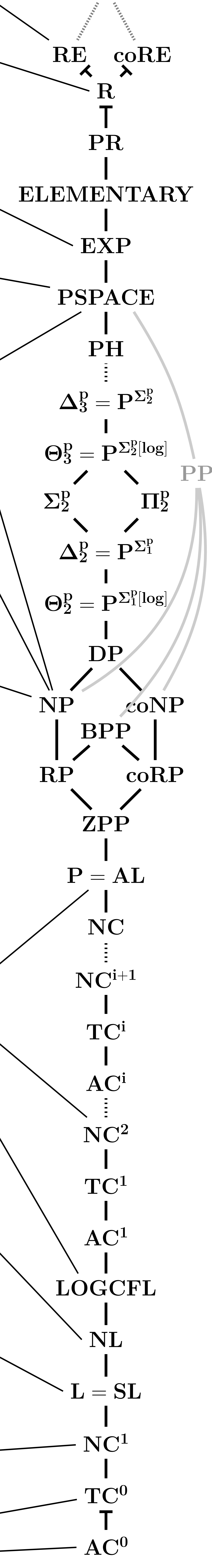


TM-Halt	in RE
SAT-FO-String	in R
Gegeben: Eine PL Formel φ über Strings Frage: Ist φ erfüllbar?	
2-PlayerCorridorTiling	EXP-C
Gegeben: Kachelmenge T und Zahl k (unär) Frage: Hat Spieler 1 eine Gewinnstrategie im Tiling-Spiel?	
QBF	PSPACE-C
Gegeben: Quantifizierte AL Formel φ (in Pränex-Normalform und KNF) Frage: Ist φ erfüllbar?	
CorridorTiling	PSPACE-C
Gegeben: Kachelmenge T und Zahl k (unär) Frage: Gibt es eine $k \times l$ Kachelung?	
SAT	NP-C
Gegeben: AL Formel φ in KNF Frage: Ist φ erfüllbar?	
Tiling	NP-C
Gegeben: Kachelmenge T und Zahlen c, r (unär) Frage: Gibt es eine $c \times r$ -Lösung für T ?	
TSP	NP-C
Gegeben: Entfernungsgraph G , $k \in \mathbb{N}$ Frage: Hat G einen Kreis durch alle Knoten mit Gewicht $\leq k$?	
Falls $f(n) \geq \log(n)$ <div> <div> TIME($2^{O(f)}$) SPACE(f^2) </div> <div> NSPACE(f) = coNSPACE(f) </div> <div> SPACE(f) </div> <div> coNTIME(f) NTIME(f) </div> TIME(f) </div>	
HornSAT	P-C
Gegeben: Eine Menge von Horn-Klauseln K Frage: Ist K erfüllbar?	
Determinante	in NC ²
AcyclicCS	LOGCFL-C
Gegeben: Variablenmenge V , Domäne U , Menge von Constraints \mathcal{C} Frage: Gibt es eine Lösung $\sigma \subseteq V \times U$, so dass $\sigma(\mathcal{C})$ wahr wird?	
REACH	NL-C
Gegeben: Gerichteter Graph $G = (V, E)$ und zwei Knoten $s, t \in V$ von G Frage: Gibt es einen Weg von s nach t in G ?	
UREACH	L-C
Gegeben: Ungerichteter Graph $G = (V, E)$ und zwei Knoten $s, t \in V$ von G Frage: Gibt es einen Weg von s nach t in G ?	
FormulaValueProblem	NC ¹ -C
Gegeben: Variablenfreie boolesche Formel B Frage: Ist B wahr?	
Multipikation	TC ⁰ -C
Addition	in AC ⁰

Arithmetische Hierarchie



Komplexitätstheorie

Poster von Kai Sauerwald. Nach Folien von Prof. Schwentick.

Parametrisiertes Problem	
Ein Tupel (Q, κ) heißt parametrisiertes Problem, falls $Q \subseteq \Sigma^*$ und $\kappa : \Sigma^* \rightarrow \mathbb{N}$ in polynomieller Zeit berechenbar ist.	
Beschreibungskompl. & Parametrisierung	<div> <div> paraNP XP </div> <div> W[P] AW[*] </div> <div> W[SAT] A[2] </div> <div> W[2] </div> <div> W[1] = A[1] FPT </div> </div>
	<div> PSPACE PFP </div> <div> NP ESO </div> <div> P HornESO, LFP </div> <div> NL TC </div> <div> L DTC </div> <div> TC⁰ FO(+, ×) + C </div> <div> REG MSO </div> <div> AC⁰ FO(+, ×) </div>
Komplexität einer Logik	
Eine Logik \mathcal{L} hat die Komplexität \mathcal{C} , falls für jede geschlossene Formel $\varphi \in \mathcal{L}$ gilt, dass $\{\text{enc}(\mathcal{A}) \mid \mathcal{A} \models \varphi\} \in \mathcal{C}$.	
PSPACE = IP	PCP (probabilistically checkable proof)
<div> <div> Σ₂^P </div> <div> AM </div> <div> MA </div> <div> BPP </div> </div>	Die Klasse $PCP(\mathcal{F}, \mathcal{G})$ der Sprachen L für die es einen Verifizierer V gibt der <ul style="list-style-type: none"> $\leq r(n)$ Zufallsbits verwendet, ($r \in \mathcal{F}$) $\leq q(n)$ Bits der Eingabe ließt, ($q \in \mathcal{G}$) für einen Beweis π alles aus L akzeptiert, und für jeden Beweis kein $x \notin L$ mit W'keit $> \frac{1}{2}$ akzeptiert.
	NP = PCP(log, poly) = PCP(0, poly) = PCP(log, 1)
Falls $P \neq NP$	Trennende Beispiele
NPO	TSP
APX	MAX-SAT
PTAS	Small-Scheduling
FPTAS	Rucksack
PO	
Satz: Klassenoperatoren	
Sei \mathcal{C} unter Turing-Reduktion abgeschlossen. Dann gilt:	
$BP \cdot BP \cdot \mathcal{C} \subseteq BP \cdot \mathcal{C}$ $\oplus \cdot \oplus \cdot \mathcal{C} \subseteq \oplus \mathcal{C}$ $\oplus \cdot BP \cdot \mathcal{C} \subseteq BP \cdot \oplus \cdot \mathcal{C}$ $\exists \cdot \mathcal{C} \subseteq BP \cdot \oplus \cdot \mathcal{C}$ $\exists \cdot BP \cdot \mathcal{C} \subseteq BP \cdot \exists \cdot \mathcal{C}$ $\exists \cdot BP \cdot P = MA$ $BP \cdot \exists \cdot P = AM$	
Satz	Chandra, Kozen, Stockmeyer
(a) Ist $S(n) = \Omega(\log n)$, so gilt $ASPACE(S) \subseteq TIME(2^{O(S)})$	
(b) Ist $S(n) = \Omega(n)$, so gilt $TIME(S) \subseteq ASPACE(2^{\log S})$	
Satz	Immerman, Szelepcsényi
Für jedes platzkonstruierbare S mit $S(n) \geq \log n$ gilt:	
$NSPACE(S) = coNSPACE(S)$	
Satz von Savitch	Savitch
Sei S platzkonstruierbar und $S(n) \geq \log n$, so gilt:	
$NSPACE(S) \subseteq SPACE(S^2)$	
Platzhierarchie-Satz	Stearns, Szepietowski
Seien f, g zeitkonstruierbar mit $f(n) \in \Omega(\log n)$ und $g(n) \in \omega(f(n))$, so gilt:	
$SPACE(f) \subsetneq SPACE(g)$ $NSPACE(f) \subsetneq NSPACE(g)$	
Zeithierarchie-Satz	Hartmanis, Stearns
Seien f, g zeitkonstruierbar mit $f(n) \in \Omega(n)$ und $g(n) \in \omega(f(n) \log(f(n)))$, so gilt:	
$TIME(f) \subsetneq TIME(g)$	