

ماشین تورینگ چیست؟

یک دستگاه فرضی است که روی نشان‌های روی یک قطعه نوار بر اساس جدول (Turing machine) ماشین تورینگ قوانین دستکاری انجام می‌دهد. با وجود اینکه مکانیزم ماشین تورینگ مقدماتی است، مفهومش برای پوشش عملکردهای بسیار پیچیده کافی و گسترده است. ماشین تورینگ می‌تواند برای شبیه‌سازی هر الگوریتم کامپیوتری و توضیح نحوه عملکرد یک واحد پردازشگر مرکزی به کار آید. حافظه این ماشین ساختاری بسیار ساده دارد. یعنی می‌تواند به صورت یک آرایه سلولها باشد که هر یک می‌توانند حافظ تنها یک نماد باشند. این آرایه از هر دو طرف باز و (یک بعدی از عناصر نامحدود است) (حافظه بینهایت) و اطلاعات آن می‌توانند به هر ترتیبی فراخوانی شوند. یک ماشین محاسبه تورینگ یک متغیر محاسباتی خاص را با استفاده از رشته‌ای از داده‌ها از طریق الفبای (صفر و یک) آن محاسبه می‌کند. از این لحاظ، این ماشین مانند یک کامپیوتر با برنامه ثابت عمل می‌نماید؛ اما، می‌توان جدول عملگرهای هر ماشین تورینگ را به صورت رشته‌ای از داده‌ها رمزگذاری نمود؛ بنابراین می‌توان ماشین محاسبه تورینگ ساخت که بر روی نوار ذخیره اطلاعات آن رشته‌ای از داده‌ها برای توصیف جدول عملگرها به همراه رشته‌ای برای توصیف نوار ورودی وجود داشته باشد و نواری را که ماشین تورینگ رمزگذاری کرده است، محاسبه نماید. تورینگ در مقاله سال ۱۹۳۶ خود این ساختار را با جزئیات کامل توصیف نمود: "این امکان وجود دارد که ماشینی را اختراع نمود تا بتواند هر تابع قابل محاسبه‌ای را از جدول عملگرهای (S.D) دارای نواری باشد که در ابتدای آن توضیحات استاندارد (U) اگر این ماشین محاسبه نماید محاسبه نماید M یعنی ماشین می‌تواند همان تابع را به عنوان U نوشته شده باشد بنابراین M بعضی از ماشینهای محاسبه

ماشین تورینگ متناوب

، ماشین تورینگ غیر (Alternating Turing machine) در نظریه پیچیدگی محاسباتی، یک ماشین تورینگ متناوب، co-NP و شامل قانونی برای پذیرش محاسباتی است که قوانین استفاده شده در تعریف کلاس‌های پیچیدگی در سال ۱۹۷۶، و سپس Kozen و مستقل توسط Stockmeyer و Chandra توسط ATM را کلیت می‌بخشد. مفهوم NP به صورت مشترک، با انتشار در یک مجله در سال ۱۹۸۱ مطرح شد.

ماشین تورینگ کوانتومی

که به آن ماشین تورینگ جهانی نیز می‌گویند یک ماشین (quantum Turing machine) یک ماشین تورینگ کوانتومی انتزاعی است که برای مدل کردن تأثیرات یک کامپیوتر کوانتومی استفاده می‌شود. این ماشین یک مدل بسیار ساده را ارائه می‌کند که قدرت محاسبات کوانتومی را نشان می‌دهد. هر الگوریتم کوانتومی می‌تواند به صورت رسمی توسط یک ماشین David تورینگ کوانتومی بیان شود. این نوع ماشین تورینگ نخستین بار توسط دانشمند فیزیکدان دانشگاه اکسفورد در سال ۱۹۸۵ ارائه شد. وی پیشنهاد کرد که گیت‌های کوانتومی می‌توانند همانند گیت‌های منطقی دودویی Deutsch کلاسیک عمل کنند. معمولاً ماشین‌های تورینگ کوانتومی برای آنالیز کردن محاسبات کوانتومی مورد استفاده قرار نمی‌گیرند و معمولاً از مدل مدارات کوانتومی که مدل‌های رایج تری هستند استفاده می‌شود و این مدل‌ها با یکدیگر معادل هستند. ماشین‌های تورینگ کوانتومی می‌توانند توسط ماتریس‌های انتقال با ماشین تورینگ‌های احتمالی کلاسیک معادل مدل دیگری از ماشین تورینگ کوانتومی را تحت عنوان ماشین تورینگ کوانتومی Iriyama، Ohya و Volovich شوند ارائه دادند. این نوع ماشین تورینگ حالتی کلی از ماشین‌های تورینگ کوانتومی کلاسیک هستند که توابع (LQTM) خطی انتقال غیر قابل برگشت را مدل می‌کنند. این مسئله باعث می‌شود که بتوان اندازه‌گیری‌های کوانتومی را بدون نتیجه خروجی کلاسیک بیان کرد.

ماشین تورینگ غیر قطعی

در علوم کامپیوتر نظری، ماشین تورینگ نظری یک ماشین است که در آزمایش‌های فکری برای آزمایش توانایی‌ها و دراصل، ماشین تورینگ به صورت یک کامپیوتر ساده تصور می‌شود که با دنبال محدودیت‌های کامپیوتر استفاده می‌شود کردن مجموعه‌ای از قوانین، نمادها را در واحد زمان می‌خواند و بر روی یک نوار بی پایان می‌نویسد؛ و با توجه به

وضعیت جاری نمادی که دیده است، تعیین می‌کند چه عملی باید انجام دهد. یک مثال از قوانین ماشین تورینگ: «اگر در ماشین تورینگ قطعی، مجموعه قوانین «تغییر دهید و به چپ بروید» 'B' دیدید، آن را به 'A' وضعیت ۲ هستید و نماد (Non-deterministic) به ازای هر وضعیت داده شده، حداکثر یک حرکت را مجاز می‌کند. ماشین تورینگ غیرقطعی برخلاف ماشین تورینگ قطعی، دارای مجموعه قوانینی است که به ازای هر وضعیت، بیشتر از یک حرکت را مجاز می‌کند. برای مثال، ماشین تورینگ غیرقطعی ممکن است هر دو قوانین «اگر در وضعیت ۲ هستید و نماد 'C' دیدید، آن را به 'A' تغییر دهید و به چپ بروید.» و «اگر در وضعیت ۲ هستید و نماد 'B' دیدید، آن را به 'A' دارای تابع انتقال (DTM - قطعی) دهید و به راست بروید» را در مجموعه قوانینش داشته باشد. ماشین تورینگ معمولی است که برای وضعیت داده شده و نمادی که روی نوار به آن اشاره می‌شود، ۳ چیز را مشخص می‌کند: نمادی که باید روی روی نوار در وضعیت ۳ X نوار نوشته شود، جهت حرکت هد (چپ، راست یا هیچکدام) و وضعیت بعدی ... برای مثال، تفاوت ماشین روی نوار، حرکت هد به راست و انتقال به وضعیت ۵ کند Y را وادار به نوشتن DTM ممکن است این است که وضعیت داده شده و نماد روی نوار ۳ چیز منحصر به فرد را مشخص نمی‌کند، (NTM) تورینگ غیرقطعی روی نوار در X بلکه برای ترکیب مشابه از وضعیت و نماد ممکن است انتقال‌های متفاوتی انجام شود. برای مثال، را بنویسد، X را روی نوار بنویسد، به راست برود و به وضعیت ۵ برود یا Y وضعیت ۳ ممکن است به ماشین اجازه دهد به چپ برود و در وضعیت ۳ بماند.

ماشین خواندنی تورینگ

Two-way deterministic finite-state automaton یا (Read-only Turing machine) ماشین‌های خواندنی تورینگ یا ماشین‌های تعیین‌پذیر حالات متناهی ۲ مسیره رده‌ای از مدل‌های محاسبه‌پذیری هستند که مانند یک ماشین تورینگ (Two-way deterministic finite-state automaton) استاندارد عمل می‌کنند و می‌توانند در هر ۲ جهت روی نوار حرکت کنند اما نمی‌توانند چیزی بنویسند. در حقیقت این ماشین‌ها از نظر قدرت محاسباتی معادل یک ماشین تعیین‌پذیر حالات متناهی هستند که فقط می‌توانند عمل تجزیه و تحلیل را روی یک زبان منظم انجام دهند.

ماشین تورینگ احتمالی

یک ماشین (Probabilistic turing machines) در نظریه محاسبه‌پذیری، یک ماشین تورینگ احتمالی (به انگلیسی تورینگ غیر قطعی است که بین انتقال‌های موجود در هر نقطه بوسیله برخی از توزیع‌های احتمال به صورت تصادفی یکی را انتخاب می‌کند. در مورد احتمال‌های برابر برای انتقال‌ها، می‌توان آن را به عنوان یک تورینگ ماشین قطعی در نظر گرفت که دارای یک حوزه اضافی «نوشتن» است که در آن ارزش «نوشتن» به صورت یکنواخت روی الفبای ماشین تورینگ توزیع شده است. (به طور کلی، احتمال مساوی برای نوشتن '۱' یا '۰' روی نوار). یکی دیگر از فرمول بندی‌های رایج یک ماشین تورینگ قطعی با یک نوار اضافی که شامل بیت‌های تصادفی است که نوار تصادفی نامیده می‌شود. به عنوان یک نتیجه، یک ماشین تورینگ احتمالی (بر خلاف یک ماشین تورینگ قطعی) می‌تواند نتایج تصادفی داشته باشد؛ با یک ورودی معین و قرار گرفتن در یک وضعیت از ماشین، ممکن است زمان اجراهای مختلف بدست آورد یا ممکن است ماشین اصلاً متوقف نشود. به علاوه، ممکن است ورودی در یک اجرا پذیرش و همان ورودی در اجرای دیگر رد شود. بنابراین مفهوم پذیرش یک رشته توسط یک ماشین تورینگ احتمالی را می‌توان به روش‌های مختلف تعریف کرد. RP, Co-RP, BPP و ZPP کلاس‌های پیچیدگی زمانی متفاوتی که برای تعاریف مختلف پذیرش وجود دارند شامل RL, Co-RL, BPL, ZPL هستند. اگر ماشین به جای زمان چندجمله‌ای به فضای لگاریتمی محدود شود کلاس‌های مشابه بدست می‌آیند. همچنان محاسبه‌پذیری ZPLP, BPLP, Co-RPL, RLP نیز بدی می‌آیند. با اجرای هر دو محدودیت، حیاتی است (interactive proof systems) احتمالی برای تعریف اکثر کلاس‌های سیستم‌های اثبات تعاملی.

ماشین تورینگ چندمسیره

یا چندمجری نوع خاصی از ماشین تورینگ چندنواره (Multi-track Turing machine) ماشین تورینگ چندمسیره مسیر حرکت می‌کنند. در یک n کلاهک به صورت مستقل در امتداد n نوار، n است. در یک ماشین تورینگ استاندارد با مجرا یک کلاهک روی تمام مجراها عمل خواندن و نوشتن را به صورت همزمان انجام n ماشین تورینگ چند مجرای با

نماد از حروف الفبا می‌باشد. این ماشین تورینگ، معادل ماشین n می‌دهد. هر موقعیت در این ماشین تورینگ شامل تورینگ استاندارد است و زبان‌های شمارا را، که به صورت بازگشتی تعریف شده‌اند، می‌پذیرد. با توجه به پیچیدگی برنامه‌های کامپیوتری، ماشین محاسبه تورینگ چند نواری در مقایسه با ماشین‌هایی که آن‌ها را شبیه‌سازی می‌کند، فقط دارای عامل لگاریتمی است که عملکرد آن را آهسته‌تر می‌نماید. هنگامیکه آلن تورینگ به نظریه ساخت دستگاه محاسباتی خود رسید در ذهنش فقط مدل محاسباتی ساده و قوای برای محاسبه تمامی عملگرهای ممکن داشت. کلود شانون ابتدا به صراحت در سال ۱۹۵۶ مسئله اختراع کوچکترین ماشین محاسباتی تیورینگ را مطرح نمود. وی نشان داد تا زمانی که دو حالت مورد استفاده قرار گیرند دو نماد کافی هستند و همیشه این امکان وجود داشت که علائم به جای حالات بکار گرفته علامت کشف با استفاده از سیستم‌های داده‌ای دو حرفی، ماشین محاسبه تورینگ با ۷ حالت و ۴ «شوند». «ماروین مینسکی نمود. از آن زمان سایر ماشین‌های محاسباتی تورینگ توسط «یوری روگوزین» و سایرین با استفاده از روش شبیه‌سازی ، (۲، ۱۵) : را علائم در نظر بگیریم، مجموعه‌های زیر یافت می‌شوند n را حالات و m اگر سیستم حروف به وجود آمدند روگوزین» فقط ۲۲ دستورالعمل دارد و هیچ معیار «(۳، ۹)، (۴، ۶)، (۵، ۵)، (۶، ۴)، (۳، ۹)، (۲، ۱۸)». ماشین (۶، ۴) کوچکتر در آن وجود ندارد؛ ولیکن، با تعمیم معیار مدل ماشین محاسبه تورینگ حتی ماشین‌های محاسباتی کوچکتر UTM نیز قابل پذیرش هستند. چنین تعمیمی تکرار یک کلمه نامحدود را بر یک طرف یا دو طرف ورودی ماشین میسر می‌سازد، و موجب گسترش فراگیری آن و در نتیجه شناخت آن به عنوان «نیمه ضعیف» یا «ضعیف» می‌گردد. در ماشین محاسبه تورینگ کوچک و ضعیفی که قانون ۱۱۰ دستگاه‌های هدایت خودکار تلفن‌های همراه را شبیه‌سازی می‌کند از مجموعه‌های دو تایی (۶، ۲)، (۳، ۳) و (۲، ۴) استفاده می‌شود. ماشین محاسبه تورینگ ۲ حالت ۳ علامتی وولفریم با استفاده از قراردادن حروف ابتدایی، ضعف این فراگیری را بیشتر نشان می‌دهد. سایر متغیرها در الگوی استاندارد ماشین محاسبه تورینگ از های کوچک استفاده می‌کردند از جمله ماشین‌هایی با نوارهای متعدد ذخیره اطلاعات یا نوارهای چند بعدی و UTM ماشین‌هایی با دستگاه‌های هدایت خودکار محدود.

نظریات وابسته به ریاضیات

با رمزگذاری و نامگذاری جداول عملکردها به عنوان رشته‌ای از داده‌ها و دستورهای، این امکان به وجود آمد تا ماشین‌های تورینگ برای فرضیاتی در مورد عملکرد سایر ماشین‌های تورینگ پاسخی بیابند؛ اما بیشتر این فرضیات قابل اثبات نبودند مثلاً، این مشکل که آیا عملکرد ماشین تورینگ با ورود یعنی عملکرد مورد نظر از لحاظ مکانیکی قابل محاسبه نبود داده‌های خاص یا تمامی داده‌ها متوقف خواهد شد، در مقاله اولیه تورینگ غیرقابل اثبات بود و «مشکل توقف برنامه» نام به مشکلی اطلاق می‌شود که در آن یک برنامه کامپیوتری انتهایی ندارد و به جایی (Halting Problem) گرفت ماشین نمی‌رسد. قضیه «رایس» نشان می‌دهد که هر سؤال مهمی در مورد خروجی ماشین تورینگ غیرقابل اثبات است محاسبه تورینگ نشان می‌دهد که هر عملگر یا زبان در یک برنامه کامپیوتری خاص که نیازمند اجرای کل آن برنامه باشد قابل محاسبه است و هر زبان عددی را می‌پذیرد. طبق نظریه «چرچ – تورینگ»، مسائلی که به وسیله ماشین محاسبه تورینگ قابل حل باشند دقیقاً همان مسائلی هستند که از طریق الگوریتمی یا روش مؤثر محاسباتی قابل حل هستند. به این دلیل، ماشین محاسبه تورینگ معیاری است که با آن سیستم‌های محاسباتی و هر سیستمی که می‌تواند ماشین محاسبه تورینگ را شبیه‌سازی کند مقایسه می‌شوند و «تورینگ کامل» نام دارد. نسخه برگرفته از ماشین محاسبه تورینگ، تابع عمومی است، یعنی تابع قابل محاسبه‌ای که می‌تواند برای محاسبه سایر توابع قابل محاسبه بکار گرفته شود. ماشین محاسبه تورینگ وجود این تابع عمومی را اثبات می‌کند.

عملکرد

داده در ماشین تورینگ می‌تواند به شکل الفبایی (صفر و یک) فرض شود، هر الفبای دیگری می‌تواند به شکل صفر و یک از طریق تابع متغیر آن تعریف می‌شود. این تابع نیز می‌تواند به (M) رمزگذاری گردد. عملکرد یک ماشین تورینگ ، تعداد نوارهای ذخیره اطلاعات و اندازه فواصل M سادگی به رشته‌ای از دستورهای صفر و یک تبدیل گردد. مقدار الفبای آن‌ها می‌تواند از جدول توابع متغیر استخراج شود. حالات و نمادهای متفاوت از طریق جایگاه آن‌ها تعیین می‌شوند مثلاً دو حالت اول به‌طور قراردادی حالات شروع و پایان را نشان می‌دهند. در نتیجه، هر ماشین محاسبه تورینگ می‌تواند رشته‌ای از دستورهای الفبایی صفر و یک را رمزگذاری نماید. به علاوه، می‌توان نتیجه گرفت که هر گونه رمزگذاری نامعتبری نمایانگر یک محاسبه تورینگ نامعتبر است که متوقف می‌شود و هر ماشین تورینگ می‌تواند با رمزگذاری مداوم و ثابت با

عدد قراردادی یک (۱) در انتهای یک دستور، تعداد نامحدودی رمزگذاری انجام دهد دقیقاً مانند توضیحاتی که در یک زبان برنامه‌نویسی می‌آید. تعجب‌آور نیست که با توجه به وجود عدد «گودل» و معادله محاسباتی میان ماشین تیورینگ و می‌توان به این رمزگذاری دست یافت. همچنین این توضیح و تفسیر در تمامی دستورهای باینری μ عملگرهای بازگشتی مشترک است. با نگاهی به آغاز این نوع رمزگذاری در سال ۱۹۹۶ توسط «هنی» $M\alpha$ و ماشین تورینگ α (صفر و یک) متوقف می‌کند، پس N را در مراحل X فرض کنیم که داده $M\alpha$ و «استرن» می‌توان دریافت که اگر ماشین تورینگ را پردازش مراحل CN با فرض نوارهای متفاوت (در x ، α ماشین محاسبه تورینگ چند نوارای به وجود می‌آید که در داده بستگی ندارد، اما به اندازه، تعداد نوارهای ذخیره اطلاعات x مقدار ثابتی است که به طول دستور C را شروع می‌کند، N (N آغاز پردازش N). نیز شبیه‌سازی می‌شود O وابسته است. این عمل در متغیر M و تعداد حالات