\mathrm{L} \neq \{\varepsilon\}$
17. Gramatyka bezkontekstowa o czterech regułach przepisywania: $S \to aaSb,\ S \to C,\ C \to Cc,\ C \to c$ (S jest symbolem początkowym gramatyki) generuje język
    a. $\{a^{2n}c^m b^n : \mathrm{n} \geq 0,\ \mathrm{m} \geq 1\}$
    b. Do którego należy słowo puste
    c. Do którego należy słowo c^2
18. W oparciu o lemat o pompowaniu dla języków regularnych możemy stwierdzić, że
    a. Język $\{a^n b^m : \mathrm{n},\ \mathrm{m} \geq 1\}$ jest regularny
    b. Dla każdego języka regularnego L także języki L^n jest regularny dla wszystkich $\mathrm{n} > 0$
    c. Język $\{a^n b^n : \mathrm{n} \geq 1\}$
19. Niech język $\mathrm{L} \subset V^*$ będzie oznaczany przez pewne wyrażenie regularne. Niech nadto $\bar{L}$ to dopełnienie języka L do V^*. Wówczas
    a. Język $\bar{L}$ musi być nieskończony
    b. Język $(\bar{L})^*$ jest językiem regularnym
    c. Istnieje deterministyczny automat skończenie stanowy akceptujący $\bar{L} \backslash \mathrm{L}$
20. Suma mnogościowa języka $\mathrm{L} = \{a^n b^m : \mathrm{n}, \mathrm{m} \geq 1 \text{ i } \mathrm{n} \geq \mathrm{m}\}$ oraz języka L` $= \{a^k b^i : \mathrm{k},\ \mathrm{l} \geq 1\}$
    a. Jest zbiorem wszystkich słów nad alfabetem $\{\mathrm{a},\ \mathrm{b}\}$
    b. Jest **właściwym** podzbiorem języka $\{a^m b^n : \mathrm{m},\ \mathrm{n} \geq 1\}$
    c. Jest językiem regularnym
21. Wyrażenie regularne $(\mathrm{a} + \mathrm{b} + \mathrm{c})^*(aa + bb + cc)(a + b + c)^*$ nad alfabetem $\mathrm{V} = \{\mathrm{a},\ \mathrm{b},\ \mathrm{c}\}$ oraz nad V
    a. Do którego należy nieskończenie wiele słów zawierających tylko symbol a
    b. Którego wszystkie słowa mają długości będące liczbami parzystymi
    c. Do którego należy słowo aaabbbccc
22. Niech język L składa się dokładnie ze wszsytkich słow nad alfabetem $\{\mathrm{a},\ \mathrm{b},\ \mathrm{c}\}$, które ma będące liczbami nieparzystymi i które **nie kończą się** symbolem c. Język L jest oznacza wyrażenie regularne
    a. $\big((a + b + c)(a + b + c)\big)^*(a^*b^*)$
    b. $\big((a + b + c)(a + b + c)\big)^*(a + b)$
    c. $\big((a + b + c)(a + b + c)\big)^*(aa^*bb^*)$
23. Wyrażenie regularne $v_1 = a^*(ba + ca)^*c$ oraz $v_2 = a((b + c)a)^*c^*$ oznacza języki $\mathrm{L}(v_1)$ [..] takie że:
    a. $\mathrm{L}(v_1) = L(v_2)$
    b. $\mathrm{L}(v_1) \cap L(v_2) \neq \emptyset$
    c. $\mathrm{L}(v_1) \cap L(v_2) = \emptyset$
24. Niech A bądź deterministycznym automatem skończenie stanowym, w którym q [..] początkowym zbiorem stanów końcowych jest $\{q_0 q_2\}$, a funkcja przejścia zadana tabelą
    a. $\{\mathrm{a},\ \mathrm{c}\}^* \subset (A)$
    b. $\varepsilon \in L(A)$
    c. Każde słowo nad alfabetem $\{\mathrm{a},\ \mathrm{b},\ \mathrm{c}\}$ w którym