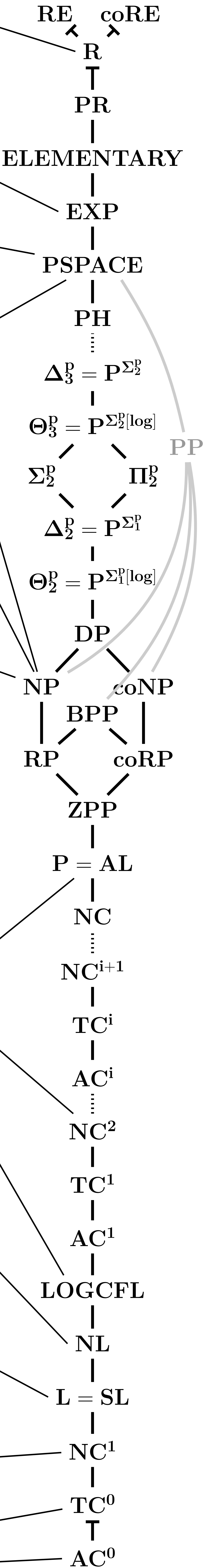


TM-Halt	in RE
SAT-FO-String	in R
Gegeben: Eine PL Formel φ über Strings Frage: Ist φ erfüllbar?	
2-PlayerCorridorTiling	EXP-C
Gegeben: Kachelmenge T und Zahl k (unär) Frage: Hat Spieler 1 eine Gewinnstrategie im Tiling-Spiel?	
QBF	PSPACE-C
Gegeben: Quantifizierte AL Formel φ (in Pränex-Normalform und 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 $\leq k$?	
<div>Falls $f(n) \geq \log(n)$</div> <div> <div> <div>TIME($2^{O(f)}$)</div> <div>SPACE(f^2)</div> </div> <div> <div>NSPACE(f) = coNSPACE(f)</div> <div>SPACE(f)</div> </div> <div> <div>coNTIME(f)</div> <div>NTIME(f)</div> </div> <div>TIME(f)</div> </div> <div>Kleine Hierarchie</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 , Constraints C , so dass (V, C) azyklisch ist Frage: Gibt es eine Lösung $\sigma \subseteq V \times U$, so dass $\sigma(C)$ 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?	
Multiplikation	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.	
Beschreibungskomplex. & Parametrisierung	Komplexität & Logik
<div>paraNP</div> <div>W[P]</div> <div>W[SAT]</div> <div>W[2]</div> <div>W[1] = A[1]</div> <div>FPT</div> <div>XP</div> <div>AW[*]</div> <div>A[2]</div>	<div>PSPACE</div> <div>NP</div> <div>P</div> <div>NL</div> <div>L</div> <div>TC⁰</div> <div>REG</div> <div>AC⁰</div> <div>PFP</div> <div>ESO</div> <div>HornESO, LFP</div> <div>TC</div> <div>DTC</div> <div>FO(+, ×) + C</div> <div>MSO</div> <div>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 $\{\text{enc}(\mathfrak{A}) \mid \mathfrak{A} \models \varphi\} \in \mathcal{C}$.	
PSPACE = IP	PCP (probabilistically checkable proof)
<div>Beweissysteme</div> <div> <div>Sigma_2^P</div> <div>AM</div> <div>MA</div> <div>BPP</div> </div>	<div>Die Klasse $PCP(\mathcal{F}, \mathcal{G})$ der Sprachen L für die es einen Verifizierer V gibt der</div> <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 $P \neq NP$	Trennendes Beispiel
<div>Optimierung</div> <div> <div>NPO</div> <div>APX</div> <div>PTAS</div> <div>FPTAS</div> <div>PO</div> </div>	<div>TSP</div> <div>MAX-SAT</div> <div>Small-Scheduling</div> <div>Rucksack</div>
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 $T(n) = \Omega(n)$, so gilt $TIME(T) \subseteq ASPACE(\log T)$	
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: $TIME(f) \subsetneq TIME(g)$	