

Vorlesung

Theoretische Informatik II

Bernhard Beckert

Institut für Informatik



Wintersemester 2007/2008

Diese Vorlesungsmaterialien basieren zum Teil auf den Folien zu den Vorlesungen von

Katrin Erk (gehalten an der Universität Koblenz-Landau)

Jürgen Dix (gehalten an der TU Clausthal)

Christoph Kreitz (gehalten an der Universität Potsdam)

Ihnen gilt mein herzlicher Dank.

– *Bernhard Beckert, Oktober 2007*

Theorem 15.9 (Charakterisierung von NP)

Eine Sprache L ist in **NP** genau dann wenn es eine Sprache L' in **P** und ein $k \geq 0$ gibt, so dass für alle $w \in \Sigma$ gilt:

$$w \in L \text{ gdw. es gibt ein } c : \langle w, c \rangle \in L' \text{ und } |c| < |w|^k.$$

c wird **Zeuge** (witness oder Zertifikat/certificate) von w in L genannt. Eine DTM, die die Sprache L' akzeptiert, wird **Prüfer** (verifier) von L genannt.

Wichtig:

Ein Entscheidungsproblem ist in **NP** genau dann wenn **jede Ja-Instanz ein kurzes Zertifikat** hat (d.h. seine Länge polynomial in der Länge der Eingabe ist), welche in polynomial-Zeit verifiziert werden kann.

Theorem 15.9 (Charakterisierung von NP)

Eine Sprache L ist in **NP** genau dann wenn es eine Sprache L' in **P** und ein $k \geq 0$ gibt, so dass für alle $w \in \Sigma$ gilt:

$$w \in L \text{ gdw. es gibt ein } c : \langle w, c \rangle \in L' \text{ und } |c| < |w|^k.$$

c wird **Zeuge** (witness oder Zertifikat/certificate) von w in L genannt. Eine DTM, die die Sprache L' akzeptiert, wird **Prüfer** (verifier) von L genannt.

Wichtig:

Ein Entscheidungsproblem ist in **NP** genau dann wenn **jede Ja-Instanz ein kurzes Zertifikat** hat (d.h. seine Länge polynomial in der Länge der Eingabe ist), welche in polynomial-Zeit verifiziert werden kann.

Teil VI

1 Wiederholung: Die Struktur von PSPACE

2 Wiederholung: Vollständige und harte Probleme

3 Beispiele

Teil VI

- 1 Wiederholung: Die Struktur von PSPACE
- 2 Wiederholung: Vollständige und harte Probleme**
- 3 Beispiele

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - in NP ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - NP-hart ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie
 - in PSPACE liegt ($L \in \mathbf{PSPACE}$), und
 - PSPACE-hart ist.

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{NP}$ ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 NP-hart ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{PSPACE}$ liegt ($L \in \mathbf{PSPACE}$), und
 - 2 PSPACE-hart ist

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in **NP** ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 **NP-hart** ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{NP}$ ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 **NP-hart** ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{NP}$ ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 **NP-hart** ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{NP}$ ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 **NP-hart** ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{PSPACE}$ ist ($L \in \mathbf{PSPACE}$) und
 - 2 **PSPACE-hart** ist

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{NP}$ ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 **NP-hart** ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{PSPACE}$ ist ($L \in \mathbf{PSPACE}$) und
 - 2 **PSPACE-hart** ist

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in **NP** ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 **NP-hart** ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie
 - 1 in **PSPACE** ist ($L \in \mathbf{PSPACE}$) und
 - 2 **PSPACE-hart** ist

Vollständige und harte Probleme

Definition 16.1 (NP-vollständig, NP-hart)

- Eine Sprache L heißt **NP-hart (NP-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{NP}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **NP-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{NP}$ ist ($L \in \mathbf{NP}$), und
 - 2 **NP-hart** ist

Definition 16.2 (PSPACE-vollständig, PSPACE-hart)

- Eine Sprache L heißt **PSPACE-hart (PSPACE-schwer)** wenn jede Sprache $L' \in \mathbf{PSPACE}$ polynomial-zeit-reduzibel auf L ist.
- Eine Sprache L heißt **PSPACE-vollständig** wenn sie
 - 1 in $\mathbf{PSPACE}$ ist ($L \in \mathbf{PSPACE}$) und
 - 2 **PSPACE-hart** ist

Bemerkenswert

- Wenn gezeigt werden kann, daß auch nur ein einziges **NP**-hartes Problem in **P** liegt, dann ist **P = NP**.
- Wenn **P** $\neq$ **NP** gilt, dann ist kein einziges **NP**-vollständiges Problem in polynomieller Zeit lösbar.

Eine Million Euro für den, der das „P = NP“-Problem löst!
(Millenium Probleme)

Vollständige und harte Probleme

Bemerkenswert

- Wenn gezeigt werden kann, daß auch nur ein einziges **NP**-hartes Problem in **P** liegt, dann ist **P** = **NP**.
- Wenn **P** $\neq$ **NP** gilt, dann ist kein einziges **NP**-vollständiges Problem in polynomieller Zeit lösbar.

Eine Million Euro für den, der das „P = NP“-Problem löst!
(Millenium Probleme)

Bemerkenswert

- Wenn gezeigt werden kann, daß auch nur ein einziges **NP**-hartes Problem in **P** liegt, dann ist **P** = **NP**.
- Wenn **P** $\neq$ **NP** gilt, dann ist kein einziges **NP**-vollständiges Problem in polynomieller Zeit lösbar.

Eine Million Euro für den, der das „P = NP“-Problem löst!
(Millenium Probleme)

Bemerkenswert

- Wenn gezeigt werden kann, daß auch nur ein einziges **NP**-hartes Problem in **P** liegt, dann ist **P** = **NP**.
- Wenn **P** $\neq$ **NP** gilt, dann ist kein einziges **NP**-vollständiges Problem in polynomieller Zeit lösbar.

Eine Million Euro für den, der das „P = NP“-Problem löst!
(Millenium Probleme)

Vollständige und harte Probleme

Wie zeigt man NP-Vollständigkeit?

Um zu zeigen, dass eine Sprache L **NP**-vollständig ist:

Finde bekanntermaßen **NP**-vollständige Sprache L' und reduzieren sie auf L :

$$L' \preceq L$$

Das genügt, da jede Sprache aus **NP** auf L' reduzierbar ist und wegen $L' \preceq L$ dann auch auf L .

Hierfür häufig verwendet:
SAT-Problem, d.h.

$$L' = L_{\text{sat}} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$$

Vollständige und harte Probleme

Wie zeigt man NP-Vollständigkeit?

Um zu zeigen, dass eine Sprache L **NP**-vollständig ist:

Finde bekanntermaßen **NP**-vollständige Sprache L' und reduzieren sie auf L :

$$L' \preceq L$$

Das genügt, da jede Sprache aus **NP** auf L' reduzierbar ist und wegen $L' \preceq L$ dann auch auf L .

Hierfür häufig verwendet:
SAT-Problem, d.h.

$$L' = L_{\text{sat}} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$$

Vollständige und harte Probleme

Wie zeigt man NP-Vollständigkeit?

Um zu zeigen, dass eine Sprache L **NP**-vollständig ist:

Finde bekanntermaßen **NP**-vollständige Sprache L' und reduzieren sie auf L :

$$L' \preceq L$$

Das genügt, da jede Sprache aus **NP** auf L' reduzierbar ist und wegen $L' \preceq L$ dann auch auf L .

Hierfür häufig verwendet:
SAT-Problem, d.h.

$$L' = L_{\text{sat}} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$$

Vollständige und harte Probleme

Wie zeigt man NP-Vollständigkeit?

Um zu zeigen, dass eine Sprache L **NP**-vollständig ist:

Finde bekanntermaßen **NP**-vollständige Sprache L' und reduzieren sie auf L :

$$L' \preceq L$$

Das genügt, da jede Sprache aus **NP** auf L' reduzierbar ist und wegen $L' \preceq L$ dann auch auf L .

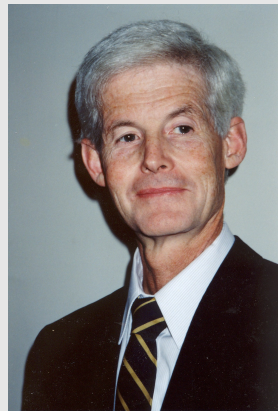
Hierfür häufig verwendet:
SAT-Problem, d.h.

$$L' = L_{\text{sat}} = \{w \mid w \text{ ist eine erfüllbare aussagenlogische Formel}\}$$

Satz von Cook

Stephen A. Cook ★ 1939

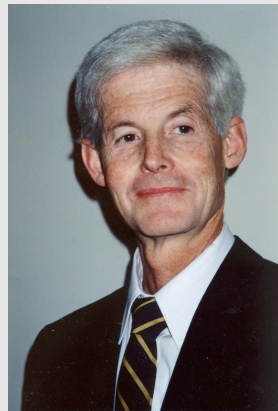
- Informatik-Professor and der Universität Toronto
- 1971: „Das Erfüllbarkeitsproblem der Aussagenlogik (SAT) ist NP-vollständig“
- Turing-Preisträger



Satz von Cook

Stephen A. Cook ★ 1939

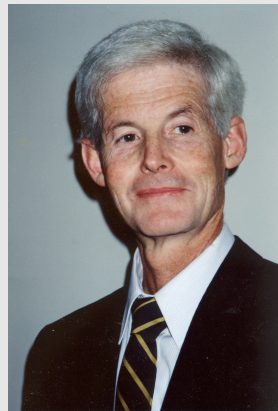
- Informatik-Professor and der Universität Toronto
- 1971: „Das Erfüllbarkeitsproblem der Aussagenlogik (SAT) ist NP-vollständig“
- Turing-Preisträger



Satz von Cook

Stephen A. Cook ★ 1939

- Informatik-Professor and der Universität Toronto
- 1971: „Das Erfüllbarkeitsproblem der Aussagenlogik (SAT) ist NP-vollständig“
- **Turing-Preisträger**



P, PSPACE abgeschlossen unter Komplement

Alle Komplexitätsklassen, die mittels **deterministischer Turing-Maschinen** definiert sind, sind **abgeschlossen unter Komplement-Bildung**

Denn:

Wenn eine Sprache L dazu gehört, dann auch ihr Komplement (einfach die alte Maschine ausführen und die Ausgabe invertieren).

P, PSPACE abgeschlossen unter Komplement

Alle Komplexitätsklassen, die mittels **deterministischer Turing-Maschinen** definiert sind, sind **abgeschlossen unter Komplement-Bildung**

Denn:

Wenn eine Sprache L dazu gehört, dann auch ihr Komplement (einfach die alte Maschine ausführen und die Ausgabe invertieren).

Abgeschlossenheit von NP unter Komplement

Frage:

Ist **NP** abgeschlossen unter Komplementbildung?

Antwort:

Keiner weiß es!

Abgeschlossenheit von NP unter Komplement

Frage:

Ist **NP** abgeschlossen unter Komplementbildung?

Antwort:

Keiner weiß es!

Definition 16.3 (co-NP)

co-NP ist die Klasse der Sprachen deren Komplemente in **NP** liegen:

$$\mathbf{co-NP} = \{L \mid \bar{L} \in \mathbf{NP}\}$$

Die folgenden Beziehungen sind momentan noch unbekannt

- 1 $P \not\equiv NP$.
- 2 $NP \not\equiv \text{co-NP}$.
- 3 $P \not\equiv PSPACE$.
- 4 $NP \not\equiv PSPACE$.

Die folgenden Beziehungen sind momentan noch unbekannt

- 1 **$P \not\equiv NP$.**
- 2 $NP \not\equiv \text{co-NP}$.
- 3 $P \not\equiv \text{PSPACE}$.
- 4 $NP \not\equiv \text{PSPACE}$.

Die folgenden Beziehungen sind momentan noch unbekannt

- 1 $P \not\equiv NP$.
- 2 $NP \not\equiv \text{co-NP}$.
- 3 $P \not\equiv PSPACE$.
- 4 $NP \not\equiv PSPACE$.

Beziehungen zwischen Komplexitätsklassen

Die folgenden Beziehungen sind momentan noch unbekannt

- 1 $P \neq NP$.
- 2 $NP \neq \text{co-NP}$.
- 3 $P \neq PSPACE$.
- 4 $NP \neq PSPACE$.

Die folgenden Beziehungen sind momentan noch unbekannt

- 1 $P \not\equiv NP$.
- 2 $NP \not\equiv \text{co-NP}$.
- 3 $P \not\equiv PSPACE$.
- 4 $NP \not\equiv PSPACE$.

Teil VI

- 1 Wiederholung: Die Struktur von PSPACE
- 2 Wiederholung: Vollständige und harte Probleme**
- 3 Beispiele

Teil VI

- 1 Wiederholung: Die Struktur von PSPACE
- 2 Wiederholung: Vollständige und harte Probleme
- 3 Beispiele**

Beispiel 17.1 (NP vollständige Probleme)

- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)
- Rucksackproblem (**knapsack**)
- Multiprozessor-Scheduling

Beispiel 17.1 (NP vollständige Probleme)

- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)
- Rucksackproblem (**knapsack**)
- Multiprozessor-Scheduling

Beispiel 17.1 (NP vollständige Probleme)

- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)
- Rucksackproblem (**knapsack**)
- Multiprozessor-Scheduling

Beispiel 17.1 (NP vollständige Probleme)

- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)
- Rucksackproblem (**knapsack**)
- Multiprozessor-Scheduling

Beispiel 17.1 (NP vollständige Probleme)

- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)
- Rucksackproblem (**knapsack**)
- Multiprozessor-Scheduling

Beispiel 17.1 (NP vollständige Probleme)

- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)
- **Rucksackproblem (knapsack)**
- Multiprozessor-Scheduling

Beispiel 17.1 (NP vollständige Probleme)

- Ist ein (un-) gerichteter Graph hamiltonsch? (**Hamiltonian circle**)
- Ist eine logische Formel erfüllbar? (**Satisfiability**)
- Gibt es in einem Graphen eine Clique der Größe k ? (**Clique of size k**)
- Ist ein Graph mit drei Farben zu färben? (**3-colorability**)
- Gibt es in einer Menge von ganzen Zahlen eine Teilmenge mit der Gesamtsumme x ? (**Subset Sum**)
- Rucksackproblem (**knapsack**)
- Multiprozessor-Scheduling

Definition 17.2 (Hamilton Circle)

Hamilton-Kreis:

Weg entlang der Kanten in einem Graphen, der jeden Knoten genau einmal besucht

$L_{\text{Ham}_{\text{undir}}}$: Die Sprache, die aus allen ungerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

$L_{\text{Ham}_{\text{dir}}}$: Die Sprache, die aus allen gerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

Definition 17.2 (Hamilton Circle)

Hamilton-Kreis:

Weg entlang der Kanten in einem Graphen, der jeden Knoten genau einmal besucht

$L_{\text{Ham}_{\text{undir}}}$: Die Sprache, die aus allen ungerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

$L_{\text{Ham}_{\text{dir}}}$: Die Sprache, die aus allen gerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

Definition 17.2 (Hamilton Circle)

Hamilton-Kreis:

Weg entlang der Kanten in einem Graphen, der jeden Knoten genau einmal besucht

$L_{\text{Ham}_{\text{undir}}}$: Die Sprache, die aus allen ungerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

$L_{\text{Ham}_{\text{dir}}}$: Die Sprache, die aus allen gerichteten Graphen besteht, in denen es einen Hamilton-Kreis gibt.

Definition 17.3 (Maximale Clique: L_{Clique_k})

Eine **Clique** in einem Graphen ist ein **vollständiger Teilgraph von G** .

Für $k \in \mathbb{N}$:

L_{Clique_k} Die Sprache, die aus allen ungerichteten Graphen besteht, die eine Clique der Größe k enthalten.

Definition 17.3 (Maximale Clique: L_{Clique_k})

Eine **Clique** in einem Graphen ist ein **vollständiger Teilgraph von G** .

Für $k \in \mathbb{N}$:

L_{Clique_k} Die Sprache, die aus allen ungerichteten Graphen besteht, die eine Clique der Größe k enthalten.

Definition 17.4 (k -colorability: $L_{\text{Color}_{\leq k}}$)

Ein (ungerichteter) Graph heißt **k -färbbar**, falls jeder Knoten mit einer von k Farben so gefärbt werden kann, daß benachbarte Knoten verschiedene Farben haben.

Für $k \in \mathbb{N}$:

$L_{\text{Color}_{\leq k}}$ Die Sprache, die aus allen ungerichteten, mit höchstens k Farben färbbaren Graphen besteht.

Definition 17.4 (k -colorability: $L_{\text{Color}_{\leq k}}$)

Ein (ungerichteter) Graph heißt **k -färbbar**, falls jeder Knoten mit einer von k Farben so gefärbt werden kann, daß benachbarte Knoten verschiedene Farben haben.

Für $k \in \mathbb{N}$:

$L_{\text{Color}_{\leq k}}$ Die Sprache, die aus allen ungerichteten, mit höchstens k Farben färbbaren Graphen besteht.

Definition 17.5 (SAT, k -CNF, k -DNF)

DNF: Eine Formel ist in **disjunktiver Normalform**, wenn sie von folgender Form ist:

$$(l_{11} \wedge \dots \wedge l_{1n_1}) \vee \dots \vee (l_{m1} \wedge \dots \wedge l_{mn_m})$$

CNF: Eine Formel ist in **konjunktiver Normalform**, wenn sie von folgender Form ist:

$$(l_{11} \vee \dots \vee l_{1n_1}) \wedge \dots \wedge (l_{m1} \vee \dots \vee l_{mn_m})$$

Definition 17.5 (SAT, k -CNF, k -DNF)

DNF: Eine Formel ist in **disjunktiver Normalform**, wenn sie von folgender Form ist:

$$(l_{11} \wedge \dots \wedge l_{1n_1}) \vee \dots \vee (l_{m1} \wedge \dots \wedge l_{mn_m})$$

CNF: Eine Formel ist in **konjunktiver Normalform**, wenn sie von folgender Form ist:

$$(l_{11} \vee \dots \vee l_{1n_1}) \wedge \dots \wedge (l_{m1} \vee \dots \vee l_{mn_m})$$

Definition (Fortsetzung)

k -DNF: Eine Formel ist in k -DNF wenn sie in DNF ist und jede ihrer Konjunktionen genau k Literale hat.

k -CNF: Eine Formel ist in k -CNF wenn sie in CNF ist und jede ihrer Disjunktion genau k Literale hat.

Definition (Fortsetzung)

k -DNF: Eine Formel ist in **k -DNF** wenn sie in DNF ist und jede ihrer Konjunktionen genau **k** Literale hat.

k -CNF: Eine Formel ist in **k -CNF** wenn sie in CNF ist und jede ihrer Disjunktion genau **k** Literale hat.

Theorem 17.6 (NP-vollständige Probleme)

*Die folgenden Probleme liegen in **NP** und sind **NP**-vollständig:*

- L_{sat}
- CNF
- k - CNF für $k \geq 3$

Theorem 17.7 (Probleme in P)

*Die folgenden Probleme liegen in **P**:*

- DNF
- k - DNF für alle k
- 2 - CNF

Theorem 17.6 (NP-vollständige Probleme)

*Die folgenden Probleme liegen in **NP** und sind **NP**-vollständig:*

- L_{sat}
- CNF
- k - CNF für $k \geq 3$

Theorem 17.7 (Probleme in P)

*Die folgenden Probleme liegen in **P**:*

- DNF
- k - DNF für alle k
- 2- CNF

Definition 17.8 (Rucksackproblem (knapsack))

Ein Rucksackproblem besteht aus

- n Objekten mit Gewichten $g_1, \dots, g_n$ und Nutzwerten $a_1, \dots, a_n$
- einem Gewichtsmaximum G
- einem Nutzwertminimum A

Das Rucksackproblem ist lösbar, wenn es eine Teilmenge der gegebenen Objekte gibt, deren Gewicht nicht größer als G und deren Nutzen nicht kleiner als A ist.

L_{KP} Die Sprache, die aus allen lösbaren Rucksackproblemen besteht.

Definition 17.8 (Rucksackproblem (knapsack))

Ein Rucksackproblem besteht aus

- n Objekten mit Gewichten $g_1, \dots, g_n$ und Nutzwerten $a_1, \dots, a_n$
- einem Gewichtsmaximum G
- einem Nutzwertminimum A

Das Rucksackproblem ist lösbar, wenn es eine Teilmenge der gegebenen Objekte gibt, deren Gewicht nicht größer als G und deren Nutzen nicht kleiner als A ist.

L_{KP} Die Sprache, die aus allen lösbaren Rucksackproblemen besteht.

Definition 17.8 (Rucksackproblem (knapsack))

Ein Rucksackproblem besteht aus

- n Objekten mit Gewichten $g_1, \dots, g_n$ und Nutzwerten $a_1, \dots, a_n$
- einem Gewichtsmaximum G
- einem Nutzwertminimum A

Das Rucksackproblem ist lösbar, wenn es eine Teilmenge der gegebenen Objekte gibt, deren Gewicht nicht größer als G und deren Nutzen nicht kleiner als A ist.

L_{KP} Die Sprache, die aus allen lösbaren Rucksackproblemen besteht.

Definition 17.9 (Multiprozessor-Scheduling-Problem)

Ein Scheduling-Problem besteht aus

- n Prozesse mit Laufzeiten $t_1, \dots, t_n$
- m Prozessoren
- eine Maximallaufzeit (Deadline) D

Das Scheduling-Problem ist lösbar, wenn es eine Verteilung der Prozesse auf die Prozessoren gibt, so dass alle Prozesse beendet sind bevor D vergangen ist.

L_{schedule} Die Sprache, die aus allen lösbaren Scheduling-Problemen besteht.

Definition 17.9 (Multiprozessor-Scheduling-Problem)

Ein Scheduling-Problem besteht aus

- n Prozesse mit Laufzeiten $t_1, \dots, t_n$
- m Prozessoren
- eine Maximallaufzeit (Deadline) D

Das Scheduling-Problem ist lösbar, wenn es eine Verteilung der Prozesse auf die Prozessoren gibt, so dass alle Prozesse beendet sind bevor D vergangen ist.

$\mathcal{L}_{\text{schedule}}$ Die Sprache, die aus allen lösbaren Scheduling-Problemen besteht.

Definition 17.9 (Multiprozessor-Scheduling-Problem)

Ein Scheduling-Problem besteht aus

- n Prozesse mit Laufzeiten $t_1, \dots, t_n$
- m Prozessoren
- eine Maximallaufzeit (Deadline) D

Das Scheduling-Problem ist lösbar, wenn es eine Verteilung der Prozesse auf die Prozessoren gibt, so dass alle Prozesse beendet sind bevor D vergangen ist.

$\mathcal{L}_{\text{schedule}}$ Die Sprache, die aus allen lösbaren Scheduling-Problemen besteht.

NP-vollständige Probleme

Beispiel 17.10 (CNF-SAT $\preceq_{\text{pol}}$ Clique $_{\leq k}$)

Gegeben eine Instanz von CNF
(eine Konjunktion von Klauseln $C_1 \wedge C_2 \wedge \dots \wedge C_k$)

Wir konstruieren daraus einen Graphen:

Knoten: die Paare (x, i) , so dass x ein Literal ist, dass in der Klausel C_i vorkommt.

Kanten: Es gibt eine Kante zwischen (x, i) und (y, j) falls:

- (1) $i \neq j$, und
- (2) x, y sind nicht komplementär.

Es gilt dann:

Die CNF-Formel ist erfüllbar genau dann,
wenn der zugeordnete Graph eine Clique der Größe k hat.

NP-vollständige Probleme

Beispiel 17.10 (CNF-SAT $\preceq_{\text{pol}}$ Clique $_{\leq k}$)

Gegeben eine Instanz von CNF
(eine Konjunktion von Klauseln $C_1 \wedge C_2 \wedge \dots \wedge C_k$)

Wir konstruieren daraus einen Graphen:

Knoten: die Paare (x, i) , so dass x ein Literal ist, dass in der Klausel C_i vorkommt.

Kanten: Es gibt eine Kante zwischen (x, i) und (y, j) falls:

- (1) $i \neq j$, und
- (2) x, y sind nicht komplementär.

Es gilt dann:

Die CNF-Formel ist erfüllbar genau dann,
wenn der zugeordnete Graph eine Clique der Größe k hat.

NP-vollständige Probleme

Beispiel 17.10 (CNF-SAT $\preceq_{\text{pol}}$ Clique $_{\leq k}$)

Gegeben eine Instanz von CNF

(eine Konjunktion von Klauseln $C_1 \wedge C_2 \wedge \dots \wedge C_k$)

Wir konstruieren daraus einen Graphen:

Knoten: die Paare (x, i) , so dass x ein Literal ist, dass in der Klausel C_i vorkommt.

Kanten: Es gibt eine Kante zwischen (x, i) und (y, j) falls:

- (1) $i \neq j$, und
- (2) x, y sind nicht komplementär.

Es gilt dann:

Die CNF-Formel ist erfüllbar genau dann,
wenn der zugeordnete Graph eine Clique der Größe k hat.

NP-vollständige Probleme

Beispiel 17.10 (CNF-SAT $\preceq_{\text{pol}}$ Clique $_{\leq k}$)

Gegeben eine Instanz von CNF

(eine Konjunktion von Klauseln $C_1 \wedge C_2 \wedge \dots \wedge C_k$)

Wir konstruieren daraus einen Graphen:

Knoten: die Paare (x, i) , so dass x ein Literal ist, dass in der Klausel C_i vorkommt.

Kanten: Es gibt eine Kante zwischen (x, i) und (y, j) falls:

- (1) $i \neq j$, und
- (2) x, y sind nicht komplementär.

Es gilt dann:

**Die CNF-Formel ist erfüllbar genau dann,
wenn der zugeordnete Graph eine Clique der Größe k hat.**