BeKo Cheat Sheet WS22/23 Version 0.3

Sei $L \subseteq \Sigma^*$ für ein endliches Alphabet Σ und seien χ_L (und χ'_L) die (halbe) charakteristische Funktion von L.

um das zu zeigen...	...kann ich eins hiervon zeigen
L semi-entscheidbar L aufzählbar	1. χ'_L berechenbar (DTM, NTM, WHILE, oder GOTO) 2. χ'_L μ-rekursiv 3. $L \leq Q$ für semi-entscheidbare Sprache Q 4. $L = T(M)$ für eine (N)TM M
L entscheidbar	1. χ_L berechenbar (DTM, NTM, WHILE, oder GOTO) 2. χ_L μ-rekursiv 3. $L \leq Q$ für entscheidbare Sprache Q 4. L und $\overline{L}$ semi-entscheidbar
L nicht semi-entscheidbar	1. L unentscheidbar und $\overline{L}$ semi-entscheidbar 2. $Q \leq L$ für eine nicht semi-entscheidbare Sprache Q (z.B. Äquivalenzproblem) 3. Widerspruchsbeweis (z.B. Diagonalisierung)
L unentscheidbar	1. L nicht semi-entscheidbar oder $\overline{L}$ nicht semi-entscheidbar 2. $Q \leq L$ für unentscheidbare Sprache Q (z.B. Halteproblem) 3. Widerspruchsbeweis (z.B. Diagonalisierung) 4. Satz von Rice: (a) nichttriviale Menge $\mathcal{S}$ von Sprachen/Funktionen definieren (b) zeigen, dass $L = C(\mathcal{S})$
$L \in$ NP	1. NTM die L in Polynomzeit entscheidet 2. Zertifikate für Ja-Instanzen können von DTM in Polynomzeit überprüft werden ("guess and check") 3. $\overline{L} \in$ coNP 4. $L \leq_m^p Q$ für ein $Q \in$ NP (z.B. 3-SAT)
$L \in$ coNP	1. co-nichtdeterministische Turing-Maschine, die L in Polynomzeit entscheidet 2. Zertifikate für Nein-Instanzen können von DTM in Polynomzeit überprüft werden ("guess and check") 3. $\overline{L} \in$ NP 4. $L \leq_m^p Q$ für ein $Q \in$ coNP (z.B. TAUT)
$L \in$ PSPACE	1. (N)TM die L in polynomiellem Platz entscheidet 4. $L \leq_m^p Q$ für ein $Q \in$ PSPACE (z.B. TQBF)
L ist NP-schwer	1. $Q \leq_m^p L$ für jedes $Q \in$ NP 2. $Q \leq_m^p L$ für ein NP-schweres Q (z.B. 3-SAT) 3. $\overline{L}$ ist coNP-schwer
L ist coNP-schwer	1. $Q \leq_m^p L$ für jedes $Q \in$ coNP 2. $Q \leq_m^p L$ für ein coNP-schweres Q (z.B. TAUT) 3. $\overline{L}$ ist NP-schwer
L ist PSPACE-schwer	1. $Q \leq_m^p L$ für jedes $Q \in$ PSPACE 2. $Q \leq_m^p L$ für ein PSPACE-schweres Q (z.B. TQBF)
L ist NP-vollständig	$L \in$ NP und L ist NP-schwer
L ist coNP-vollst.	$L \in$ coNP und L ist coNP-schwer
L ist PSPACE-vollst.	$L \in$ PSPACE und L ist PSPACE-schwer
$L \leq Q$	Reduktionsfunktion f, die Eingaben für L in Eingaben für Q umbaut, sodass (a) f berechenbar & total auf Σ^* (b) $x \in L \iff f(x) \in Q$ für alle $x \in \Sigma^*$
$L \leq_m^p Q$	Reduktionsfunktion f, die Eingaben für L in Eingaben für Q umbaut, sodass (a) f polynomzeitberechenbar & total auf Σ^* (b) $x \in L \iff f(x) \in Q$ für alle $x \in \Sigma^*$