Fehlerliste zum Buch „Komplexitätstheorie – Grenzen der Effizienz von Algorithmen“

Seite 22: Die erweiterte churchsche These sollte lauten:

Für je zwei Rechnermodelle R_1 und R_2 gibt es ein Polynom p, so dass t Rechenschritte auf R_1 bei Eingabelänge n durch $p(t,n)$ Rechenschritte auf R_2 simuliert werden können.

Begründung:
Eine Registermaschine kann eine binäre Suche in Zeit $O(\log n)$ durchführen, während eine Turingmaschine schon lineare Zeit braucht, um das letzte Element zu lesen. Der Unterschied wirkt sich nur für $t = o(n)$ aus. Entscheidend ist, dass die Menge der in polynomieller Zeit lösbaren Probleme nicht vom Rechnermodell abhängt.

Seite 38, Zeile 3: Hier fehlt eine „Klammer zu“ hinter $(1 - 1/(2s))$.

Seite 56, 3. Absatz, Zeile 7: Es muss z_k statt z_n heißen.

Seite 112, Zeile 3 v. u.: Ersetze MAX-IP$_{\text{planar}}$ durch MAX-IS$_{\text{planar}}$.

Seite 113: Die Definition eines Lückenproblems ist etwas missverständlich. Gemeint ist: Es gibt Werte a und $b > a$, so dass für alle Eingaben x und alle Lösungen $s \in S(x)$ gilt: $v(x,s) \leq a$ oder $v(x,s) \geq b$. Die Frage bei einem Maximierungsproblem, ob $v_{\text{opt}}(x) \geq b$ ist, ist dann ein (a,b)-Lückenproblem.

Seite 115, erste Zeile des vorletzten Absatzes: Ersetze GC durch MIN-GC.

Seiten 115/116: Das Argument funktioniert mit der angegebenen Konstruktion von G_k. Einfacher wird der Beweis mit folgender Konstruktion. Der Graph G_k besteht aus k disjunkten Kopien von G, wobei Knoten aus verschiedenen Kopien durch zusätzliche Kanten verbunden sind.

Seite 118, Zeile 3 v. u.: Ersetze IP durch IS.

Seite 136, Zeile 5 von Kapitel 10.2: Ersetze „$\leq_p$“ durch „$=_p$“.

Seite 139: Die Bildunterschrift sollte besser lauten: Die vermutete Komplexitätswelt innerhalb von NP $\cup$ co-NP.

Seite 150, letzter Satz des ersten Absatzes: Etwas präziser: Auch dies ist ein Indiz, dass BPP und NP verschieden sind.

Seite 150: Korollar 10.5.5 ist korrekt, aber Uwe Schöning hat mich darauf aufmerksam gemacht, dass im Beweis nicht nur NP $\subseteq$ BPP vorausgesetzt wird, sondern auch, dass der NP-Operator nichts kann, was nicht auch der BPP-Operator kann. Diese Beweislücke wird geschlossen in dem Beweis Corollary 2.28 (S. 78) im Buch J. Köbler, U. Schöning und J. Torán. The Graph Isomorphism Problem: Its Structural Complexity. Birkhäuser Verlag, 1993.

Seite 151, Zeile 6-10 von unten: Die Bedingungen für $(G, c, c', c'') \in B$ müssen lauten:

- c' ist legale Färbung von G,
- $c' \leq c$,
- mindestens eine der Bedingungen (a), (b), (c) gilt:
  (a) c'' ist keine legale Färbung von G,
  (b) $c'' \geq c$,
  (c) c'' benutzt mehr Farben als c'.

Seite 165: Die letzten beiden Sätze des Beweises von Theorem 11.4.2 sollen folgendermaßen ersetzt werden. Das Algorithmenpaar (B, V') berechnet also mit H einen gemäß Gleichverteilung gewählten zu G_0 und G_1 isomorphen Graphen, gemäß V' in Abhängigkeit von H ein Bit j und eine Permutation π' mit $H = \pi'(G_j)$. Der Algorithmus A berechnet jeden Graphen H mit der selben Wahrscheinlichkeit wie (B, V'). Da V' simuliert wird, wird auch das Bit j wie bei (B, V') berechnet. Schließlich fügt A die Permutation π mit $H = \pi(G_i)$ zur Ausgabe hinzu. Da $i = j$ ist, ist dies auch eine Permutation mit der gewünschten Eigenschaft $H = \pi(G_j)$.

Seite 177, erster Spiegelstrich: Ersetze $\mathbb{Z}^m$ durch $\mathbb{Z}_2^m$.

Seite 191, 5. Zeile von unten: Die letzte Gleichung ist falsch. Da aber $s^*(x)$ besser als y ist, gilt sogar $r_A(x, s^*(x)) \leq r$ und es ist zu zeigen $r \leq 1 + \beta \cdot (r-1)$ oder äquivalent dazu $0 \leq \beta r - \beta - r + 1 = (\beta - 1) \cdot (r - 1)$. Letzteres ist korrekt, da nach Definition $r \geq 1$ und $\beta \geq 1$ ist.

Seite 198: Beweis von Theorem 13.2.6: Wir beweisen induktiv, dass Σ_k und Π_k in PSPACE enthalten sind. Der Induktionsanfang ist korrekt, da $\Sigma_0 = \Pi_0 = P$.
Wenn $L \in \Sigma_k$ ist, gibt es mit der logikorientierten Darstellung von Σ_k ein Entscheidungsproblem $L' \in \Pi_{k-1}$ (und nicht Σ_{k-1}) und ein Polynom p, so dass

$$L = \left\{ x \,\middle|\, \exists y \in \{0,1\}^{p(|x|)} : (x, y) \in L' \right\}$$

ist. Der Rest des Beweises verläuft wie im Buch, da nach Induktionsvoraussetzung $\Pi_{k-1} \subseteq \mathrm{PSPACE}$ ist. Analog folgt $\Pi_k \subseteq \mathrm{PSPACE}$.

Seite 202: Theorem 13.4.2: Es muss $\mathrm{DTAPE}(s(n)^2)$ und nicht $\mathrm{DTAPE}(s(n^2))$ heißen.

Seite 219, Zeilen 3 und 4: Falsche Trennung. Richtig: nicht-uniform.

Seite 238, Zeile 8: Es muss $|\mathrm{EQ}_n^{-1}(1)|$ statt $f^{-1}(1)$ heißen.

Seite 253, im Beweis von Theorem 15.4.3, Zeilen 8 und 10: Es muss „verworfen“ und nicht „akzeptiert“ heißen.

Seite 259/260: Es muss $\mathrm{Disc}_{u,\mathrm{IP}_n}(A \times B)$ und nicht $\mathrm{D}_{u,\mathrm{IP}_n}(A \times B)$ heißen. Wir erhalten dann eine obere Schranke für $\mathrm{Disc}_u(\mathrm{IP}_n)$ und können Theorem 15.4.8 anwenden, um eine untere Schranke für $\mathrm{D}_{i,1/2-\varepsilon}(\mathrm{IP}_n)$ zu erhalten. Daraus folgt mit Theorem 15.4.7 die Behauptung.

Seite 274, Zeile 8 von unten: Faktor k statt Faktor $k-1$.

Seite 278, Zeile 9 von Abschnitt 2: Am Satzende stehen fälschlicherweise zwei Punkte.

Seite 280, Beweis Theorem 16.5.1: Alle Thresholdfunktionen wie $T_{\leq k}$ müssen einen oberen Index n erhalten: $T^n_{\leq k}$.

Seite 290, Zeile 5 von unten: Es darf nicht $INV_n(x) = DIV_n(1^n, x)$ heißen. Es sei y die n-Bit-Zahl, die 1 darstellt. Dann ist $INV_n(x) = DIV_n(y, x)$.

Seite 304, Zeile 5 des Beweises von Theorem A.2.5: Ersetze $I(u,t)$ durch $I(t,u)$.